北京科海培训中心

• Prentice Hall PTR

UNIX 网络编程

第2卷：进程间通信

第2版

[美] W. Richard Stevens 著

杨继张 译

清华大学出版社

谨以此中译本奉献

本书原作者 W. Richard Stevens 先生在天之英灵。

——Stevens 先生是学界知名的网络与 Unix 专家、教育家，不幸已于 1999 年 9 月 1 日溘然长逝，终年 48 岁。

前 言

简介

多数精致复杂的程序涉及某种形式的 IPC，也就是进程间通信(Interprocess Communication)。它是一个程序设计原则的自然结果，即把应用程序设计成一组彼此通信的小片段是比设计成单个庞大的程序更好的方法。从历史上看，应用程序设计方式按如下的顺序渐次出现：

1. 完成全部工作的单个庞大的程序。整个程序的各种片段可作为函数实现，它们以函数参数、函数返回值及全局变量的形式彼此交换信息。
2. 使用某种形式的 IPC 彼此通信的多个程序。许多标准 Unix 工具就是以这种样式设计的，它们使用 shell 管道(一种 IPC 形式)从一个程序向下一个程序传递信息。
3. 由使用某种形式的 IPC 彼此通信的多个程序构成的单个程序。尽管这种通信发生在线程间而不是进程间，我们仍用 IPC 的说法来描述。

把后两种设计方式结合起来也是可能的：由多个进程组成，每个进程又由一个或多个线程构成，其中涉及给定进程内各线程间的通信以及不同进程间的通信。

到此为止所描述的是把完成一个给定应用所涉及的工作散布到多个进程中，也许还散布到进程内的线程中。在含有多个处理器(CPU)的系统上，多个进程可能(在不同的 CPU 上)同时运行，一个给定进程的多个线程也可能同时运行。因此，把一个应用的工作散布到多个进程或线程中有可能减少该应用完成给定任务的时间。

本书具体叙述 4 种不同形式的 IPC：

1. 消息传递(管道、FIFO、消息队列)
2. 同步(互斥锁、条件变量、读写锁、文件与记录锁、信号灯)
3. 共享内存区(匿名共享内存区、有名共享内存区)
4. 远程过程调用(Solaris 门、Sun RPC)

本书不讨论通过计算机网络通信的程序的编写。这种通信形式通常涉及使用 TCP/IP 协议族的所谓的套接口 API(应用程序编程接口)；这些主题在本丛书的第 1 卷[Stevens 1998]中详细讨论。

有人可能坚称单台主机内的即不涉及网络的 IPC(正是本卷的主题)不应该使用，相反，所有应用程序都应该编写成通过网络运行在各种主机的分布式应用程序。然而实践证明，单台主机内的 IPC 与穿越网络的通信相比，前者往往快得多，有时还简单些。诸如共享内存区和同步这样的技术通常只在单台主机上可用，穿越网络时可能没法用。经验与历史告诉我们，不涉及网络的 IPC(本卷)和穿越网络的 IPC(本丛书第 1 卷)都有用武之地。

本书构筑在同一套丛书第 1 卷以及作者的其他 4 本书的基础之上，它们的书名在全书中缩写如下：

- UNPv1:*UNIX Network Programming, Volume* 1 [Stevens 1998]①
- APUE:*Advanced Programming in the UNIX Environment* [Stevens 1992]
- TCPv1:*TCP/IP Illustrated, Volume* 1 [Stevens 1994]
- TCPv2:*TCP/IP Illustrated, Volume* 2 [Wright and Stevens 1995]
- TCPv3:*TCP/IP Illustrated, Volume* 3 [Stevens 1996]

尽管在以"网络编程"为书名的丛书中讨论 IPC 看起来可能奇怪,IPC 却往往用在网络应用程序中。这正如在"*UNIX Network Programming*" 1990 年版的前言中所说:"理解如何给一个网络开发软件的必要条件之一是理解进程间通信(IPC)"。

本书与第 1 版的差别

本卷是对"*UNIX Network Programming*"1990 年版中第 3 章和第 18 章的完全重写和扩充。从词数上统计,整个材料扩充了 5 倍。下面是新版本中所做的主要修改:

- 除了"System V IPC"的 3 种形式(消息队列、信号灯、共享内存区)外,还讨论了实现这 3 种形式 IPC 的更新的 Posix 函数。(我们将在 1.7 节谈一谈 Posix 标准族。)作者期待以后数年内 Posix IPC 函数有大的推广,它们与对等的 System V 函数相比毕竟有优势。
- 讨论了 Posix 用于同步的函数:互斥锁、条件变量、读写锁。这些函数既可用于同步进程,也可用于同步线程,而且往往在访问共享内存区时使用。
- 本卷假设有一个 Posix 线程环境(称为"Pthreads"),许多例子设计成使用多个线程而不是多个进程。
- 关于管道、FIFO 和记录上锁的讨论集中于它们的 Posix 定义。
- 除讲述 IPC 机制并展示如何使用它们外,作者还开发了 Posix 消息队列、读写锁及 Posix 信号灯的实现(所有这些 IPC 机制都可作为用户函数库实现)。这些实现能够把许多不同的特性联结在一起(例如有一个 Posix 信号灯的实现同时用上了互斥锁、条件变量和内存映射 I/O),并强调了在我们的应用程序中必须经常处理的条件(例如竞争状态、出错处理、内存空间遗漏、可变长度参数表等)。理解某个特性的一种实现往往导致在如何使用该特性上取得更大的认识。
- 关于 RPC 的讨论集中于 Sun RPC 软件包。在此之前我们将讲述新的 Solaris 门 API,它与 RPC 类似,但限于单台主机。这么一来介绍了许多新特性,它们是调用另一个进程中的过程时需要关心的,不过网络连接的具体细节不必担心。

读者

本书既可作为关于 IPC 的指导书,也可作为有经验程序员的参考书。它分为 4 个部分:

- 消息传递
- 同步
- 共享内存区

① 译者注: 本书有中译本(清华大学出版社出版),在出现指向本书具体页码的参考点处,我们将注出中译本中的对应页码。

· 远程过程调用

不过许多读者可能只对其中的特定子集感兴趣。多数单章能彼此独立地分开阅读，但是第 2 章汇总了所有的 Posix IPC 函数共同的许多特性，第 3 章汇总了所有的 System V IPC 函数共同的许多特性，第 12 章则是对 Posix 和 System V 共享内存区的笼统介绍。所有读者都应阅读第 1 章，特别是 1.6 节，它们介绍了全书都用到的一些包裹函数。讨论 Posix IPC 的各章与讨论 System V IPC 的各章彼此独立，关于管道、FIFO 和记录上锁的各章则不属于任何一个阵营。关于 RPC 的两章也不同于其他 IPC 技术。

为便于用作参考书，本书提供了全文索引，并在附录 F 和附录 G 中给出了所有的函数和结构的具体讲解所在的页码。为帮助那些以随意顺序阅读各主题的读者，全文提供了大量的对相关主题的参考点。

源代码和勘误表获取

本书中出现的所有例子的源代码都可从作者的主页获取，其 URL 地址列在本前言的末尾。学习本书中讲述的 IPC 技术的最好方法是使用这些程序，然后修改并改进它们。只有真正编写这种形式的代码，才能加深对概念的理解并提高编程技巧。各章最后提供了大量的习题，附录 D 给出了其中大多数的解答。

本书最新的勘误表也可从作者的主页获取[②]。

鸣谢

尽管作者的名字是唯一出现在封面上的，要创作一本高质量的教科书却免不了许多人的共同努力。首先应该而且最值得感谢的是作者的家庭成员，他们几乎天天承受着作者写书时的那些个漫长而难熬的钟点。再次谢谢你们，Sally、Bill、Ellen、David。

作者感谢本书的技术性评阅人，他们提供了无价的反馈信息（打印出来共 135 页），帮助作者找出许多错误，指出需要进一步解释的地方，并提出另外的表述、用词和编码方案，他们是：Gavin Bowe、Allen Briggs、Dave Butenhof、Wan-Teh Chang、Chris Cleeland、Bob Friesenhahn、Andrew Gierth、Scott Johnson、Marty Leisner、Larry McVoy、Craig Metz、Bob Nelson、Steve Rago、Jim Reid、Swamy K. Sitarama、Jon C. Snader、Ian Lance Taylor、Rich Teer 和 Andy Tucker。

下面列出的网友回答了作者的电子邮件中的问题——有些网友还回答了不少，所有这些答复都有助于改进本书的精确性和语言表达，他们是：David Bausum、Dave Butenhof、Bill Gallmeister、Mukesh Kacker、Brian Kernighan、Larry McVoy、Steve Rago、Keith Skowran、Bart Smaalders、Andy Tucker 和 John Wait。

特别感谢 GSquared 的 Larry Rafsky，原因很多。跟以往一样，作者感谢国家光学天文台（NOAO）、Sidney Wolff、Richard Wolff 和 Steve Grandi，他们允许作者访问他们的网络和主机。DEC 公司的 Jim Bound、Matt Thomas、Mary Clouter 和 Barb Glover 提供的 Alpha 系统正是运行过本书中大多数例子的那台主机。本书中代码的一个子集是在其他 Unix 系统上测试的：作者感谢 Red Hat 软件公司的 Michael Johnson 提供了 Red Hat Linux 的最新版本，

② 译者注：中译本已根据最后修改日期为 1999 年 8 月 27 的最新勘误表作过订正。

IBM Austin 的 Dave Marquardt 和 Jessie Hang 提供了一台 RS/6000 系统以及最新版本的 AIX。

作者感谢 Prentice Hall 出版社那些勤勤恳恳的职员，谢谢他们的所有帮助，特别是在时间紧的情况下还能井然有序地把事情做好，他们是编辑 Mary Franz 以及编务 Noreen Regina、Sophie Papanikolaou 和 Patti Guerrieri。

附记

作者制作了本书的可照排拷贝(PostScript 格式)，这个拷贝随后排版成成品书。所用的格式化系统是 James Clark 的优秀的 groff 软件包，它安装在运行 Solaris 2.6 的一台 SparcStation 工作站上。(宣判 troff 死刑的报告毫无疑问过度夸张了。)作者使用 vi 编辑器键入了总共138 897个单词，使用 gpic 程序制作了 72 张插图(用到了 Gary Wright 编写的许多宏)，使用 gtbl 程序生成了 35 个表格，执行了所有的索引任务(使用由 John Bentley 和 Brian Kernighan 编写的一组 awk 脚本)，并完成了最终的页面布局。Dave Hanson 的 loom 程序、GNU indent 程序以及由 Gary Wright 编写的一些脚本程序用于把总共 8046 行 C 源代码插入到本书中。

作者欢迎任何读者发电子邮件提出意见或建议，或者给出程序缺陷的补丁。

W. Richard Stevens
rstevens@kohala.com
http://www.kohala.com/~rstevens
1998 年 7 月于亚利桑那州 Tucson

目 录

第1部分 简 介

第1章 简介 …… (1)

1.1 概述 …… (1)
1.2 进程、线程与信息共享 …… (2)
1.3 IPC对象的持续性 …… (3)
1.4 名字空间 …… (5)
1.5 fork、exec和exit对于IPC对象的影响 …… (6)
1.6 出错处理:包裹函数 …… (7)
1.7 Unix标准 …… (9)
1.8 书中IPC例子索引表 …… (11)
1.9 小结 …… (13)
1.10 习题 …… (13)

第2章 Posix IPC …… (14)

2.1 概述 …… (14)
2.2 IPC名字 …… (14)
2.3 创建与打开IPC通道 …… (17)
2.4 IPC权限 …… (19)
2.5 小结 …… (20)
2.6 习题 …… (20)

第3章 System V IPC …… (21)

3.1 概述 …… (21)
3.2 key_t键和ftok函数 …… (21)
3.3 ipc_perm结构 …… (23)
3.4 创建与打开IPC通道 …… (24)
3.5 IPC权限 …… (26)
3.6 标识符重用 …… (27)
3.7 ipcs和ipcrm程序 …… (29)
3.8 内核限制 …… (29)
3.9 小结 …… (30)
3.10 习题 …… (31)

第2部分 消息传递

第4章 管道和FIFO …… (32)

4.1 概述 …… (32)
4.2 一个简单的客户-服务器例子 …… (32)
4.3 管道 …… (33)
4.4 全双工管道 …… (38)
4.5 popen 和 pclose 函数 …… (40)
4.6 FIFO …… (41)
4.7 管道和 FIFO 的额外属性 …… (45)
4.8 单个服务器,多个客户 …… (47)
4.9 迭代服务器与并发服务器 …… (53)
4.10 字节流与消息 …… (53)
4.11 管道和 FIFO 限制 …… (58)
4.12 小结 …… (59)
4.13 习题 …… (60)

第5章 Posix 消息队列 …… (61)

5.1 概述 …… (61)
5.2 mq_open、mq_close 和 mq_unlink 函数 …… (62)
5.3 mq_getattr 和 mq_setattr 函数 …… (65)
5.4 mq_send 和 mq_receive 函数 …… (68)
5.5 消息队列限制 …… (71)
5.6 mq_notify 函数 …… (72)
5.7 Posix 实时信号 …… (83)
5.8 使用内存映射 I/O 实现 Posix 消息队列 …… (90)
5.9 小结 …… (108)
5.10 习题 …… (109)

第6章 System V 消息队列 …… (110)

6.1 概述 …… (110)
6.2 msgget 函数 …… (111)
6.3 msgsnd 函数 …… (111)
6.4 msgrcv 函数 …… (113)
6.5 msgctl 函数 …… (114)
6.6 简单的程序 …… (115)
6.7 客户-服务器例子 …… (120)
6.8 复用消息 …… (121)
6.9 消息队列上使用 select 和 poll …… (128)
6.10 消息队列限制 …… (129)
6.11 小结 …… (132)

6.12 习题 …… (132)

第3部分 同 步

第7章 互斥锁和条件变量 …… (133)

7.1 概述 …… (133)
7.2 互斥锁:上锁与解锁 …… (133)
7.3 生产者-消费者问题 …… (134)
7.4 上锁与等待 …… (138)
7.5 条件变量:等待与信号发送 …… (140)
7.6 条件变量:定时等待和广播 …… (143)
7.7 互斥锁和条件变量的属性 …… (144)
7.8 小结 …… (147)
7.9 习题 …… (147)

第8章 读写锁 …… (148)

8.1 概述 …… (148)
8.2 获取与释放读写锁 …… (149)
8.3 读写锁属性 …… (149)
8.4 使用互斥锁和条件变量实现读写锁 …… (150)
8.5 线程取消 …… (157)
8.6 小结 …… (162)
8.7 习题 …… (162)

第9章 记录上锁 …… (163)

9.1 概述 …… (163)
9.2 记录上锁与文件上锁 …… (167)
9.3 Posix fcntl 记录上锁 …… (168)
9.4 劝告性锁 …… (172)
9.5 强制性上锁 …… (173)
9.6 读出者和写入者的优先级 …… (175)
9.7 启动一个守护进程的唯一拷贝 …… (180)
9.8 文件作锁用 …… (181)
9.9 NFS 上锁 …… (183)
9.10 小结 …… (183)
9.11 习题 …… (184)

第10章 Posix 信号灯 …… (185)

10.1 概述 …… (185)
10.2 sem_open、sem_close 和 sem_unlink 函数 …… (190)
10.3 sem_wait 和 sem_trywait 函数 …… (191)

10.4 sem_post 和 sem_getvalue 函数 …… (192)
10.5 简单的程序 …… (193)
10.6 生产者-消费者问题 …… (197)
10.7 文件上锁 …… (202)
10.8 sem_init 和 sem_destroy 函数 …… (203)
10.9 多个生产者,单个消费者 …… (206)
10.10 多个生产者,多个消费者 …… (209)
10.11 多个缓冲区 …… (212)
10.12 进程间共享信号灯 …… (219)
10.13 信号灯限制 …… (220)
10.14 使用 FIFO 实现信号灯 …… (220)
10.15 使用内存映射 I/O 实现信号灯 …… (225)
10.16 使用 System V 信号灯实现 Posix 信号灯 …… (233)
10.17 小结 …… (240)
10.18 习题 …… (240)

第 11 章 System V 信号灯 …… (242)

11.1 概述 …… (242)
11.2 semget 函数 …… (243)
11.3 semop 函数 …… (245)
11.4 semctl 函数 …… (248)
11.5 简单的程序 …… (249)
11.6 文件上锁 …… (254)
11.7 信号灯限制 …… (256)
11.8 小结 …… (259)
11.9 习题 …… (260)

第 4 部分 共享内存区

第 12 章 共享内存区介绍 …… (261)

12.1 概述 …… (261)
12.2 mmap、munmap 和 msync 函数 …… (265)
12.3 在内存映射文件中给计数器持续加 1 …… (268)
12.4 4.4BSD 匿名内存映射 …… (271)
12.5 SVR4 /dev/zero 内存映射 …… (272)
12.6 访问内存映射的对象 …… (273)
12.7 小结 …… (278)
12.8 习题 …… (278)

第 13 章 Posix 共享内存区 …… (280)

13.1 概述 …… (280)
13.2 shm_open 和 shm_unlink 函数 …… (281)

13.3 ftruncate 和 fstat 函数 …… (282)
13.4 简单的程序 …… (283)
13.5 给一个共享的计数器持续加 1 …… (287)
13.6 向一个服务器发送消息 …… (289)
13.7 小结 …… (295)
13.8 习题 …… (295)

第 14 章 System V 共享内存区 …… (296)

14.1 概述 …… (296)
14.2 shmget 函数 …… (296)
14.3 shmat 函数 …… (297)
14.4 shmdt 函数 …… (297)
14.5 shmctl 函数 …… (297)
14.6 简单的程序 …… (298)
14.7 共享内存区限制 …… (301)
14.8 小结 …… (303)
14.9 习题 …… (303)

第 5 部分 远程过程调用

第 15 章 门 …… (304)

15.1 概述 …… (304)
15.2 door_call 函数 …… (309)
15.3 door_create 函数 …… (311)
15.4 door_return 函数 …… (312)
15.5 door_cred 函数 …… (313)
15.6 door_info 函数 …… (313)
15.7 例子 …… (314)
15.8 描述字传递 …… (326)
15.9 door_sever_create 函数 …… (330)
15.10 door_bind、door_unbind 和 door_revoke 函数 …… (336)
15.11 客户或服务器的过早终止 …… (336)
15.12 小结 …… (342)
15.13 习题 …… (343)

第 16 章 Sun RPC …… (344)

16.1 概述 …… (344)
16.2 多线程化 …… (352)
16.3 服务器捆绑 …… (355)
16.4 认证 …… (358)
16.5 超时和重传 …… (361)
16.6 调用语义 …… (365)

16.7 客户或服务器的过早终止 …… (367)
16.8 XDR:外部数据表示 …… (369)
16.9 RPC 分组格式 …… (386)
16.10 小结 …… (390)
16.11 习题 …… (391)

后 记 …… **(393)**

第 6 部分 附 录

附录 A 性能测量 …… **(396)**

A.1 概述 …… (396)
A.2 结果 …… (397)
A.3 消息传递带宽程序 …… (403)
A.4 消息传递延迟程序 …… (415)
A.5 线程同步程序 …… (421)
A.6 进程同步程序 …… (429)

附录 B 线程入门 …… **(432)**

B.1 概述 …… (432)
B.2 基本线程函数:创建和终止 …… (433)

附录 C 杂凑的源代码 …… **(436)**

C.1 unpipc.h 头文件 …… (436)
C.2 config.h 头文件 …… (439)
C.3 标准错误处理函数 …… (440)

附录 D 部分习题解答 …… **(444)**
附录 E 参考文献 …… **(462)**
附录 F 函数和宏定义索引表 …… **(465)**
附录 G 结构定义索引表 …… **(469)**
附录 H 中英文词汇对照表 …… **(470)**

第1部分 简 介

第1章 简 介

1.1 概 述

IPC是进程间通信(interprocess communication)的简称。传统上该术语描述的是运行在某个操作系统之上的不同进程间消息传递(message passing)的不同方式。本书还讲述多种形式的同步(synchronization),因为像共享内存区这样的较新式的通信需要某种形式的同步参与运作。

在Unix操作系统过去30年的演变史中,消息传递历经了如下几个发展阶段:

- 管道(pipe,第4章)是第一个广泛使用的IPC形式,既可在程序中使用,也可从shell中使用。管道的问题在于它们只能在具有共同祖先(指父子进程关系)的进程间使用,不过该问题已随有名管道(named pipe)即FIFO(第4章)的引入而解决了。
- System V消息队列(System V message queue,第6章)是在20世纪80年代早期加到System V内核中的。它们可用在同一主机上有亲缘关系或无亲缘关系的进程之间。尽管称呼它们时仍冠以"System V"前缀,当今多数版式的Unix却不论自己是否源自System V都支持它们。

  在谈论Unix进程时,有亲缘关系(related)的说法意味着所论及的进程具有某个共同的祖先。说得更明白点,这些有亲缘关系的进程是从该祖先进程经过一次或多次fork派生来的。一个常见的例子是在某个进程调用fork两次,派生出两个子进程之后。我们说这两个子进程是有亲缘关系的。同样,每个子进程与其父进程也是有亲缘关系的。考虑到IPC,父进程可以在调用fork前建立某种形式的IPC(例如管道或消息队列),因为它知道随后派生的两个子进程将穿越fork继承该IPC对象。我们随图1.6详细讨论各种IPC对象的继承性。我们还得注意,从理论上说,所有Unix进程与init进程都有亲缘关系,它是在系统自举时启动所有初始化进程的祖先进程。然而从实践上说,进程亲缘关系开始于一个登录shell(称为一个会话)以及由该shell派生的所有进程。APUE的第9章详细讨论会话和进程亲缘关系。

  本书将全文使用缩进的插入式注解(如此处所示的版本)来说明实现上的细节、历史上的观点以及其他琐事。

- Posix消息队列(Posix消息队列,第5章)是由Posix实时标准(1003.1b-1993,将在1.7节详细讨论)加入的。它们可用在同一主机上有亲缘关系和无亲缘关系的进程

之间。

- 远程过程调用(Remote Procedure Call,简称 RPC,第 5 部分)出现在 20 世纪 80 年代中期,它是从一个系统(客户主机)上的某个程序调用另一个系统(服务器主机)上的某个函数的一种方法,是作为显式网络编程的替换方法之一开发的。既然客户和服务器之间通常传递一些信息(被调用函数的参数与返回值),而且 RPC 可用在同一主机上的客户和服务器之间,因此可认为 RPC 是另一种形式的消息传递。

看一看由 Unix 提供的各种同步形式的演变同样颇有教益:

- 需要某种同步形式(往往是为了防止多个进程同时修改同一文件)的早期程序使用文件系统的诡秘特性,我们将在 9.8 节讨论其中的一些。
- 记录上锁(record locking,第 9 章)是在 20 世纪 80 年代早期加到 Unix 内核,然后在 1988 年由 Posix.1 标准化的。
- System V 信号灯(System V semaphore,第 11 章)是在 System V 消息队列加入 System V 内核的同时(20 世纪 80 年代早期)伴随 System V 共享内存区(System V shared memory)加入的。当今多数版本的 Unix 支持它们。
- Posix 信号灯(Posix semaphore,第 10 章)和 Posix 共享内存区(Posix shared memory,第 13 章)也由 Posix 实时标准(1003.1b-1993)加入。
- 互斥锁(mutex)和条件变量(condition variable)(第 7 章)是由 Posix 线程标准(1003.1c-1995)定义的两种同步形式。尽管往往用于线程间的同步,它们也能提供不同进程间的同步。
- 读写锁(read-write lock,第 8 章)是另一种形式的同步。它们还没有被 Posix 标准化,不过时间也许不远。

1.2 进程、线程与信息共享

按照传统的 Unix 编程模型,我们在一个系统上运行多个进程,每个进程都有各自的地址空间。Unix 进程间的信息共享可以有多种方式。图 1.1 对此作了总结。

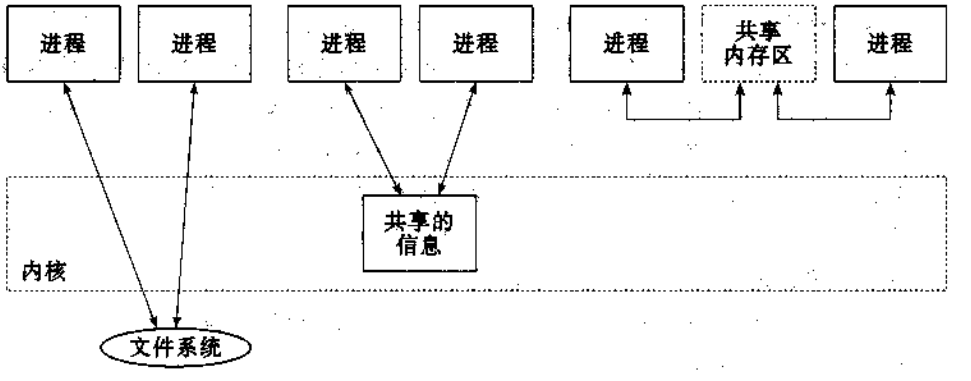


图 1.1 Unix 进程间共享信息的三种方式

1. 左边的两个进程共享存留于文件系统中某个文件上的某些信息。为访问这些信息，每个进程都得穿越内核(例如 read、write、lseek 等)。当一个文件有待更新时，某种形式的同步是需要的，这样既可保护多个写入者，防止相互串扰，也可保护一个或多个读出者，防止写入者的干扰。
2. 中间的两个进程共享驻留于内核中的某些信息。管道是这种共享类型的一个例子，System V 消息队列和 System V 信号灯也是。现在访问共享信息的每次操作涉及向内核的一个系统调用。
3. 右边的两个进程有一个双方都能访问的共享内存区。每个进程一旦设置好该共享内存区，就能根本不涉及内核而访问其中的数据。共享该内存区的进程需要某种形式的同步。

注意没有任何东西限制任何 IPC 技术只能使用两个进程。我们讲述的任何技术适用于任意数目的进程。在图 1.1 中只展示两个进程是为了简单起见。

线程

虽然 Unix 系统中进程的概念已使用了很久，一个给定进程内多个线程(thread)的概念却相对较新。Posix.1 线程标准(称为“Pthreads”)是于 1995 年通过的。从 IPC 角度看来，一个给定进程内的所有线程共享同样的全局变量(也就是说共享内存区的概念对这种模型来说是内在的)。然而我们必须关注的是各个线程间对全局数据的同步访问。同步尽管不是一种明确的 IPC 形式，但它确实伴随许多形式的 IPC 使用，以控制对某些共享数据的访问。

本书中我们讲述进程间的 IPC 和线程间的 IPC。我们假设有一个线程环境，并作类似如下形式的陈述：“如果管道为空，调用线程就阻塞在它的 read 调用上，直到某个线程往该管道写入数据。”要是你的系统不支持线程，那你可以将该句子中的“线程”替换成“进程”，从而提供“阻塞在对空管道的 read 调用上”的经典 Unix 定义。然而在支持线程的系统上，只有对空管道调用 read 的那个线程阻塞，同一进程中的其余线程可以继续执行。向该空管道写数据的工作既可以由同一进程中的另一个线程去做，也可以由另一个进程中的某个线程去做。

附录 B 汇总了线程的某些特征以及全书都用到的 5 个基本的 Pthread 函数。

1.3 IPC 对象的持续性

我们可以把任意类型的 IPC 的持续性(persistence)定义成该类型的一个对象保持存在多长时间。图 1.2 展示了 3 种类型的持续性。

1. 随进程持续的(process-persistent)IPC 一直存在到打开着该对象的最后一个进程关闭该对象为止。例子有管道和 FIFO。
2. 随内核持续的(kernel-persistent)IPC 一直存在到内核重新自举或显式删除该对象为止。例子有 System V 消息队列、信号灯和共享内存区。Posix 消息队列、信号灯和共享内存区必须至少是随内核持续的，但也可以是随文件系统持续的，具体取决于实现。

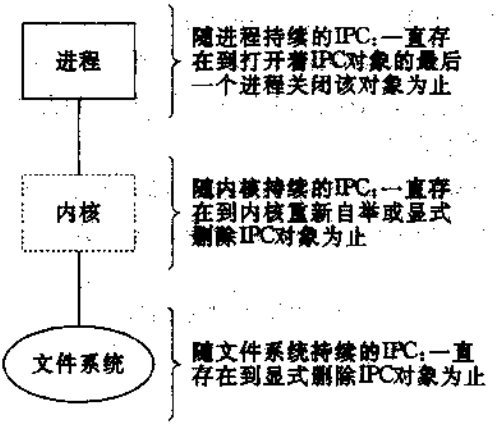


图 1.2 IPC 对象的持续性

3. 随文件系统持续的(filesystem-persistent)IPC 对象一直存在到显式删除该对象为止。即使内核重新自举了,该对象还是保持其值。Posix 消息队列、信号灯和共享内存区如果是使用映射文件实现的(不是必需条件),那么它们是随文件系统持续的。

在定义一个 IPC 对象的持续性时我们必须小心,因为它并不总是像看起来的那样。例如管道内的数据是在内核中维护的,但管道具备的是随进程的持续性而不是随内核的持续性:最后一个将某个管道打开着用于读的进程关闭该管道后,内核将丢弃所有的数据并删除该管道。类似地,尽管 FIFO 在文件系统中有名字,它们也只是具备随进程的持续性,因为最后一个将某个 FIFO 打开着的进程关闭该 FIFO 后,该 FIFO 中的数据都被丢弃。

图 1.3 汇总了将在本书中讲述的各种类型 IPC 对象的持续性。

IPC 类型	持续性
管道	随进程
FIFO	随进程
Posix 互斥锁	随进程
Posix 条件变量	随进程
Posix 读写锁	随进程
fcntl 记录上锁	随进程
Posix 消息队列	随内核
Posix 有名信号灯	随内核
Posix 基于内存的信号灯	随进程
Posix 共享内存区	随内核
System V 消息队列	随内核
System V 信号灯	随内核
System V 共享内存区	随内核
TCP 套接口	随进程
UDP 套接口	随进程
Unix 套接口	随进程

图 1.3 各种类型 IPC 对象的持续性

注意该列表中没有任何类型的 IPC 具备随文件系统的持续性,但是我们说过有三种类

型的 Posix IPC 可能会具备该持续性，这取决于它们的实现。显然，向一个文件写入数据提供了随文件系统的持续性，但这通常不作为一种 IPC 形式使用。多数形式的 IPC 并没有跨越系统的重新自举而继续存在的打算，因为进程不可能跨越重新自举继续存活。对于一种给定形式的 IPC，要求它具备随文件系统的持续性可能会使其性能降级，而 IPC 的一个共同的设计目标是高性能。

1.4 名字空间

当两个或多个无亲缘关系的进程使用某种类型的 IPC 对象来彼此交换信息时，该 IPC 对象必须有一个某种形式的名字(name)或标识符(identifier)，这样其中一个进程(往往是服务器)可以创建该 IPC 对象，其余进程则可以指定同一个 IPC 对象。

管道没有名字(因此不能用于无亲缘关系的进程间)，但是 FIFO 有一个在文件系统中的 Unix 路径名作为其标识符(因此可用于无亲缘关系的进程间)。在以后各章具体讲述其他形式的 IPC 时，我们将使用另外的命名约定。对于一种给定的 IPC 类型，其可能的名字的集合称为它的名字空间(name space)。名字空间非常重要，因为对于除普通管道以外的所有形式的 IPC 来说，名字是客户与服务器彼此连接以交换消息的手段。

图 1.4 汇总了不同形式的 IPC 所用的命名约定。

IPC 类型	用于打开或创建 IPC 的名字空间	IPC 打开后的标识	Posix.1 1996	Unix 98
管道	(没有名字)	描述字	•	•
FIFO	路径名	描述字	•	•
Posix 互斥锁	(没有名字)	pthread_mutex_t 指针	•	•
Posix 条件变量	(没有名字)	pthread_cond_t 指针	•	•
Posix 读写锁	(没有名字)	pthread_rwlock_t 指针		•
fcntl 记录上锁	路径名	描述字	•	•
Posix 消息队列	Posix IPC 名字	mqd_t 值	•	•
Posix 有名信号灯	Posix IPC 名字	sem_t 指针	•	•
Posix 基于内存的信号灯	(没有名字)	sem_t 指针	•	•
Posix 共享内存区	Posix IPC 名字	描述字	•	•
System V 消息队列	key_t 键	System V IPC 标识符		•
System V 信号灯	key_t 键	System V IPC 标识符		•
System V 共享内存区	key_t 键	System V IPC 标识符		•
门	路径名	描述字		
Sun RPC	程序/版本	RPC 句柄		
TCP 套接口	IP 地址与 TCP 端口	描述字	.1g	•
UDP 套接口	IP 地址与 UDP 端口	描述字	.1g	•
Unix 域套接口	路径名	描述字	.1g	•

图 1.4 各种形式 IPC 的名字空间

我们还指出哪些形式的 IPC 是由 1996 年版的 Posix.1 和 Unix 98 标准化的，这两个标准本身则在 1.7 节详细讨论。为了比较的目的，我们还包含了 3 种类型的套接口，它们在 UNPV1 中具体讲述。注意套接口 API(应用程序编程接口)是由 Posix.1g 工作组标准化的，最终应该成为某个未来的 Posix.1 标准的一部分。

尽管 Posix.1 标准化了信号灯，它们仍然是可选的特性。图 1.5 汇总了 Posix.1 和 Unix

98 对各种 IPC 特性的说明。每种特性有强制、未定义和可选三种选择。对于可选的特性，我们指出了其中每种特性受支持时所定义(通常在<unistd.h>头文件中)的常值的名字(例如_POSIX_THREADS)。注意，Unix 98 是 Posix.1 的超集。

IPC 类型	Posix.1 1996	Unix 98
管道	强制	强制
FIFO	强制	强制
Posix 互斥锁	_POSIX_THREADS	强制
Posix 条件变量	_POSIX_THREADS	强制
进程间共享的互斥锁/条件变量	_POSIX_THREADS_PROCESS_SHARED	强制
Posix 读写锁	(未定义)	强制
fcntl 记录上锁	强制	强制
Posix 消息队列	_POSIX_MESSAGE_PASSING	_XOPEN_REALTIME
Posix 信号灯	_POSIX_SEMAPHORES	_XOPEN_REALTIME
Posix 共享内存区	_POSIX_SHARED_MEMORY_OBJECTS	_XOPEN_REALTIME
System V 消息队列	(未定义)	强制
System V 信号灯	(未定义)	强制
System V 共享内存区	(未定义)	强制
门	(未定义)	(未定义)
Sun RPC	(未定义)	(未定义)
mmap	_POSIX_MAPPED_FILE 或_POSIX_SHARED_MEMORY_OBJECTS	强制
实时信号	_POSIX_REALTIME_SIGNALS	_XOPEN_REALTIME

图 1.5 各种形式 IPC 的可用性

1.5 fork、exec 和 exit 对于 IPC 对象的影响

我们需要理解 fork，exec 和_exit 函数对于所讨论的各种形式的 IPC 的影响(_exit 是由 exit 调用的一个函数)。图 1.6 对此作了总结。

IPC 类型	fork	exec	_exit
管道和 FIFO	子进程取得父进程的所有打开着的的描述字的拷贝	所有打开着的的描述字继续打开着的，除非已设置描述字的 FD_CLOEXEC 位	关闭所有打开着的描述字，最后一个关闭时删除管道或 FIFO 中残留的所有数据
Posix 消息队列	子进程取得父进程的所有打开着的消息队列描述字的拷贝	关闭所有打开着的消息队列描述字	关闭所有打开着的消息队列描述字
System V 消息队列	没有效果	没有效果	没有效果
Posix 互斥锁、条件变量、读写锁、基于内存的信号灯	若驻留在共享内存区中而且具有进程间共享属性，则共享	除非在继续打开着的的共享内存区中而且具有进程间共享属性，否则消失	除非在继续打开着的的共享内存区中而且具有进程间共享属性，否则消失
Posix 有名信号灯	父进程中所有打开着的有名信号灯在子进程中继续打开着的	关闭所有打开着的有名信号灯	关闭所有打开着的有名信号灯

（续表）

IPC 类型	fork	exec	_exit
System V 信号灯	子进程中所有 semadj 值都置为 0	所有 semadj 值都拷入新程序中	所有 semadj 值都加到相应的信号灯值上
fcntl 记录上锁	子进程不继承由父进程持有的锁	只要描述字继续打开着，锁就不变	解开由进程持有的所有未处理的锁
mmap 内存映射和 Posix 共享内存区	父进程中的内存映射存留到子进程中	去除内存映射	去除内存映射
System V 共享内存区	附接着的共享内存区在子进程中继续附接着	断开所有附接着的共享内存区	断开所有附接着的共享内存区
门	子进程取得父进程的所有打开着的描述字，但是客户在门描述字上激活其过程时，只有父进程是服务器	所有门描述字都应关闭，因为它们创建时设置了 FD_CLOEXEC 位	关闭所有打开着的描述字

图 1.6 调用 fork、exec 和_exit 对于 IPC 的影响

表中多数特性将在以后的章节中讲述，不过我们需要强调几点。首先，考虑到无名同步变量（互斥锁、条件变量、读写锁、基于内存的信号灯），从一个具有多个线程的进程中调用 fork 将变得混乱不堪。[Butenhof 1997]的 6.1 节提供了其中的细节。我们在表中只是简单地注明：如果这些变量驻留在共享内存区中，而且创建时设置了进程间共享属性，那么对于能访问该共享内存区的任意进程来说，其任意线程能继续访问这些变量。其次，System V IPC 的三种形式没有打开或关闭的说法。我们将从图 6.8 和习题 11.1 和 14.1 中看出，访问这三种形式的 IPC 所需知道的只是一个标识符，因此知道该标识符的任何进程都能访问它们。信号灯和共享内存区可附带指定某种特殊处理要求。

1.6 出错处理：包裹函数

在现实程序中，我们必须检查每个函数调用是否返回错误。既然碰到错误时终止程序执行是个惯例，因此我们可以通过定义包裹函数（wrapper function）来缩短程序的长度。包裹函数执行实际的函数调用，测试其返回值，碰到错误时终止进程。我们使用的命名约定是将函数名第一个字母改为大写字母，例如：

```
Sem_post (ptr);
```

图 1.7 定义了这个包裹函数。

```
387 void
388 Sem_post(sem_t *sem)
389 {
390         if (sem_post(sem) == -1)
391                 err_sys("sem_post error");
392 }
```

图 1.7 sem_post 函数的包裹函数[lib/wrapunix.c]

每当你遇到一个以大写字母打头的函数名时，它就是我们所说的包裹函数。它调用一个名字相同但以相应小写字母开头的实际函数。当碰到错误时，包裹函数总是在输出一个出错消息后终止。

我们在讲解书中提供的源代码时，所指代的总是被调用的最低层函数（例如sem_post），而不是包裹函数（例如Sem_post）。类似地，书后的索引也总是指代被调用的最低层函数，而不是指代包裹函数。

刚刚展示的源代码格式全文都使用。每一非空行都被编号。代码的正文说明部分的左边标有起始与结束的行号。有的段落开始处含有一个醒目的简短标题，概述本段代码的内容。

图标题右侧方括弧中指定本段源代码的文件名：本例中就是lib目录下的wrapunix.c文件。既然本书所有例子的源代码都可免费获得（见前言），你就可以凭这个文件名找到相应的文件。阅读本书的过程中，编译、运行并修改这些程序是学习进程间通信概念的好方法。

尽管包裹函数不见得如何节省代码量，当在第7章中讨论线程时，我们会发现线程函数出错时并不设置标准的Unix errno变量；相反，本该设置errno的值改由线程函数作为其返回值返回调用者。这意味着我们每次调用任意一个线程函数时，都得分配一个变量来保存函数返回值，然后在调用我们的err_sys函数（图C.4）前，把errno设置成所保存的值。为避免源代码中到处出现花括弧，我们可以使用C语言的逗号运算符，把给errno赋值与调用err_sys组合成单个语句，如下所示：

```
int    n;

if ( (n = pthread_mutex_lock(&ndone_mutex)) != 0)
    errno = n, err_sys("pthread_mutex_lock error");
```

另一种办法是定义一个新的出错处理函数，它需要的另一个参数是系统的错误号[①]。但是我们可以将这段代码简化得更容易些：

```
Pthread_mutex_lock(&ndone_mutex);
```

其前提是定义自己的包裹函数，如图1.8所示。

```
125 void
126 Pthread_mutex_lock(pthread_mutex_t *mptr)
127 {
128     int    n;
129     if ( (n = pthread_mutex_lock(mptr)) == 0)
130         return;
131     errno = n;
132     err_sys("pthread_mutex_lock error");
133 }
```

图1.8 给pthread_mutex_lock定义的包裹函数[lib/wrapthread.c]

① 译者注：意思是用新的出错处理函数代替原来的err_sys，这样对线程函数的调用可直接作为新的出错处理函数中增设的参数用，即err_sys_new("pthread_mutex_lock error", pthread_mutex_lock(&ndone_mutex))。

仔细推敲编码，我们可改用宏代替函数，从而稍稍提高运行效率，不过即使有过的话，包裹函数也很少是程序性能的瓶颈所在。

选择大写函数名的第一个字母是一种较折衷的方法。还有许多其他方法：例如用 e 作为函数名的前缀（如[Kernighan and Pike 1984]第 184 页所示），或者用_e 作为函数名的后缀，等等。同样提供确实在调用某个其他函数的可视化指示，我们的方法看来是最少分散人们的注意力的。

这种技巧还有助于检查那些其错误返回值通常被忽略的函数，例如 close 和 pthread_mutex_lock。

本书后面的例子中我们将普遍使用包裹函数，除非必须检查某个确定的错误并处理它，而不是终止进程。我们并不给出所有包裹函数的源代码，但它们是免费可得的（见前言）。

Unix errno 值

每当在一个 Unix 函数中发生错误时，全局变量 errno 将被设置成一个指示错误类型的正数，函数本身则通常返回－1。我们的 err_sys 函数检查 errno 的值并输出相应的出错消息（例如，errno 的值等于 EAGAIN 时的出错消息为“Resource temporarily unavailable（资源暂时不可用）”）。

errno 的值只在某个函数发生错误时设置。如果该函数不返回错误，errno 的值就无定义。所有正的错误值都是常值，具有以 E 打头的全部为大写字母的名字，通常定义在头文件<sys/errno.h>中。没有值为 0 的错误。

在多线程环境中，每个线程必须有自己的 errno 变量。提供一个局限于线程的 errno 变量的隐式请求是自动处理的，不过通常需要告诉编译器所编译的程序是可重入的。给编译器指定类似-D_REENTRANT 或-D_POSIX_C_SOURCE=199506L 这样的命令行选项是较典型的方法。<errno.h>头文件往往把 errno 定义成一个宏，当常值_REENTRANT 有定义时，该宏就扩展成一个函数，由它访问 errno 变量的某个局限于线程的拷贝。

全书使用类似“mq_send 函数返回 EMSGSIZE 错误”的用语来简略地表示这样的意思：该函数返回一个错误（典型情况是返回值为－1），并且在 errno 中设置了指定的常值。

1.7 Unix 标准

有关 Unix 标准化的大多数活动是由 Posix 和 Open Group 做的。

POSIX

Posix（Portable Operating System Interface）是“可移植操作系统接口”的首字母缩写。它并不是一个单一标准，而是一个由电气与电子工程师学会即 IEEE 开发的标准族。Posix 标准还是由 ISO（国际标准化组织）和 IEC（国际电工委员会）采纳的国际标准（这两个组织合称为 ISO/IEC）。Posix 标准经历了以下若干代：

- IEEE Std 1003.1-1988（共 317 页）是第一个 Posix 标准。它说明进入类 Unix 内核的 C 语言接口，涉及下述领域：进程原语（fork、exec、信号、定时器）、进程环境（用户 ID、进程组）、文件与目录（所有 I/O 函数）、终端 I/O、系统数据库（保密字文件和用户组

文件)、tar与cpio归档格式。

第一个Posix标准是出现于1986年称为"IEEEIX"的试用版本。Posix这个名字是由Richard Stallman建议使用的。

- IEEE Std 1003.1-1990(共356页)是下一个Posix标准,它也是国际标准ISO/IEC 9945-1:1990。从1988年版本到1990年版本只做了少量的修改。新添的副标题为"Part 1:System Application Program Interface(API) [C Language]",指示本标准为C语言API。
- IEEE Std 1003.2-1992出版成两卷本,共约1300页,其副标题为"Part2:Shell and Utilities"。这一部分定义了shell(基于System V的Bourne shell)和大约100个实用程序(通常从shell启动执行的程序,包括awk、basename、vi和yacc等等)。本书称这个标准为Posix.2。
- IEEE Std 1003.1b-1993(共590页)先前称为IEEE P1003.4。这是对1003.1-1990标准的更新,添加了由P1003.4工作组开发的实时扩展:文件同步、异步I/O、信号灯、内存管理(mmap和共享内存区)、执行调度、时钟与定时器、消息队列。
- IEEE Std 1003.1,1996年版[IEEE 1996]包括1003.1-1990(基本API)、1003.1b-1993(实时扩展)、1003.1c-1995(Pthreads)和1003.1i-1995(对1003.1b的技术性修正)。这个标准也称为ISO/IEC 9945-1:1996。其中增加了三章线程内容以及有关线程同步(互斥锁和条件变量)、线程调度和同步调度的额外各节。本书称这个标准为Posix.1。

743页中有四分之一强的篇幅是标题为"Rationale and Notes(原理与注解)"的附录。这些原理含有历史性信息以及某些特性必须加入或删除的理由,它们通常跟正式标准一样有教益。

遗憾的是IEEE标准在因特网上不是免费可得的。其订购信息在关于[IEEE 1996]的参考文献说明中给出。

注意信号灯在实时标准中定义,它与在Pthreads标准中定义的互斥锁和条件变量相分离,这足以解释它们的API中存在的某些差异。

最后注意读写锁(尚)不属于任何Posix标准。我们将在第8章中详细讨论。

将来某个时候印制的新版本的IEEE Std 1003.1应包括P1003.1g标准,它是我们在UNPv1中讲述的网络编程API(套接口和XTI)。

1996年版的Posix.1标准的前言中声称ISO/IEC 9945由下面三个部分构成:

- Part1:System application program interface (API) [C Language](第1部分:系统应用程序接口(API)[C语言])
- Part2:Shell and utilities(第2部分:Shell和实用程序)
- Part3:System administration(第3部分:系统管理)(正在开发中)

第1部分和第2部分就是我们所称的Posix.1和Posix.2。

Posix标准化工作仍将继续,这是任何试图涵盖它的书籍都在跟踪的目标。从http://www.pasc.org/standing/sdll.html可获得各种Posix标准的当前状态。

Open Group

Open Group 是由 X/Open 公司(1984 年成立)和开放软件基金会(OSF,1988 年成立)于 1996 年合并而成的组织。它是厂家、工业界最终用户、政府和学术机构的国际组织。它们的标准经历了以下若干代:

- X/Open 公司于 1989 年出版了"*X/Open Portability Guide*(X/Open 移植性指南)"第 3 期(XPG3)。
- 第 4 期于 1992 年出版,这一期的第 2 版于 1994 年出版。这个最终版本也称为"Spec 1170",其中魔数 1170 是系统接口数(926 个)、头文件数(70 个)和命令数(174 个)的总和。这组规范的最终名字是"X/Open Single Unix Specification(X/Open 单一 Unix 规范)",也称为"Unix 95"。
- 1997 年 3 月单一 Unix 规范的第 2 版发表。符合这个规范的产品可称为"Unix 98",这也是本书称呼这个规范的名称。Unix 98 所需的接口数从 1170 个增加到 1434 个,然而,适用于工作站的接口数却猛增到 3030 个,因为它包含 CDE(公共桌面环境,Common Desktop Environment),而 CDE 又反过来要求有 X Windows 系统和 Motif 用户接口。其详情见[Josey 1997]和 http://www.UNIX-systems.org/version2。

单一 Unix 规范的许多文档可在因特网上从这个站点免费取得。

Unix 版本和移植性

当今大多数 Unix 系统符合 Posix.1 和 Posix.2 的某个版本。我们使用限定词"某个"是因为 Posix 每次更新(例如 1993 年增加实时扩展,1996 年增加 Pthreads 内容)后,厂家得花一至两年(有时更长的时间)去实现并加入最近的更新内容。

从历史上看,多数 Unix 系统或者源自 Berkeley,或者源自 System V,不过这些差别在慢慢消失,因为大多数厂家已开始采用 Posix 标准。仍然存在的主要差别在于系统管理,这是一个目前还没有任何 Posix 标准可循的领域。

运行本书中大多数例子的平台是 Solaris 2.6 和 Digital Unix 4.0B。其原因在于写到此处时(1997 年末到 1998 年初),它们是支持 System V IPC、Posix IPC 及 Posix 线程的唯一两种 Unix 系统。

1.8 书中 IPC 例子索引表

为分析各种特性,全书主要使用了三种交互模式:

1. 文件服务器:客户-服务器应用程序,客户向服务器发送一个路径名,服务器把该文件的内容返回给客户。
2. 生产者-消费者:一个或多个线程或进程(生产者)把数据放到一个共享缓冲区中,另有一个或多个线程或进程(消费者)对该共享缓冲区中的数据进行操作。
3. 序列号持续增 1:一个或多个线程或进程给一个共享的序列号持续增 1。该序列号有时在一个共享文件中,有时在共享内存区中。

第一个例子分析各种形式的消息传递,另外两个例子则分析各种类型的同步和共享内

存区。

为了提供本书所涵盖的不同主题的索引，图 1.9、图 1.10 和图 1.11 汇总了我们开发的程序及它们的源代码所在的起始图号和页码。

图号	页码	说明
4.8	35	使用两个管道，父子进程间
4.15	40	使用 popen 和 cat
4.16	42	使用两个 FIFO，父子进程间
4.18	44	使用两个 FIFO，独立的服务器，与服务器无亲缘关系的客户
4.23	48	使用两个 FIFO，独立的迭代服务器，多个客户
4.25	54	使用管道或 FIFO，在字节流上构筑记录
6.9	120	使用两个 System V 消息队列
6.15	122	使用一个 System V 消息队列，多个客户
6.20	126	每个客户使用一个 System V 消息队列，多个客户
15.18	327	使用穿越门的描述字传递

图 1.9 不同版本的文件服务器客户-服务器例子

图号	页码	说明
7.2	135	只用互斥锁，多个生产者，单个消费者
7.6	140	互斥锁和条件变量，多个生产者，一个消费者
10.17	199	Posix 有名信号灯，单个生产者，单个消费者
10.20	204	Posix 基于内存的信号灯，单个生产者，单个消费者
10.21	206	Posix 基于内存的信号灯，多个生产者，单个消费者
10.24	209	Posix 基于内存的信号灯，多个生产者，多个消费者
10.33	216	Posix 基于内存的信号灯，单个生产者，单个消费者，多个缓冲区

图 1.10 不同版本的生产者-消费者例子

图号	页码	说明
9.1	164	序列号在文件中，不上锁
9.3	170	序列号在文件中，fcntl 上锁
9.12	181	序列号在文件中，使用 open 进行文件系统上锁
10.19	202	序列号在文件中，Posix 有名信号灯上锁
12.10	268	序列号在 mmap 共享内存区，Posix 有名信号灯上锁
12.12	270	序列号在 mmap 共享内存区，Posix 基于内存的信号灯上锁
12.14	272	序列号在 4.4BSD 匿名共享内存区，Posix 有名信号灯上锁
12.15	273	序列号在 SVR4 /dev/zero 共享内存区，Posix 有名信号灯上锁
13.7	287	序列号在 Posix 共享内存区，Posix 基于内存的信号灯上锁
A.34	421	性能测量：线程间互斥锁上锁
A.36	422	性能测量：线程间读写锁上锁
A.39	424	性能测量：线程间 Posix 基于内存的信号灯上锁
A.41	425	性能测量：线程间 Posix 有名信号灯上锁
A.42	426	性能测量：线程间 System V 信号灯上锁
A.45	428	性能测量：线程间 fcntl 记录上锁
A.48	430	性能测量：线程间互斥锁上锁

图 1.11 不同版本的序列号持续增 1 例子

1.9 小 结

IPC 传统上是 Unix 中一个杂乱不堪的领域。虽然有了各种各样的解决办法，但没有一个是完美的。我们的讨论分成 4 个主要领域：

1. 消息传递(管道、FIFO、消息队列)
2. 同步(互斥锁、条件变量、读写锁、信号灯)
3. 共享内存区(匿名共享内存区、有名共享内存区)
4. 过程调用(Solaris 门、Sun RPC)

我们考虑单个进程中多个线程间的 IPC 以及多个进程间的 IPC。

各种类型 IPC 的持续性可以是随进程持续的、随内核持续的或随文件系统持续的，这取决于 IPC 对象保持存在时间的长短。在为给定的应用选择所用的 IPC 类型时，我们必须清楚相应 IPC 对象的持续性。

各种类型 IPC 的另一个特性是名字空间，也就是使用 IPC 对象的进程和线程标识各个 IPC 对象的方式。各种类型的 IPC 有些没有名字(管道、互斥锁、条件变量、读写锁)，有些具有在文件系统中的名字(FIFO)，有些具有将在第 2 章中讲述的 Posix IPC 名字，有些则具有其他类型的名字(将在第 3 章中讲述的 System V IPC 键或标识符)。典型做法是：服务器以某个名字创建一个 IPC 对象，客户则使用该名字访问同一个 IPC 对象。

本书中所有源代码使用 1.6 节中讲述的包裹函数来缩短篇幅，同时达到检查每个函数调用是否返回错误的目的。我们的包裹函数都以一个大写字母开头。

IEEE Posix 标准一直是多数厂家努力遵循的标准，其中 Posix.1 定义了访问 Unix 的基本 C 接口，Posix.2 定义了标准命令。然而商业标准也在迅速地吸纳并扩展 Posix 标准，著名的有 Open Group 的 Unix 标准，例如 Unix 98。

1.10 习 题

1.1 图 1.1 中我们展示了两个进程访问单个文件的情形。如果这两个进程都只是往该文件的末尾添加新的数据(譬如说这是一个登记文件[②])，那么需要什么类型的同步？

1.2 查看一下你的系统中的<error.h>头文件是如何定义 errno 变量的。

1.3 在图 1.5 上标注出你使用的 Unix 系统所支持的特性。

② 译者注：登记文件(log file)有的书上译为日志文件，但它们通常与每天的日常操作没有多大关系，而只是登记一些事件供跟踪调试用，因此译为登记文件更好些。

第2章 Posix IPC

2.1 概 述

以下三种类型的IPC合称为"Posix IPC":

- Posix消息队列(第5章)
- Posix信号灯(第10章)
- Posix共享内存区(第13章)

Posix IPC在访问它们的函数和描述它们的信息上享有一些类似点。本章讲述所有这些共同属性:用于标识的路径名、打开或创建时指定的标志以及访问权限。

图2.1汇总了所有Posix IPC函数。

	消息队列	信号灯	共享内存区
头文件	<mqueue.h>	<semaphore.h>	<sys/mman.h>
创建、打开或删除IPC的函数	mq_open mq_close mq_unlink	sem_open sem_close sem_unlink sem_init sem_destroy	shm_open shm_unlink
控制IPC操作的函数	mq_getattr mq_setattr		ftruncate fstat
IPC操作函数	mq_send mq_receive mq_notify	sem_wait sem_trywait sem_post sem_getvalue	mmap munmap

图2.1 Posix IPC函数汇总

2.2 IPC名字

在图1.4中我们指出,三种类型的Posix IPC使用"Posix IPC名字"进行标识。mq_open、sem_open和shm_open这三个函数的第一个参数就是这样的一个名字,它可能是某个文件系统中的一个真正的路径名,也可能不是。Posix.1是这么描述Posix IPC名字的:

- 它必须符合已有的路径名规则(必须最多由PATH_MAX个字节构成,包括结尾的空字节)。
- 如果它以斜杠符开头,那么对这些函数的不同调用访问同一个队列。如果它不以斜

杠符开头，那么效果取决于实现。

- 名字中额外的斜杠符的解释由实现定义。

因此，为便于移植起见，Posix IPC 名字必须以一个斜杠符打头，并且不能再含有任何其他斜杠符。遗憾的是这些规则还不足够，仍能导致移植性问题。

Solaris 2.6 要求有打头的斜杠符，但是不允许有另外的斜杠符。假设要创建的是一个消息队列，创建函数将在/tmp 中创建三个以.MQ 开头的文件。例如，如果给 mq_open 的参数为/queue.1234，那么这三个文件分别为/tmp/.MQDqueue.1234、/tmp/.MQLqueue.1234 和/tmp/.MQPqueue.1234。Digital Unix 4.0B 则在文件系统中创建所指定的路径名。

当我们指定一个只有单个斜杠符(作为首字符)的名字时，移植性问题就发生了：我们必须在根目录中具有写权限。例如，/tmp.1234 符合 Posix 规则，在 Solaris 下也可行，但是 Digital Unix 却试图创建这个文件，这时除非我们有在根目录中的写权限，否则这样的尝试将失败。如果我们指定一个/tmp/test.1234 这样的名字，那么在以该名字创建一个真正文件的所有系统上都将成功(前提是/tmp 目录存在，而且我们在该目录中有写权限，对于多数 Unix 系统来说，这是正常情况)，在 Solaris 下则失败。

为避免这些移植性问题，我们应该把 Posix IPC 名字的#define 行放在一个便于修改的头文件中，这样应用程序转移到另一个系统上时，只需修改这个头文件。

> 这是一个标准试图相当通用(本例子中，实时标准试图允许消息队列、信号灯和共享内存区都在现有的 Unix 内核中实现，而且在独立的无盘系统上也能工作)，结果标准的具体实现变得不可移植的个例之一。在 Posix 中，这种现象称为“造成不标准的标准方式(a standard way of being nonstandard)”。

Posix.1 定义了三个宏：

```
S_TYPEISMQ(buf)
S_TYPEISSEM(buf)
S_TYPEISSHM(buf)
```

它们的单个参数是指向某个 stat 结构的指针，其内容由 fstat、lstat 或 stat 这三个函数填入。如果所指定的 IPC 对象(消息队列、信号灯或共享内存区对象)是作为一种独特的文件类型实现的，而且参数所指向的 stat 结构访问这样的文件类型，那么这三个宏计算出一个非零值。否则，计算出的值为 0。

> 不幸的是，这三个宏没有多大用处，因为这三种类型的 IPC 使用一种独特的文件类型实现这一点并没有保证。举例来说，在 Solaris 2.6 下，这三个宏的计算结果总是 0。
>
> 测试某个文件是否为给定文件类型的所有其他宏都有以 S_IS 开头的名字，而且它们的单个参数是某个 stat 结构的 st_mode 成员。由于上面三个新宏的参数不同于其他宏，因此它们的名字改为以 S_TYPEIS 开头。

px_ipc_name 函数

解决上述移植性问题的另一种办法是自己定义一个名为 px_ipc_name 的函数，它为定位 Posix IPC 名字而添加上正确的前缀目录。

```
#include "unpipc.h"
char *px_ipc_name(const chat *name);
```

返回：成功时为非空指针，出错时为NULL

这就是本书中我们给自己定义的非标准系统函数使用的记号：围绕函数原型和返回值的方框是虚框。开头包含的头文件通常是我们的unpipc.h(图C.1)。

*name*参数中不能有任何斜杠符。例如，下面的调用：

```
px_ipc_name("test1")
```

在Solaris 2.6下返回一个指向字符串/test1的指针，在Digital Unix 4.0B下返回一个指向字符串/tmp/test1的指针。存放结果字符串的内存空间是动态分配的，并可通过调用free释放。另外，环境变量PX_IPC_NAME能够覆盖缺省目录。

图2.2是该函数的实现。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 char *
 3 px_ipc_name(const char *name)
 4 {
 5     char    *dir, *dst, *slash;
 6     if ( (dst = malloc(PATH_MAX)) == NULL)
 7         return(NULL);
 8         /* can override default directory with environment variable */
 9     if ( (dir = getenv("PX_IPC_NAME")) == NULL) {
10 #ifdef  POSIX_IPC_PREFIX
11         dir = POSIX_IPC_PREFIX;     /* from "config.h" */
12 #else
13         dir = "/tmp/";              /* default */
14 #endif
15     }
16         /* dir must end in a slash */
17     slash = (dir[strlen(dir) - 1] == '/') ? "" : "/";
18     snprintf(dst, PATH_MAX, "%s%s%s", dir, slash, name);
19     return(dst);                    /* caller can free() this pointer */
20 }
```

图2.2 我们的px_ipc_name函数[lib/px_ipc_name.c]

这也许是你第一次碰到snprintf函数。许多现有代码调用的是sprintf，但是sprintf不检查目标缓冲区是否溢出；相反，snprintf要求其第二个参数是目标缓冲区的大小，因此可确保缓冲区不溢出。提供能达到有意溢出一个程序的sprintf缓冲区目的的输入数据可是黑客们很多年来就使用的攻破系统的一种方法。

snprintf 不是标准 ANSI C 的一部分，但这个标准的修订版 C9X 正在考虑。不过，许多厂家提供的标准 C 函数库含有这个函数。我们在本书中使用 snprintf，如果你的系统不提供这个函数，那就使用我们自己的通过调用 sprintf 实现的版本。

2.3　创建与打开 IPC 通道

mq_open、sem_open 和 shm_open 这三个创建或打开一个 IPC 对象的函数，它们的名为 *oflag* 的第二个参数指定怎样打开所请求的对象。这与标准 open 函数的第二个参数类似。图 2.3 给出了可组合构成该参数的各种常值。

说　明	mq_open	sem_open	shm_open
只读	O_RDONLY		O_RDONLY
只写	O_WRONLY		
读写	O_RDWR		O_RDWR
若不存在则创建	O_CREAT	O_CREAT	O_CREAT
排他性创建	O_EXCL	O_EXCL	O_EXCL
非阻塞模式	O_NONBLOCK		
若已存在则截短			O_TRUNC

图 2.3　打开或创建 Posix IPC 对象所用的各种 *oflag* 常值

前 3 行指定怎样打开对象：只读、只写或读写。消息队列能以其中任何一种模式打开，信号灯的打开不指定任何模式（对于任意信号灯操作来说，读和写访问权都需要），共享内存区对象则不能以只写模式打开。

图 2.3 中其余的 O_*xxx* 标志是可选的。

O_CREAT　若不存在则创建由函数第一个参数所指定名字的消息队列、信号灯或共享内存区对象（同时检查 O_EXCL 标志，我们不久将要说明）。

创建一个新的消息队列、信号灯或共享内存区对象时，至少需要另外一个称为 *mode* 的参数。该参数指定权限位，它是由图 2.4 中所示常值按位或形成的。

常值	说明
S_IRUSR	用户（属主）读
S_IWUSR	用户（属主）写
S_IRGRP	（属）组成员读
S_IWGRP	（属）组成员写
S_IROTH	其他用户读
S_IWOTH	其他用户写

图 2.4　创建新的 IPC 对象所用的 *mode* 常值

这些常值定义在<sys/stat.h>头文件中。所指定的权限位受当前进程的文件模式创建掩码(file mode creation mask)修正,而该掩码可通过调用 umask 函数(APUE 第 83～85 页)或使用 shell 的 umask 命令来设置。

跟新创建的文件一样,当创建一个新的消息队列、信号灯或共享内存区对象时,其用户 ID 被置为当前进程的有效用户 ID。信号灯或共享内存区对象的组 ID 被置为当前进程的有效组 ID 或某个系统缺省组 ID。新消息队列对象的组 ID 则被置为当前进程的有效组 ID(APUE 第 77～78 页详细讨论用户 ID 和组 ID。)

> 这三种 Posix IPC 类型在设置组 ID 上存在的差异多少有点奇怪。由 open 新创建的文件的组 ID 或者是当前进程的有效组 ID,或是该文件所在目录的组 ID,但是 IPC 函数不能假定系统为 IPC 对象创建一个在文件系统中的路径名。

O_EXCL 如果该标志和 O_CREAT 一起指定,那么 IPC 函数只在所指定名字的消息队列、信号灯或共享内存区对象不存在时才创建新的对象。如果该对象已经存在,而且指定了 O_CREAT|O_EXCL,那么返回一个 EEXIST 错误。

考虑到其他进程的存在,检查所指定名字的消息队列、信号灯或共享内存区对象的存在与否和创建它(如果它不存在)这两步必须是原子的(atomic)。我们将在 3.4 节看到适用于 System V IPC 的两个类似标志。

O_NONBLOCK 该标志使得一个消息队列在队列为空时的读或队列填满时的写不被阻塞。我们将在 5.4 节随 mq_receive 和 mq_send 这两个函数详细讨论该标志。

O_TRUNC 如果以读写模式打开了一个已存在的共享内存区对象,那么该标志将使得该对象的长度被截成 0。

图 2.5 展示了打开一个 IPC 对象的真正逻辑流程。我们将在 2.4 节通过访问权限的测试说明该图。图 2.6 是阅览图 2.5 的另一种方式。

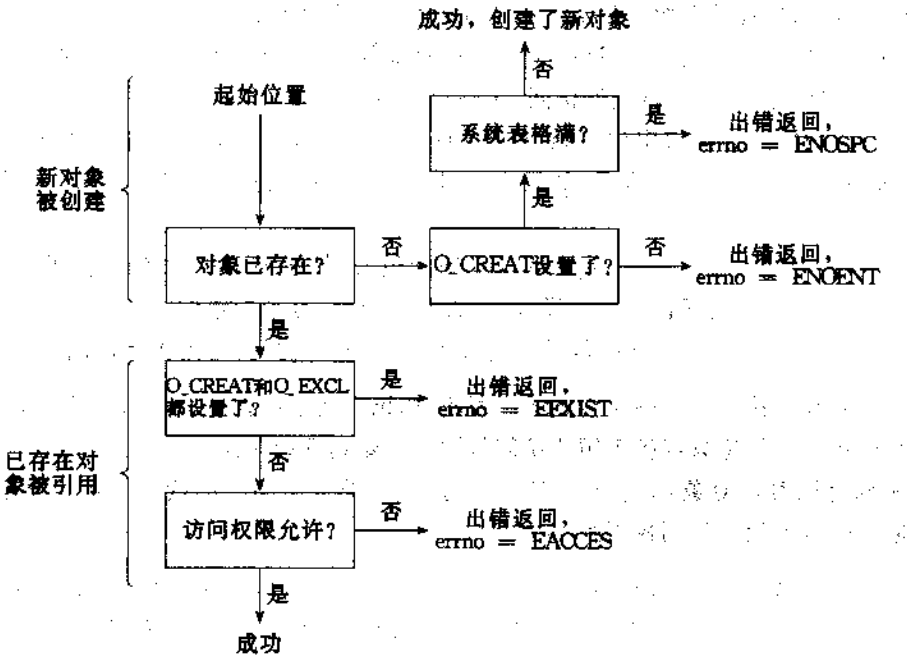


图 2.5　打开或创建一个 IPC 对象的逻辑

oflag 标志	对象不存在	对象已存在
无特殊标志	出错，errno=ENOENT	成功，引用已存在对象
O_CREAT	成功，创建新对象	成功，引用已存在对象
O_CREAT|O_EXCL	成功，创建新对象	出错，errno=EEXIST

图 2.6　创建或打开一个 IPC 对象的逻辑

注意图 2.6 中间指定了 O_CREAT 标志但没有指定 O_EXCL 标志的那一行，我们无法得到一个指示以判别是创建了一个新对象呢，还是在引用一个已存在的对象。

2.4　IPC 权限

新的消息队列、有名信号灯或共享内存区对象是由其 oflag 参数中含有 O_CREAT 标志的 mq_open、sem_open 或 shm_open 函数创建的。如图 2.4 所注，权限位与这些 IPC 类型的每个对象相关联，就像它们与每个 Unix 文件相关联一样。

当同样由这三个函数打开一个已存在的消息队列、信号灯或共享内存区对象时（或者未指定 O_CREAT，或者指定了 O_CREAT 但没有指定 O_EXCL，同时对象已经存在），将基于如下信息执行权限测试：

1. 创建时赋予该 IPC 对象的权限位
2. 所请求的访问类型（O_RDONLY、O_WRONLY 或 O_RDWR）
3. 调用进程的有效用户 ID、有效组 ID 以及各个辅助组 ID（若支持的话）

大多数 Unix 内核按如下步骤执行权限测试：

1. 如果当前进程的有效用户 ID 为 0(超级用户),那就允许访问。
2. 在当前进程的有效用户 ID 等于该 IPC 对象的属主 ID 的前提下,如果相应的用户访问权限位已设置,那就允许访问,否则拒绝访问。
   这儿"相应的访问权限位"的意思是:如果当前进程为读访问而打开该 IPC 对象,那么用户读权限位必须设置;如果当前进程为写访问而打开该 IPC 对象,那么用户写权限位必须设置。
3. 在当前进程的有效组 ID 或它的某个辅助组 ID 等于该 IPC 对象的组 ID 的前提下,如果相应的组访问权限位已设置,那就允许访问,否则拒绝访问。
4. 如果相应的其他用户访问权限位已设置,那就允许访问,否则拒绝访问。

这 4 个步骤是按所列的顺序尝试的。因此,如果当前进程拥有该 IPC 对象(第 2 步),那么访问权的授予与拒绝只依赖于用户访问权限——组访问权限绝不会考虑。类似地,如果当前进程不拥有该 IPC 对象,但它属于某个合适的组,那么访问权的授予与拒绝只依赖于组访问权限——其他用户访问权限绝不会考虑。

> 我们从图 2.3 中指出,sem_open 不使用 O_RDONLY、O_WRONLY 或 O_RDWR 标志。然而在 10.2 一节我们将指出,某些 Unix 实现采用 O_RDWR,因为对于一个信号灯的任意使用都涉及读与写该信号灯的值。

2.5 小 结

三种类型的 Posix IPC——消息队列、信号灯、共享内存区——是用路径名标识的。但是这些路径名既可以是文件系统中的实际路径名,也可以不是,而这点不一致性会导致一个移植性问题。全书采用的解决办法是使用我们自己的 px_ipc_name 函数。

当创建或打开一个 IPC 对象时,我们指定一组类似于 open 函数所用的标志。创建一个新的 IPC 对象时,我们必须给这个新对象指定访问权限,所用的是同样由 open 函数使用的 S_*xxx* 常值(见图 2.4)。当打开一个已存在的 IPC 对象时,所执行的权限测试与打开一个已存在的文件时一样。

2.6 习 题

2.1 使用 Posix IPC 的程序,其 SUID 与 SGID 位(APUE 的 4.4 节)是如何影响 2.4 节中所述的权限测试的?

2.2 当一个程序打开一个 Posix IPC 对象时,它怎样才能判定是创建了一个新对象还是在引用一个已有的对象?

第 3 章 System V IPC

3.1 概 述

以下三种类型的 IPC 合称为 System V IPC：

- System V 消息队列(第 6 章)
- System V 信号灯(第 11 章)
- System V 共享内存区(第 14 章)

这个称谓作为这三种 IPC 机制的通称是在肯定它们源自 System V Unix。System V IPC 在访问它们的函数和内核为它们维护的信息上享有许多类似点。本章讲述所有这些共同属性。

图 3.1 汇总了所有 System V IPC 函数。

	消息队列	信号灯	共享内存区
头文件	<sys/msg.h>	<sys/sem.h>	<sys/shm.h>
创建或打开 IPC 的函数	msgget	semget	shmget
控制 IPC 操作的函数	msgctl	semctl	shmctl
IPC 操作函数	msgsnd msgrcv	semop	shmat shmdt

图 3.1 System V IPC 函数汇总

System V IPC 函数的设计与开发信息难以找到。[Rochkind 1985]提供了下述信息：System V 消息队列、信号灯和共享内存区是 20 世纪 70 年代后期在俄亥俄州 Columbus 市的一个贝尔实验室分支机构为称为“Columbus Unix”或简称“CB Unix”(不足为怪)的一个内部 Unix 版本开发的。这个版本的 Unix 用于“操作支持系统(Operation Support System)”，即自动完成电话公司的管理和记录保存工作的事务处理系统。System V IPC 大约于 1983 年随 System V 加入到商业 Unix 系统中。

3.2 key_t 键和 ftok 函数

图 1.4 中注明，三种类型的 System V IPC 使用 key_t 值作为它们的名字。头文件<sys/types.h>把 key_t 这个数据类型定义为一个整数，它通常是一个至少 32 位的整数。这些整数值通常是由 ftok 函数赋予的。

函数 ftok 把一个已存在的路径名和一个整数标识符转换成一个 key_t 值，称为 IPC 键(IPC key)。

```
#include <sys/ipc.h>
key_t ftok(const char *pathname, int id);
                                    返回：成功时为 IPC 键，出错时为-1
```

该函数把从 *pathname* 导出的信息与 *id* 的低序 8 位组合成一个整数 IPC 键。

该函数假定对于使用 System V IPC 的某个给定应用来说，客户和服务器同意使用对该应用有一定意义的 *pathname*。它可以是服务器守护程序[①]的路径名、服务器使用的某个公共数据文件的路径名或者系统上的某个其他路径名。如果客户和服务器之间只需单个 IPC 通道，那么可以使用譬如说值为 1 的 *id*。如果需要多个 IPC 通道，譬如说从客户到服务器一个通道，从服务器到客户又一个通道，那么作为一个例子，一个通道可使用值为 1 的 id，另一个通道可使用值为 2 的 *id*。客户和服务器一旦在 *pathname* 和 *id* 上达成一致，双方就都能调用 ftok 函数把 *pathname* 和 *id* 转换成同一个 IPC 键。

ftok 的典型实现调用 stat 函数，然后组合以下三个值：

1. *pathname* 所在的文件系统的信息(stat 结构的 st_dev 成员)
2. 该文件在本文件系统内的索引节点号(stat 结构的 st_ino 成员)
3. *id* 的低序 8 位(不能为 0)[②]

这三个值的组合通常产生一个 32 位键。不能保证两个不同的路径名与同一个 *id* 的组合产生不同的键，因为上面所列三个条目(文件系统标识符、索引节点、*id*)中的信息位数可能大于一个整数的信息位数(见习题 3.5)。

> 索引节点绝不会是 0，因此大多数实现把 IPC_PRIVATE(将在 3.4 节讲述)定义为 0。

如果 *pathname* 不存在，或者对于调用进程不可访问，ftok 就返回-1。注意其路径名用于产生键的文件不能是在服务器存活期间由它反复创建并删除的文件，因为该文件每次创建时由系统赋予的索引节点号很可能不一样，于是对下一个调用者来说，由 ftok 返回的键也可能不同。

---

① 译者注：daemon 一般译为守护进程，它们是在后台运行不受终端控制的进程，详细内容参见本丛书第一卷第 12 章。我们知道动态的进程是和静态的程序对应的。当强调静态程序本身(即可执行文件)时，我们称 daemon 为守护程序。

② 作者注：Unix 98 现在宣称，当 ftok 的 *id* 参数的低序 8 位为 0 时，该函数的行为是未指定的。查看一番后作者发现 Solaris 和 Digital Unix 中关于 ftok 的手册页面也作了同样的声明。作者不知道这是什么时候加上的，而且作者于 1991 年编写的"System V Interface Definition"中也没有这样的声明。AIX 甚至走得更远，若 *id* 为 0 则返回一个错误。实际上 ftok 的三种不同实现——System V Release 2、GNU libc 和 BSD/OS——没有一个要求 id 为非零，它们只是在 id 的低序 8 位中作逻辑或，而不管它的值。

例子

图 3.2 中的程序取一个作为命令行参数的路径名，调用 stat，调用 ftok，然后输出 stat 结构的 st_dev 和 st_ino 成员以及结果 IPC 键。这三个值是以十六进制输出的，这样我们可从这两个值以及 *id* 值 0x57 很容易地看出 IPC 键是如何构造的。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     struct stat stat;
6     if (argc != 2)
7         err_quit("usage: ftok <pathname>");
8     Stat(argv[1], &stat);
9     printf("st_dev: %lx, st_ino: %lx, key: %x\n",
10        (u_long) stat.st_dev, (u_long) stat.st_ino,
11        Ftok(argv[1], 0x57));
12    exit(0);
13 }
```

图 3.2 获取并输出文件系统信息和结果 IPC 键[svipc/ftok.c]

在 Solaris 2.6 下执行该程序的结果如下：

```
solaris % ftok /etc/system
st_dev: 800018, st_ino: 4a1b, key: 57018a1b
solaris % ftok /usr/tmp
st_dev: 800015, st_ino: 10b78, key: 57015b78
solaris % ftok /home/rstevens/Mail.out
st_dev: 80001f, st_ino: 3b03, key: 5701fb03
```

很明显，*id* 在 IPC 键的高序 8 位，st_dev 的低序 12 位 IPC 在键的接下来 12 位，st_ino 的低序 12 位则在 IPC 键的低序 12 位。

我们展示本例子的目的不是让大家依据这种信息组合方式构造出 IPC 键，而是让大家看看一个实现是如何组合 *pathname* 和 *id* 的。其他实现可能以不同的方式组合。

> FreeBSD 使用 *id* 的低 8 位、st_dev 的低 8 位以及 st_ino 的低 16 位。
>
> 注意由 ftok 完成的映射是单向的，因为 st_dev 和 st_ino 中某些位未被使用。这就是说，我们不能从一个给定的键确定创建它时所用的路径名。

3.3 ipc_perm 结构

内核给每个 IPC 对象维护一个信息结构，其内容跟内核给文件维护的信息类似。

```
struct ipc_perm {
    uid_t    uid;    /* owner's user id */
    gid_t    gid;    /* owner's group id */
    uid_t    cuid;   /* creator's user id */
    gid_t    cgid;   /* creator's group id */
    mode_t   mode;   /* read-write permissions */
    ulong_t  seq;    /* slot usage sequence number */
```

```
    key_t    key;    /* IPC key */
};
```

该结构以及 System V IPC 函数使用的较为明显的常值定义在<sys/ipc.h>头文件中。我们将在本章讨论该结构的所有成员。

3.4 创建与打开 IPC 通道

创建或打开一个 IPC 对象的三个 *XXX*get 函数(见图 3.1)的第一个参数 *key* 是类型为 key_t 的 IPC 键,返回值 *identifier* 是一个整数标识符。该标识符不同于 ftok 函数的 *id* 参数,我们不久就会看到。对于 *key* 值,应用程序有两种选择:

1. 调用 ftok,给它传递 *pathname* 和 *id*。
2. 指定 *key* 为 IPC_PRIVATE,它保证创建一个新的、唯一的 IPC 对象。

图 3.3 展示有关步骤的顺序。

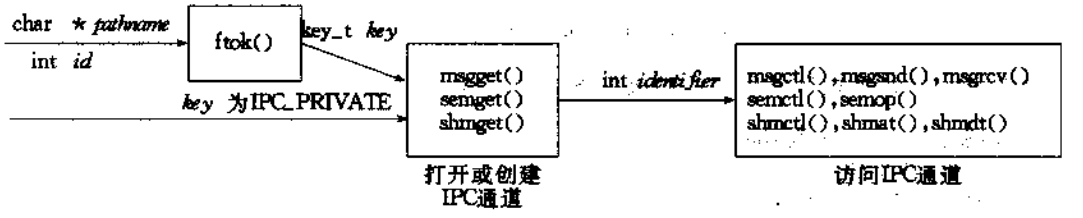


图 3.3 从 IPC 键生成 IPC 标识符

所有三个 *XXX*get 函数(见图 3.1)都有一个名为 *oflag* 的参数,它指定待打开或创建的 IPC 对象的读写权限位(ipc_perm 结构的 mode 成员),并选择是创建一个新的 IPC 对象还是访问一个已存在的 IPC 对象。这种选择的规则如下:

- 指定 *key* 为 IPC_PRIVATE 保证创建一个唯一的 IPC 对象。没有一对 *pathname* 和 *id* 的组合会导致 ftok 产生 IPC_PRIVATE 这个键值。
- 设置 *oflag* 参数的 IPC_CREAT 位但不设置它的 IPC_EXCL 位时,如果所指定键的 IPC 对象不存在,那就创建一个新的对象;否则返回该对象。
- 同时设置 *oflag* 的 IPC_CREAT 和 IPC_EXCL 位时,如果所指定键的 IPC 对象不存在,那就创建一个新的对象;否则返回一个 EEXIST 错误,因为该对象已存在。
  对 IPC 对象来说,IPC_CREAT 和 IPC_EXCL 的组合跟 open 函数的 O_CREAT 和 O_EXCL 的组合类似。
  设置 IPC_EXCL 位但不设置 IPC_CREAT 位是没有意义的。

图 3.4 展示了打开一个 IPC 对象的逻辑流程。图 3.5 是阅览图 3.4 的另一种方式。

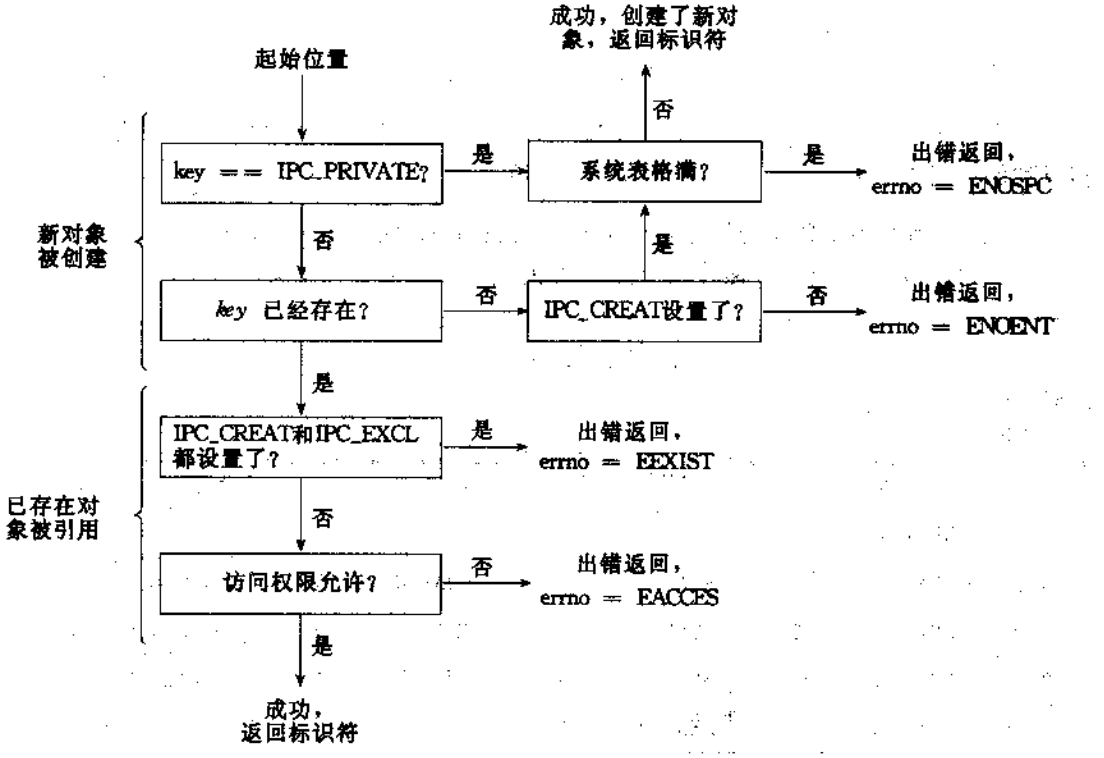


图 3.4 创建或打开一个 IPC 对象的逻辑

oflag 标志	不存在	已存在
无特殊标志	出错，errno=ENOENT	成功，引用已存在对象
IPC_CREAT	成功，创建新对象	成功，引用已存在对象
IPC_CREAT|IPC_EXCL	成功，创建新对象	出错，errno=EEXIST

图 3.5 创建或打开一个 IPC 通道的逻辑

注意图 3.5 中间只有 IPC_CREAT 而没有 IPC_EXCL 标志的那一行，我们得不到一个指示以判别是创建了一个新对象呢，还是在引用一个已存在的对象。大多数应用程序中，由服务器创建 IPC 对象并指定 IPC_CREAT 标志（如果它不关心该对象是否存在）或 IPC_CREAT | IPC_EXCL 标志（如果它需要检查该对象是否已经存在）。客户则不指定其中任何一个标志（它们假定服务器已经创建了该对象）。

> System V IPC 定义了自己的 IPC_*xxx* 常值，用以取代标准 open 函数以及 Posix IPC 函数（图 2.3）所用的 O_CREAT 和 O_EXCL 常值。
>
> 还要注意的是，System V IPC 函数把它们的 IPC_*xxx* 常值跟权限位（将在下一节讲述）组合到单个 *oflag* 参数中。open 函数以及 Posix IPC 函数有一个名为 *oflag* 的参数，用以指定各种 O_*xxx* 标志，另有一个名为 *mode* 的参数，用以指定权限位。

3.5 IPC 权限

每当使用某个 *XXX*get 函数(指定 IPC_CREAT 标志)创建一个新的 IPC 对象时,以下信息就保存到该对象的 ipc_perm 结构中(3.3 节):

1. *oflag* 参数中某些位初始化 ipc_perm 结构的 mode 成员。图 3.6 展示了 System V 三种不同 IPC 机制的权限位(记号>>3 的意思是将值右移 3 位)。

数字值(八进制)	符号值			
	消息队列	信号灯	共享内存区	说 明
0400	MSG_R	SEM_R	SHM_R	由用户(属主)读
0200	MSG_W	SEM_A	SHM_W	由用户(属主)写
0040	MSG_R >> 3	SEM_R >> 3	SHM_R >> 3	由(属)组成员读
0020	MSG_W >> 3	SEM_A >> 3	SHM_W >> 3	由(属)组成员写
0004	MSG_R >> 6	SEM_R >> 6	SHM_R >> 6	由其他用户读
0002	MSG_W >> 6	SEM_A >> 6	SHM_W >> 6	由其他用户写

图 3.6 IPC 读写权限的 mode 值

2. ipc_perm 结构的 cuid 和 cgid 成员分别设置为调用进程的有效用户 ID 和有效组 ID。这两个成员合称为创建者 ID(creator ID)。
3. ipc_perm 结构的 uid 和 gid 成员也分别设置为调用进程的有效用户 ID 和有效组 ID。这两个成员合称为属主 ID(owner ID)。

尽管一个进程可通过调用相应 IPC 机制 *XXX*ctl 函数(所用命令为 IPC_SET)修改属主 ID,创建者 ID 却从不改变。这三个 *XXX*ctl 函数还允许一个进程修改某个 IPC 对象的 mode 成员。

> 多数实现在<sys/msg.h>、<sys/sem.h>和<sys/shm.h>这三个头文件中定义图 3.6 中所示的 6 个常值:MSG_R、MSG_W、SEM_R、SEM_A、SHM_R、SHM_W。不过 Unix 98 没有这样的要求。SEM_A 中的后缀 A 代表"alter(改变)"。
>
> 这三个 *XXX*ctl 函数不使用通常的文件模式创建掩码。消息队列、信号灯或共享内存区对象的权限准确地设置成由这些函数所指定的值。
>
> Posix IPC 并不允许一个 IPC 对象的创建者改变该对象的属主。Posix IPC 中没有类似于 IPC_SET 命令的操作。然而如果 Posix IPC 名字存储在文件系统中,那么超级用户可使用 chown 命令改变其属主。

每当有一个进程访问某个 IPC 对象时,IPC 就执行两级检查,该 IPC 对象被打开时(*XXX*get 函数)执行一次,以后每次使用该对象时执行一次:

1. 每当有一个进程以某个 *XXX*get 函数建立访问某个已存在 IPC 对象的通道时，IPC 就执行一次初始检查，验证调用者的 *oflag* 参数没有指定不在该对象 ipc_perm 结构 mode 成员中的任何访问位。这就是图 3.4 中底部的方框。举例来说，一个服务器可以把它的输入消息队列的 mode 成员设置成关掉组成员读和其他用户读这两个权限位。任何进程调用针对该消息队列的 msgget 函数时，如果所指定的 *oflag* 参数包含这两位，那么该函数将返回一个错误。然而由 *XXX*get 函数完成的这种测试并没有多大用处。它隐含假定调用者知道自己属于哪个权限范畴——用户、组成员或其他用户。如果创建者特定关掉了某些权限位，而调用者却指定了这些位，那么 *XXX*get 函数将检测出这个错误。然而任何进程都能够完全绕过这种检查，其办法是在得知该 IPC 对象已存在后，简单地指定一个值为 0 的 *oflag* 参数。
2. 每次 IPC 操作都对使用该操作的进程执行一次权限测试。举例来说，每当有一个进程试图使用 msgsnd 函数往某个消息队列放置一个消息时，msgsnd 函数将以下面所列的顺序执行(多个)测试。一旦某个测试赋予了访问权，其后的测试就不再执行。

   a. 超级用户总是赋予访问权。
   b. 如果当前进程的有效用户 ID 等于该 IPC 对象的 uid 值或 cuid 值，而且相应的访问位在该 IPC 对象的 mode 成员中是打开的，那么赋予访问权。这儿"相应的访问位"的意思是，如果调用者想要在该 IPC 对象上执行一个读操作(例如从某个消息队列接收一个消息)，那么读位必须设置；如果想要执行一个写操作，那么写位必须设置。
   c. 如果当前进程的有效组 ID 等于该 IPC 对象的 gid 值或 cgid 值，而且相应的访问位在该 IPC 对象的 mode 成员中是打开的，那么赋予访问权。
   d. 如果上面的测试没有一个为真，那么相应的"其他用户"访问位在该 IPC 对象的 mode 成员中必须是打开的才能赋予访问权。

3.6　标识符重用

ipc_perm 结构(3.3 节)还含有一个名为 seq 的变量，它是一个槽位使用情况序列号。该变量是一个由内核为在系统中的每个潜在的 IPC 对象维护的计数器。每当删除一个 IPC 对象时，内核就递增相应的槽位号，若溢出则循环回 0。

我们在本节讲述的是普通 SVR4 实现。Unix 98 没有强制使用该实现技巧。

该计数器的存在有两个原因。首先，考虑由内核维护的用于打开文件的文件描述字。它们是些小整数，只在单个进程内有意义，也就是它们是进程特定的值。如果我们试图从譬如说文件描述字 4 读，那么这种尝试只有该进程已在该描述字上打开了一个文件后才会凑效。它对于可能在另外一个与本进程无亲缘关系的进程中打开在文件描述字 4 上的文件来说，根本没有意义。然而，System V IPC 标识符却是系统范围的，而不是特定于进程的。

我们从某个 get 函数(msgget，semget，shmget)获得一个 IPC 标识符(类似于文件描述字)。这些标识符也是整数，不过它们的意义适用于所有进程。举例来说，如果有两个无亲缘关系的进程(一个是客户，一个是服务器)使用单个消息队列，那么由 msgget 函数返回的该

消息队列的标识符在双方进程中必须是同一个整数值，这样双方才能访问同一个消息队列。这种特性意味着某个行为不端的进程可能尝试从另外某个应用的消息队列中读消息，办法是尝试不同的小整数标识符，以期待找出一个当前在使用的允许大家读访问的消息队列。要是这些标识符的潜在值是小整数(像文件描述字那样)，那么找到一个有效标识符的可能性约为1:50(假设每个进程最多有约50个描述字)。

为避免这样的问题，这些IPC机制的设计者们把标识符值的可能范围扩大到包含所有整数，而不是仅仅包含小整数。这种扩大是这么实现的：每次重用一个IPC表项时，把返回给调用进程的标识符值增加一个IPC表项数。举例来说，如果系统配置成最多50个消息队列，那么内核中的第一个消息队列表项首次被使用时，返回给进程的标识符值为0。该消息队列被删除，从而第一个表项得以重用后，所返回的标识符为50。再下一次重用时，该标识符变为100，如此等等。既然seq变量通常作为一个无符号长整数实现(见3.3节所示的ipc_perm结构)，因此该表项已重用85 899 346($2^{32}/50$，假设长整数为32位)次后才循环回0。

递增槽位使用情况序列号的另一个原因是为了避免短时间内重用System V IPC标识符。这有助于确保过早终止的服务器重新启动后不会重用标识符。

作为这种特性的一个例子，图3.7中的程序输出由msgget返回的前10个标识符值。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int           i, msqid;
6     for (i = 0; i < 10; i++) {
7         msqid = Msgget(IPC_PRIVATE, SVMSG_MODE | IPC_CREAT);
8         printf("msqid = %d\n", msqid);
9         Msgctl(msqid, IPC_RMID, NULL);
10    }
11    exit(0);
12 }
```

图3.7 连续输出由内核赋予的消息队列标识符10次[svmsg/slot.c]

每次循环由msgget创建一个消息队列，然后由使用IPC_RMID命令的msgctl删除该队列。常值SVMSG_MODE定义在我们的unpipc.h头文件中(图C.1)，它给我们的System V消息队列指定缺省权限位。该程序的输出如下：

```
solaris % slot
msqid = 0
msqid = 50
msqid = 100
msqid = 150
msqid = 200
msqid = 250
msqid = 300
msqid = 350
msqid = 400
msqid = 450
```

如果再次运行该程序，我们就能看出槽位使用情况序列号是一个跨进程保持的内核变量。

```
solaris % slot
msqid = 500
msqid = 550
msqid = 600
msqid = 650
msqid = 700
msqid = 750
msqid = 800
msqid = 850
msqid = 900
msqid = 950
```

3.7　ipcs 和 ipcrm 程序

由于 System V IPC 的三种类型不是以文件系统中的路径名标识的，因此使用标准的 ls 和 rm 程序无法看到它们，也无法删除它们。不过实现了这些类型 IPC 的任何系统都提供两个特殊的程序：ipcs 和 ipcrm。ipcs 输出有关 System V IPC 特性的各种信息，ipcrm 则删除一个 System V 消息队列、信号灯集或共享内存区。前者支持约 12 个命令行选项，它们影响报告哪种类型的 IPC 以及输出哪些信息；后者支持 6 个命令行选项。所有这些选项的详细信息可查阅它们的手册页面。

> 既然 System V IPC 不是 Posix 的一部分内容，这两个命令也未被 Posix.2 标准化。不过它们是 Unix 98 的一部分内容。

3.8　内 核 限 制

System V IPC 的多数实现有内在的内核限制，例如消息队列的最大数目、每个信号灯集的最大信号灯数，等等。我们将在图 6.25、图 11.9 和图 14.5 中给出这些限制的某些典型值。这些限制通常起源于最初的 System V 实现。

> [Bach 1986]的 11.2 节和[Goodheart and Cox 1994]的第 8 章都讲述了消息队列、信号灯和共享内存区的实现。某些限制就在那儿说明。

不幸的是，这些内核限制往往过小，这是因为其中许多限制起源于在某个小地址空间系统(16 位 PDP-11)上完成的最初实现。然而万幸的是，多数系统允许管理员修改这些缺省限制的部分或全部，但是不同风格的 Unix 所需的步骤也不一样。多数系统要求在修改完值后重新自举运行中的内核。尽管如此，某些实现仍然给其中一些限制使用 16 位整数，这在无形之中提供了一个难以越过的硬限制。

举例来说，Solaris 2.6 有 20 个这些限制。它们的当前值可使用 sysdef 命令输出，不过如果相应的内核模块尚未加载(也就是说尚未使用 IPC 机制)，那么所输出的值为 0。它们的值可通过在/etc/system 文件中加入如下语句来修改，而/etc/system 是自举内核时读入的。

```
set msgsys:msginfo_msgseg = value
set msgsys:msginfo_msgssz = value
set msgsys:msginfo_msgtql = value
set msgsys:msginfo_msgmap = value
set msgsys:msginfo_msgmax = value
set msgsys:msginfo_msgmnb = value
set msgsys:msginfo_msgmni = value

set semsys:seminfo_semopm = value
set semsys:seminfo_semume = value
set semsys:seminfo_semaem = value
set semsys:seminfo_semmap = value
set semsys:seminfo_semvmx = value
set semsys:seminfo_semmsl = value
set semsys:seminfo_semmni = value
set semsys:seminfo_semmns = value
set semsys:seminfo_semmnu = value

set shmsys:shminfo_shmmin = value
set shmsys:shminfo_shmseg = value
set shmsys:shminfo_shmmax = value
set shmgsys:shminfo_shmmni = value
```

等号左边名字中最后6个字符就是列在图6.25、图11.9和图14.5中的变量名。

至于Digital Unix 4.0B，sysconfig程序可用于查询或修改许多内核参数和限制。下面是使用-q选项时该程序的输出，它就ipc子系统查询内核以输出当前限制值。我们已省略掉了与System V IPC机制无关的一些行。

```
alpha % /sbin/sysconfig -q ipc
ipc:
msg-max = 8192
msg-mnb = 16384
msg-mni = 64
msg-tql = 40

shm-max = 4194304
shm-min = 1
shm-mni = 128
shm-seg = 32

sem-mni = 16
sem-msl = 25
sem-opm = 10
sem-ume = 10
sem-vmx = 32767
sem-aem = 16384
num-of-sems = 60
```

这些参数的缺省值可通过在/etc/sysconfigtab文件中指定不同的值来修改，不过该文件应使用sysconfigdb程序维护。该文件是在系统自举时读入的。

3.9 小 结

msgget、semget和shmget这三个函数的第一个参数是一个System V IPC键。这些键通常是使用系统的ftok函数从某个路径名创建出的。键还可以是IPC_PRIVATE这个特殊

值。这三个函数创建一个新的 IPC 对象或打开一个已存在的 IPC 对象，并返回一个 System V IPC 标识符：接下去用于给其余 IPC 函数标识该对象的一个整数。这些整数不是特定于进程的标识符(像描述字那样)，而是系统范围的标识符。这些标识符还由内核在一段时间后重用。

与每个 System V IPC 对象相关联的是一个 ipc_perm 结构，它含有诸如属主的用户 ID、组 ID、读写权限等信息。Posix IPC 和 System V IPC 的差别之一是，这些信息对于 System V IPC 对象总是可用(通过以 IPC_STAT 命令参数调用三个 *XXX*ctl 函数中的某一个)，但是对于 Posix IPC 对象来说，能否访问这些信息取决于实现。如果 Posix IPC 对象存放在文件系统中，而且我们知道它们在文件系统中的名字，那么使用现有的文件系统工具就能访问到与 ipc_perm 结构的内容相同的信息。

在创建一个新的 System V IPC 对象或打开一个已存在的对象时，可给 *XXX*get 函数指定两个标志(IPC_CREAT 和 IPC_EXCL)，外加 9 个权限位。

毫无疑问，使用 System V IPC 的最大问题在于多数实现在这些对象的大小上施加了人为的内核限制，这些限制可追溯到它们的最初实现。这就是说，较多使用 System V IPC 的多数应用需要系统管理员修改这些内核限制，然而不同风格的 Unix 完成这些修改工作的步骤也不一样。

3.10　习　题

3.1　粗读一下 6.5 节的 msgctl 函数，把图 3.7 中的程序修改成除输出所赋予的标识符外，还输出 ipc_perm 结构的 seq 成员。

3.2　运行图 3.7 中的程序两次后立即运行一个创建两个消息队列的程序。假设内核从自举以来没有任何其他应用程序使用过其他消息队列，那么由内核返回的作为消息队列标识符的两个值是什么？

3.3　我们在 3.5 节中指出 System V IPC *XXX*get 函数不使用文件模式创建掩码。编写一个测试程序，由它创建一个 FIFO(使用 4.6 节中所述的 mkfifo 函数)和一个 System V 消息队列，给它们指定的权限都是 666(八进制)。比较创建成的 FIFO 和消息队列的结果权限。在运行该程序前，确保你的 shell umask 为非零值。

3.4　如果一个服务器想要为其客户创建一个唯一的消息队列，那么采用哪种方法更恰当——使用某个常值路径名(譬如说该服务器的可执行文件)作为 ftok 的一个参数呢，还是使用 IPC_PRIVATE？

3.5　修改图 3.2 以只输出 IPC 键和路径名。运行 find 程序以输出你的系统上的所有路径名，并将这些路径名逐个作为刚修改过的程序的命令行参数运行之。有多少路径名映射到同一键值上？

3.6　如果你的系统支持 sar 程序("系统行为报告程序")，那么运行如下命令：

```
sar -m 5 6
```

该命令输出每秒钟的消息队列操作数和信号灯操作数，采样频率为 5 秒钟一次，共 6 次。

第2部分 消息传递

第4章 管道和FIFO

4.1 概 述

管道是最初的Unix IPC形式，可追溯到1973年的Unix第3版[Salus 1994]。尽管对于许多操作来说有用，它们的基本局限在于没有名字，从而只能由有亲缘关系的进程使用。这一点随FIFO的加入在System V Unix(1982年)中得以改正。FIFO有时称为有名管道(named pipe)。管道和FIFO都是使用通常的read和write函数访问的。

> 技术上讲，有了进程间传递描述字(在本书15.8节和UNPv1的14.7节中讲述)的能力后，管道也能用于无亲缘关系的进程间。然而出于现实目的，管道通常用于具有共同祖先的进程间。

本章讲述管道和FIFO的创建与使用。我们使用一个简单的文件服务器例子，同时查看一些客户-服务器程序设计问题：IPC通道需要量、迭代服务器与并发服务器、字节流与消息接口。

4.2 一个简单的客户-服务器例子

图4.1所示的客户-服务器例子在本章和第6章中都用到，它用于分析说明管道、FIFO和System V消息队列。

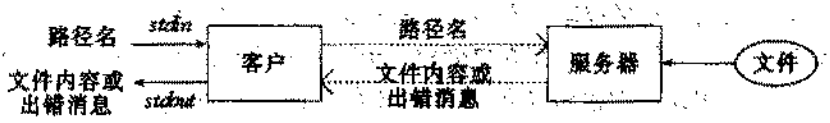


图4.1 客户-服务器例子

图中客户从标准输入(stdin)读进一个路径名，并把它写入IPC通道[①]。服务器从该IPC通道读出这个路径名，并尝试打开其文件来读。如果服务器能打开该文件，它就读出其中的内容，并写入(可能另一个)IPC通道，以作为对客户的响应；否则，它就响应以一个出错消息。客户随后从该IPC通道读出响应，并把它写到标准输出(stdout)。如果服务器无法读该

① 译者注：本书从此开始频繁使用对IPC通道的"读"和"写"两词。为统一起见，我们围绕IPC通道，称读操作为"读出"，称写操作为"写入"，相应地还有"读出者"、"读出进程"、"写入者"、"写入进程"等词。

文件，那么客户读出的响应将是一个出错消息。否则，客户读出的响应就是该文件的内容。客户和服务器之间的虚线表示 IPC 通道。

4.3 管　道

所有式样的 Unix 都提供管道。它由 pipe 函数创建，提供一个单路(单向)数据流。

```
#include <unistd.h>
int pipe(int fd[2]);                                    返回：成功时为 0，出错时为−1
```

该函数返回两个文件描述字：*fd*[0]和 *fd*[1]。前者打开来读，后者打开来写。

> 有些版本的 Unix(例如 SVR4)提供全双工管道，也就是说这些管道的两端都是既可用于读，也可用于写。创建一个全双工 IPC 管道的另一种方法是使用 UNPv1 的 14.3 节中讲述的 socketpair 函数，它在大多数现行 Unix 系统上都工作。然而管道的最常见用途是用在各种 shell 中，这种情况下半双工管道足够了。
>
> Posix.1 和 Unix 98 只要求半双工管道，本章中我们也这么假设。

宏 S_ISFIFO 可用于确定一个描述字或文件是否或是管道，或是 FIFO。它的唯一参数是 stat 结构的 st_mode 成员，计算结果或者为真(非零值)，或者为假(0)。对于管道来说，这个 stat 结构是由 fstat 函数填写的。对于 FIFO 来说，这个结构是由 fstat、lstat 或 stat 函数填写的。

图 4.2 展示了单个进程中管道的模样。

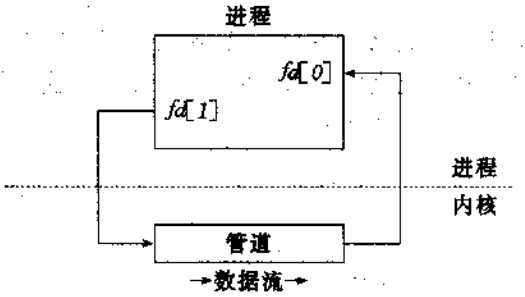


图 4.2　单个进程中的管道

尽管管道是由单个进程创建的，它却很少在单个进程内使用(我们将在图 5.14 中给出在单个进程内使用管道的一个例子)。管道的典型用途是以下述方式提供两个不同进程(一个是父进程，一个是子进程)间的通信手段。首先，由一个进程(它将成为父进程)创建一个管道后调用 fork 派生一个自身的拷贝，如图 4.3 所示。

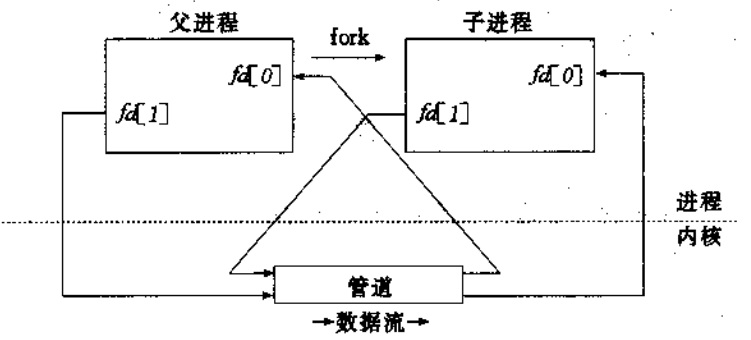


图 4.3 单个进程内的管道，刚刚 fork 后

接着，父进程关闭这个管道的读出端，子进程关闭同一管道的写入端。这就在父子进程提供了一个单向数据流，如图 4.4 所示。

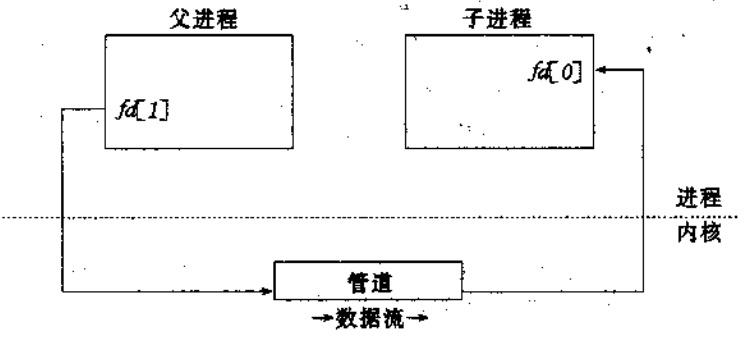


图 4.4 两个进程间的管道

我们在某个 Unix shell 中输入一个像下面这样的命令时：

```
who | sort | lp
```

该 shell 将执行上述步骤创建三个进程和两个管道，这两个管道处于三个进程之间。该 shell 还把每个管道的读出端复制到相应进程的标准输入，把每个管道的写入端复制到相应进程的标准输出。图 4.5 展示了这样的管道线。

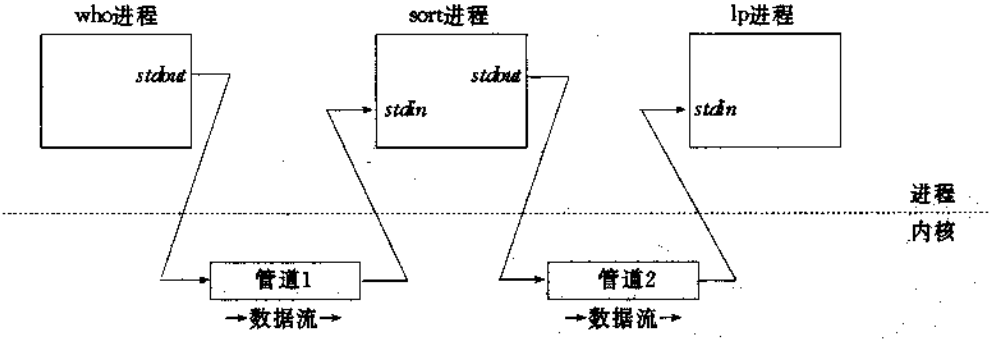


图 4.5 某个 shell 管道线中三个进程间的管道

到此为止所示的所有管道都是半双工的即单向的，只提供一个方向的数据流。当需要一

个双向数据流时，我们必须创建两个管道，每个方向一个。实际步骤如下：

1. 创建管道 1(*fd1*[0]和 *fd1*[1])和管道 2(*fd2*[0]和 *fd2*[1])
2. fork
3. 父进程关闭管道 1 的读出端(*fd1*[0])
4. 父进程关闭管道 2 的写入端(*fd2*[1])
5. 子进程关闭管道 1 的写入端(*fd1*[1])
6. 子进程关闭管道 1 的读出端(*fd2*[0])

图 4.8 给出了执行这些步骤的代码。它产生如图 4.6 所示的管道布局。

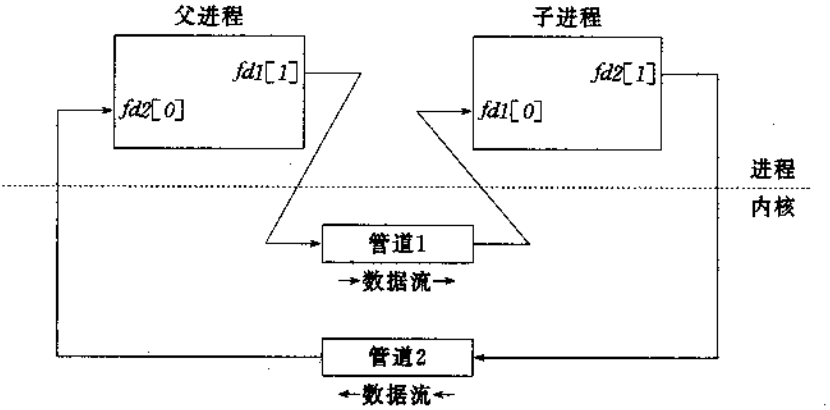


图 4.6　提供一个双向数据流的两个管道

例子

现在使用管道实现 4.2 节中描述的客户-服务器例子。main 函数创建两个管道并 fork 一个子进程。客户然后作为父进程运行，服务器则作为子进程运行。第一个管道用于从客户向服务器发送路径名，第二个管道用于从服务器向客户发送该文件的内容(或者一个出错消息)。这样设置后的布局如图 4.7 所示。

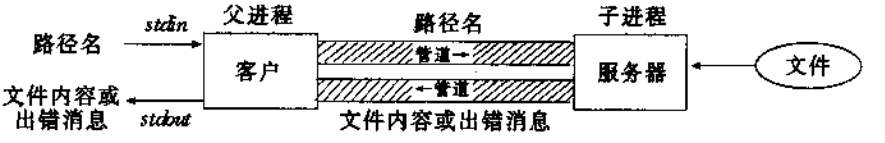


图 4.7　使用两个管道实现图 4.1

注意本图所示的两个管道直接连接着两个进程，然而实际上它们都是通过内核运作的，如图 4.6 所示。因此，从客户到服务器以及从服务器到客户的每个字节的数据都穿越了用户-内核接口两次：一次是在写入管道时，一次是在从管道读出时。

图 4.8 给出了这个例子的 main 函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void  client(int, int), server(int, int);
3 int
```

```
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6     int         pipe1[2], pipe2[2];
7     pid_t       childpid;
8     Pipe(pipe1);        /* create two pipes */
9     Pipe(pipe2);
10    if ( (childpid = Fork()) == 0) {          /* child */
11          Close(pipe1[1]);
12          Close(pipe2[0]);
13          server(pipe1[0], pipe2[1]);
14          exit(0);
15    }
16          /* parent */
17    Close(pipe1[0]);
18    Close(pipe2[1]);
19    client(pipe2[0], pipe1[1]);
20    Waitpid(childpid, NULL, 0);          /* wait for child to terminate */
21    exit(0);
22 }
```

图 4.8 使用两个管道的客户-服务器程序 main 函数[pipe/mainpipe.c]

创建管道,fork

第 8～19 行 创建两个管道,然后执行随图 4.6 列出的 6 个步骤。父进程调用 client 函数(图 4.9),子进程调用 server 函数(图 4.10)。

为子进程 waitpid

第 20 行 服务器(子进程)在往管道写入最终数据后调用 exit 首先终止。它随后变成了一个僵尸进程(zombie),自身已终止,但其父进程仍在运行且尚未等待该子进程的进程。当子进程终止时,内核还给其父进程产生一个 SIGCHLD 信号,不过父进程没有捕获这个信号,而该信号的缺省行为就是忽略。此后不久,父进程的 client 函数在从管道读入最终数据后返回。父进程随后调用 waitpid 取得已终止子进程(僵尸进程)的终止状态。要是父进程没有调用 waitpid,而是直接终止,那么子进程将成为托孤给 init 进程的孤儿进程,内核将为此向 init 进程发送另外一个 SIGCHLD 信号,init 进程将随后取得该僵尸进程的终止状态。

client 函数如图 4.9 所示。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 client(int readfd, int writefd)
4 {
5     size_t      len;
6     ssize_t     n;
7     char        buff[MAXLINE];
8           /* read pathname */
9     Fgets(buff, MAXLINE, stdin);
10    len = strlen(buff);          /* fgets() guarantees null byte at end */
11    if (buff[len-1] == '\n')
12          len--;                 /* delete newline from fgets() */
```

```
13              /* write pathname to IPC channel */
14      Write(writefd, buff, len);
15              /* read from IPC, write to standard output */
16      while ( (n = Read(readfd, buff, MAXLINE)) > 0)
17              Write(STDOUT_FILENO, buff, n);
18  }
```

图 4.9　使用两个管道的客户-服务器程序 client 函数[pipe/client.c]

从标准输入读进路径名

第 8～14 行　从标准输入读进路径名后，删除其中由 fgets 存入的换行符，再写入管道。

从管道拷贝到标准输出

第 15～17 行　客户随后读出由服务器写入管道的全部内容，并写到标准输出。正常情况下它是所请求文件的内容，但是如果服务器打不开所指定的路径名，那它将返回一个出错消息。

server 函数如图 4.10 所示。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 void
 3 server(int readfd, int writefd)
 4 {
 5     int     fd;
 6     ssize_t n;
 7     char    buff[MAXLINE+1];
 8             /* read pathname from IPC channel */
 9     if ( (n = Read(readfd, buff, MAXLINE)) == 0)
10             err_quit("end-of-file while reading pathname");
11     buff[n] = '\0';             /* null terminate pathname */
12     if ( (fd = open(buff, O_RDONLY)) < 0) {
13                     /* error: must tell client */
14             snprintf(buff + n, sizeof(buff) - n, ": can't open, %s\n",
15                             strerror(errno));
16             n = strlen(buff);
17             Write(writefd, buff, n);
18     } else {
19                     /* open succeeded: copy file to IPC channel */
20             while ( (n = Read(fd, buff, MAXLINE)) > 0)
21                     Write(writefd, buff, n);
22             Close(fd);
23     }
24 }
```

图 4.10　使用两个管道的客户-服务器程序 server 函数[pipe/server.c]

从管道读出路径名

第 8～11 行　从管道读出由客户写入的路径名，并以空字节作为其结尾。注意，对一个管道的 read 只要该管道中存在一些数据就会马上返回；它不必等待达到所请求的字节数（本例中为 MAXLINE）。

打开文件，处理错误

第12～17行 打开所请求的文件来读，若出错则通过管道返回给客户一个出错消息串。我们调用strerror函数以返回对应于errno的出错消息串。(UNPv1第690～691页[②]详细讨论了strerror函数。)

把文件拷贝到管道

第18～23行 如果open成功，该文件的内容就拷贝到管道中。

下面的例子给出了路径名正确时以及发生错误时该程序的输出：

```
solaris % mainpipe
/etc/inet/ntp.conf              一个由两行文本构成的文件
multicastclient 224.0.1.1
driftfile /etc/inet/ntp.drift
solaris % mainpipe
/etc/shadow                     一个我们不能读的文件
/etc/shadow: can't open, Permission denied
solaris % mainpipe
/no/such/file                   一个不存在的文件
/no/such/file: can't open, No such file or directory
```

4.4 全双工管道

上一节中我们提到，某些系统提供全双工管道：SVR4的pipe函数以及许多内核都提供的socketpair函数。那么全双工管道到底提供什么呢？首先，我们可以如图4.11所示考虑一个半双工管道，它是对图4.2的修改，省略了其中的进程。

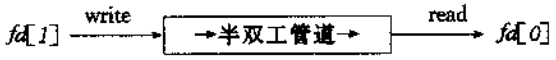


图4.11 半双工管道

全双工管道可能实现成如图4.12所示。它的隐含意思是：整个管道只存在一个缓冲区，(在任意一个描述字上)写入管道的任何数据都添加到该缓冲区末尾，(在任意一个描述字上)从管道读出的都是取自该缓冲区开头的数据。

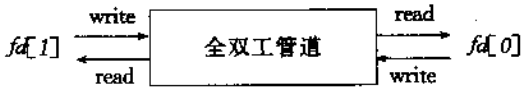


图4.12 全双工管道的一个可能实现(不正确)

这种实现所存在的问题在像图A.29这样的程序中变得很明显。我们需要双向通信，但所需的是两个独立的数据流，每个方向一个。若不是这样，当一个进程往该全双工管道写入数据，转了一会后再对该管道调用read时，有可能读回刚写入的数据。

② 译者注：中译本为第588页。

图 4.13 展示了全双工管道的真正实现。

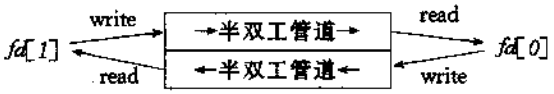


图 4.13　全双工管道的真正实现

这儿的全双工管道是由两个半双工管道构成的。写入 *fd*[1]的数据只能从 *fd*[0]读出，写入 *fd*[0]的数据只能从 *fd*[1]读出。

图 4.14 中的程序表明可使用单个全双工管道完成双向通信。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int         fd[2], n;
6     char   c;
7     pid_t childpid;
8     Pipe(fd);          /* assumes a full-duplex pipe (e.g., SVR4) */
9     if ( (childpid = Fork()) == 0) {          /* child */
10          sleep(3);
11          if ( (n = Read(fd[0], &c, 1)) != 1)
12              err_quit("child: read returned %d", n);
13          printf("child read %c\n", c);
14          Write(fd[0], "c", 1);
15          exit(0);
16    }
17          /* parent */
18    Write(fd[1], "p", 1);
19    if ( (n = Read(fd[1], &c, 1)) != 1)
20          err_quit("parent: read returned %d", n);
21    printf("parent read %c\n", c);
22    exit(0);
23 }
```

图 4.14　测试全双工管道的双向通信能力[pipe/fduplex.c]

我们创建一个全双工管道后 fork。父进程往该管道写入字符 p，然后从中读出一个字符。子进程先睡眠 3 秒，从该管道读出一个字符后，往它写入字符 c。子进程中的睡眠是为了让父进程的 read 调用先于子进程的 read 调用执行，从而查看父进程是否读回自己刚写的字符。

在提供全双工管道的 Solaris 2.6 下运行该程序，我们观察到了所期望的行为。

```
solaris % fduplex
child read p
parent read c
```

字符 p 穿越图 4.13 中所示顶部的半双工管道，字符 c 则穿越底部的半双工管道。父进程并没有读回自己写入管道的数据(字符 p)。

在缺省提供半双工管道的 Digital Unix 4.0B 下(编译时如果指定不同的选项，那它也能

像 SVR4 那样提供全双工管道)运行该程序,我们看到了半双工管道的预期行为。

```
alpha % fduplex
read error: Bad file number
alpha % child read p
write error: Bad file number
```

父进程写入字符 p,它由子进程读出,但此后父进程在试图从 *fd*[*1*] read 时夭折,子进程则在试图往 *fd*[*0*] write 时夭折(回想图 4.11)。由 read 返回的错误是 EBADF,意思是描述字 *fd*[*1*]不是打开来读的。类似地,write 返回同样的错误,表示描述字 *fd*[*0*]不是打开来写的。

4.5 popen 和 pclose 函数

作为另一个关于管道的例子,标准 I/O 函数库提供了 popen 函数,它创建一个管道并启动另外一个进程,该进程或者从该管道读出标准输入,或者往该管道写入标准输出。

```
#include <stdio.h>

FILE *popen(const char *command, const char *type);
                                        返回:成功时为文件指针,出错时为 NULL

int pclose(FILE *stream);
                                        返回:成功时为 shell 的终止状态,出错时为-1
```

其中 *command* 是一个 shell 命令行。它是由 sh 程序(通常为 Bourne shell)处理的,因此 PATH 环境变量可用于定位 *command*。popen 在调用进程和所指定的命令之间创建一个管道。由 popen 返回的值是一个标准 I/O FILE 指针,该指针或者用于输入,或者用于输出,具体取决于字符串 *type*。

- 如果 *type* 为 r,那么调用进程读进 *command* 的标准输出。
- 如果 *type* 为 w,那么调用进程写到 *command* 的标准输入。

pclose 函数关闭由 popen 创建的标准 I/O 流 *stream*,等待其中的命令终止,然后返回 shell 的终止状态。

APUE 的 14.3 节提供了 popen 和 pclose 的一个实现。

例子

图 4.15 给出了我们的客户-服务器例子的另一个实现,它使用 popen 函数和 Unix 的 cat 命令。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char **argv)
4 {
5     size_t      n;
```

```
 6    char   buff[MAXLINE], command[MAXLINE];
 7    FILE   *fp;

 8          /* read pathname */
 9    Fgets(buff, MAXLINE, stdin);
10    n = strlen(buff);          /* fgets() guarantees null byte at end */
11    if (buff[n-1] == '\n')
12          n--;                       /* delete newline from fgets() */

13    snprintf(command, sizeof(command), "cat %s", buff);
14    fp = Popen(command, "r");

15          /* copy from pipe to standard output */
16    while (Fgets(buff, MAXLINE, fp) != NULL)
17          Fputs(buff, stdout);

18    Pclose(fp);
19    exit(0);
20 }
```

图 4.15　使用 popen 的客户-服务器程序[pipe/mainpopen.c]

第 8～17 行　跟图 4.9 一样，路径名从标准输入读出。随后构建一个命令并把它传递给 popen。来自 shell 或 cat 程序的输出拷贝到标准输出。

这个实现与图 4.8 中的实现的差别之一是：现在我们依赖于由系统的 cat 程序产生的出错消息，而这些消息往往不足以说明具体错误。例如在 Solaris 2.6 下，当试图读一个我们没有读权限的文件时，将得到如下的错误：

```
solaris % cat /etc/shadow
cat: cannot open /etc/shadow
```

但是在 BSD/OS 3.1 下，当试图读一下类似的文件时，将得到一个更具描述性的错误：

```
bsdi % cat /etc/master.passwd
cat: /etc/master.passwd: cannot open [Permission denied]
```

还要认识到在上面的例子中，popen 调用是成功的，但是其后的 fgets 只是在首次被调用时返回一个文件结束符。cat 程序将它的出错消息写到标准错误输出，但 popen 不对标准错误输出作任何特殊的处理——重定向到由它创建的管道的只有标准输出。

4.6　FIFO

管道没有名字，因此它们的最大劣势是只能用于有一个共同的祖先进程的各个进程之间。无亲缘关系的两个进程无法创建一个彼此间的管道并将它用作 IPC 通道（不考虑描述字传递）。

FIFO 指代先进先出（first in，first out），Unix 中的 FIFO 类似于管道。它是一个单向（半双工）数据流。不同于管道的是，每个 FIFO 有一个路径名与之关联，从而允许无亲缘关系的进程访问同一个 FIFO。FIFO 也称为有名管道（named pipe）。

FIFO 由 mkfifo 函数创建。

```
#include <sys/types.h>
#include <sys/stat.h>
int mkfifo(const char *pathname, mode_t mode);          返回:成功时为0,出错时为-1
```

其中 *pathname* 是一个普通的 Unix 路径名,它是该 FIFO 的名字。

mode 参数指定文件权限位,类似于 open 的第三个参数。图 2.4 给出了定义在<sys/stat.h>头文件中的用于给一个 FIFO 指定权限位的 6 个常值。

mkfifo 函数已隐含指定 O_CREAT|O_EXCL。也就是说,它要么创建一个新的 FIFO,要么返回一个 EEXIST 错误(如果所指定名字的 FIFO 已经存在)。如果不希望创建一个新的 FIFO,那就改为调用 open 而不是 mkfifo。为打开一个已存在的 FIFO 或创建一个新的原来不存在的 FIFO,应先调用 mkfifo,再检查它是否返回 EEXIST 错误,若返回该错误则改为调用 open。

mkfifo 命令也能创建 FIFO。它可以从 shell 脚本或命令行中使用。

一个 FIFO 创建完后,它必须或者打开来读,或者打开来写,所用的可以是 open 函数,也可以是某个标准 I/O 打开函数,例如 fopen。FIFO 不能打开来既读又写,因为它是半双工的。

对管道或 FIFO 的 write 总是往末尾添加数据,对它们的 read 则总是从开头返回数据。如果对管道或 FIFO 调用 lseek,那就返回 ESPIPE 错误。

例子

现在重新编写图 4.8 中的客户-服务器程序,这次改用两个 FIFO 代替两个管道。client 和 server 函数保持不变;所有变动都在 main 函数上,它如图 4.16 所示。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define   FIFO1     "/tmp/fifo.1"
3 #define   FIFO2     "/tmp/fifo.2"
4 void  client(int, int), server(int, int);
5 int
6 main(int argc, char **argv)
7 {
8     int       readfd, writefd;
9               pid_t childpid;
10            /* create two FIFOs; OK if they already exist */
11    if ((mkfifo(FIFO1, FILE_MODE) < 0) && (errno != EEXIST))
12            err_sys("can't create %s", FIFO1);
13    if ((mkfifo(FIFO2, FILE_MODE) < 0) && (errno != EEXIST)) {
14            unlink(FIFO1);
15            err_sys("can't create %s", FIFO2);
16    }
17    if ((childpid = Fork()) == 0) {             /* child */
18            readfd = Open(FIFO1, O_RDONLY, 0);
19            writefd = Open(FIFO2, O_WRONLY, 0);
20            server(readfd, writefd);
```

```
21          exit(0);
22      }
23          /* parent */
24      writefd = Open(FIFO1, O_WRONLY, 0);
25      readfd = Open(FIFO2, O_RDONLY, 0);
26      client(readfd, writefd);
27      Waitpid(childpid, NULL, 0);          /* wait for child to terminate */
28      Close(readfd);
29      Close(writefd);
30      Unlink(FIFO1);
31      Unlink(FIFO2);
32      exit(0);
33  }
```

图 4.16　使用两个 FIFO 的客户-服务器程序 main 函数[pipe/mainfifo.c]

创建两个 FIFO

第 10～16 行　在/tmp 文件系统中创建两个 FIFO。这两个 FIFO 的存在与否无关紧要。常值 FILE_MODE 在我们的 unpipc.h 头文件(图 C.1)中定义如下：

```
#define FILE_MODE   (S_IRUSR | S_IWUSR | S_IRGRP | S_IROTH)
                    /* default permissions for new files */
```

这允许用户读、用户写、组成员读和其他用户读。这些权限位受当前进程的文件模式创建掩码修正。

fork

第 17～27 行　调用 fork 后，子进程调用我们的 server 函数(图 4.10)，父进程调用我们的 client 函数(图 4.9)。在执行这些调用前，父进程打开第一个 FIFO 来写，打开第二个 FIFO 来读，子进程打开第一个 FIFO 来读，打开第二个 FIFO 来写。这与我们的管道例子类似，图 4.17 展示了这个布局。

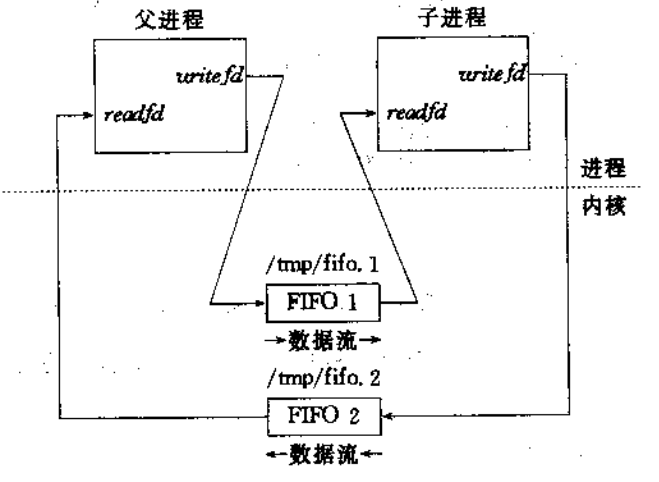


图 4.17　使用两个 FIFO 的客户-服务器例子

从我们的管道例子到这个 FIFO 例子的变动如下：

- 创建并打开一个管道只需调用 pipe。创建并打开一个 FIFO 则需在调用 mkfifo 后再调用 open。
- 管道在将它打开着的进程中最后一个关闭它之后自动消失。FIFO 的名字则只有通过调用 unlink 才从文件系统中删除。

FIFO 需要额外调用的好处是:FIFO 在文件系统中有一个名字,该名字允许某个进程创建一个 FIFO,与它无新缘关系的另一个进程却打开这个 FIFO。对于管道来说,这是不可能的。

没有正确使用 FIFO 的程序会发生微妙的问题。考虑图 4.16:如果我们对换父进程中两个 open 调用的顺序,该程序就不工作。其原因在于,如果当前尚没有任何进程打开某个 FIFO 来写,那么打开该 FIFO 来读的进程将阻塞。对换父进程中两个 open 调用的顺序后,父子进程将都打开同一个 FIFO 来读,然而当时并没有任何进程已打开该文件来写,于是父子进程都阻塞。这种现象称为死锁(deadlock)。我们将在下一节讨论这种情形。

例子:无亲缘关系的客户与服务器

图 4.16 中客户和服务器仍然是有亲缘关系的进程。不过我们可以把这个例子重新编写成客户与服务器无亲缘关系的状态。图 4.18 给出了服务器程序,它与图 4.16 的服务器部分差不多一样。

```
1 #include    "fifo.h"
2 void  server(int, int);
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6       int         readfd, writefd;
7             /* create two FIFOs; OK if they already exist */
8       if ((mkfifo(FIFO1, FILE_MODE) < 0) && (errno != EEXIST))
9             err_sys("can't create %s", FIFO1);
10      if ((mkfifo(FIFO2, FILE_MODE) < 0) && (errno != EEXIST)) {
11            unlink(FIFO1);
12            err_sys("can't create %s", FIFO2);
13      }
14      readfd = Open(FIFO1, O_RDONLY, 0);
15      writefd = Open(FIFO2, O_WRONLY, 0);
16      server(readfd, writefd);
17      exit(0);
18 }
```

图 4.18 独立服务器程序 main 函数[pipe/server_main.c]

头文件 fifo.h 如图 4.19 所示,它提供了程序中两个 FIFO 名字的定义,客户和服务器都得知道它们。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define FIFO1       "/tmp/fifo.1"
3 #define FIFO2       "/tmp/fifo.2"
```

图 4.19 客户程序和服务器程序都包含的 fifo.h 头文件[pipe/fifo.h]

图 4.20 给出了客户程序，它与图 4.16 的客户部分差不多一样。注意最后删除所用 FIFO 的是客户而不是服务器，因为对这些 FIFO 执行最终操作的是客户。

```
1 #include    "fifo.h"
2 void  client(int, int);
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6     int           readfd, writefd;
7     writefd = Open(FIFO1, O_WRONLY, 0);
8     readfd = Open(FIFO2, O_RDONLY, 0);
9     client(readfd, writefd);
10    Close(readfd);
11    Close(writefd);
12    Unlink(FIFO1);
13    Unlink(FIFO2);
14    exit(0);
15 }
```

图 4.20　独立客户程序 main 函数[pipe/client_main.c]

内核为管道和 FIFO 维护一个访问计数器，它的值是访问同一个管道或 FIFO 的打开着描述字个数。有了访问计数器后，客户或服务器就能成功地调用 unlink。尽管该函数从文件系统中删除了所指定的路径名，先前打开该路径名、目前仍打开着的描述字却不受影响。然而对于其他形式的 IPC(例如 System V 消息队列)来说，这样的计数器并不存在，因此要是服务器在向某个消息队列写入自己的最终消息后删除了该队列，那么当客户尝试读出这个最终消息时，该队列可能已消失了。

为运行这对客户和服务器，先在后台启动服务器：

```
% server_fifo &
```

再启动客户。另一种办法是只启动客户，服务器则由客户通过调用 fork 和 exec 来激活。客户还可以把所用的两个 FIFO 的名字作为命令行参数通过 exec 函数传递给服务器，从而不必将它们编写到一个头文件中。不过这种情形会使得服务器成为客户的一个子进程，这么一来管道就够用了。

4.7　管道和 FIFO 的额外属性

我们需要就管道和 FIFO 的打开、读出和写入更为详细地描述它们的某些属性。首先，一个描述字能以两种方式设置成非阻塞：

1. 调用 open 时可指定 O_NONBLOCK 标志。例如图 4.20 中第一个 open 调用可以是：

```
writefd = Open(FIFO1, O_WRONLY | O_NONBLOCK, 0);
```

2. 如果一个描述字已经打开，那么可以调用 fcntl 以使能 O_NONBLOCK 标志。对于管

道来说，必须使用这种技术，因为管道没有 open 调用，在 pipe 调用中也无法指定 O_NONBLOCK 标志。使用 fcntl 时，我们先使用 F_GETFL 命令取得当前文件状态标志，将它与 O_NONBLOCK 标志按位或后，再使用 F_SETFL 命令存储这些文件状态标志：

```
int     flags;

if ( (flags = fcntl(fd, F_GETFL, 0)) < 0)
    err_sys("F_GETFL error");
flags |= O_NONBLOCK;
if (fcntl(fd, F_SETFL, flags) < 0)
    err_sys("F_SETFL error");
```

留心你可能会碰到的简单地设置所需标志的代码，因为这样的代码同时清除了可能的文件状态标志中的所有其他标志：

```
    /* wrong way to set nonblocking */
if (fcntl(fd, F_SETFL,O_NONBLOCK) < 0)
    err_sys("F_SETFL error");
```

图 4.21 给出了非阻塞标志对于打开一个 FIFO 的影响、对于从一个空管道或空 FIFO 读出数据的影响以及对于往一个管道或 FIFO 写入数据的影响。

当前操作	管道或 FIFO 的现有打开操作	返回	
		阻塞(缺省设置)	O_NONBLOCK 设置
open FIFO 只读	FIFO 打开来写	成功返回	成功返回
	FIFO 不是打开来写	阻塞到 FIFO 打开来写为止	成功返回
open FIFO 只写	FIFO 打开来读	成功返回	成功返回
	FIFO 不是打开来读	阻塞到 FIFO 打开来读为止	返回 ENXIO 错误
从空管道或空 FIFO read	管道或 FIFO 打开来写	阻塞到管道或 FIFO 中有数据或者管道或 FIFO 不再为写打开着为止	返回 EAGAIN 错误
	管道或 FIFO 不是打开来写	read 返回 0(文件结束符)	read 返回 0(文件结束符)
往管道或 FIFO write	管道或 FIFO 打开来读	(见正文)	(见正文)
	管道或 FIFO 不是打开来读	给线程产生 SIGPIPE	给线程产生 SIGPIPE

图 4.21 O_NONBLOCK 标志对于管道和 FIFO 的影响

下面是关于管道或 FIFO 的读出与写入的若干额外规则：

- 如果请求读出的数据量多于管道或 FIFO 中当前可用数据量，那么只返回这些可用的数据。我们必须准备好处理来自 read 的小于所请求数目的返回值。
- 如果请求写入的数据的字节数小于或等于 PIPE_BUF(一个 Posix 限制值，将在4.11节详细讨论)，那么 write 操作保证是原子的。这意味着，如果有两个进程差不多同时往同一个管道或 FIFO 写，那么或者先写入来自第一个进程的所有数据，再写入来自第二个进程的所有数据，或者颠倒过来。系统不会相互交错来自这两个进程的数据。然而，如果请求写入的数据的字节数大于 PIPE_BUF，那么 write 操作不能保证

是原子的。

> Posix.1 要求 PIPE_BUF 至少为 512 字节。常见的值处于从 BSD/OS 3.1 的 1024 到 Solaris 2.6 的 5120 之间。4.11 节有一个程序可输出这个值。

- O_NONBLOCK 标志的设置对于 write 操作的原子性没有影响——原子性完全是由所请求字节数是否小于等于 PIPE_BUF 决定的。然而当一个管道或 FIFO 设置成非阻塞时，来自 write 的返回值取决于待写的字节数以及该管道或 FIFO 中当前可用空间的大小。如果待写的字节数小于等于 PIPE_BUF：
  a. 如果该管道或 FIFO 中有足以存放所请求字节数的空间，那么所有数据字节都写入。
  b. 如果该管道或 FIFO 中没有足以存放所请求字节数的空间，那么立即返回一个 EAGAIN 错误。既然设置了 O_NONBLOCK 标志，因此调用进程并不希望自己被投入睡眠中。但是内核无法在接受部分数据的同时仍保证 write 操作的原子性，它于是必须返回一个错误，告诉调用进程以后再试。

  如果待写的字节数大于 PIPE_BUF：
  a. 如果该管道或 FIFO 中至少有 1 字节空间，那么内核写入该管道或 FIFO 能容纳数目的数据字节，该数目同时作为来自 write 的返回值。
  b. 如果该管道或 FIFO 已满，那么立即返回一个 EAGAIN 错误。
- 如果写入一个没有打开着用于读的管道或 FIFO，那么内核将产生一个 SIGPIPE 信号：
  a. 如果调用进程既没有捕获也没有忽略该 SIGPIPE 信号，所采取的缺省行为就是终止该进程。
  b. 如果调用进程忽略了该 SIGPIPE 信号，或者捕获了该信号并从其信号处理程序中返回，那么 write 返回一个 EPIPE 错误。

> SIGPIPE 被认为是一个同步信号，也就是说，这是一个由特定的线程（调用 write 的线程）引起的信号。然而处理这个信号最容易的办法是忽略它（把它的处理办法设置成 SIG_IGN），让 write 返回一个 EPIPE 错误。应用程序应该无遗漏地检测由 write 返回的错误，但是检测某个进程被 SIGPIPE 终止却困难得多。如果该信号未被捕获，我们就得从 shell 中查看被终止进程的终止状态，以确定该进程是否被某个信号所杀死以及杀死它的具体信号。UNPv1 的 5.13 节详细讨论 SIGPIPE。

4.8　单个服务器，多个客户

FIFO 的真正优势表现在服务器可以是一个长期运行的进程（例如守护进程，如 UNPv1 第 12 章所述），而且与其客户可以无亲缘关系。作为服务器的守护进程以某个众所周知的路径名创建一个 FIFO，并打开该 FIFO 来读。此后某个时刻启动的客户打开该 FIFO 来写，并将其命令或给守护进程的其他任何东西通过该 FIFO 发送出去。这种形式的单向通信（从客

户到服务器)使用FIFO很容易实现,但是如果守护进程需要向客户发送回一些东西,事情就困难了。图4.22是我们随例子使用的技巧。

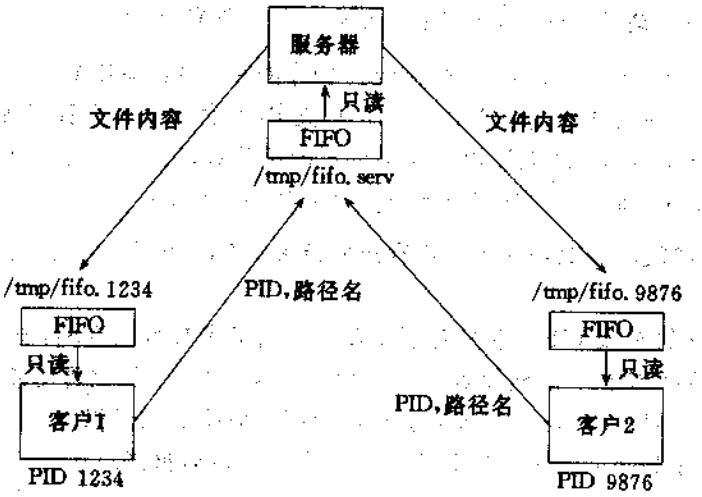


图4.22 单个服务器,多个客户

服务器以一个众所周知的路径名(本例中为/tmp/fifo.serv)创建一个FIFO,它将从这个FIFO读入客户的请求。每个客户在启动时创建自己的FIFO,所用的路径名含有自己的进程ID。每个客户把自己的请求写入服务器的众所周知FIFO中,该请求含有客户的进程ID以及一个路径名,具有该路径名的文件就是客户希望服务器打开并发回的文件。

图4.23给出了服务器程序。

```
1 #include    "fifo.h"
2 void  server(int, int);
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6     int     readfifo, writefifo, dummyfd, fd;
7     char    * ptr, buff[MAXLINE], fifoname[MAXLINE];
8     pid_t  pid;
9     ssize_t     n;
10          /* create server's well-known FIFO; OK if already exists */
11    if ((mkfifo(SERV_FIFO, FILE_MODE) < 0) && (errno != EEXIST))
12          err_sys("can't create %s", SERV_FIFO);
13          /* open server's well-known FIFO for reading and writing */
14    readfifo = Open(SERV_FIFO, O_RDONLY, 0);
15    dummyfd = Open(SERV_FIFO, O_WRONLY, 0);          /* never used */
16    while ( (n = Readline(readfifo, buff, MAXLINE)) > 0) {
17          if (buff[n-1] == '\n')
18                n--;                    /* delete newline from readline() */
19          buff[n] = '\0';               /* null terminate pathname */
20          if ( (ptr = strchr(buff, ' ')) == NULL) {
21                err_msg("bogus request: %s", buff);
22                continue;
```

```
23              }
24              *ptr++ = 0;                     /* null terminate PID, ptr = pathname */
25              pid = atol(buff);
26              snprintf(fifoname, sizeof(fifoname), "/tmp/fifo.%ld", (long) pid);
27              if ( (writefifo = open(fifoname, O_WRONLY, 0)) < 0) {
28                      err_msg("cannot open: %s", fifoname);
29                      continue;
30              }
31              if ( (fd = open(ptr, O_RDONLY)) < 0) {
32                              /* error: must tell client */
33                      snprintf(buff + n, sizeof(buff) - n, ": can't open, %s\n",
34                                      strerror(errno));
35                      n = strlen(ptr);
36                      Write(writefifo, ptr, n);
37                      Close(writefifo);
38              } else {
39                              /* open succeeded: copy file to FIFO */
40                      while ( (n = Read(fd, buff, MAXLINE)) > 0)
41                              Write(writefifo, buff, n);
42                      Close(fd);
43                      Close(writefifo);
44              }
45      }
46      exit(0);
47  }
```

图 4.23　处理多个客户请求的 FIFO 服务器程序[fifocliserv/mainserver.c]

创建众所周知 FIFO，打开来读，打开来写

第 10～15 行　创建服务器的众所周知 FIFO，它的存在与否无关紧要。接着打开该管道两次，一次只读，一次只写。readfifo 描述字用于读出到达该 FIFO 的每个客户请求，dummyfd 描述字则从来不用。打开该 FIFO 来写的原因可从图 4.21 中看出。要是我们不这么做，那么每当有一个客户终止时，该 FIFO 就变空，于是服务器的 read 返回 0，表示是一个文件结束符。我们将不得不 close 该 FIFO，并以 O_RDONLY 标志再次调用 open，不过该调用会一直阻塞到下一个客户请求到达为止。然而如果我们总是有一个该 FIFO 的描述字打开着用于写，那么当不再有客户存在时，服务器的 read 决不会返回 0 以指示读到一个文件结束符。相反，服务器只是阻塞在 read 调用中，等待下一个客户请求。这个技巧于是简化了我们的服务器代码，减少了为其众所周知 FIFO 调用 open 的次数。

服务器启动时，它的第一个 open(使用 O_RDONLY 标志)将阻塞到第一个客户只写打开服务器的 FIFO 为止(回想图 4.21)。它的第二个 open(使用 O_WRONLY 标志)则立即返回，因为该 FIFO 已经打开着用于读了。

读出客户请求

第 16 行　每个客户请求是由进程 ID、一个空格再加路径名构成的单行。我们使用自己的 readline 函数(见 UNPv1 第 79 页[②])。

② 译者注：中译本为第 65 页。

分析客户请求

第17～26行 删除通常由readline返回的换行符。该换行符只有在遇到它之前缓冲区已填满或者输入的最后一行不是以换行符终止这样两种情况下才会拉掉。由strchr函数返回的赋给ptr的指针指向客户请求行中的空格，ptr增1后即指向后跟的路径名的首字符。客户的FIFO的路径名是根据其进程ID构造的，服务器打开该FIFO来读。

打开客户请求的文件，将它发送到客户的FIFO

第27～44行 服务器的剩余部分类似于图4.10中的server函数。它打开客户请求的文件，若失败则通过客户的FIFO向客户返回一个出错消息。若open成功则把文件的内容拷贝到客户的FIFO中。完成后close客户的FIFO的服务器端，以使得客户的read返回0（文件结束符）。服务器不删除客户的FIFO；这个工作由客户在读出来自服务器的文件结束符后完成。

客户程序在图4.24中给出。

```
1 #include    "fifo.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int           readfifo, writefifo;
6     size_t        len;
7     ssize_t       n;
8     char          * ptr, fifoname[MAXLINE], buff[MAXLINE];
9     pid_t         pid;
10          /* create FIFO with our PID as part of name */
11    pid = getpid();
12    snprintf(fifoname, sizeof(fifoname), "/tmp/fifo.%ld", (long) pid);
13    if ((mkfifo(fifoname, FILE_MODE) < 0) && (errno != EEXIST))
14          err_sys("can't create %s", fifoname);
15          /* start buffer with pid and a blank */
16    snprintf(buff, sizeof(buff), "%ld ", (long) pid);
17    len = strlen(buff);
18    ptr = buff + len;
19          /* read pathname */
20    Fgets(ptr, MAXLINE - len, stdin);
21    len = strlen(buff);          /* fgets() guarantees null byte at end */
22          /* open FIFO to server and write PID and pathname to FIFO */
23    writefifo = Open(SERV_FIFO, O_WRONLY, 0);
24    Write(writefifo, buff, len);
25          /* now open our FIFO; blocks until server opens for writing */
26    readfifo = Open(fifoname, O_RDONLY, 0);
27          /* read from IPC, write to standard output */
28    while ((n = Read(readfifo, buff, MAXLINE)) > 0)
29          Write(STDOUT_FILENO, buff, n);
30    Close(readfifo);
31    Unlink(fifoname);
32    exit(0);
33 }
```

图4.24 与图4.23中服务器程序协同工作的客户程序[fifocliserv/mainclient.c]

创建 FIFO

第 10～14 行　客户的 FIFO 是使用以进程 ID 作为其最后一部分的路径名创建的。

构建客户请求行

第 15～21 行　客户的请求由其进程 ID、一个空格、一个路径名和一个换行符构成，其中的路径名指代请求服务器发送给本客户的文件。这个请求行在字符数组 buff 中构建，路径名则从标准输入读入。

打开服务器的 FIFO，写入请求

第 22～24 行　打开服务器的 FIFO 后往其中写入请求。如果本客户是自服务器启动以来第一个打开该 FIFO 的客户，那么这儿的 open 将把服务器从它的 open 调用（使用 O_RDONLY 标志）中解阻塞出来。

读出来自服务器的文件内容或出错消息

第 25～31 行　从本客户的 FIFO 中读出服务器的应答，并写到标准输出。随后关闭并删除该 FIFO。

我们可以在一个窗口中启动服务器，在另一个窗口中运行客户，它们将如期地工作。下面给出的只是客户的交互例子。

```
solaris % mainclient
/etc/shadow                          一个我们不能读的文件
/etc/shadow: can't open, Permission denied
solaris % mainclient
/etc/inet/ntp.conf                   一个由 2 行文本构成的文件
multicastclient 224.0.1.1
driftfile /etc/inet/ntp.drift
```

我们还可以从 shell 中与服务器交互，因为 FIFO 在文件系统中有名字。

```
solaris % Pid=$$                     本 shell 的进程 ID
solaris % mkfifo /tmp/fifo.$Pid      创建客户的 FIFO
solaris % echo "$Pid /etc/inet/ntp.conf" > /tmp/fifo.serv
solaris % cat < /tmp/fifo.$Pid       读出服务器的应答
multicastclient 224.0.1.1
driftfile /etc/inet/ntp.drift
solaris % rm /tmp/fifo.$Pid
```

我们用一个 shell 命令（echo）把客户（本 shell）的进程 ID 和所请求的路径名发送给服务器。用另一个命令（cat）读出服务器的应答。这两个命令之间可相隔任意长度的时间。这么一来，表面上看先由服务器往客户的 FIFO 中写文件，再由客户执行 cat 命令从该 FIFO 中读出数据，这样的表象可能会使我们认为即使没有进程打开着客户的 FIFO，数据也会以某种方式存留于该 FIFO 中。事情并不是这样。真正的规则是：对于一个管道或 FIFO 的最终 close 发生时，该管道或 FIFO 中的任何残余数据都被丢弃。在我们的 shell 例子中，服务器读出客户的请求行后，阻塞在对客户的 FIFO 的 open 调用中，因为客户（即我们的 shell）还没有打开该 FIFO 来读（回想图 4.21）。服务器对该 FIFO 的 open 调用一直阻塞到我们在以后某个时候执行 cat 命令为止，该命令打开这个 FIFO 来读，服务器的 open 调用随之返回。这种时间顺序关系还会导致拒绝服务（denial-of-service）型攻击，我们将在下一节讨论。

使用 shell 还允许简单测试服务器的出错处理。我们可以简单地向服务器发送一行不带进程 ID 的请求，也可以向它发送一行所带进程 ID 在/tmp 目录中没有对应的 FIFO 的请求。举例来说，如果在启动服务器后输入如下行：

```
solaris % cat > /tmp/fifo.serv
/no/process/id
999999  /invalid/process/id
```

那么服务器的输出(在另一个窗口中)如下：

```
solaris % server
bogus request: /no/process/id
cannot open: /tmp/fifo.999999
```

FIFO write 的原子性

本节介绍的简单客户-服务器程序还能让我们体会到对管道和 FIFO 的 write 操作的原子性相当重要。假设有两个客户差不多同时向服务器发送请求。第一个客户的请求行如下：

```
1234    /ect/inet/ntp.conf
```

第二个客户的请求行如下：

```
9876    /etc/passwd
```

假设每个客户给自己的请求行执行单个 write 函数调用，而且每个请求行都小于或等于 PIPE_BUF(这样假设是合理的，因为 PIPE_BUF 通常在 1024 和 5120 之间，而路径名往往限制成最多 1024 字节)，那么系统保证该 FIFO 中的数据或者是：

```
1234    /ect/inet/ntp.conf
9876    /etc/passwd
```

或者是

```
9876    /etc/passwd
1234    /ect/inet/ntp.conf
```

该 FIFO 中的数据不会像是下面的模样：

```
1234    /etc/inet9876  /etc/passwd
/ntp.conf
```

FIFO 与 NFS 的关系

FIFO 是一种只能在单台主机上使用的 IPC 形式。尽管在文件系统中有名字，它们也只能用在本地文件系统上，而不能用在通过 NFS 安装的文件系统上。

```
solaris % mkfifo /nfs/bsdi/usr/rstevens/fifo.temp
mkfifo: I/O error
```

上面的例子中，文件系统/nfs/bsdi/usr 是主机 bsdi 上的/usr 文件系统。

有些系统(例如 BSD/OS)确实允许在通过 NFS 安装的文件系统上创建 FIFO，但是数据无法在这样的两个系统间通过这些 FIFO 传递。这种情形下，FIFO 只是用作同一主机上客户和服务器之间位于文件系统中的集结点。即使在不同主机上的某两个进程都能通过

NFS 打开同一个 FIFO，它们也不能通过该 FIFO 从一个进程向另一个进程发送数据。

4.9　迭代服务器与并发服务器

上一节的简单客户-服务器程序例子中，服务器是一个迭代服务器(iterative server)。它逐一处理客户请求，而且是在完全处理每个客户的请求后再接待下一个客户。举例来说，如果有两个客户几乎同时向服务器发送一个请求——第一个客户请求一个 10M 字节的文件，服务器把它发送给该客户需花(譬如说)10 秒，第二个客户请求一个 10 字节的文件——那么第二个客户必须等待至少 10 秒，以让第一个客户得到完全的服务。

另一种设计是并发服务器(concurrent server)。Unix 下最常见的并发服务器类型称为每个客户一个子进程(one-child-per-client)服务器，每当有一个客户请求到达时，这种服务器就让主进程调用 fork 派生出一个新的子进程。该新子进程处理相应的客户请求，直到完成为止，而 Unix 的多程序运行特性提供了所有不同进程间的并发性。UNPv1 第 27 章还详细讨论了其他并发服务器设计技巧：

- 创建一个子进程池，让池中某个空闲子进程服务一个新的客户。
- 为每个客户创建一个线程。
- 创建一个线程池，让池中某个空闲线程服务一个新的客户。

尽管 UNPv1 中的讨论是针对网络服务器的，同样的技巧也适用于 IPC 服务器，差别只是 IPC 服务器的客户总是运行在跟服务器相同的主机上。

拒绝服务型攻击

我们已提及迭代服务器的一个问题——某些客户必须等待比预期的要长的时间，因为它们被排在请求服务时间较长的其他客户之后——然而还存在另一个问题。回想上一节中从 shell 完成与服务器交互的例子，我们讨论了当客户还没有打开自己的 FIFO 时(客户的打开操作要到我们执行 cat 命令时才发生)，服务器是怎样阻塞在对该 FIFO 的 open 调用上的。这意味着某个恶意的客户可以让服务器处于停顿状态，办法是给它发送一个请求行，但从来不打开自己的 FIFO 来读。这称为拒绝服务(DoS)型攻击。为避免这种攻击，在编写任何服务器程序的交互部分时必须小心，留意服务器可能在哪儿阻塞以及可能阻塞多久。处理这种问题的方法之一是在特定操作上设置一个超时时钟，但是把服务器程序编写成并发服务器而不是迭代服务器通常更为简单，这么一来，上述类型的拒绝服务型攻击只影响一个子进程，而不会影响主服务器。即使采用并发服务器，拒绝服务型攻击仍可能发生：一个恶意的客户可能发送大量的独立请求，导致服务器达到它的子进程数限制，从而使得后续的 fork 失败。

4.10　字节流与消息

到此为止所给出的使用管道和 FIFO 的例子都使用字节流 I/O 模型，这是 Unix 的自然 I/O 模型。这种模型不存在记录边界，也就是说读写操作根本不检查数据。举例来说，从某个 FIFO 中读出 100 个字节的进程无法判定往该 FIFO 中写入这 100 个字节的进程执行了单

个100字节的写操作、5个20字节的写操作、2个50字节的写操作还是另外某种总共为100字节的写操作的组合。一个进程往该FIFO中写入55个字节后，另一个进程再写入45字节，这样的情况同样是可能的。这样的数据是一个字节流(byte stream)，系统不对它作解释。如果需要某种解释，写进程和读进程就得先验地同意这种解释，并亲自去做。

有时候应用希望对所传送的数据加上某种结构。当数据由变长消息构成，并且读出者必须知道这些消息的边界以判定何时已读出单个消息时，这种需求可能发生。下面三种技巧经常用于这个目的：

1. 带内特殊终止序列：许多Unix应用程序使用换行符来分隔每个消息。写入进程给每个消息添加一个换行符，读出进程每次读出一行。图4.23和4.24中的客户程序和服务器程序就用这种方法分隔各个客户请求。一般地说，这种技巧要求数据中任何出现分隔符处都作转义处理(也就是说以某种方式把它们标志成数据，而不是作为分隔符)。

   许多因特网应用程序(FTP、SMTP、HTTP、NNTP)使用由一个回车符后跟一个换行符构成的双字符序列(CR/LF)来分隔文本记录。
2. 显式长度：每个记录前冠以它的长度。我们将马上使用这种技巧。当用在TCP上时，SunRPC也使用这种技巧。这种技巧的优势之一是不再需要转义出现在数据中的分隔符，因为接收者不必扫描整个数据以寻找每个记录的结束位置。
3. 每次连接一个记录：应用通过关闭与其对方的连接(网络应用时为TCP连接，IPC应用时为IPC连接)来指示一个记录的结束。这要求为每个记录创建一个新连接，HTTP 1.0就这么使用。

标准I/O函数库也能用于读或写一个管道或FIFO。既然打开一个管道的唯一方法是使用pipe函数(它返回的是文件描述字)，为创建一个新的标准I/O流(stream)，必须使用标准I/O函数fdopen以将该标准I/O流与由pipe返回的某个已打开描述字相关联。

更为结构化的消息也可以构建，这种能力是由Posix消息队列和System V消息队列提供的。我们将看到每个消息有一个长度和一个优先级(System V称后者为"类型")。长度和优先级是由发送者指定的，消息被读出后，这两者都返回给读出者。每个消息是一个记录(record)，类似于UDP数据报(UNPv1)。

我们也能给一个管道或FIFO增加些结构。在图4.25所示的mesg.h头文件中，我们定义了一个消息。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 /* Our own "messages" to use with pipes, FIFOs, and message queues. */
3       /* want sizeof(struct mymesg) <= PIPE_BUF */
4 #define MAXMESGDATA (PIPE_BUF - 2 * sizeof(long))
5       /* length of mesg_len and mesg_type */
6 #define MESGHDRSIZE (sizeof(struct mymesg) - MAXMESGDATA)
7 struct mymesg {
8     long      mesg_len;   /* #bytes in mesg_data, can be 0 */
9     long      mesg_type;  /* message type, must be > 0 */
10    char      mesg_data[MAXMESGDATA];
11 };
```

```
12 ssize_t   mesg_send(int, struct mymesg *);
13 void      Mesg_send(int, struct mymesg *);
14 ssize_t   mesg_recv(int, struct mymesg *);
15 ssize_t   Mesg_recv(int, struct mymesg *);
```

图 4.25　我们的 mymesg 结构及相关定义[pipemesg/mesg.h]

每个消息有一个 mesg_type，我们把它定义成一个整数，其值必须大于 0。我们现在暂时忽略这个类型成员，到第 6 章中讲述 System V 消息队列时再讨论它。每个消息还有一个长度，我们允许它为 0。我们使用 mymesg 结构想做的事是在每个消息前冠以它的长度，而不是使用换行符来分隔消息。早些时候我们提到过这种设计方法的两个好处：接收者不必扫描所收到的每个字节以找出消息的结束位置，即使分隔符（换行符）出现在消息中也不必将它转义。

图 4.26 展示了 mymesg 结构的图示以及我们如何随管道、FIFO 和 System V 消息队列使用它。

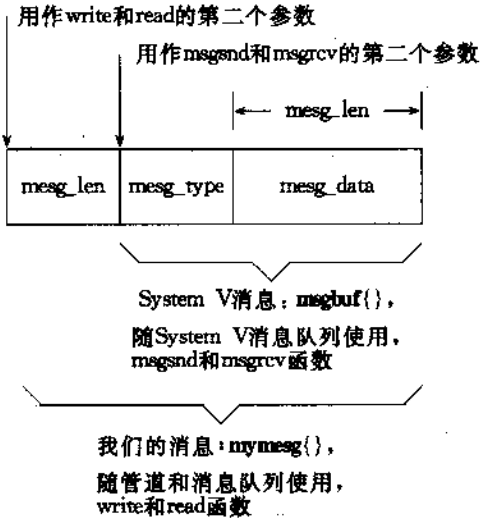


图 4.26　我们的 mymesg 结构

我们定义两个函数分别发送和接收消息。图 4.27 给出了我们的 mesg_send 函数，图 4.28给出了我们的 mesg_recv 函数。

```
1 #include    "mesg.h"
2 ssize_t
3 mesg_send(int fd, struct mymesg *mptr)
4 {
5     return(write(fd, mptr, MESGHDRSIZE + mptr->mesg_len));
6 }
```

图 4.27　mesg_send 函数[pipemesg/mesg_send.c]

```
1 #include    "mesg.h"
2 ssize_t
3 mesg_recv(int fd, struct mymesg *mptr)
4 {
```

```
5     size_t  len;
6     ssize_t n;
7           /* read message header first, to get len of data that follows */
8     if ( (n = Read(fd, mptr, MESGHDRSIZE)) == 0)
9           return(0);          /* end of file */
10    else if (n != MESGHDRSIZE)
11          err_quit("message header: expected %d, got %d", MESGHDRSIZE, n);
12    if ( (len = mptr->mesg_len) > 0)
13          if ( (n = Read(fd, mptr->mesg_data, len)) != len)
14                err_quit("message data: expected %d, got %d", len, n);
15    return(len);
16 }
```

图 4.28 mesg_recv 函数[pipemesg/mesg_recv.c]

现在读出每个消息需调用两个 read,一个读出消息长度,另一个读出真正的消息(如果长度大于 0 的话)。

> 细心的读者可能注意到 mesg_recv 检查所有可能的错误是否发生,一旦发现马上终止。然而为一致性起见,我们还是定义了一个名为 Mesg_recv 的包裹函数,并在我们的程序中调用它。

现在把我们的客户函数和服务器函数改为使用 mesg_send 和 mesg_recv 函数。图 4.29 给出了新的客户函数。

```
1 #include    "mesg.h"
2 void
3 client(int readfd, int writefd)
4 {
5     size_t  len;
6     ssize_t n;
7     struct mymesg     mesg;
8           /* read pathname */
9     Fgets(mesg.mesg_data, MAXMESGDATA, stdin);
10    len = strlen(mesg.mesg_data);
11    if (mesg.mesg_data[len-1] == '\n')
12          len--;              /* delete newline from fgets() */
13    mesg.mesg_len = len;
14    mesg.mesg_type = 1;
15          /* write pathname to IPC channel */
16    Mesg_send(writefd, &mesg);
17          /* read from IPC, write to standard output */
18    while ( (n = Mesg_recv(readfd, &mesg)) > 0)
19          Write(STDOUT_FILENO, mesg.mesg_data, n);
20 }
```

图 4.29 我们的使用消息的 client 函数[pipemesg/client.c]

读进路径名,发送给服务器

第 8～16 行 从标准输入读进路径名,然后使用 mesg_send 发送给服务器。

读出来自服务器的文件内容或出错消息

第 17～19 行　客户在一个循环中调用 mesg_recv，读出服务器发送回的所有东西。按照约定，mesg_recv 返回一个值为 0 的长度指示到达来自服务器的数据的结尾。我们将看到服务器在发送给客户的每个消息中包含结尾的换行符，因此空行有一个值为 1 的消息长度。

图 4.30 给出了新的服务器函数。

```
1 #include    "mesg.h"
2 void
3 server(int readfd, int writefd)
4 {
5     FILE    *fp;
6     ssize_t  n;
7     struct mymesg    mesg;
8           /* read pathname from IPC channel */
9     mesg.mesg_type = 1;
10    if ( (n = Mesg_recv(readfd, &mesg)) == 0)
11          err_quit("pathname missing");
12    mesg.mesg_data[n] = '\0';      /* null terminate pathname */
13    if ( (fp = fopen(mesg.mesg_data, "r")) == NULL) {
14                /* error: must tell client */
15          snprintf(mesg.mesg_data + n, sizeof(mesg.mesg_data) - n,
16                    ": can't open, %s\n", strerror(errno));
17          mesg.mesg_len = strlen(mesg.mesg_data);
18          Mesg_send(writefd, &mesg);
19    } else {
20                /* fopen succeeded: copy file to IPC channel */
21          while (Fgets(mesg.mesg_data, MAXMESGDATA, fp) != NULL) {
22                mesg.mesg_len = strlen(mesg.mesg_data);
23                Mesg_send(writefd, &mesg);
24          }
25          Fclose(fp);
26    }
27          /* send a 0-length message to signify the end */
28    mesg.mesg_len = 0;
29    Mesg_send(writefd, &mesg);
30 }
```

图 4.30　我们的使用消息的 server 函数[pipemesg/server.c]

从 IPC 通道读出路径名，打开文件

第 8～18 行　读出来自客户的路径名。尽管这儿给 mesg_type 赋值为 1 看来无用（它将被图 4.28 中的 mesg_recv 覆写），在使用 System V 消息队列时（图 6.10），我们仍然调用本函数，那时这样的赋值是需要的（例如图 6.13）。标准 I/O 函数 fopen 打开该路径名的文件，这与图 4.10 中调用 Unix I/O 函数 open 获得访问该文件的一个描述字不一样。这儿我们调用标准 I/O 函数库的原因是为了调用 fgets 每次一行地读出该文件，然后把每一行作为一个消息发送给客户。

拷贝文件给客户

第 19～26 行　如果 fopen 调用成功，就使用 fgets 读出该文件并发送给客户，每个消息

一行。一个长度为0的消息指示到达文件尾。

在使用管道或FIFO时,也可以通过关闭IPC通道来通知对方已到达输入文件的结尾。不过我们通过发送回一个长度为0的消息来达到同样目的,因为存在没有文件结束符概念的其他类型的IPC。

调用我们的client和server函数的main函数根本不变。我们既可使用管道版本(图4.8),也可使用FIFO版本(图4.16)。

4.11 管道和FIFO限制

系统加于管道和FIFO的唯一限制为:

OPEN_MAX	一个进程在任意时刻打开的最大描述字数(Posix要求至少为16)
PIPE_BUF	可原子地写往一个管道或FIFO的最大数据量(我们在4.7节讲述过;Posix要求至少为512)

OPEN_MAX的值可通过调用sysconf函数查询,我们马上会看到。它通常可通过执行ulimit命令(Bourne shell或KornShell,我们马上会看到)或limit命令(C shell)从shell中修改。它也可通过调用setrlimit函数(在APUE的7.11节中详细讲述)从一个进程中修改。

PIPE_BUF的值通常定义在<limits.h>头文件中,但是Posix认为它是一个路径名变量(pathname variable)。这意味着它的值可以随所指定的路径名而变化(只对于FIFO而言,因为管道没有名字),因为不同的路径名可以落在不同的文件系统上,而这些文件系统可能有不同的特征。PIPE_BUF的值于是可在运行时通过调用pathconf或fpathconf取得。图4.31给出了输出这两个限制值的一个例子程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     if (argc ! = 2)
6         err_quit("usage: pipeconf <pathname>");
7     printf("PIPE_BUF = %ld, OPEN_MAX = %ld\n",
8            Pathconf(argv[1], _PC_PIPE_BUF), Sysconf(_SC_OPEN_MAX));
9     exit(0);
10 }
```

图4.31 在运行时确定PIPE_BUF和OPEN_MAX的值[pipe/pipeconf.c]

下面是一些例子,指定了不同的文件系统:

```
solaris % pipeconf /                    Solaris 2.6缺省值
PIPE_BUF = 5120, OPEN_MAX = 64
solaris % pipeconf /home
PIPE_BUF = 5120, OPEN_MAX = 64
solaris % pipeconf /tmp
PIPE_BUF = 5120, OPEN_MAX = 64

alpha % pipeconf /                      Digital Unix 4.0B缺省值
```

```
PIPE_BUF = 4096, OPEN_MAX = 4096
alpha % pipeconf /usr
PIPE_BUF = 4096, OPEN_MAX = 4096
```

下面给出在 Solaris 下如何使用 KornShell 修改 OPEN_MAX 的值。

```
solaris % ulimit -nS          输出最大描述字数,软限制
64
solaris % ulimit -nH          输出最大描述字数,硬限制
1024
solaris % ulimit -nS 512      设置软限制为 512
solaris % pipeconf /          验证该变动已发生
PIPE_BUF = 5120, OPEN_MAX = 512
```

尽管针对管道的 PIPE_BUF 的值能够修改,但具体依赖于路径名所存放的底层文件系统,实际应该很少这么做。

APUE 的第 2 章描述 fpathconf、pathconf 和 sysconf 函数,它们提供有关特定内核限制的运行时信息。Posix.1 定义了以_PC_开头的 12 个常值和以_SC_开头的 52 个常值。Digital Unix 4.0B 和 Solaris 2.6 都对后者作了扩充,定义了约 100 个可使用 sysconf 查询的运行时常值。

Posix.2 定义了 getconf 命令,它输出大多数这些实现所加限制的值。例如:

```
alpha % getconf OPEN_MAX
4096
alpha % getconf PIPE_BUF /
4096
```

4.12　小　结

管道和 FIFO 是许多应用程序的基本构建模块。管道普遍用于 shell 中,不过也可以从程序中使用,往往是从子进程向父进程回传信息。使用管道时涉及的某些代码(pipe、fork、close、exec 和 waitpid)可通过使用 popen 和 pclose 来避免,由它们处理具体细节并激活一个 shell。

FIFO 与管道类似,但它们是用 mkfifo 创建的,之后需用 open 打开。打开管道时必须小心,因为有许多规则(图 4.21)制约着 open 的阻塞与否。

在使用管道和 FIFO 的前提下,我们查看了一些客户-服务器程序设计:一个服务器服务多个客户,服务器可以是迭代的,也可以是并发的。迭代服务器以串行方式每次处理一个客户请求,它们易遭受拒绝服务型攻击。并发服务器则让另外一个进程或线程处理每个客户请求。

管道和 FIFO 的特征之一是它们的数据是一个字节流,类似于 TCP 连接。把这种字节流分隔成各个记录的任何方法都得由应用程序来实现。我们将在接下去的两章中看到消息队列提供记录边界,类似于 UDP 数据报。

4.13 习 题

4.1 在从图 4.3 到图 4.4 的转换中，如果子进程没有执行 close(fd[1])，那么会发生什么情况？

4.2 在 4.6 节描述 mkfifo 时，我们说过要打开一个已有的 FIFO 或创建一个新的原来不存在的 FIFO，应该调用 mkfifo，检查是否返回 EEXIST 错误，若是则调用 open。如果把这个逻辑关系变换一下，先调用 open，当不存在所期望的 FIFO 时再调用 mkfifo，那么会发生什么情况？

4.3 在图 4.15 中调用 popen 时，如果其中执行命令的 shell 碰到错误，那么会发生什么情况？

4.4 把图 4.23 中针对服务器的 FIFO 的 open 去掉，验证一下这将导致当不再有客户存在时，服务器即终止。

4.5 在图 4.23 中我们指出，当服务器启动后，它阻塞在自己的第一个 open 调用中，直到客户的第一个 open 打开同一个 FIFO 用于写为止。我们怎样才能绕过这样的阻塞，使得两个 open 都立即返回，转而阻塞在首次调用 readline 上？

4.6 如果图 4.24 中的客户程序对换其两个 open 调用的顺序，那么会发生什么情况？

4.7 为什么在读进程关闭管道或 FIFO 之后给写进程产生一个信号，而不在写进程关闭管道或 FIFO 之后给读进程产生一个信号？

4.8 编写一个小测试程序，确定由 fstat 返回的作为 stat 结构的 st_size 成员的大小是否就是当前在某个 FIFO 中的数据字节数。

4.9 写一个小测试程序，确定当对一个其读出端已关闭的管道描述字选择可写条件时，select 返回的是什么。

第 5 章　Posix 消息队列

5.1　概　述

消息队列可认为是一个消息链表。有足够写权限的线程可往队列中放置消息，有足够读权限的线程可从队列中取走消息。每个消息是一个记录(回想我们在 4.10 节就字节流和消息的讨论)，它由发送者赋予一个优先级。在某个进程往一个队列写入消息之前，并不需要另外某个进程在该队列上等待消息的到达。这跟管道和 FIFO 是相反的，对后两者来说，除非读出者已存在，否则先有写入者是没有意义的。

一个进程可以往某个队列写入一些消息后终止，让另外一个进程在以后某个时刻该出这些消息。我们说过消息队列具有随内核的持续性(1.3 节)，这跟管道和 FIFO 不一样。我们在第 4 章中说过，当对一个管道或 FIFO 的最后一个关闭发生时，仍在该管道或 FIFO 上的数据将被丢弃。

本章讲述 Posix 消息队列，第 6 章讲述 System V 消息队列。这两组函数间存在许多相似性，下面是主要的差别：

- 对 Posix 消息队列的读总是返回最高优先级的最早消息，对 System V 消息队列的读则可以返回任意指定优先级的消息。
- 当往一个空队列放置一个消息时，Posix 消息队列允许产生一个信号或启动一个线程，System V 消息队列则不提供类似机制。

队列中的每个消息具有如下属性：

- 一个无符号整数优先级(Posix)或一个长整数类型(System V)
- 消息的数据部分长度(可以为 0)
- 数据本身(如果长度大于 0)

注意这些特征不同于管道和 FIFO。后两者是字节流模型，没有消息边界，也没能与每个消息关联的类型。我们在 4.10 节就此讨论过，并给管道和 FIFO 增设了自己的消息接口。

图 5.1 展示了一个消息队列的可能布局。

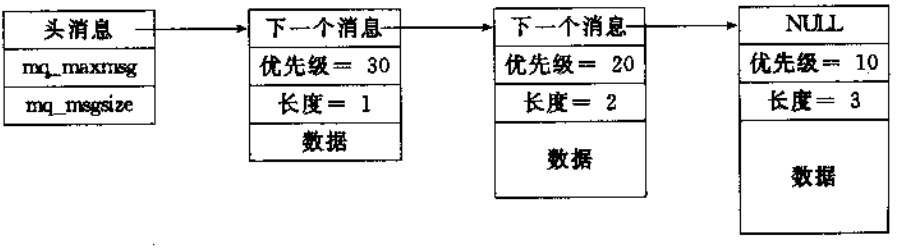


图 5.1　含有三个消息的某个 Posix 消息队列的可能布局

我们设想一个链表，该链表的头中含有当前队列的两个属性：队列中允许的最大消息数以及每个消息的最大大小。5.3节中详细讨论这两个属性。

从本章开始我们使用一种新的程序设计技巧，它在以后讨论消息队列、信号灯和共享内存区的各章中也用到。既然所有这些IPC对象至少具有随内核的持续性（回想1.3节），我们于是可以编写若干小程序来使用这些IPC机制，以便感性地认识它们，并深刻地了解它们的操作。例如，我们可编写一个程序来创建一个Posix消息队列，编写另一个程序来往某个Posix消息队列中加入一个消息，再编写另一个程序来从某个Posix消息队列中读出一个消息。通过以不同的优先级构造各个消息，我们可以看出mq_receive函数是怎样返回这些消息的。

5.2 mq_open、mq_close和mq_unlink函数

mq_open函数创建一个新的消息队列或打开一个已存在的消息队列。

```
#include <mqueue.h>
mqd_t mq_open(const char *name, int oflag, ...
              /* mode_t mode, struct mq_attr *attr */);
                                    返回：成功时为消息队列描述字，出错时为-1
```

我们已在2.2节描述过有关*name*参数的规则。

*oflag*参数是O_RDONLY、O_WRONLY或O_RDWR之一，可能按位或上O_CREAT、O_EXCL或O_NONBLOCK。我们已在2.3节讲述过所有这些标志。

当实际操作是创建一个新队列时（已指定O_CREAT标志，且所请求的消息队列尚未存在），*mode*和*attr*参数是需要的。我们在图2.4中给出了*mode*值。*attr*参数用于给新队列指定某些属性。如果它为空指针，那就使用缺省属性。我们将在5.3节讨论这些属性。

mq_open的返回值称为消息队列描述字（mesage queue descriptor），但它不必是（而且很可能不是）像文件描述字或套接口描述字这样的短整数。这个值用作其余7个消息队列函数的第一个参数。

> Solaris 2.6把mqd_t定义为void *，Digital Unix 4.0B把它定义为int。在5.8节我们的Posix消息队列实现例子中，消息队列描述字是一个结构指针。称这些数据类型为描述字是一个不幸的错误。

已打开的消息队列是由mq_close关闭的。

```
#include <mqueue.h>
int mq_close(mqd_t mqdes)
                                    返回：成功时为0，出错时为-1
```

其功能与关闭一个已打开文件的 close 函数类似：调用进程可以不再使用该描述字，但其消息队列并不从系统中删除。一个进程终止时，它的所有打开着消息队列都关闭，就像调用了 mq_close 一样。

要从系统中删除用作 mq_open 第一个参数的某个 *name*，必须调用 mq_unlink。

```
#include <mqueue.h>
int mq_unlink(const char *name);
                                                    返回：成功时为 0，出错时为 -1
```

每个消息队列有一个保存其当前打开着描述字数的引用计数器（就像文件一样）[①]，因而本函数能够实现类似于 unlink 函数删除一个文件的机制：当一个消息队列的引用计数仍大于 0 时，其 *name* 就能删除，但是该队列的拆除（这与从系统中删除其名字不同）要到最后一个 mq_close 发生时才进行[②]。

Posix 消息队列至少具备随内核的持续性（回想 1.3 节）。这就是说，即使当前没有进程打开着某个消息队列，该队列及其上的各个消息也将一直存在，直到调用 mq_unlink 并让它的引用计数达到 0 以删除该队列为止。

> 我们将看到，如果消息队列是使用内存映射文件（12.2 节）实现的，那么它们具有随文件系统的持续性，但这不是必需的，因而不能指望。

例子：mqcreate1 程序

既然 Posix 消息队列至少具有随内核的持续性，我们于是可以编写一组小程序来操纵这些队列，以提供感性地理解它们的简易办法。图 5.2 中的程序创建一个消息队列，其名字是作为命令行参数指定的。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char **argv)
4 {
5     int     c, flags;
6     mqd_t   mqd;
7     flags = O_RDWR | O_CREAT;
8     while ( (c = Getopt(argc, argv, "e")) != -1) {
9         switch (c) {
10        case 'e':
11            flags |= O_EXCL;
12            break;
13        }
14    }
15    if (optind != argc - 1)
16        err_quit("usage: mqcreate [ -e ] <name>");
```

① 译者注：一个消息队列的名字在系统中的存在本身也占用其引用计数器的一个引用数。mq_unlink 从系统中删除该名字意味着同时将其引用计数减 1，若变为 0 则真正拆除该队列。

② 译者注：跟 mq_unlink 一样，mq_close 也将当前消息队列的引用计数减 1，若变为 0 则附带拆除该队列。

```
17      mqd = Mq_open(argv[optind], flags, FILE_MODE, NULL);
18      Mq_close(mqd);
19      exit(0);
20  }
```

图 5.2 指定排他性创建标志，创建一个消息队列[pxmsg/mqcreate1.c]

第 8～16 行 我们允许有一个指定排他性创建的-e 选项。(关于 getopt 函数和它的 Getopt 包裹函数，我们将随图 5.5 详细讨论。)返回时，getopt 在 optind 中存放下一个待处理参数的下标。

第 17 行 直接以来自命令行的 IPC 名字调用 mq_open，而不通过调用 px_ipc_name 函数(2.2 节)。这样我们就能准确地看出实现是如何处理这些 Posix IPC 名字的。(本书中的所有简单测试程序都这么处理。)

下面是在 Solaris 2.6 下的输出。

```
solaris % mqcreate1 /temp.1234                    第一次创建成功
solaris % ls -l /tmp/.*1234
-rw-rw-rw-    1 rstevens other1 132632 Oct 23 17:08 /tmp/.MQDtemp.1234
-rw-rw-rw-    1 rstevens other1      0 Oct 23 17:08 /tmp/.MQLtemp.1234
-rw-r--r--    1 rstevens other1      0 Oct 23 17:08 /tmp/.MQPtemp.1234
solaris % mqcreate1 -e /temp.1234          指定-e 选项的第二次创建失败
mq_open error for /temp.1234: File exists
```

(我们称这个程序为 mqcreate1，因为它将在我们说明属性后，在图 5.5 中得以改进。)第三个文件(/temp/.MQPtemp.1234)具有我们用 FILE_MODE 常值(用户可读可写，组成员和其他用户只读)指定的权限，另外两个文件的权限则不一样。我们猜测文件名中含有 D 的文件含有数据，含有 L 的文件是某种类型的锁，含有 P 的文件指定权限。

在 Digital Unix 4.0B 下，我们可看到所创建的是真正的路径名。

```
alpha % mqcreate1 /tmp/myq.1234
alpha % ls -l /tmp/myq.1234
-rw-r--r--    1 rstevens system     11976 Oct 23 17:04 /tmp/myq.1234
alpha % mqcreate1 -e /tmp/myq.1234
mq_open error for /tmp/myq.1234: file exists
```

例子：mqunlink 程序

图 5.3 中的 mqunlink 程序从系统中删除一个消息队列。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char **argv)
4 {
5       if (argc != 2)
6           err_quit("usage: mqunlink <name>");
7       Mq_unlink(argv[1]);
8       exit(0);
9 }
```

图 5.3 mq_unlink 一个消息队列[pxmsg/mqunlink.c]

我们可使用该程序删除由 mqcreate 程序创建的消息队列。

```
solaris % mqunlink /temp.1234
```

我们早先给出的/tmp 目录下的所有三个文件都被删除了。

5.3　mq_getattr 和 mq_setattr 函数

每个消息队列有四个属性，mq_getattr 返回所有这些属性，mq_setattr 则设置其中某个属性。

```
#include <mqueue.h>
int mq_getattr(mqd_t mqdes, struct mq_attr *attr);
int mq_setattr(mqd_t mqdes, const struct mq_attr *attr, struct mq_attr *oattr);
                                                    都返回：成功时为 0，出错时为－1
```

mq_attr 结构含有以下属性：

```
struct mq_attr {
  long mq_flags;        /* message queue flag: 0, O_NONBLOCK */
  long mq_maxmsg;       /* max number of messages allowed on queue */
  long mq_msgsize;      /* max size of a message (in bytes) */
  long mq_curmsgs;      /* number of messages currently on queue */
};
```

指向某个 mq_attr 结构的指针可作为 mq_open 的第四个参数传递，从而允许我们在该函数的实际操作为创建一个新队列时，给它指定 mq_maxmsg 和 mq_msgsize 属性。mq_open 忽略该结构的另外两个成员。

mq_getattr 把所指定队列的当前属性填入由 *attr* 指向的结构。

mq_setattr 给所指定队列设置属性，但是只使用由 *attr* 指向的 mq_attr 结构的 mq_flags 成员，以设置或清除非阻塞标志。该结构的另外三个成员被忽略：每个队列的最大消息数和每个消息的最大字节数只能在创建队列时设置，队列中的当前消息数则只能获取而不能设置。

另外，如果 *oattr* 指针非空，那么所指定队列的先前属性(mq_flags、mq_maxmsg 和 mq_msgsize)和当前状态(mq_curmsgs)将返回到由该指针指向的结构中。

例子：mqgetattr 程序

图 5.4 中的程序打开一个指定的消息队列，并输出其属性。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char **argv)
4 {
5     mqd_t     mqd;
6     struct mq_attr     attr;
```

```
7     if (argc != 2)
8         err_quit("usage: mqgetattr <name>");
9     mqd = Mq_open(argv[1], O_RDONLY);
10    Mq_getattr(mqd, &attr);
11    printf("max #msgs = %ld, max #bytes/msg = %ld,"
12           " #currently on queue = %ld\n",
13           attr.mq_maxmsg, attr.mq_msgsize, attr.mq_curmsgs);
14    Mq_close(mqd);
15    exit(0);
16 }
```

图 5.4 取得并输出某个消息队列的属性[pxmsg/mqgetattr.c]

我们可以创建一个消息队列并输出其缺省属性。

```
solaris % mqcreate1 /hello.world
solaris % mqgetattr /hello.world
max #msgs = 128, max #bytes/msg = 1024, #currently on queue = 0
```

现在可以看出,在图 5.2 之后以缺省属性创建一个队列的例子中,由 ls 列出的数据文件(/tmp/.MQDtemp.1234)的大小为 128×1024+1560=132 632。1560 个额外字节也许是开销信息:每个消息 8 字节,外加另外 536 个字节。

例子:mqcreate 程序

我们可以对图 5.2 中的程序作修改,以允许指定所创建队列的最大消息数和每个消息的最大大小。我们不能只指定其中一个而不指定另一个;即两者都得指定(不过见习题5.1)。图 5.5 是修改后的程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 struct mq_attr    attr; /* mq_maxmsg and mq_msgsize both init to 0 */
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     int       c, flags;
7     mqd_t     mqd;
8     flags = O_RDWR | O_CREAT;
9     while ( (c = Getopt(argc, argv, "em:z:")) != -1) {
10        switch (c) {
11        case 'e':
12            flags |= O_EXCL;
13            break;
14        case 'm':
15            attr.mq_maxmsg = atol(optarg);
16            break;
17        case 'z':
18            attr.mq_msgsize = atol(optarg);
19            break;
20        }
21    }
22    if (optind != argc - 1)
```

```
23          err_quit("usage: mqcreate [ -e ] [ -m maxmsg -z msgsize ] <name>");
24      if ((attr.mq_maxmsg != 0 && attr.mq_msgsize == 0) ||
25          (attr.mq_maxmsg == 0 && attr.mq_msgsize != 0))
26          err_quit("must specify both -m maxmsg and -z msgsize");
27      mqd = Mq_open(argv[optind], flags, FILE_MODE,
28                    (attr.mq_maxmsg != 0) ? &attr : NULL);
29      Mq_close(mqd);
30      exit(0);
31  }
```

图 5.5　改进后的图 5.2，允许指定属性[pxmsg/mqcreate.c]

为指定某个命令行选项需要一个参数，我们在 getopt 调用中给这些选项字节(m 和 z)指定了一个后跟的冒号。在处理这样的选项字符时，optarg 指向其参数。

我们的 Getopt 包裹函数调用标准函数库中的 getopt 函数，并在 getopt 检测到错误时终止当前进程，这些错误包括：遇到一个没有包含在 getopt 的第三个参数中的选项字母，或者遇到一个没有所需参数的选项字母(通过在 getopt 的第三个参数中的该选项字母之后跟一个冒号指示)。不论遇到哪种错误，getopt 都写一个出错消息到标准错误输出，然后返回一个错误，这个错误导致我们的 Getopt 包裹函数终止。例如，如下两个错误由 getopt 检测出：

```
solaris % mqcreate -z
mqcreate: option requires an argument -- z
solaris % mqcreate -q
mqcreate: illegal option -- q
```

下面这个错误(没有指定所需的名字参数)则由我们的程序检测出

```
solaris % mqcreate
usage: mqcreate [ -e ] [ -m maxmsg -z msgsize ] <name>
```

如果这两个新的命令行选项都没有指定，我们就给 mq_open 传递一个空指针作为最后一个参数，否则传递一个根据所指定命令行选项的参数构造的 attr 结构。

现在运行这个新版本的程序，指定一个最多 1024 个消息的队列，每个消息含有最多 8192 个字节。

```
solaris % mqcreate -e -m 1024 -z 8192 /foobar
solaris % ls -al /tmp/.*foobar
-rw-rw-rw-    1 rstevens other1 8397336 Oct 25 11:29 /tmp/.MQDfoobar
-rw-rw-rw-    1 rstevens other1       0 Oct 25 11:29 /tmp/.MQLfoobar
-rw-r--r--    1 rstevens other1       0 Oct 25 11:29 /tmp/.MQPfoobar
```

含有该队列之数据的文件(/tmp/.MQDfoobar)其大小能容纳最大数目的最长消息(1024×8192=8 388 608)，剩余的 8728 字节开销允许每个消息占用 8 个字节(8×1024 = 8192)，外加 536 个字节。

在 Digital Unix 4.0B 下执行同一程序的结果如下：

```
alpha % mqcreate -m 256 -z 2048 /tmp/bigq
alpha % ls -l /tmp/bigq
-rw-r--r--    1 rstevens system 537288 Oct 25 15:38 /tmp/bigq
```

该系统上的实现看来能容纳最大数目的最长消息(256×2048 = 524 288),剩余的13000字节开销允许每个消息占用48个字节(48×256 = 12 288),外加712个字节。

5.4 mq_send 和 mq_receive 函数

这两个函数用于往一个队列中放置一个消息和从一个队列中取走一个消息。每个消息有一个优先级,它是一个小于 MQ_PRIO_MAX 的无符号整数。Posix 要求这个上限至少为32。

> Solaris 2.6 的上限为 32,Digital Unix 4.0B 的上限为 256。我们将随图 5.8 给出取得该上限值的方法。

mq_receive 总是返回所指定队列中最高优先级的最早消息,而且该优先级能随该消息的内容及其长度一同返回。

> mq_receive 的操作不同于 Systme V 的 msgrcv(6.4 节)。System V 消息有一个类似于优先级的类型字段,但使用 msgrcv 时,我们可以就返回哪一个消息指定三种不同的情形:所指定队列中最早的消息、具有某个特定类型的最早消息、其类型小于或等于某个值的最早消息。

```
#include <mqueue.h>
int mq_send(mqd_t mqdes, const char *ptr, size_t len, unsigned int prio);
                                                返回:成功时为0,出错时为-1
ssize_t mq_receive(mqd_t mqdes, char *ptr, size_t len, unsigned int *priop);
                                                返回:成功时为消息中的字节数,出错时为-1
```

这两个函数的前三个参数分别与 write 和 read 的前三个参数类似。

> 把指向缓冲区的指针参数定义为 char * 看来是个错误。void * 将与其他 Posix.1 函数更为一致。

mq_receive 的 *len* 参数的值必须至少有能加到所指定队列中的任意消息的最大大小那么大,这个最大大小就是该队列 mq_attr 结构的 mq_msgsize 成员。要是 *len* 小于该值,mq_receive 就立即返回 EMSGSIZE 错误。

> 这意味着使用 Posix 消息队列的大多数应用程序必须在打开某个队列后调用 mq_getattr 确定最大消息大小,然后分配一个或多个那样大小的读缓冲区。通过要求每个缓冲区总是足以存放队列中的任意消息,mq_receive 就不必返回消息是否大于缓冲区的通知。作为比较的例子,System V 消息队列(6.4 节)可能使用 MSG_NOERROR 标志,返回 E2BIG 错误,接收 UDP 数据报的 recvmsg 函数(UNPv1 的 13.5 节)可能使用 MSG_TRUNC 标志。

mq_send 的 *prio* 参数是待发送消息的优先级,其值必须小于 MQ_PRIO_MAX。如果 mq_receive 的 *priop* 参数是一个非空指针,所返回消息的优先级就通过该指针存放。如果应

用不必使用不同优先级的消息，那就给 mq_send 指定值为 0 的优先级，给 mq_receive 指定一个空指针作为其最后一个参数。

> 0 字节长度的消息是允许的。这里重要的不是标准(即 Posix.1)中说的内容，而是它的言外之意：没有地方可以禁止使用 0 字节长度的消息。mq_receive 的返回值是所接收消息中的字节数(如果成功)或 −1(如果出错)，因此返回值为 0 指示 0 长度的消息。
>
> Posix 消息队列和 System V 消息队列都缺乏的一个特性是：向接收者准确地标识发送者。这个信息在许多应用中可能有用。不幸的是，大多数 IPC 消息机制并不标识发送者。在 15.5 节中，我们讲述门如何提供这个标识。UNPv1 的 14.8 节讲述使用 Unix 域套接口时，BSD/OS 如何提供这个标识。APUE 的 15.3.1 节讲述通过管道传递描述字时，SVR4 如何通过同一管道传递发送者的标识。BSD/OS 技术没有得到广泛实现，SVR4 技术则尽管是 Unix 98 的一部分，却要求通过管道传递描述字，这通常比通过管道直接传递更为昂贵。我们不能让发送者随消息包含自己的标识(例如有效用户 ID)，因为难以信任发送者不说假话。尽管消息队列的访问权限决定了发送者是否允许往其中放置消息，这仍然没有标识发送者。另外，尽管存在为每个发送者创建一个队列的可能性(对此我们将在 6.8 节就 System V 消息队列展开讨论)，对于大的应用来说，这种方法的可扩展性并不好。最后，要是消息队列函数完全是作为用户函数实现的(5.8 节中的实现就是这样)，根本没在内核中，那么我们不能信任伴随消息的任何发送者标识，因为它很容易伪造。

例子：mqsend 程序

图 5.6 给出了往某个队列中增加一个消息的 mqsend 程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     mqd_t          mqd;
6     void           * ptr;
7     size_t         len;
8     uint_t         prio;
9     if (argc != 4)
10        err_quit("usage: mqsend <name> <#bytes> <priority>");
11    len = atoi(argv[2]);
12    prio = atoi(argv[3]);
13    mqd = Mq_open(argv[1], O_WRONLY);
14    ptr = Calloc(len, sizeof(char));
15    Mq_send(mqd, ptr, len, prio);
16    exit(0);
17 }
```

图 5.6　mqsend 程序[pxmsg/mqsend.c]

待发送消息的大小和优先级必须作为命令行参数指定。所用缓冲区使用 calloc 分配，它保准把该缓冲区初始化为全 0。

例子：mqreceive 程序

图 5.7 中的程序从某个队列中读入下一个消息。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int       c, flags;
6     mqd_t     mqd;
7     ssize_t   n;
8     uint_t    prio;
9     void      * buff;
10    struct    mq_attr    attr;
11    flags = O_RDONLY;
12    while ( (c = Getopt(argc, argv, "n")) ! = -1) {
13          switch (c) {
14          case 'n':
15                flags |= O_NONBLOCK;
16                break;
17          }
18    }
19    if (optind ! = argc - 1)
20          err_quit("usage: mqreceive [ -n ] <name>");
21    mqd = Mq_open(argv[optind], flags);
22    Mq_getattr(mqd, &attr);
23    buff = Malloc(attr.mq_msgsize);
24    n = Mq_receive(mqd, buff, attr.mq_msgsize, &prio);
25    printf("read %ld bytes, priority = %u\n", (long) n, prio);
26    exit(0);
27 }
```

图 5.7 mqreceive 程序[pxmsg/mqreceive.c]

允许-n 选项以指定非阻塞属性

第 14～17 行 命令行选项-n 指定非阻塞属性，这样如果所指定队列中没有消息，mqreceire 程序就返回一个错误。

打开队列并取得属性

第 21～25 行 调用 mq_getattr 打开队列并取得属性。我们需要确定最大消息大小，因为必须为调用 mq_receive 分配一个这样大小的缓冲区。最后输出所读出消息的大小及其属性。

> 既然 n 是一个 size_t 数据类型，而我们又不知道 size_t 是 int 还是 long，因此使用%ld 格式化串将 n 类型强制转换成一个长整数。在 64 位系统上，int 是 32 位整数，long 和 size_t 则都是 64 位整数。

我们可使用这两个程序来查看优先级字段是如何使用的。

```
solaris % mqcreate /test1                    创建并取得属性
solaris % mqgetattr /test1
max #msgs = 128, max #bytes/msg = 1024, #currently on queue = 0

solaris % mqsend /test1 100 99999            以无效的优先级发送
mq_send error: Invalid argument

solaris % mqsend /test1 100 6                100 字节,优先级为 6
solaris % mqsend /test1 50  18               50 字节,优先级为 18
solaris % mqsend /test1 33  18               33 字节,优先级为 18

solaris % mqreceive /test1
read 50 bytes, priority = 18                 返回优先级最高的最早消息
solaris % mqreceive /test1
read 33 bytes, priority = 18
solaris % mqreceive /test1
read 100 bytes, priority = 6
solaris % mqreceive -n /test1                指定非阻塞属性,队列为空
mq_receive error: Resource temporarily unavailable
```

可以看出,mq_receive 返回最高优先级的最早消息。

5.5　消息队列限制

我们已遇到任意给定队列的两个限制,它们都是在创建该队列时建立的:

mq_mqxmsg	队列中的最大消息数
mq_msgsize	任意给定消息的最大字节数

这两个值都没有内在的限制,尽管对于我们已查看过的两种实现(Solaris 2.6 和 Digital Unix 4.0B)来说,其大小为这两个数之积再加少量开销的一个文件在文件系统中必须有容纳空间。基于队列大小的虚存要求也可能存在(见习题 5.5)。

消息队列的实现定义了另外两个限制:

MQ_OPEN_MAX	一个进程能够同时拥有的打开着消息队列的最大数目(Posix 要求它至少为 8)
MQ_PRIO_MAX	任意消息的最大优先级值加 1(Posix 要求它至少为 32)

这两个常值往往定义在<unistd.h>头文件中,也可以在运行时刻通过调用 sysconf 函数获取,如一例所示。

例子:mqsysconf 程序

图 5.8 中的程序调用 sysconf,输出消息队列的两个由实现定义的限制。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     printf("MQ_OPEN_MAX = %ld, MQ_PRIO_MAX = %ld\n",
```

```
6               Sysconf(_SC_MQ_OPEN_MAX), Sysconf(_SC_MQ_PRIO_MAX));
7       exit(0);
8 }
```

图 5.8 调用 sysconf 获取消息队列限制[pxmsg/mqsysconf.c]

在我们的两个系统上执行该程序的结果如下：

```
solaris % mqsysconf
MQ_OPEN_MAX = 32, MQ_PRIO_MAX = 32
alpha % mqsysconf
MQ_OPEN_MAX = 64, MQ_PRIO_MAX = 256
```

5.6 mq_notify 函数

第 6 章中讨论的 System V 消息队列的问题之一是无法通知一个进程何时在某个队列中放置了一个消息。我们可以阻塞在 msgrcv 调用中，但那将阻止我们在等待期间做其他任何事。如果给 msgrcv 指定非阻塞标志(IPC_NOWAIT)，那么尽管不阻塞了，但必须持续调用该函数以确定何时有一个消息到达。我们说过这称为轮询(polling)，是对 CPU 时间的一种浪费。我们需要一种方法，让系统告诉我们何时有一个消息放置到了先前为空的某个队列中。

本节和本章的剩余各节含有高级主题，你第一次阅读时可暂时跳过去。

Posix 消息队列允许异步事件通知(asynchronous event notification)，以告知何时有一个消息放置到了某个空消息队列中。这种通知有两种方式可供选择：

- 产生一个信号
- 创建一个线程执行一个指定的函数

这种通知通过调用 mq_notify 建立。

```
#include <mqueue.h>
int mq_notify(mqd_t mqdes, const struct sigevent *notification);
                                                    返回：成功时为 0，出错时为 -1
```

该函数给指定队列建立或删除异步事件通知。sigevent 结构是随 Posix.1 实时信号新加的，后者将在下一节详细讨论。该结构以及本章中引入的所有新的信号相关常值都定义在<signal.h>头文件中。

```
union sigval {
    int     sival_int;          /* integer value */
    void    *sival_ptr;         /* pointer value */
};
struct sigevent {
    int             sigev_notify;   /* SIGEV_{NONE,SIGNAL,THREAD} */
    int             sigev_signo;    /* signal number if SIGEV_SIGNAL */
    union sigval    sigev_value;    /* passed to signal handler or thread */
```

```
                                        /* following two if SIGEV_THREAD */
    void            (*sigev_notify_function) (union sigval);
    pthread_attr_t   *sigev_notify_attributes;
};
```

我们马上给出使用异步事件通知的不同方法的例子，但在此前先给出一些普遍适用于该函数的若干规则。

1. 如果 *notification* 参数非空，那么当前进程希望在有一个消息到达所指定队列而且该队列先前为空时得到通知。我们说“该进程被注册为接收该队列的通知”。
2. 如果 *notification* 参数为空指针，而且当前进程目前被注册为接收所指定队列的通知，那么现有注册将被撤销。
3. 任意时刻只有一个进程可以被注册为接收某个给定队列的通知。
4. 当有一个消息到达某个先前为空的队列，而且已有一个进程被注册为接收该队列的通知时，只有没有任何线程阻塞在该队列的 mq_receive 调用的前提下，通知才会发出。这就是说，在 mq_reveive 调用中的阻塞比任何通知的注册都优先。
5. 当该通知被发送给它的注册进程时，其注册即被撤销。该进程必须再次调用 mq_notify 以重新注册（如果想要的话）。

Unix 信号最初的问题之一是：一个信号每次产生后，其行为就被复位成缺省行为（APUE 的 10.4 节）。信号处理程序调用的第一个函数通常是 signal，用于重新建立处理程序。这么一来提供了一个短的时间窗口，它处于该信号的产生与当前进程重建其信号处理程序之间，这段时间内再次发生的同一信号可能终止当前进程。初看起来，mq_notofy 似乎有类似的问题，因为当前进程必须在每次通知发生后重新注册。然而消息队列不同于信号，因为在队列变空前通知不会再次发生。因此我们必须小心，保证在从队列中读出消息之前而不是之后重新注册。

例子：简单的信号通知

在深入探讨 Posix 实时信号和线程之前，我们可以编写一个简单的程序，当有一个消息放置到某个空队列中，该程序产生一个 SIGUSR1 信号。图 5.9 给出了这个程序，注意它含有一个我们不久将详细讨论的错误。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 mqd_t   mqd;
3 void    *buff;
4 struct mq_attr    attr;
5 struct sigevent   sigev;
6 static void sig_usr1(int);
7 int
8 main(int argc, char **argv)
9 {
10      if (argc != 2)
11          err_quit("usage: mqnotifysig1 <name>");
12          /* open queue, get attributes, allocate read buffer */
```

```
13      mqd = Mq_open(argv[1], O_RDONLY);
14      Mq_getattr(mqd, &attr);
15      buff = Malloc(attr.mq_msgsize);
16              /* establish signal handler, enable notification */
17      Signal(SIGUSR1, sig_usr1);
18      sigev.sigev_notify = SIGEV_SIGNAL;
19      sigev.sigev_signo = SIGUSR1;
20      Mq_notify(mqd, &sigev);
21      for ( ; ; )
22              pause();                /* signal handler does everything */
23      exit(0);
24  }
25  static void
26  sig_usr1(int signo)
27  {
28      ssize_t     n;
29      Mq_notify(mqd, &sigev);                 /* reregister first */
30      n = Mq_receive(mqd, buff, attr.mq_msgsize, NULL);
31      printf("SIGUSR1 received, read %ld bytes\n", (long) n);
32      return;
33  }
```

图 5.9 当有消息放置到某个空队列中时产生 SIGUSR1(不正确版本)[pxmsg/mqnotifysig1.c]

声明全局变量

第 2～6 行 声明 main 函数和信号处理程序(sig_usr1)都使用的一些全局变量。

打开队列,取得属性,分配读缓冲区

第 12～15 行 打开通过命令行参数指定的消息队列,获取其属性,然后分配一个读缓冲区。

建立信号处理程序,使能通知

第 16～20 行 首先给 SIGUSR1 建立信号处理程序。在 sigevent 结构的 sigev_notify 成员中填入 SIGEV_SIGNAL 常值,其意思是当所指定队列由空变为非空时,我们希望有一个信号会产生。将 sigev_signo 成员设置成希望产生的信号后,调用 mq_notify。

无限循环

第 21～22 行 main 函数接下来是个无限睡眠在 pause 函数中的循环,该函数在每次捕获一个信号时返回−1。

捕获信号,读出消息

第 25～33 行 我们的信号处理程序调用 mq_notify 以便为下一个事件重新注册,然后读出消息并输出其长度。本程序中我们忽略了接收到的消息的优先级。

> sig_usr1 结束处的 return 语句不是必要的,因为并没有返回值需返回,而且拿出该函数的末尾也是向调用者的隐含返回。然而作者总是在任何一个信号处理程序的末尾写上一个显式的 return 语句,目的是为了强调从这种函数的返回是特殊的。它可能会导致处理该信号的线程中某个函数调用的过早返回(返回一个 EINTR 错误)。

我们现在从一个窗口运行这个程序：

```
solaris % mqcreate /test1          创建队列
solaris % mqnotifysig1 /test1      启动图 5.9 中的程序
```

从另外一个窗口中执行如下命令：

```
solaris % mqsend /test1 50 16      发送 50 字节优先级为 16 的消息
```

正如所料，程序 mynotifysig1 输出："SIGUSR1 reveived，read 50 bytes"。

我们可以验证每次只有一个进程可被注册为接收通知，方法是从另一个窗口中启动该程序的另一个拷贝：

```
solaris % mqnotifysig1 /test1
mq_notify error: Device busy
```

这个出错消息对应 EBUSY 错误。

Posix 信号：异步信号安全函数

图 5.9 中程序的问题是它从信号处理程序中调用 mq_notify、mq_receive 和 printf。这些函数实际上没有一个可以从信号处理程序中调用。

Posix 使用异步信号安全(async-signal-safe)这一术语描述可以从信号处理程序中调用的函数。图 5.10 列出了这些 Posix 函数以及由 Unix 98 加上的其他几个函数。

access	fpathconf	rename	sysconf
aio_return	fstat	rmdir	tcdrain
aio_suspend	fsync	sem_post	tcflow
alarm	getegid	setgid	tcflush
cfgetispeed	geteuid	setpgid	tcgetattr
cfgetospeed	getgid	setsid	tcgetpgrp
cfsetispeed	getgroups	setuid	tcsendbreak
cfsetospeed	getpgrp	sigaction	tcsetattr
chdir	getpid	sigaddset	tcsetpgrp
chmod	getppid	sigdelset	time
chown	getuid	sigemptyset	timer_getoverrun
clock_gettime	kill	sigfillset	timer_gettime
close	link	sigismember	timer_settime
creat	lseek	signal	times
dup	mkdir	sigpause	umask
dup2	mkfifo	sigpending	uname
execle	open	sigprocmask	unlink
execve	pathconf	sigqueue	utime
_exit	pause	sigset	wait
fcntl	pipe	sigsuspend	waitpid
fdatasync	raise	sleep	write
fork	read	stat	

图 5.10　异步信号安全的函数

没有列在该表中的函数不可以从信号处理程序中调用。注意所有标准 I/O 函数和 pthread_XXX 函数都没有列在其中。本书所涵盖的所有 IPC 函数中，只有 sem_post、read 和 write 列在其中(我们假定 read 和 write 可用于管道和 FIFO)。

> ANSI C 列出了可以从信号处理程序中调用的四个函数：abort、exit、longjmp 和 signal。Unix 98 没有把前三个函数列为异步信号安全函数。

例子：信号通知

避免从信号处理程序中调用任意函数的方法之一是：让处理程序仅仅设置一个全局标志，由某个线程检查该标志以确定何时接收到一个消息。图 5.11 展示了这种技巧，不过它含有另外一个错误，我们不久会讲到。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 volatile sig_atomic_t    mqflag;     /* set nonzero by signal handler */
3 static void sig_usr1(int);
4 int
5 main(int argc, char **argv)
6 {
7     mqd_t mqd;
8     void  *buff;
9     ssize_t     n;
10    sigset_t    zeromask, newmask, oldmask;
11    struct mq_attr     attr;
12    struct sigevent    sigev;
13    if (argc != 2)
14        err_quit("usage: mqnotifysig2 <name>");
15        /* open queue, get attributes, allocate read buffer */
16    mqd = Mq_open(argv[1], O_RDONLY);
17    Mq_getattr(mqd, &attr);
18    buff = Malloc(attr.mq_msgsize);
19    Sigemptyset(&zeromask);       /* no signals blocked */
20    Sigemptyset(&newmask);
21    Sigemptyset(&oldmask);
22    Sigaddset(&newmask, SIGUSR1);
23          /* establish signal handler, enable notification */
24    Signal(SIGUSR1, sig_usr1);
25    sigev.sigev_notify = SIGEV_SIGNAL;
26    sigev.sigev_signo = SIGUSR1;
27    Mq_notify(mqd, &sigev);
28    for ( ; ; ) {
29        Sigprocmask(SIG_BLOCK, &newmask, &oldmask);   /* block SIGUSR1 */
30        while (mqflag == 0)
31                sigsuspend(&zeromask);
32        mqflag = 0;         /* reset flag */
33        Mq_notify(mqd, &sigev);          /* reregister first */
34        n = Mq_receive(mqd, buff, attr.mq_msgsize, NULL);
35        printf("read %ld bytes\n", (long) n);
36        Sigprocmask(SIG_UNBLOCK, &newmask, NULL); /* unblock SIGUSR1 */
```

```
37      }
38      exit(0);
39  }
40  static void
41  sig_usr1(int signo)
42  {
43      mqflag = 1;
44      return;
45  }
```

图 5.11　信号处理程序只是给主线程设置一个标志(不正确版本)[pxmsg/mqnotifysig2.c]

全局变量

第 2 行　既然信号处理程序执行的唯一操作是把 mqflag 置为非零，图 5.9 中的全局变量于是不必仍然是全局变量。降低全局变量的数目肯定是一种好技巧，当使用线程时尤为如此。

打开消息队列

第 15～18 行　打开通过命令行参数指定的消息队列，获取其属性，然后分配一个读缓冲区。

初始化信号集

第 19～22 行　初始化三个信号集，在其中的 newmask 集中打开对应 SIGUSR1 的位。

建立信号处理程序，使能通知

第 23～27 行　给 SIGUSR1 建立一个信号处理程序，填写 sigevent 结构，调用 mq_notify。

等待信号处理程序设置标志

第 28～32 行　调用 sigprocmask 阻塞 SIGUSR1，并把当前信号掩码保存到 oldmask 中。随后在一个循环中测试全局变量 mqflag，以等待信号处理程序将它设置成非零。只要它为 0，我们就调用 sigsuspend，它原子性地将调用线程投入睡眠，并把它的信号掩码复位成 zeromask(没有一个信号被阻塞)。APUE 的 10.16 节详细讨论 sigsuspend 以及为什么只能在 SIGUSR1 被阻塞时测试 mqflag 变量的原因。每次 sigsuspend 返回时，SIGUSR1 被重新阻塞。

重新注册并读出消息

第 33～36 行　当 mqflag 为非零时，重新注册并从指定队列中读出消息。随后给 SIGUSR1 解阻塞并返回 for 循环顶部。

我们提到过这种办法仍存在一个问题。考虑一下第一个消息被读出之前有两个消息到达的情形。我们可通过在 mq_notify 调用前增加一个 sleep 语句来模拟这种情形。这里的基本问题是：通知只是在有一个消息被放置到某个空队列上时才发出。如果在能够读出第一个消息前有两个消息到达，那么只有一个通知被发出：我们于是读出第一个消息，并调用 sigsuspend 等待另一个消息，而对应它的通知可能永远不会发出。在此期间，另一个消息已放置于该队列中等待读出，而我们却一直在忽略它。

例子：使用非阻塞 mq_receive 的信号通知

上述问题的解决办法是：当使用 mq_notify 产生信号时，总是以非阻塞模式读消息队列。图 5.12 给出了图 5.11 的一个修改版本，它以非阻塞模式读消息队列。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 volatile sig_atomic_t    mqflag;     /* set nonzero by signal handler */
3 static void sig_usr1(int);
4 int
5 main(int argc, char **argv)
6 {
7     mqd_t          mqd;
8     void           *buff;
9     ssize_t        n;
10    sigset_t       zeromask, newmask, oldmask;
11    struct mq_attr attr;
12    struct sigevent sigev;
13    if (argc != 2)
14        err_quit("usage: mqnotifysig3 <name>");
15        /* open queue, get attributes, allocate read buffer */
16    mqd = Mq_open(argv[1], O_RDONLY | O_NONBLOCK);
17    Mq_getattr(mqd, &attr);
18    buff = Malloc(attr.mq_msgsize);
19    Sigemptyset(&zeromask);          /* no signals blocked */
20    Sigemptyset(&newmask);
21    Sigemptyset(&oldmask);
22    Sigaddset(&newmask, SIGUSR1);
23          /* establish signal handler, enable notification */
24    Signal(SIGUSR1, sig_usr1);
25    sigev.sigev_notify = SIGEV_SIGNAL;
26    sigev.sigev_signo = SIGUSR1;
27    Mq_notify(mqd, &sigev);
28    for ( ; ; ) {
29        Sigprocmask(SIG_BLOCK, &newmask, &oldmask);    /* block SIGUSR1 */
30        while (mqflag == 0)
31            sigsuspend(&zeromask);
32        mqflag = 0;     /* reset flag */
33        Mq_notify(mqd, &sigev);          /* reregister first */
34        while ( (n = mq_receive(mqd, buff, attr.mq_msgsize, NULL)) >= 0) {
35            printf("read %ld bytes\n", (long) n);
36        }
37        if (errno != EAGAIN)
38            err_sys("mq_receive error");
39        Sigprocmask(SIG_UNBLOCK, &newmask, NULL); /* unblock SIGUSR1 */
40    }
41    exit(0);
42 }
43 static void
```

```
44 sig_usr1(int signo)
45 {
46      mqflag = 1;
47      return;
48 }
```

图 5.12　使用信号通知读 Posix 消息队列[pxmsg/mqnotifysig3.c]

打开消息队列成非阻塞模式

第 15～18 行　第一个变动是在打开消息队列时指定 O_NONBLOCK 标志。

从队列中读出所有消息

第 34～38 行　另一个变动是在一个循环中调用 mq_receive，处理队列中的每个消息。返回一个 EAGAIN 错误不表示有问题，它只是意味着暂时没有消息可读。

例子：使用 sigwait 代替信号处理程序的信号通知

上一个例子尽管正确，但效率还可以更高些。我们的程序通过调用 sigsuspend 阻塞，以等待某个消息的到达。当有一个消息被放置到某个空队列中时，该信号产生，主线程被阻止，信号处理程序执行并设置 mqflag 变量，主线程再次执行，发现 mq_flag 为非零，于是读出该消息。更为简易（并且可能更为高效）的办法之一是阻塞在某个函数中，仅仅等待该信号的递交，而不是让内核执行一个光为设置一个标志的信号处理程序。这种能力由 sigwait 提供。

```
#include <signal.h>
int sigwait(const sigset_t *set, int *sig);
                                        返回：成功时为 0，出错时为正的 Exxx 值
```

调用 sigwait 前，我们阻塞某个信号集。这个信号集作为 *set* 参数指定。sigwait 然后一直阻塞到这些信号中有一个或多个待处理，这时它返回其中一个信号。该信号值通过指针 *sig* 存放，函数的返回值则为 0。这个过程称为“同步地等待一个异步事件”：我们是在使用信号，但没有涉及异步信号处理程序。

图 5.13 给出了用到 sigwait 时 mq_notify 的使用。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char **argv)
4 {
5     int          signo;
6     mqd_t        mqd;
7     void         *buff;
8     ssize_t      n;
9     sigset_t     newmask;
10    struct mq_attr    attr;
11    struct sigevent   sigev;
12    if (argc != 2)
13        err_quit("usage: mqnotifysig4 <name>");
```

```
14          /* open queue, get attributes, allocate read buffer */
15      mqd = Mq_open(argv[1], O_RDONLY | O_NONBLOCK);
16      Mq_getattr(mqd, &attr);
17      buff = Malloc(attr.mq_msgsize);
18      Sigemptyset(&newmask);
19      Sigaddset(&newmask, SIGUSR1);
20      Sigprocmask(SIG_BLOCK, &newmask, NULL);          /* block SIGUSR1 */
21          /* establish signal handler, enable notification */
22      sigev.sigev_notify = SIGEV_SIGNAL;
23      sigev.sigev_signo = SIGUSR1;
24      Mq_notify(mqd, &sigev);
25      for ( ; ; ) {
26          Sigwait(&newmask, &signo);
27          if (signo == SIGUSR1) {
28              Mq_notify(mqd, &sigev);          /* reregister first */
29              while ( (n = mq_receive(mqd, buff, attr.mq_msgsize, NULL)) >= 0) {
30                  printf("read %ld bytes\n", (long) n);
31              }
32              if (errno != EAGAIN)
33                  err_sys("mq_receive error");
34          }
35      }
36      exit(0);
37  }
```

图 5.13 伴随 sigwait 使用 mq_notify[pxmsg/mqnotifysig4.c]

初始化信号集并阻塞 SIGUSR1

第 18～20 行 把某个信号集初始化成只含有 SIGUSR1，然后用 sigprocmask 阻塞该信号。

等待信号

第 26～34 行 在 sigwait 调用中阻塞并等待该信号。SIGUSR1 被递交后，重新注册通知并读出所有可用消息。

sigwait 往往在多线程化的进程中使用。实际上看一看它的函数原型，我们发现其返回值或为 0，或为某个 E*xxx* 错误，这与大多数 Pthread 函数一样。但是在多线程化的进程中不能使用 sigprocmask；相反，必须改为调用 pthread_sigmask，它只是改变调用线程的信号掩码。pthread_sigmask 的参数与 sigprocmask 的相同。

sigwait 存在两个变种：sigwaitinfo 和 sigtimedwait。sigwaitinfo 还返回一个 siginfo_t 结构（将在下一节中定义），目的是用于可靠信号中。sigtimedwait 也返回一个 siginfo_t 结构，并允许调用者指定一个时间限制。

大多数讨论线程的书（例如[Butenhof 1997]）推荐在多线程化的进程中使用 sigwait 来处理所有信号，而绝不要使用异步信号处理程序。

例子：使用 select 的 Posix 消息队列

消息队列描述字(mqd_t 变量)不是“普通”描述字，不能用在 select 或 poll(UNPv1 第 6 章)中。然而我们可以伴随一个管道和 mq_notify 函数使用它们。(我们将在 6.9 节中随 System V 消息队列展示类似的技巧，那时涉及的是一个子进程和一个管道。)首先，从图 5.10 注意到 write 函数是异步信号安全的，因此可以从信号处理程序中调用它。图 5.14 给出了我们的程序。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  int         pipefd[2];
3  static void sig_usr1(int);
4  int
5  main(int argc, char **argv)
6  {
7      int         nfds;
8      char        c;
9      fd_set      rset;
10     mqd_t       mqd;
11     void        *buff;
12     ssize_t     n;
13     struct mq_attr    attr;
14     struct sigevent   sigev;
15     if (argc != 2)
16         err_quit("usage: mqnotifysig5 <name>");
17         /* open queue, get attributes, allocate read buffer */
18     mqd = Mq_open(argv[1], O_RDONLY | O_NONBLOCK);
19     Mq_getattr(mqd, &attr);
20     buff = Malloc(attr.mq_msgsize);
21     Pipe(pipefd);
22         /* establish signal handler, enable notification */
23     Signal(SIGUSR1, sig_usr1);
24     sigev.sigev_notify = SIGEV_SIGNAL;
25     sigev.sigev_signo = SIGUSR1;
26     Mq_notify(mqd, &sigev);
27     FD_ZERO(&rset);
28     for ( ; ; ) {
29         FD_SET(pipefd[0], &rset);
30         nfds = Select(pipefd[0] + 1, &rset, NULL, NULL, NULL);
31         if (FD_ISSET(pipefd[0], &rset)) {
32             Read(pipefd[0], &c, 1);
33             Mq_notify(mqd, &sigev);              /* reregister first */
34             while ( (n = mq_receive(mqd, buff, attr.mq_msgsize, NULL)) >= 0) {
35                 printf("read %ld bytes\n", (long) n);
36             }
37             if (errno != EAGAIN)
38                 err_sys("mq_receive error");
39         }
```

```
40      }
41      exit(0);
42  }
43  static void
44  sig_usr1(int signo)
45  {
46      Write(pipefd[1], "", 1);        /* one byte of 0 */
47      return;
48  }
```

图 5.14 伴随管道使用信号通知[pxmsg/mqnotifysig5.c]

创建一个管道

第 21 行 创建一个管道，当接收到通过命令行指定的消息队列的异步事件通知时，信号处理程序就会往该管道中写入数据。这是一个管道用于信号处理程序中的例子。

调用 select

第 27～40 行 初始化描述字集 rset，每次循环时打开对应于 pipefd[0]（管道的读出端）的那一位。然后调用 select 只等待该描述字，不过在典型的应用中，这儿是多个描述字上的输入或输出复用的地方。当管道的读出端可读时，重新注册消息队列的通知，并读出所有可得的消息。

信号处理程序

第 43～48 行 我们的信号处理程序只是往管道 write 1 个字节。我们已提及这是一个异步信号安全的操作。

例子：启动线程

异步事件通知的另一种方式是把 sigev_notify 设置成 SIGEV_THREAD，它导致创建一个新的线程。该线程调用由 sigev_notify_function 指定的函数，所用的参数由 sigev_value 指定。新线程的线程属性由 sigev_notify_attributes 指定，要是缺省属性合适的话，它可以是一个空指针。图 5.15 给出了使用这种技术的一个例子。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  mqd_t mqd;
3  struct mq_attr    attr;
4  struct sigevent   sigev;
5  static void notify_thread(union sigval);      /* our thread function */
6  int
7  main(int argc, char * * argv)
8  {
9      if (argc != 2)
10         err_quit("usage: mqnotifythread1 <name>");
11     mqd = Mq_open(argv[1], O_RDONLY | O_NONBLOCK);
12     Mq_getattr(mqd, &attr);
13     sigev.sigev_notify = SIGEV_THREAD;
14     sigev.sigev_value.sival_ptr = NULL;
```

```
15      sigev.sigev_notify_function = notify_thread;
16      sigev.sigev_notify_attributes = NULL;
17      Mq_notify(mqd, &sigev);
18      for ( ; ; )
19          pause();            /* each new thread does everything */
20      exit(0);
21  }
22  static void
23  notify_thread(union sigval arg)
24  {
25      ssize_t     n;
26      void    *buff;
27      printf("notify_thread started\n");
28      buff = Malloc(attr.mq_msgsize);
29      Mq_notify(mqd, &sigev);             /* reregister */
30      while ( (n = mq_receive(mqd, buff, attr.mq_msgsize, NULL)) >= 0) {
31          printf("read %ld bytes\n", (long) n);
32      }
33      if (errno != EAGAIN)
34          err_sys("mq_receive error");
35      free(buff);
36      pthread_exit(NULL);
37  }
```

图 5.15　启动一个新线程的 mq_notify[pxmsg/mqnotifythread1.c]

我们把给新线程的参数(sigev_value)指定成一个空指针，因此不会有任何东西传递给该线程的起始函数。我们可以作为参数传递一个指向所处理消息队列描述字的指针，而不是把它声明为一个全局变量，不过新线程仍然需要消息队列属性和 sigev 结构(以便重新注册)。我们把给新线程的属性指定成一个空指针，因此使用的是系统缺省属性。这样的新线程是作为脱离的线程创建的。

> 遗憾的是，本书例子所用的两个系统(Solaris 2.6 和 Digital Unix 4.0B)没有一个支持 SIGEV_THREAD。这两个系统都要求 sigev_notify 或者为 SIGEV_NONE，或者为 SIGEV_SIGNAL。

5.7　Posix 实时信号

在过去几十年中，Unix 信号经历了多次重大的演变。

1. 由 Version 7 Unix(1978 年)提供的信号模型是不可靠的。信号可能丢失，而且进程难以在执行临界代码段时关掉选中的若干信号。
2. 4.3BSD(1986 年)增加了可靠的信号。
3. System V Release 3.0(1986 年)也增加了可靠的信号，不过不同于 BSD 模型。
4. Posix.1(1990 年)标准化了 BSD 可靠信号模型，APUE 的第 10 章详细讲述该模型。

5. Posix.1(1996年)给Posix模型增加了实时信号。该工作起源于Posix.1b实时扩展(以前称为Posix.4)。

当今几乎每种Unix系统都提供Posix可靠信号,更新的系统正在逐步提供Posix实时信号。(在描述信号时,注意区分可靠和实时。)我们有必要较详细地讨论实时信号,因为已在上一节中使用了由这个扩展定义的一些结构(sigval结构和sigevent结构)。

信号可划分为两个大组:

1. 其值在SIGRTMIN和SIGRTMAX之间(包括两者在内)的实时信号。Posix要求至少提供RTSIG_MAX种实时信号,而该常值的最小值为8。
2. 所有其他信号:SIGALRM、SIGINT、SIGKILL,等等。

Solaris 2.6上普通Unix信号的值为1～37,8种实时信号的值为38～45。Digital Unix 4.0B上普通Unix信号的值为1～32,16种实时信号的值为33～48。这两种实现都把SIGRTMIN和SIGRTMAX定义为调用sysconf的函数,以允许在将来修改它们的值。

接下去我们关注接收某个信号的进程其sigaction调用中是否指定了新的SA_SIGINFO标志。这些差异导致图5.16中所示的四种可能情形。

信 号	sigaction调用	
	SA_SIGINFO指定	SA_SIGINFO未指定
SIGRTMIN到SIGRTMAX	实时行为有保证	实时行为未指定
所有其他信号	实时行为未指定	实时行为未指定

图5.16 Posix信号实时行为,取决于SA_SIGINFO

其中有三个框标以"实时行为未指定",其含义是有些实现可能提供实时行为,有些实现可能不提供。如果需要实时行为,我们就得使用SIGRTMIN和SIGRTMAX之间的新的实时信号,而且在安装信号处理程序时必须给sigaction指定SA_SIGINFO标志。

术语实时行为(realtime behavior)隐含着如下特征:

- 信号是排队的。这就是说,如果同一信号产生了三次,它就递交三次。另外,一种给定信号的多次发生以先进先出(FIFO)顺序排队。我们不久将给出一个信号排队的例子。对于不排队的信号来说,产生了三次的某种信号可能只递交一次。
- 当有多种SIGRTMIN到SIGRTMAX范围内的解阻塞信号排队时,值较小的信号先于值较大的信号递交。这就是说,SIGRTMIN比值为SIGRTMIN+1的信号"更为优先",值为SIGRTMIN+1的信号比值为SIGRTMIN+2的信号"更为优先",依此类推。
- 当某个非实时信号递交时,传递给它的信号处理程序的唯一参数是该信号的值。实时信号比其他信号传递更多的信息。通过设置SA_SIGINFO标志安装的任意实时信号的信号处理程序声明如下:

```
void func(int signo, siginfo_t *info, void *context);
```

其中 *signo* 是该信号的值，siginfo_t 结构则定义如下：

```
typedef struct {
    int         si_signo;   /* same value as signo argument */
    int         si_code;    /* SI_{USER,QUEUE,TIMER,ASYNCIO,MESGQ} */
    union sigval si_value;  /* integer or pointer value from sender */
} siginfo_t;
```

context 参数所指向的内容依赖于实现。

> 技术上讲，非实时 Posix 信号的处理程序只用一个参数调用。许多系统有一个较早的使用三个参数的约定，适用于先于 Posix 实时标准的信号处理程序。
>
> siginfo_t 是使用 typedef 定义的具有以_t 结尾的名字的唯一一个 Posix 结构。图 5.17 中我们把指向这些结构的指针声明为 siginfo_t *，而不出现 struct 一词③。

- 一些新函数定义成使用实时信号工作。例如，sigqueue 函数用于代替 kill 函数向某个进程发送一个信号，该新函数允许发送者随所发送信号传递一个 sigval 联合。

实时信号由下列 Posix.1 特性产生，它们由包含在作为参数传递给信号处理程序的 siginfo_t 结构中的 si_code 值来标识。

SI_ASYNCIO	信号由某个异步 I/O 请求的完成产生，这些异步 I/O 请求就是 Posix 的 aio_*XXX* 函数，我们不讲述。
SI_MESGQ	信号在有一个消息被放置到某个空消息队列中时产生，如 5.6 节中所述。
SI_QUEUE	信号由 sigqueue 函数发出。稍后我们将给出一个这样的例子。
SI_TIMER	信号由使用 timer_settime 函数设置的某个定时器的时间到产生，我们不讲述。
SI_USER	信号由 kill 函数发出。

如果信号是由某个其他事件产生的，si_code 就会被设置成不同于这儿所列的某个值。siginfo_t 结构的 si_value 成员的内容只在 si_code 为 SI_ASYNCIO、SI_MESGQ、SI_QUEUE 或 SI_TIMER 时才有效。

---

③ 作者注：　在由 Posix.1 定义的所有结构中（aiocb、group、itimerspec、lock、mq_attr、passwd、sched_param、sigaction、sigevent、siginfo_t、sival、stat、termio、timespec、utimbuf），只有 siginfo_t 是使用 typedef 定义的。Posix.1 给它的所有简单系统数据类型（pid_t、pthread_t、等等）的名字添上_t 后缀，但它们没有一个必须是结构，Posix.1 也没有给这些数据类型的任何一个定义结构成员名。因此把一个必须是结构的数据类型定义为加_t 后缀的 siginfo_t 导致作者认为是一个错误。这个古怪现象的原因也许是因为 siginfo_t 是由 SVR4 定义的，后来 Posix 一直忽略它，直到发展到 P1003.4 实时扩展为止。事实上 1003.1b-1993 第 354 页谈到该名字破坏了约定，所列的原因是为了遵循已有的实践，从而提高可移植性。

例子

图5.17是一个演示实时信号的简单程序。该程序调用fork，子进程阻塞三种实时信号，父进程随后发送9个信号(三种实时信号中每种3个)，子进程接着解阻塞信号，我们于是看到每种信号各有多少个递交以及它们的先后递交顺序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 static void sig_rt(int, siginfo_t *, void *);
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     int         i, j;
7     pid_t       pid;
8     sigset_t    newset;
9     union sigval val;
10      printf("SIGRTMIN = %d, SIGRTMAX = %d\n", (int) SIGRTMIN, (int)
        SIGRTMAX);
11    if ((pid = Fork()) == 0) {
12            /* child: block three realtime signals */
13          Sigemptyset(&newset);
14          Sigaddset(&newset, SIGRTMAX);
15          Sigaddset(&newset, SIGRTMAX - 1);
16          Sigaddset(&newset, SIGRTMAX - 2);
17          Sigprocmask(SIG_BLOCK, &newset, NULL);
18              /* establish signal handler with SA_SIGINFO set */
19          Signal_rt(SIGRTMAX, sig_rt);
20          Signal_rt(SIGRTMAX - 1, sig_rt);
21          Signal_rt(SIGRTMAX - 2, sig_rt);
22          sleep(6);           /* let parent send all the signals */
23          Sigprocmask(SIG_UNBLOCK, &newset, NULL);  /* unblock */
24          sleep(3);           /* let all queued signals be delivered */
25          exit(0);
26    }
27          /* parent sends nine signals to child */
28    sleep(3);           /* let child block all signals */
29    for (i = SIGRTMAX; i >= SIGRTMAX - 2; i--) {
30          for (j = 0; j <= 2; j++) {
31                val.sival_int = j;
32                Sigqueue(pid, i, val);
33                printf("sent signal %d, val = %d\n", i, j);
34          }
35    }
36    exit(0);
37 }
38 static void
39 sig_rt(int signo, siginfo_t *info, void *context)
40 {
41    printf("received signal #%d, code = %d, ival = %d\n",
42          signo, info->si_code, info->si_value.sival_int);
43 }
```

图5.17 演示实时信号的简单测试程序[rtsignals/test1.c]

输出实时信号值

第 10 行　输出最小和最大实时信号值，以查看系统实现支持多少种实时信号。我们把这两个常值类型强制转换成一个整数，因为有些实现把这两个常值定义为调用 sysconf 的宏，例如：

```
#define SIGRTMAX (sysconf(_SC_RTSIG_MAX))
```

而 sysconf 返回一个长整数（见习题 5.4）。

fork：子进程阻塞三种实时信号

第 11～17 行　派生一个子进程，由子进程调用 sigprocmask 阻塞我们将使用的三种实时信号：SIGRTMAX、SIGRTMAX－1、SIGRTMAX－2。

建立信号处理程序

第 18～21 行　调用 signal_rt 函数（将在图 5.18 中给出），把我们的 sig_rt 函数作为这三种实时信号的处理程序建立。该函数设置 SA_SIGINFO 标志，再加上这三种信号都是实时信号，我们于是预期它们具备实时行为。该函数还设置执行信号处理程序期间需阻塞的信号掩码④。

等待父进程产生信号，然后解阻塞信号

第 22～25 行　等待 6 秒钟以允许父进程产生预定的 9 个信号。然后调用 sigprocmask 解阻塞那三种实时信号。该操作应允许所有排队的信号都被递交。子进程停顿另外 3 秒，以便信号处理程序调用 printf 9 次，然后终止。

父进程发送 9 个信号

第 27～26 行　父进程停顿 3 秒，以便子进程阻塞所有信号。父进程随后给那三种实时信号的第一种产生 3 个信号：i 取值这三种实时信号的值，对于每个 i 值，j 取值为 0、1 和 2。我们特意从最高的信号值开始产生信号，因为期待它们从最低的信号值开始递交。我们还伴随每个信号发送一个不同的整数值（sival_int），以验证一种给定信号的 3 次发生是按 FIFO 顺序产生的。

信号处理程序

第 38～43 行　我们的信号处理程序只是输出所递交信号的有关信息。

我们从图 5.10 注意到 printf 不是异步信号安全的，因而不能从信号处理程序

④ 作者注：无论何时处理不止一种实时信号，我们都必须给每种实时信号的信号处理函数指定一个 sa_mask 值，该掩码应该阻塞所有剩余的值较大的（即优先级较低的）实时信号。Posix 规则保证当有多种实时信号待处理时，值最小的信号最先递交，然而保证较低优先级的实时信号不中断当前信号处理函数却是我们的责任。我们通过给信号处理函数指定一个 sa_mask 值来做到这一点。

中调用。在这儿的小测试程序中，我们将它作为一个简单的诊断工具来调用。⑤

我们首先在 Solaris 2.6 下运行该程序，但是发现它的输出与我们预期的不一致。

```
solaris % test1
SIGRTMIN = 38, SIGRTMAX = 45          提供8种实时信号
                                      这儿停顿3秒
sent signal 45, val = 0               父进程现在发送9个信号
sent signal 45, val = 1
sent signal 45, val = 2
sent signal 44, val = 0
sent signal 44, val = 1
sent signal 44, val = 2
sent signal 43, val = 0
sent signal 43, val = 1
sent signal 43, val = 2
solaris %                             父进程终止，shell提示符输出
                                      在子进程解阻塞信号前停顿3秒
received signal #45, code = -2,ival = 2  子进程捕获信号
received signal #45, code = -2,ival = 1
received signal #45, code = -2,ival = 0
received signal #44, code = -2,ival = 2
received signal #44, code = -2,ival = 1
received signal #44, code = -2,ival = 0
received signal #43, code = -2,ival = 2
received signal #43, code = -2,ival = 1
received signal #43, code = -2,ival = 0
```

父进程发送的9个信号排了队，但是那三种信号是从值最大的信号开始产生的(而我们却期待值最小的信号最先产生)。对于一种给定信号，它的3个排了队的信号看来是以LIFO顺序而不是FIFO顺序递交的。si_code 的-2值对应 SI_QUEUE。

接着改在 Digital Unix 4.0B 下运行该程序，我们看到了预期的结果。

```
alpha % test1
```

---

⑤ 作者注：既然本例子中所有三种实时信号都从信号处理函数中相互阻塞了，也就是说在执行某个信号的处理函数期间，其他信号不会递交，因而不会中断当前信号处理函数的执行，这种情况下把 printf 作为一个简单的诊断工具来调用也许可行。然而输出各个信号递交顺序的更好技巧之一是按下述修改图5.17。首先分配两个全局变量：

```
static volatile siginfo_t arrival[10];
static volatile int       nsig;
```

然后让信号处理程序在该数组中保存其 info 参数：

```
static void
sig_rt(int signo, siginfo_t * info, void * context)
{
    arrival[nsig++] = * info;     /* save info for child to print */
}
```

最后由子进程在终止前输出该数组中的信息：

```
sleep(3);     /* let all queued signals be delivered */
for(i=0; i<nsig; i++) {
    printf("received signal #%d,code=%d,ival=%d\n",
        arrival[i].si_signo, arrival[i].si_code, arrival[i].si_value.sival_int);
}
exit(0);
```

```
SIGRTMIN = 33, SIGRTMAX = 48          提供 16 种实时信号
                                      这儿停顿 3 秒
sent signal 48, val = 0               父进程现在发送 9 个信号
sent signal 48, val = 1
sent signal 48, val = 2
sent signal 47, val = 0
sent signal 47, val = 1
sent signal 47, val = 2
sent signal 46, val = 0
sent signal 46, val = 1
sent signal 46, val = 2
alpha %                               父进程终止,shell 提示符输出
                                      在子进程解阻塞信号前停顿 3 秒
received signal #46, code = -1, ival = 0   子进程捕获信号
received signal #46, code = -1, ival = 1
received signal #46, code = -1, ival = 2
received signal #47, code = -1, ival = 0
received signal #47, code = -1, ival = 1
received signal #47, code = -1, ival = 2
received signal #48, code = -1, ival = 0
received signal #48, code = -1, ival = 1
received signal #48, code = -1, ival = 2
```

父进程发送的 9 个信号排队后按我们期等的顺序递交:值最小的信号最先递交,对于一种给定信号,它的 3 次发生按 FIFO 顺序递交。

Solaris 2.6 的实现看来存在缺陷。

signal_rt 函数

我们在 UNPv1 第 120 页[⑥]给出了自己的 signal 函数,它调用 Posix sigaction 函数建立一个提供可靠 Posix 语义的信号处理程序。现在我们把该函数修改成提供实时行为。我们称这个新函数为 signal_rt,如图 5.18 所示。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 Sigfunc_rt *
 3 signal_rt(int signo, Sigfunc_rt *func)
 4 {
 5     struct sigaction  act, oact;
 6     act.sa_sigaction = func;          /* must store function addr here */
 7     sigemptyset(&act.sa_mask);
 8     act.sa_flags = SA_SIGINFO;        /* must specify this for realtime */
 9     if (signo == SIGALRM) {
10 #ifdef    SA_INTERRUPT
11         act.sa_flags |= SA_INTERRUPT; /* SunOS 4.x */
12 #endif
13     } else {
14 #ifdef    SA_RESTART
15         act.sa_flags |= SA_RESTART;       /* SVR4, 44BSD */
16 #endif
```

⑥ 译者注:中译本书第 100～101 页。

```
17      }
18      if (sigaction(signo, &act, &oact) < 0)
19          return((Sigfunc_rt *) SIG_ERR);
20      return(oact.sa_sigaction);
21  }
```

图 5.18 提供实时行为的 signal_rt 函数[lib/signal_rt.c]

使用 typedef 简化函数原型

第 1～3 行 在我们的 unpipc.h 头文件(图 C.1)中,Sigfunc_rt 定义如下:

```
typedef void Sigfunc_rt(int,siginfo_t *, void *);
```

我们在本节早先说过,这是设置 SA_SIGINFO 标志前提下安装的信号处理程序的函数原型。

指定处理程序函数

第 5～7 行 加入实时信号支持后,sigaction 发生变化,即增加了新的 sa_sigaction 成员。

```
struct sigaction {
    void        (*sa_handler)();  /* SIG_DFL, SIG_IGN, or addr of signal handler */
    sigset_t    sa_mask;          /* additional signals to block */
    int         sa_flags;         /* signal options, SA_xxx */
    void        (*sa_sigaction)   (int, siginfo_t, void *);
                                  /* addr of signal handler if SA_SIGINFO set */
};
```

这里的规则是:

- 如果在 sa_flags 成员中设置了 SA_SIGINFO 标志,那么 sa_sigaction 成员指定信号处理函数的地址。
- 如果在 sa_flags 成员中没有设置 SA_SIGINFO 标志,那么 sa_handler 成员指定信号处理函数的地址。
- 为给某个信号指定缺省行为或忽略该信号,应把 sa_handler 设置为 SIG_DFL 或 SIG_IGN,并且不设置 SA_SIGINFO 标志。

设置 SA_SIGINFO

第 8～17 行 我们总是设置 SA_SIGINFO 标志,如果信号不是 SIGALRM,那就再指定 SA_RESTART 标志。

5.8 使用内存映射 I/O 实现 Posix 消息队列

我们现在提供一个使用内存映射 I/O 以及 Posix 互斥锁和条件变量完成的 Posix 消息队列的实现。

> 我们在第 7 章中讨论互斥锁和条件变量,在第 12 章和第 13 章中讨论内存映射 I/O。你可能希望跳过本节,阅读完所列各章后再返回来。

图 5.19 展示了我们用于实现 Posix 消息队列的各种数据结构的布局。该图中我们假设

消息队列创建成最多容纳 4 个消息，每个消息 7 个字节。

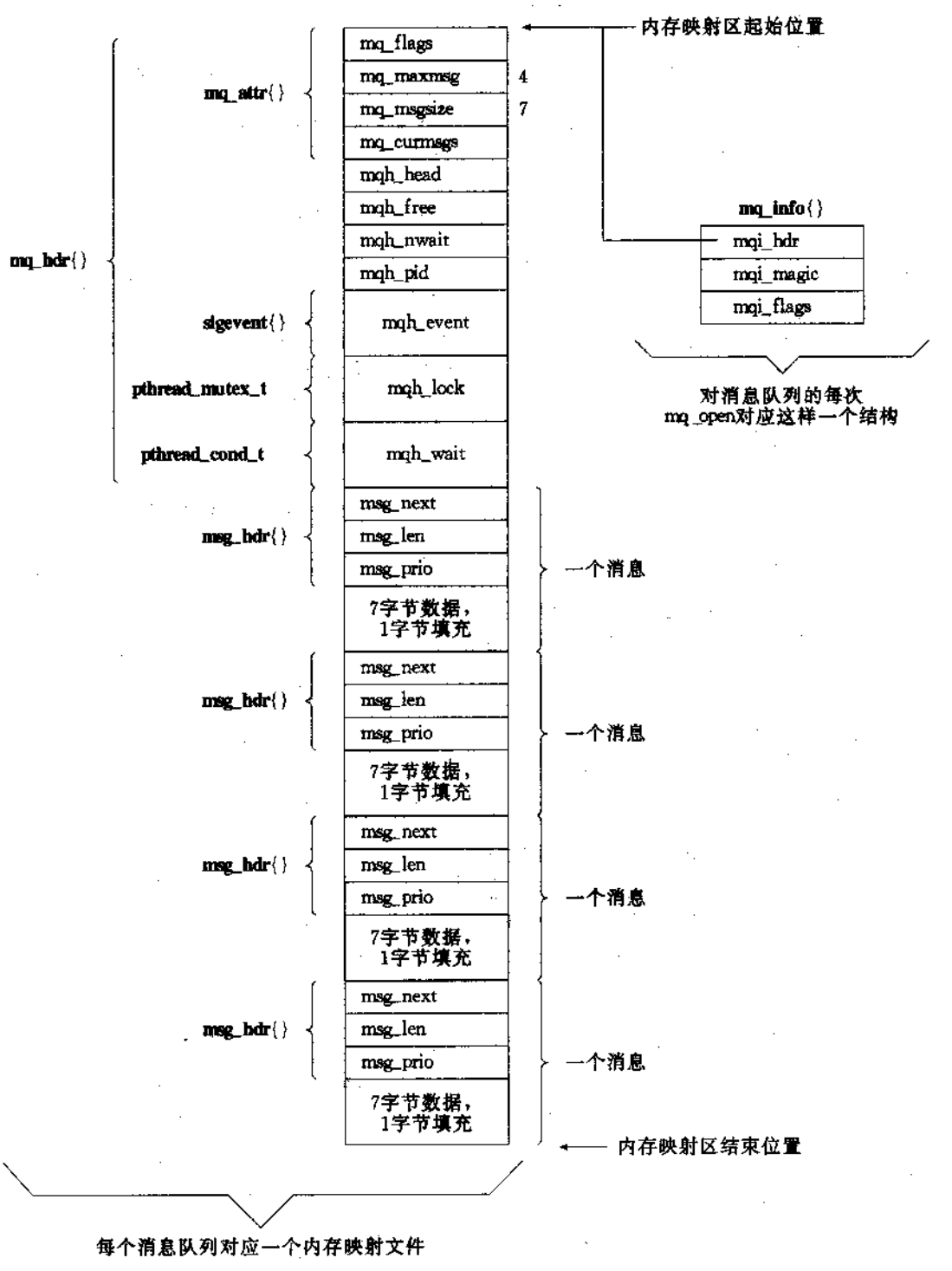


图 5.19　使用内存映射文件实现 Posix 消息队列的各种数据结构的布局

图 5.20 给出了我们的 mqueue.h 头文件，它定义了本实现的基本结构。

```
1 typedef struct mq_info     *mqd_t;  /* opaque datatype */
2 struct mq_attr {
3   long     mq_flags;              /* message queue flag: O_NONBLOCK */
4   long     mq_maxmsg;             /* max number of messages allowed on queue */
5   long     mq_msgsize;            /* max size of a message (in bytes) */
6   long     mq_curmsgs;            /* number of messages currently on queue */
7 };
8   /* one mymq_hdr{} per queue, at beginning of mapped file */
9 struct mq_hdr {
10  struct   mq_attr      mqh_attr;  /* the queue's attributes */
11  long     mqh_head;              /* index of first message */
12  long     mqh_free;              /* index of first free message */
13  long     mqh_nwait;             /* #threads blocked in mq_receive() */
14  pid_t    mqh_pid;               /* nonzero PID if mqh_event set */
15  struct sigevent mqh_event;      /* for mq_notify() */
16  pthread_mutex_t mqh_lock;       /* mutex lock */
17  pthread_cond_t  mqh_wait;       /* and condition variable */
18 };
19    /* one mymsg_hdr{} at the front of each message in the mapped file */
20 struct msg_hdr {
21  long     msg_next;              /* index of next on linked list */
22        /* msg_next must be first member in struct */
23  ssize_t  msg_len;               /* actual length */
24  unsigned int  msg_prio;         /* priority */
25 };
26      /* one mq_info{} malloc'ed per process per mq_open() */
27 struct mq_info {
28  struct   mq_hdr *mqi_hdr;       /* start of mmap'ed region */
29  long     mqi_magic;             /* magic number if open */
30  int      mqi_flags;             /* flags for this process */
31 };
32 #define     MQI_MAGIC   0x98765432
33      /* size of message in file is rounded up for alignment */
34 #define     MSGSIZE(i)  ((((i) + sizeof(long)-1) / sizeof(long)) * sizeof(long))
```

图 5.20 mqueue.h 头文件[my_pxmsg_mmap/mqueue.h]

mqd_t 数据类型

第 1 行 我们的消息队列描述字只是一个指向某个 mq_info 结构的指针。每次调用 mq_open 分配一个这种结构，其指针就返回给调用者。这一点再次强调了消息队列描述字不必是一个小整数，像文件描述字那样——唯一的 Posix 要求是这种类型类型不能是一个数组类型。

mq_hdr 结构

第 8～18 行 该结构出现在映射文件的开头，含有针对每个队列的所有信息。mq_attr 结构的 mq_flags 成员没有用上，因为标志(唯一定义了的是非阻塞标志)必须以每次打开为基而不是以每个队列为基来维护。也就是说，标志在 mq_info 结构中维护。该结构的其余成员随它们在各种函数中的使用而说明。

现在开始注意，我们称之为索引(index)的任何东西(本结构的 mqh_head 和 mqh_free 成员，下一个结构的 msg_next 成员)含有从映射文件头开始的字节索引。举例来说，Solaris 2.6 下 mq_hdr 结构的大小为 96 字节，因此该头部之后第一个消息的索引为 96。图 5.19 中的每个消息占据 20 字节(12 字节的 msg_hdr 结构和 8 字节的消息数据)，因此其余三个消息的索引分别为 116、136 和 156，该映射文件的大小为 176 字节。这些索引用于维护映射文件中的两个链表：一个链表(mqh_head)含有当前在队列中的所有消息，另一个链表(mqh_free)含有队列中的所有空闲消息。我们不能给这些链表指针使用真正的内存指针(地址)，因为同一映射文件在映射它的各个进程中可以在不同的内存地址开始(如图 13.6 中所示)。

msg_hdr 结构

第 19～25 行　该结构出现在映射文件中每个消息的开头。所有消息要么在消息链表中，要么在空闲链表中，msg_next 成员含有本链表中下一个消息的索引(如果本消息为所在链表最后一个消息，那么下一个消息的索引为 0)。msg_len 是消息数据的真正长度，对于图 5.19 中的例子来说，它可以在 0～7 字节之间(包括 0 和 7)。msg_prio 是由 mq_send 的调用者赋予消息的优先级。

mq_info 结构

第 26～32 行　每次打开一个队列时，mq_open 动态分配一个这种结构，它由 mq_close 释放。mqi_hdr 指向映射文件(由 mmap 返回的起始地址)。我们的实现中的基本数据类型 mqd_t 就是指向该结构的指针，该指针是 mq_open 的返回值。

mq_info 结构一旦初始化，其 mqi_magic 成员便含有 MQI_MAGIC，被传递以一个 mqd_t 指针的每个函数都检查该成员，以确信该指针确实指向一个 mq_info 结构。mqi_flags 成员含有当前队列的本次打开实例的非阻塞标志。

MSGSIZE 宏

第 33～34 行　为了对齐的目的，我们希望映射文件中的每个消息从一个长整数边界开始。因此，如果每个消息的最大大小不是这样对齐的，我们就得给每个消息的数据部分增加 1～3 个填充字节，如图 5.19 中所示。这里假设长整数的大小为 4 字节(对于 Solaris 2.6 来说是正确的)，但是如果长整数的大小为 8 字节(Digit Unix 4.0 上就是这样)，那么填充字节数在 1～7 之间。

mq_open 函数

图 5.21 给出了 mq_open 函数的第一部分，它创建一个新消息队列或打开一个已存在的消息队列。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "mqueue.h"
3 #include    <stdarg.h>
4 #define     MAX_TRIES   10      /* for waiting for initialization */
5 struct mq_attr  defattr =
6 {0, 128, 1024, 0};
7 mqd_t
8 mq_open(const char *pathname, int oflag, ...)
```

```
 9 {
10      int         i, fd, nonblock, created, save_errno;
11      long        msgsize, filesize, index;
12      va_list     ap;
13      mode_t      mode;
14      int8_t      *mptr;
15      struct stat statbuff;
16      struct mq_hdr    *mqhdr;
17      struct msg_hdr   *msghdr;
18      struct mq_attr   *attr;
19      struct mq_info   *mqinfo;
20      pthread_mutexattr_t     mattr;
21      pthread_condattr_t      cattr;
22      created = 0;
23      nonblock = oflag & O_NONBLOCK;
24      oflag &= ~O_NONBLOCK;
25      mptr = (int8_t *) MAP_FAILED;
26      mqinfo = NULL;
27  again:
28      if (oflag & O_CREAT) {
29          va_start(ap, oflag);            /* init ap to final named argument */
30          mode = va_arg(ap, va_mode_t) & ~S_IXUSR;
31          attr = va_arg(ap, struct mq_attr *);
32          va_end(ap);
33              /* open and specify O_EXCL and user-execute */
34          fd = open(pathname, oflag | O_EXCL | O_RDWR, mode | S_IXUSR);
35          if (fd < 0) {
36              if (errno == EEXIST && (oflag & O_EXCL) == 0)
37                  goto exists;            /* already exists, OK */
38              else
39                  return((mqd_t) -1);
40          }
41          created = 1;
42              /* first one to create the file initializes it */
43          if (attr == NULL)
44              attr = &defattr;
45          else {
46              if (attr->mq_maxmsg <= 0 || attr->mq_msgsize <= 0) {
47                  errno = EINVAL;
48                  goto err;
49              }
50          }
```

图 5.21 mq_open 函数:第一部分[my_pxmsg_mmap/mq_open.c]

处理可变长度参数表

第 29～32 行 本函数可以以两个或四个参数调用,取决于是否指定了 O_CREAT 标志。当指定了该标志时,第三个参数的类型为 mode_t,它是一个简单的系统数据类型,可以是任意类型的整数。我们遇到的问题是在 BSD/OS 上,它把该数据类型定义为 unsigned short 整数(占据 16 位)。既然该实现上的整数占据 32 位,而且参数表中的所有短整数都被扩展成整数,因此 C 编译器把这种类型的参数从 16 位扩展到 32 位。但是如果在 va_arg 调用中指定 mode_t,那它将在栈中走过 16 位指向下一个参数,然而本参数已被扩展为占据 32

位。为此我们必须定义自己的数据类型 va_mode_t，它在 BSD/OS 下是整数，在其他系统下是类型 mode_t。我们的 unpipc.h 头文件(图 C.1)中的如下各行处理这个移植性问题：

```
#ifdef    __bsdi__
#define   va_mode_t    int
#else
#define   va_mode_t    mode_t
#endif
```

第 30 行　我们关掉 mode 变量中的用户执行位(S_IXUSR)，其原因稍后解释。

创建一个新消息队列

第 33～34 行　按照由调用者指定的名字创建一个普通文件，并打开它的用户执行位。

处理潜在的竞争状态

第 35～40 行　要是我们只是打开该文件，内存映射其内容，并在调用者指定 O_CREAT 标志前提下初始化映射文件(如稍后所述)，就会碰到一个竞争状态。一个消息队列只在调用者指定了 O_CREAT 标志并且该消息队列原先不存在时才会由 mq_open 初始化。这意味着我们需要某种方法来检测消息队列是否存在。为此目的，我们总是在 open 由调用者给定的文件时指定 O_EXCL 标志。但是只有调用者指定了 O_EXCL 标志时，来自 open 的 EEXIST 出错返回才会成为出自 mq_open 的错误。否则，如果 open 返回一个 EEXIST 错误，那说明由调用者给定的文件已经存在，我们就像 O_CREAT 标志未曾指定过那样向前跳到图 5.23。

可能的竞争状态是因为使用一个内存映射文件代表一个消息队列需要两个步骤来初始化一个新的消息队列：首先必须使用 open 创建该文件，其次必须初始化该文件的内容(稍后描述)。如果有两个线程(可以在同一进程或不同进程中)几乎同时调用 mq_open，问题就会发生。一个线程创建该文件，然后系统在该线程完成初始化之前切换到第二个线程。第二个线程检测到该文件已存在(使用 O_EXCL 标志 open)，于是立即尝试使用该消息队列。我们使用该文件的用户执行位来指示该消息队列尚未初始化。该位只能由真正创建该文件的线程使能(使用 O_EXCL 标志检测是否本线程创建了该文件)，这个线程随后初始化该消息队列，并关掉用户执行位。我们在图 10.43 和图 10.52 中将遇到类似的竞争状态。

检查属性

第 42～50 行　如果调用者给 mq_open 的最后一个参数指定了一个空指针，我们就使用图 5.21 开始处给出的缺省属性：128 个消息，每个消息 1024 字节。如果调用者指定了属性，我们就验证 mq_maxmsg 和 mq_msgsize 为正数。

mq_open 函数的第二部分在图 5.22 中给出；它完成一个新队列的初始化。

```
51          /* calculate and set the file size */
52      msgsize = MSGSIZE(attr->mq_msgsize);
53      filesize = sizeof(struct mq_hdr) + (attr->mq_maxmsg *
54                  (sizeof(struct msg_hdr) + msgsize));
55      if (lseek(fd, filesize - 1, SEEK_SET) == -1)
56          goto err;
57      if (write(fd, "", 1) == -1)
58          goto err;
```

```
59              /* memory map the file */
60          mptr = mmap(NULL, filesize, PROT_READ | PROT_WRITE,
61                      MAP_SHARED, fd, 0);
62          if (mptr == MAP_FAILED)
63              goto err;
64              /* allocate one mymq_info() for the queue */
65          if ( (mqinfo = malloc(sizeof(struct mq_info))) == NULL)
66              goto err;
67          mqinfo->mqi_hdr = mqhdr = (struct mq_hdr *) mptr;
68          mqinfo->mqi_magic = MQI_MAGIC;
69          mqinfo->mqi_flags = nonblock;
70              /* initialize header at beginning of file */
71              /* create free list with all messages on it */
72          mqhdr->mqh_attr.mq_flags = 0;
73          mqhdr->mqh_attr.mq_maxmsg = attr->mq_maxmsg;
74          mqhdr->mqh_attr.mq_msgsize = attr->mq_msgsize;
75          mqhdr->mqh_attr.mq_curmsgs = 0;
76          mqhdr->mqh_nwait = 0;
77          mqhdr->mqh_pid = 0;
78          mqhdr->mqh_head = 0;
79          index = sizeof(struct mq_hdr);
80          mqhdr->mqh_free = index;
81          for (i = 0; i < attr->mq_maxmsg - 1; i++) {
82              msghdr = (struct msg_hdr *) &mptr[index];
83              index += sizeof(struct msg_hdr) + msgsize;
84              msghdr->msg_next = index;
85          }
86          msghdr = (struct msg_hdr *) &mptr[index];
87          msghdr->msg_next = 0;           /* end of free list */
88              /* initialize mutex & condition variable */
89          if ( (i = pthread_mutexattr_init(&mattr)) != 0)
90              goto pthreaderr;
91          pthread_mutexattr_setpshared(&mattr, PTHREAD_PROCESS_SHARED);
92          i = pthread_mutex_init(&mqhdr->mqh_lock, &mattr);
93          pthread_mutexattr_destroy(&mattr);  /* be sure to destroy */
94          if (i != 0)
95              goto pthreaderr;
96          if ( (i = pthread_condattr_init(&cattr)) != 0)
97              goto pthreaderr;
98          pthread_condattr_setpshared(&cattr, PTHREAD_PROCESS_SHARED);
99          i = pthread_cond_init(&mqhdr->mqh_wait, &cattr);
100         pthread_condattr_destroy(&cattr);   /* be sure to destroy */
101         if (i != 0)
102             goto pthreaderr;
103             /* initialization complete, turn off user-execute bit */
104         if (fchmod(fd, mode) == -1)
105             goto err;
106         close(fd);
107         return((mqd_t) mqinfo);
108     }
```

图 5.22 mq_open 函数第二部分：完成新队列的初始化[my_pxmsg_mmap/mq_open.c]

设置文件大小

第 51～58 行　计算每个消息的大小，并向上舍入到下一个长整数大小的倍数。计算文件大小时包括在该文件开头分配的 mq_hdr 结构和在每个消息开头分配的 msg_hdr 结构所占的空间在内(图 5.19)。使用 lseek 设置新创建文件的大小，然后往当前读写位置写入字节 0。只调用 ftruncate(13.3 节)会更容易些，但是我们不能保证它可用来增长一个文件的大小。

内存映射该文件

第 59～63 行　使用 mmap 内存映射该文件。

分配 mq_info 结构

第 64～66 行　我们给 mq_open 的每次调用分配一个 mq_info 结构。然后初始化该结构。

初始化 mq_hdr 结构

第 67～68 行　初始化 mq_hdr 结构。设置消息链表的头(mqh_head)为 0，把队列中所有消息加到空闲链表(mgh_free)中。

初始化互斥锁和条件变量

第 88～102 行　既然只要知道一个 Posix 消息队列的名字并具有足够的权限，任何进程都能共享它，因此我们必须以 PTHEAD_PROCESS_SHARED 属性初始化互斥锁和条件变量。为此我们首先调用 pthread_mutexattr_init 初始化一个互斥锁属性结构，再调用 pthread_mutexattr_setpshared 在该结构中设置进程间共享属性，然后调用 pthread_mutex_init 初始化互斥锁。对于条件变量也完成几乎同样的步骤。我们小心地努力摧毁初始化用的互斥锁属性或条件变量属性，即使发生错误也这样，因为调用 pthread_mutexattr_init 或 pthread_condattr_init 可能隐含分配了内存空间(习题 7.3)。

关掉用户执行位

第 103～107 行　一旦消息队列已初始化，我们就关掉用户执行位。这样指示消息队列已初始化完毕。我们还 close 已内存映射的文件，因为映射到内存后就没有必要保持它继续打开着(这样会占用一个描述字)。

图 5.23 给出了 mq_open 函数的最后一部分，它打开一个已存在的队列。

```
109 exists:
110         /* open the file then memory map */
111     if ( (fd = open(pathname, O_RDWR)) < 0) {
112         if (errno == ENOENT && (oflag & O_CREAT))
113             goto again;
114         goto err;
115     }
116         /* make certain initialization is complete */
117     for (i = 0; i < MAX_TRIES; i++) {
118         if (stat(pathname, &statbuff) == -1) {
119             if (errno == ENOENT && (oflag & O_CREAT)) {
120                 close(fd);
121                 goto again;
```

```
122                 }
123                 goto err;
124             }
125             if ((statbuff.st_mode & S_IXUSR) == 0)
126                 break;
127             sleep(1);
128         }
129         if (i == MAX_TRIES) {
130             errno = ETIMEDOUT;
131             goto err;
132         }
133         filesize = statbuff.st_size;
134         mptr = mmap(NULL,filesize,PROT_READ | PROT_WRITE,MAP_SHARED,fd, 0);
135         if (mptr == MAP_FAILED)
136             goto err;
137         close(fd);
138             /* allocate one mymq_info{} for each open */
139         if ( (mqinfo = malloc(sizeof(struct mq_info))) == NULL)
140             goto err;
141         mqinfo->mqi_hdr = (struct mq_hdr *) mptr;
142         mqinfo->mqi_magic = MQI_MAGIC;
143         mqinfo->mqi_flags = nonblock;
144         return((mqd_t) mqinfo);
145 pthreaderr:
146         errno = i;
147 err:
148             /* don't let following function calls change errno */
149         save_errno = errno;
150         if (created)
151             unlink(pathname);
152         if (mptr != MAP_FAILED)
153             munmap(mptr, filesize);
154         if (mqinfo != NULL)
155             free(mqinfo);
156         close(fd);
157         errno = save_errno;
158         return((mqd_t) -1);
159 }
```

图 5.23 mq_open 函数第三部分：打开已存在的队列[my_pxmsg_mmap/mq_open.c]

打开已存在的消息队列

第 109～115 行 我们是在 O_CREAT 标志未指定或 O_CREAT 指定了但消息队列已存在的条件下到达这儿的。这两种情况下，我们将打开一个已存在的消息队列。我们 open 含有该消息队列的文件来读写，并使用 mmap 把该文件内存映射到当前进程的地址空间中。

> 就打开模式而言，我们的实现简化了。即使调用者指定了 O_RDONLY，我们也必须给 open 和 mmap 指定读写访问，因为不可能从一个队列中读出一个消息而不改变该队列所在的内存映射文件。同样地，我们不可能往一个队列中写入一个消息而不读其内存映射文件。解决这个问题的方法之一是在 mq_info 结构中保存打开模式(O_RDONLY、O_WRONLY 或 O_RDWR)，然后在各

个函数中检查这个模式。例如，如果打开模式是 O_WRONLY，mq_receive 就应该失败。

验证消息队列已初始化

第 116～132 行　我们必须等待消息队列的初始化（以防多个线程几乎同时尝试创建同一个消息队列）。为此我们调用 stat 查看内存映射文件的权限（stat 结构的 st_mode 成员）。如果用户执行位已关掉，那么消息队列已被初始化。

这段代码还处理另外一个可能的竞争状态。假设不同进程中的两个线程几乎同时打开同一个消息队列。第一个线程创建了由调用者给定的文件后阻塞在图 5.22 中的 lseek 调用中。第二个线程发现该文件已存在，于是跳转到 exists 标号处，在那儿它再次打开文件，然后阻塞。第一个线程再次运行，然而它在图 5.22 中的 mmap 调用失败（也许是因为它超过了自己的虚存限制），于是跳转到 err 标号处 unlink 自己创建的文件。第二个线程继续运行，然而要是我们调用 fstat 而不是 stat 的话，该线程就可能从等待该文件初始化的 for 循环中超时出来。于是我们改为调用 stat，而且如果它返回一个文件不存在的错误，同时 O_CREAT 标志已指定，那么我们跳转到 again 标号处（图 5.21）以再次创建该文件。这种可能的竞争状态也是我们在 open 调用中检查 ENOENT 错误的原因。

内存映射文件；分配并初始化 mq_info 结构

第 133～144 行　内存映射消息队列所在文件，然后关闭该文件的描述字。分配一个 mq_info 结构并初始化。返回值为指向这个新分配 mq_info 结构的指针。

处理错误

第 145～158 行　当在本函数中此前某处检测到一个错误时，程序将跳转到 err 标号处，同时 errno 已被设置成将由 mq_open 返回的值。这里我们小心地保证检测到错误后调用的用于清理的函数不影响将由本函数返回的 errno 值。

mq_close 函数

图 5.24 给出了我们的 mq_close 函数。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "mqueue.h"
 3 int
 4 mq_close(mqd_t mqd)
 5 {
 6     long  msgsize, filesize;
 7     struct mq_hdr    *mqhdr;
 8     struct mq_attr   *attr;
 9     struct mq_info   *mqinfo;
10     mqinfo = mqd;
11     if (mqinfo->mqi_magic != MQI_MAGIC) {
12         errno = EBADF;
13         return(-1);
14     }
15     mqhdr = mqinfo->mqi_hdr;
16     attr = &mqhdr->mqh_attr;
17     if (mq_notify(mqd, NULL) != 0)     /* unregister calling process */
```

```
18          return(-1);
19      msgsize = MSGSIZE(attr->mq_msgsize);
20      filesize = sizeof(struct mq_hdr) + (attr->mq_maxmsg *
21                      (sizeof(struct msg_hdr) + msgsize));
22      if (munmap(mqinfo->mqi_hdr, filesize) == -1)
23          return(-1);
24      mqinfo->mqi_magic = 0;          /* just in case */
25      free(mqinfo);
26      return(0);
27  }
```

图 5.24 mq_close 函数[my_pxmsg_mmap/mq_close.c]

取得指向各个结构的指针

第 10～16 行 验证参数的有效性后，取得指向内存映射区(mqhdr)和属性(在 mq_hdr 结构中)的指针。

注销调用进程

第 17～18 行 调用 mq_notify 注销调用进程接收待关闭队列的通知。如果该进程已注册，它就被注销，但是如果它未注册过，那也不返回错误。

撤销内存区映射，释放内存空间

第 19～25 行 给 munmap 计算待撤销内存映射的文件的大小，释放对应消息队列描述字的 mq_info 结构所用的内存空间。为防止本函数的调用者在该内存区被 malloc 重用之前继续使用已关闭的消息队列描述字，我们把魔数设置为 0，这样我们的消息队列函数以后将检测到该错误。

注意，如果进程没有调用 mq_close 就终止，那么进程终止时发生同样的操作：内存映射文件被撤销映射，内存空间被释放。

mq_unlink 函数

图 5.25 给出了我们的 mq_unlink 函数，它删除与我们定义的某个消息队列关联的名字。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "mqueue.h"
3 int
4 mq_unlink(const char *pathname)
5 {
6     if (unlink(pathname) == -1)
7         return(-1);
8     return(0);
9 }
```

图 5.25 mq_unlink 函数[my_pxmsg_mmap/mq_unlink.c]

mq_getattr 函数

图 5.26 给出了我们的 mq_getattr 函数，它返回调用者指定的队列的当前属性。

```
1 #include    "unpipc.h"
```

```
 2 #include    "mqueue.h"
 3 int
 4 mq_getattr(mqd_t mqd, struct mymq_attr *mqstat)
 5 {
 6     int            n;
 7     struct mq_hdr    *mqhdr;
 8     struct mq_attr   *attr;
 9     struct mq_info   *mqinfo;
10     mqinfo = mqd;
11     if (mqinfo->mqi_magic != MQI_MAGIC) {
12         errno = EBADF;
13         return(-1);
14     }
15     mqhdr = mqinfo->mqi_hdr;
16     attr = &mqhdr->mqh_attr;
17     if ( (n = pthread_mutex_lock(&mqhdr->mqh_lock)) != 0) {
18         errno = n;
19         return(-1);
20     }
21     mqstat->mq_flags = mqinfo->mqi_flags;      /* per-open */
22     mqstat->mq_maxmsg = attr->mq_maxmsg;   /* remaining three per-queue */
23     mqstat->mq_msgsize = attr->mq_msgsize;
24     mqstat->mq_curmsgs = attr->mq_curmsgs;
25     pthread_mutex_unlock(&mqhdr->mqh_lock);
26     return(0);
27 }
```

图 5.26　mq_getattr 函数[my_pxmsg_mmap/mq_getattr.c]

获取队列的互斥锁

第 17～20 行　在取得属性前，必须获取由调用者指定的消息队列的互斥锁，以免另外某个线程中途修改它们。

mq_setattr 函数

图 5.27 给出了我们的 mq_setattr 函数，它给调用者指定的队列设置当前属性。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "mqueue.h"
 3 int
 4 mq_setattr(mqd_t mqd, const struct mq_attr *mqstat,
 5             struct mq_attr *omqstat)
 6 {
 7     int            n;
 8     struct mq_hdr    *mqhdr;
 9     struct mq_attr   *attr;
10     struct mq_info   *mqinfo;
11     mqinfo = mqd;
12     if (mqinfo->mqi_magic != MQI_MAGIC) {
13         errno = EBADF;
14         return(-1);
15     }
16     mqhdr = mqinfo->mqi_hdr;
```

```
17      attr = &mqhdr->mqh_attr;
18      if ( (n = pthread_mutex_lock(&mqhdr->mqh_lock)) != 0) {
19          errno = n;
20          return(-1);
21      }
22      if (omqstat != NULL) {
23          omqstat->mq_flags = mqinfo->mqi_flags;      /* previous attributes */
24          omqstat->mq_maxmsg = attr->mq_maxmsg;
25          omqstat->mq_msgsize = attr->mq_msgsize;
26          omqstat->mq_curmsgs = attr->mq_curmsgs;     /* and current status */
27      }
28      if (mqstat->mq_flags & O_NONBLOCK)
29          mqinfo->mqi_flags |= O_NONBLOCK;
30      else
31          mqinfo->mqi_flags &= ~O_NONBLOCK;
32      pthread_mutex_unlock(&mqhdr->mqh_lock);
33      return(0);
34  }
```

图 5.27 mq_setattr 函数[my_pxmsg_mmap/mq_setattr.c]

返回当前属性

第 22～27 行 如果第三个参数是一个非空指针，那就在修改属性前取得先前的属性和当前的状态。

修改 mq_flags

第 28～31 行 可使用本函数修改的唯一属性是 mq_flags，我们将它放置在 mq_info 结构中。

mq_notify 函数

图 5.28 给出的 mq_notify 函数注册或注销调用进程接收所指定队列的通知的属性。我们追踪当前已注册接收出自某个队列的通知的进程，办法是将它的进程 ID 存放在对应该队列的 mq_hdr 结构的 mqh_pid 成员中。对于一个给定队列，每次只有一个进程可注册。当一个进程注册自身时，它还把通过函数参数指定的 sigevent 结构保存到 mqh_event 结构中。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  #include    "mqueue.h"
3  int
4  mq_notify(mqd_t mqd, const struct sigevent *notification)
5  {
6      int             n;
7      pid_t           pid;
8      struct mq_hdr   *mqhdr;
9      struct mq_info  *mqinfo;
10     mqinfo = mqd;
11     if (mqinfo->mqi_magic != MQI_MAGIC) {
12         errno = EBADF;
13         return(-1);
14     }
15     mqhdr = mqinfo->mqi_hdr;
```

```
16      if ( (n = pthread_mutex_lock(&mqhdr->mqh_lock)) != 0) {
17          errno = n;
18          return(-1);
19      }
20      pid = getpid();
21      if (notification == NULL) {
22          if (mqhdr->mqh_pid == pid) {
23              mqhdr->mqh_pid = 0;     /* unregister calling process */
24          }                           /* no error if caller not registered */
25      } else {
26          if (mqhdr->mqh_pid != 0) {
27              if (kill(mqhdr->mqh_pid, 0) != -1 || errno != ESRCH) {
28                  errno = EBUSY;
29                  goto err;
30              }
31          }
32          mqhdr->mqh_pid = pid;
33          mqhdr->mqh_event = *notification;
34      }
35      pthread_mutex_unlock(&mqhdr->mqh_lock);
36      return(0);
37  err:
38      pthread_mutex_unlock(&mqhdr->mqh_lock);
39      return(-1);
40  }
```

图 5.28　mq_notify 函数[my_pxmsg_mmap/mq_notify.c]

注销调用进程

第 20～24 行　如果第二个参数是个空指针，那么注销调用进程接收所指定队列的通知的属性。可能让人奇怪的是，调用进程未曾被注册接收该队列的通知并不作为一种错误指定。

注册调用进程

第 25～34 行　如果某个进程已被注册，我们就通过向它发送信号 0(称为空信号(null signal))以检查它是否仍然存在。这么做只是执行普通的出错检查，而不发送任何信号，当该进程不存在时返回一个 ESRCH 错误。如果先前注册了的进程仍然存在，本函数就返回一个 EBUSY 错误。否则，保存调用进程的进程 ID 以及调用者的 sigevent 结构。

> 这儿测试先前注册了的进程是否存在的方法是不完善的。该进程可能终止，其进程 ID 却在以后某个时刻被重用。

mq_send 函数

图 5.29 给出了我们的 mq_send 函数的前半部分。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "mqueue.h"

3 int
4 mq_send(mqd_t mqd, const char *ptr, size_t len, unsigned int prio)
5 {
6     int       n;
```

```
 7    long      index, freeindex;
 8    int8_t    *mptr;
 9    struct sigevent   *sigev;
10    struct mq_hdr     *mqhdr;
11    struct mq_attr    *attr;
12    struct msg_hdr    *msghdr, *nmsghdr, *pmsghdr;
13    struct mq_info    *mqinfo;
14    mqinfo = mqd;
15    if (mqinfo->mqi_magic != MQI_MAGIC) {
16        errno = EBADF;
17        return(-1);
18    }
19    mqhdr = mqinfo->mqi_hdr;        /* struct pointer */
20    mptr = (int8_t *) mqhdr;        /* byte pointer */
21    attr = &mqhdr->mqh_attr;
22    if ( (n = pthread_mutex_lock(&mqhdr->mqh_lock)) != 0) {
23        errno = n;
24        return(-1);
25    }
26    if (len > attr->mq_msgsize) {
27        errno = EMSGSIZE;
28        goto err;
29    }
30    if (attr->mq_curmsgs == 0) {
31        if (mqhdr->mqh_pid != 0 && mqhdr->mqh_nwait == 0) {
32            sigev = &mqhdr->mqh_event;
33            if (sigev->sigev_notify == SIGEV_SIGNAL) {
34                sigqueue(mqhdr->mqh_pid, sigev->sigev_signo,
35                         sigev->sigev_value);
36            }
37            mqhdr->mqh_pid = 0;             /* unregister */
38        }
39    } else if (attr->mq_curmsgs >= attr->mq_maxmsg) {
40            /* queue is full */
41        if (mqinfo->mqi_flags & O_NONBLOCK) {
42            errno = EAGAIN;
43            goto err;
44        }
45            /* wait for room for one message on the queue */
46        while (attr->mq_curmsgs >= attr->mq_maxmsg)
47            pthread_cond_wait(&mqhdr->mqh_wait, &mqhdr->mqh_lock);
48    }
```

图 5.29 mq_send 函数：前半部分[my_pxmsg_mmap/mq_send.c]

初始化

第 14～29 行 取得指向我们将使用的各个结构的指针，获取访问调用者指定的队列的互斥锁。检查待发送消息的大小没有超过该队列的最大消息大小。

检查队列是否为空，若合适则发送通知

第 30～38 行 如果是在往一个空队列中放置消息，我们就检查是否有某个进程被注册接收出自该队列的通知，并检查是否有某个线程阻塞在 mq_receive 调用中。对于后面那种

检查而言，我们将看到图 5.31 和图 5.32 中的 mq_receive 函数维护着一个存放阻塞在空队列上的线程数的计数器(mqh_nwait)。如果该计数器的值为非零，我们就向已注册了的进程发送任何通知。我们只处理 SIGEV_SIGNAL 这种通知方式，其信号通过调用 sigqueue 发出。已注册了的进程随后被注销。

> 调用 sigqueue 发送信号导致向信号处理程序传递的 siginfo_t 结构(5.7 节)中 si_code 成员的值为 SI_QUEUE，这是不正确的，正确的值应为 SI_MESGQ。从用户进程中产生正确的 si_code 取决于实现。[IEEE 1996]第 433 页提到，要从一个用户函数库中产生该信号，需用到进入信号产生机制的一个隐藏接口。

检查队列是否填满

第 39～48 行　如果调用者指定的队列已填满，但是 O_NONBLOCK 标志已设置，我们就返回一个 EAGAIN 错误。否则，我们等待在条件变量 mqh_wait 上，该条件变量由我们的 mq_receive 函数从某个填满的队列中读出一个消息时发给信号。

> 就 mq_send 调用被某个由其调用进程捕获的信号中断时返回一个 EINTR 错误而言，我们的实现简化了。问题在于当信号处理程序返回时，pthread_cond_wait 并不返回一个错误：它可能返回一个为 0 的值(这看来是次虚假的唤醒)，也可能根本不返回。绕过这一问题的方法确实存在，但每种方法都不简单。

图 5.30 给出了 mq_send 函数的后半部分。至此我们已知道调用者指定的队列中有写入新消息的空间。

```
49          /* nmsghdr will point to new message */
50      if ( (freeindex = mqhdr->mqh_free) == 0)
51          err_dump("mq_send: curmsgs = %ld; free = 0", attr->mq_curmsgs);
52      nmsghdr = (struct msg_hdr *) &mptr[freeindex];
53      nmsghdr->msg_prio = prio;
54      nmsghdr->msg_len = len;
55      memcpy(nmsghdr + 1, ptr, len);              /* copy message from caller */
56      mqhdr->mqh_free = nmsghdr->msg_next;        /* new freelist head */
57          /* find right place for message in linked list */
58      index = mqhdr->mqh_head;
59      pmsghdr = (struct msg_hdr *) &(mqhdr->mqh_head);
60      while (index != 0) {
61          msghdr = (struct msg_hdr *) &mptr[index];
62          if (prio > msghdr->msg_prio) {
63              nmsghdr->msg_next = index;
64              pmsghdr->msg_next = freeindex;
65              break;
66          }
67          index = msghdr->msg_next;
68          pmsghdr = msghdr;
69      }
70      if (index == 0) {
71              /* queue was empty or new goes at end of list */
72          pmsghdr->msg_next = freeindex;
73          nmsghdr->msg_next = 0;
74      }
```

```
75          /* wake up anyone blocked in mq_receive waiting for a message */
76      if (attr->mq_curmsgs == 0)
77          pthread_cond_signal(&mqhdr->mqh_wait);
78      attr->mq_curmsgs++;
79      pthread_mutex_unlock(&mqhdr->mqh_lock);
80      return(0);
81  err:
82      pthread_mutex_unlock(&mqhdr->mqh_lock);
83      return(-1);
84  }
```

图 5.30 mq_send 函数:后半部分[my_pxmsg_mmap/mq_send.c]

取得特用空闲块的索引

第 50～52 行 既然由调用者指定的队列初始化时创建的空闲消息数等于 mq_maxmsg,我们就不应该有空闲链表为空的前提下 mq_curmsgs 小于 mq_maxmsg 的状态。

拷贝消息

第 53～56 行 nmsghdr 含有所映射内存区中存放待写入消息的位置的地址。该消息的优先级和长度存放在它的 msg_hdr 结构中,其内容则从调用者空间拷贝。

把新消息置于链表中正确位置

第 57～74 行 我们的链表中各消息的顺序是从开始处(mqh_head)的最高优先级到结束处的最低优先级。当一个新消息加入调用者指定的队列中,并且一个或多个同样优先级的消息已在该队列中时,这个新消息就加在最后一个同样优先级的消息之后。使用这样的排序方式后,mq_receive 总是返回链表中的第一个消息(它是该队列上优先级最高的最早的消息)。当我们沿链表行进时,pmsghdr 将含有链表中上一个消息的地址,因为它的 msg_next 值将含有该新消息的索引。

> 我们的做法在该队列中有大量消息时可能较慢,因为每次往该队列中写入一个消息时都得遍历大量的链表项。可以再维护一个索引,让它记住各个可能优先级的最后一个消息的位置。

唤醒阻塞在 mq_receive 中的任何线程

第 75～77 行 如果在往该队列放置新消息前该队列为空,我们就调用 pthread_cond_signal 唤醒可能阻塞在 mq_receive 中的任何线程。

第 78 行 给当前在该队列中的消息数 mq_curmsgs 加 1。

mq_receive 函数

图 5.31 给出了我们的 mq_receive 函数的前半部分,它设置所需的指针,获取互斥锁,并验证调用者的缓冲区足以容纳最大的可能消息。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "mqueue.h"
3 ssize_t
4 mq_receive(mqd_t mqd, char *ptr, size_t maxlen, unsigned int *priop)
5 {
```

```
6     int         n;
7     long        index;
8     int8_t      *mptr;
9     ssize_t     len;
10    struct mq_hdr    *mqhdr;
11    struct mq_attr   *attr;
12    struct msg_hdr   *msghdr;
13    struct mq_info   *mqinfo;
14    mqinfo = mqd;
15    if (mqinfo->mqi_magic != MQI_MAGIC) {
16        errno = EBADF;
17        return(-1);
18    }
19    mqhdr = mqinfo->mqi_hdr;        /* struct pointer */
20    mptr = (int8_t *) mqhdr;        /* byte pointer */
21    attr = &mqhdr->mqh_attr;
22    if ( (n = pthread_mutex_lock(&mqhdr->mqh_lock)) != 0) {
23        errno = n;
24        return(-1);
25    }
26    if (maxlen < attr->mq_msgsize) {
27        errno = EMSGSIZE;
28        goto err;
29    }
30    if (attr->mq_curmsgs == 0) {          /* queue is empty */
31        if (mqinfo->mqi_flags & O_NONBLOCK) {
32            errno = EAGAIN;
33            goto err;
34        }
35            /* wait for a message to be placed onto queue */
36        mqhdr->mqh_nwait++;
37        while (attr->mq_curmsgs == 0)
38            pthread_cond_wait(&mqhdr->mqh_wait, &mqhdr->mqh_lock);
39        mqhdr->mqh_nwait--;
40    }
```

图 5.31　mq_receive 函数：前半部分[my_pxmsg_mmap/mq_receive.c]

检查队列是否为空

第 30～40 行　如果由调用者指定的队列为空，而且 O_NONBLOCK 标志已设置，那就返回一个 EAGAIN 错误。否则，给该队列的 mqh_nwait 计数器加 1，它由图 5.29 中的 mq_send 函数检查，检查前提是该队列为空，而且某个进程已注册成接收该队列的通知。然后等待在条件变量上，它由图 5.29 中的 mq_send 发送信号。

> 跟 mq_send 的实现一样，就 mq_receive 调用被某个由其调用进程捕获的信号中断时返回一个 EINTR 错误而言，我们的实现简化了。

图 5.32 给出了我们的 mq_receive 函数的后半部分。至此我们已知道由调用者指定的队列中有一个消息准备返回给调用者。

```
41    if ( (index = mqhdr->mqh_head) == 0)
42        err_dump("mq_receive: curmsgs = %ld; head = 0", attr->mq_curmsgs);
```

```
43      msghdr = (struct msg_hdr *) &mptr[index];
44      mqhdr->mqh_head = msghdr->msg_next; /* new head of list */
45      len = msghdr->msg_len;
46      memcpy(ptr, msghdr + 1, len);       /* copy the message itself */
47      if (prior != NULL)
48          *prior = msghdr->msg_prio;
49          /* just-read message goes to front of free list */
50      msghdr->msg_next = mqhdr->mqh_free;
51      mqhdr->mqh_free = index;
52          /* wake up anyone blocked in mq_send waiting for room */
53      if (attr->mq_curmsgs == attr->mq_maxmsg)
54          pthread_cond_signal(&mqhdr->mqh_wait);
55      attr->mq_curmsgs--;
56      pthread_mutex_unlock(&mqhdr->mqh_lock);
57      return(len);
58  err:
59      pthread_mutex_unlock(&mqhdr->mqh_lock);
60      return(-1);
61  }
```

图 5.32 mq_receive 函数:后半部分[my_pxmsg_mmap/mq_receive.c]

给调用者返回消息

第 43～51 行 msghdr 指向调用者指定队列中第一个消息的 msg_hdr,它是我们要返回的。由该消息占据的空间变为空闲链表的新头。

唤醒阻塞在 mq_send 中的任何线程

第 52～54 行 如果该队列在我们从中取走待读出消息前是填满的,我们就调用 pthread_cond_signal,以防某个线程阻塞在 mq_send 调用中等待一个消息的空间。

5.9 小 结

Posix 消息队列比较简单:mq_open 创建一个新队列或打开一个已存在的队列;mq_close 关闭队列,mq_unlink 则删除队列名。往一个队列中放置消息使用 mq_send,从一个队列中读出消息使用 mq_receive。队列属性的查询与设置使用 mq_getattr 和 mq_setattr,函数 mq_notify 则允许我们注册一个信号或线程,它们在有一个消息被放置到某个空队列上时发送(信号)或激活(线程)。队列中的每个消息被赋予一个小整数优先级,mq_receive 每次被调用时总是返回最高优先级的最早消息。

mq_notify 的使用给我们引入了 Posix 实时信号,它们在 SIGRTMIN 和 SIGRTMAX 之间。当设置 SA_SIGINFO 标志安装这些信号的处理程序时,(1)这些信号是排队的,(2)排了队的信号是以 FIFO 顺序递交的,(3)给信号处理程序传递两个额外的参数。

最后,我们使用内存映射 I/O 以及一个 Posix 互斥锁和一个 Posix 条件变量以约 500 行 C 代码实现了 Posix 消息队列的大多数特性。该实现展示了处理新队列的创建中存在的一个竞争状态;我们在第 10 章中实现 Posix 信号灯时将遇到同样的竞争状态。

5.10　习　题

5.1　在介绍图 5.5 时我们说过，当创建新队列时，如果 mq_open 的 *attr* 参数非空，那么 mq_maxmsg 和 mq_msgsize 两个成员都必须指定。怎么做允许我们只指定其中的一个成员，未指定的那个成员则采用系统的缺省值？

5.2　修改图 5.9 中的程序，使得所讨论的信号递交之后在执行其处理程序时并不调用 mq_notify。然后往相应的队列发送两个消息，验证对应第二个消息的信号没有产生。为什么？

5.3　修改图 5.9 中的程序，使得所讨论的信号递交之后在执行其处理程序时并不从相应队列中读出消息。相反，处理程序只是调用 mq_notify 并输出接收到的信号。然后往该队列发送两个消息，验证对应第二个消息的信号没有产生。为什么？

5.4　在图 5.17 的第一个 printf 中，如果我们把那两个常值向整数的类型强制转换去掉，那么会发生什么情况？

5.5　如下修改图 5.5 中的程序：在调用 mq_open 之前，输出一个消息并 sleep 30 秒。在 mq_open 返回之后，输出另一个消息，sleep 30 秒，然后调用 mq_close。编译并运行该程序，所指定的消息数较大（几十万个），最大消息大小则譬如说为 10 字节。其目的是创建一个大消息队列（数百万字节大小），然后查看消息队列的实现是否使用内存映射文件。在第一个 30 秒停顿期间，运行一个诸如 ps 这样的程序，看一看修改后程序的内存大小。mq_open 返回后再做一遍。你能解释所发生的情况吗？

5.6　当 mq_send 的调用者指定一个 0 长度时，图 5.30 中的 memcpy 调用会发生什么？

5.7　此较消息队列和 4.4 节讲述的全双工管道。父子进程之间的双向通信需多少个消息队列？

5.8　图 5.24 中我们为什么不摧毁互斥锁和条件变量？

5.9　Posix 说消息队列描述字不能是数组类型。为什么？

5.10　图 5.14 中的 main 函数在哪儿花费大部分时间？每次递交一个信号后发生什么？我们如何处理这种情形？

5.11　不是所有实现都支持互斥锁和条件变量的 PTHREAD_PROCESS_SHARED 属性。重新编写 5.8 节中 Posix 消息队列的实现，使用 Posix 信号灯（第 10 章）代替互斥锁和条件变量。

5.12　把 5.8 节中 Posix 消息队列的实现扩展成支持 SIGEV_THREAD。

第6章 System V消息队列

6.1 概 述

System V消息队列使用消息队列标识符(message queue identifier)标识。具有足够特权(3.5节)的任何进程都可以往一个给定队列放置一个消息,具有足够特权的任何进程都可以从一个给定队列读出一个消息。跟Posix消息队列一样,不存在这样的要求:某个进程往一个队列中写入一个消息时,另外某个进程正在等待该队列上一个消息的到达。

对于系统中的每个消息队列,内核维护一个定义在<sys/msg.h>头文件中的信息结构:

```
struct msqid_ds {
    struct ipc_perm    msg_perm;   /* read-write perms; Section 3.3 */
    struct msg        *msg_first;  /* ptr to first message on queue */
    struct msg        *msg_last;   /* ptr to last message on queue */
    msglen_t           msg_cbytes; /* current # bytes on queue */
    msgqnum_t          msg_qnum;   /* current # of messages on queue */
    msglen_t           msg_qbytes; /* max # of bytes allowed on queue */
    pid_t              msg_lspid;  /* pid of last msgsnd() */
    pid_t              msg_lrpid;  /* pid of last msgrcv() */
    time_t             msg_stime;  /* time of last msgsnd() */
    time_t             msg_rtime;  /* time of last msgrcv() */
    time_t             msg_ctime;  /* time of last msgctl()
                                      (that changd the above) */
};
```

Unix 98不要求有msg_first、msg_last和msg_cbytes成员。然而普通的源自System V的实现中可找到这三个成员。很自然,一个队列中的各个消息作为一个链表来维护的要求并不存在,但这却是msg_first和msg_last这两个成员所隐含的。如果提供了这两个指针,那么它们指向的是内核内存空间,对于应用来说差不多没有用。

我们可以作为一个消息链表画出内核中某个特定的消息队列,如图6.1所示。假设一个其上有3个消息的队列,消息长度分别为1字节、2字节和3字节,而且这些消息就是以这样的顺序写入该队列的。再假设这3个消息的类型(type)分别为100、200和300。

我们将在本章中查看操纵System V消息队列的函数,并使用消息队列实现4.2节中的文件服务器例子。

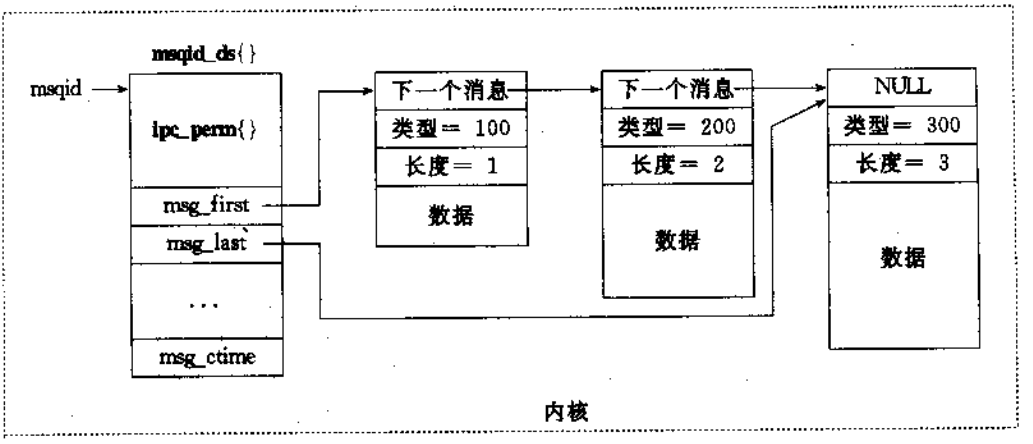


图 6.1　内核中的 System V 消息队列结构

6.2　msgget 函数

msgget 函数用于创建一个新的消息队列或访问一个已存在的消息队列。

```
#include <sys/msg.h>
int msgget(key_t key, int oflag);
                                    返回:成功时为非负标识符,出错时为-1
```

返回值是一个整数标识符,其他三个 msg 函数就用它来指代该队列。它是基于指定的 *key* 产生的,而 *key* 既可以是 ftok 的返回值,也可以是常值 IPC_PRIVATE,如图 3.3 所示。

oflag 是图 3.6 中所示的读写权限值的组合。它还可以与 IPC_CREAT 或 IPC_CREAT|IPC_EXCL 按位或,如随图 3.4 的讨论所述。

当创建一个新消息队列时,msqid_ds 结构的如下成员被初始化:

- msg_perm 结构的 uid 和 cuid 成员被设置成当前进程的有效用户 ID,gid 和 cgid 成员被设置成当前进程的有效组 ID。
- *oflag* 中的读写权限位存放在 msg_perm.mode 中。
- msg_qnum、msg_lspid、msg_lrpid、msg_stime 和 msg_rtime 被置为 0。
- msg_ctime 被设置成当前时间。
- msg_qbytes 被设置成系统限制值。

6.3　msgsnd 函数

使用 msgget 打开一个消息队列后,我们使用 msgsnd 往其上放置一个消息。

```
#include <sys/msg.h>
int msgsnd(int msqid, const void * ptr, size_t length, int flag);
                                    返回:成功时为 0,出错时为-1
```

其中 *msqid* 是由 msgget 返回的标识符。*ptr* 是一个结构指针，该结构具有如下的模板，它定义在<sys/msg.h>中。

```
struct msgbuf {
    long mtype;        /* message type, must be > 0 */
    char mtext[1]      /* message data */
};
```

消息类型必须大于 0，因为对于 msgrcv 函数来说，非正消息类型用作特殊的指示器，我们将在下一节讲述。

msgbuf 结构定义中的名字 mtext 不大确切；消息的数据部分并不局限于文本。任何形式的数据都是允许的，无论是二进制数据还文本。内核根本不解释消息数据的内容。

我们使用"模板"的说法描述这个结构，因为 *ptr* 所指向的只是一个含有消息类型的长整数，消息本身则紧跟在它之后(如果消息长度大于 0 字节)。不过大多数应用并不使用 msgbuf 结构的这个定义，因为其数据量(1 个字节)通常是不够的。一个消息中的数据量并不存在编译时限制(其系统限制则通常可由系统管理员修改)，因此代替声明一个数据量很大(比一个给定应用可能支持的数据还要大)的结构的是：定义一个上述的模板。大多数应用然后定义自己的消息结构，其数据部分根据应用的需要定义。

举例来说，如果某个应用需要交换由一个 16 位整数后跟一个 8 字节字符数组构成的消息，那它可以如下定义自己的结构：

```
# define MY_DATA     8
typedef struct my_msgbuf {
    long        mtype;     /* message type */
    int16_t     mshort;    /* start of message data */
    char        mchar[MY_DATA];
} Message;
```

msgsnd 的 *length* 参数以字节为单位指定待发送消息的长度。这是位于长整数消息类型之后的用户自定义数据的长度。该长度可以是 0。在刚刚给出的例子中，长度可以传递成 sizeof(Message)－sizeof(long)。

flag 参数既可以是 0，也可以是 IPC_NOWAIT。IPC_NOWAIT 标志使得 msgsnd 调用非阻塞(nonblocking)：如果没有存放新消息的可用空间，该函数就马上返回。这个条件可能发生的情形包括：

- 在指定的队列中已有太多的字节(对应该队列的 msqid_ds 结构中的 msg_qbytes 值)。
- 在系统范围存在太多的消息。

如果这两个条件中有一个存在，而且 IPC_NOWAIT 标志已指定，msgsnd 就返回一个 EAGAIN 错误。如果这两个条件中有一个存在，但是 IPC_NOWAIT 标志未指定，那么调用线程被投入睡眠，直到：

- 具备存放新消息的空间。
- 由 *msqid* 标识的消息队列从系统中删除(这种情况下返回一个 EIDRM 错误)。
- 调用线程被某个捕获的信号所中断(这种情况下返回一个 EINTR 错误)。

6.4　msgrcv 函数

使用 msgrcv 函数从某个消息队列中读出一个消息。

```
#include    <sys/msg.h>
ssize_t msgrcv(int msqid, void *ptr, size_t length, long type, int flag);
                                    返回:成功时为读入缓冲区中数据的字节数,出错时为-1
```

其中 *ptr* 参数指定所接收消息的存放位置。跟 msgsnd 一样,该指针指向紧挨在真正的消息数据之前返回的长整数类型字段(图 4.26)。

length 指定由 *ptr* 指向的缓冲区中数据部分的大小。这是该函数能返回的最大数据量。该长度不包括长整数类型字段。

type 指定希望从所给定的队列中读出什么样的消息:

- 如果 *type* 为 0,那就返回该队列中的第一个消息。既然每个消息队列都是作为一个 FIFO(先进先出)链表维护的,因此 *type* 为 0 指定返回该队列中最早的消息。
- 如果 *type* 大于 0,那就返回其类型值为 *type* 的第一个消息。
- 如果 *type* 小于 0,那就返回其类型值小于或等于 *type* 参数的绝对值的消息中类型值最小的第一个消息。

考虑图 6.1 中所示的消息队列例子,它含有三个消息:

- 第一个消息的类型为 100,长度为 1
- 第二个消息的类型为 200,长度为 2
- 最后一个消息的类型为 300,长度为 3

图 6.2 展示了给不同的 *type* 值返回的消息的类型。

type	所返回消息的类型
0	100
100	100
200	200
300	300
−100	100
−200	100
−300	100

图 6.2　由 msgrcv 给不同的 *type* 值返回的消息

msgrcv 的 *flag* 参数指定所请求类型的消息不在所指定的队列中时怎么办。在没有消息可得的情况下,如果设置了 *flag* 中的 IPC_NOWAIT 位,msgrcv 函数就立即返回一个 ENOMSG 错误。否则,调用者被阻塞到下列某个事件发生为止:

1. 有一个所请求类型的消息可获取

2. 由 *msqid* 标识的消息队列被从系统中删除(这种情况下返回一个 EIDRM 错误)

3. 调用线程被某个捕获的信号所中断(这种情况下返回一个 EINTR 错误)

flag 参数中另有一位可以指定:MSG_NOERROR。当所接收消息的真正数据部分大于 *length* 参数时,如果设置了该位,msgrcv 函数就只是截短数据部分,而不返回错误。否则,msgrcv 返回一个 E2BIG 错误。

成功返回时,msgrcv 返回所接收消息中数据的字节数。它不包括也通过 *ptr* 参数返回的长整数消息类型所需的几个字节。

6.5 msgctl 函数

msgctl 函数提供在一个消息队列上的各种控制操作。

```
#include    <sys/msg.h>
int msgctl(int msqid, int cmd, struct msqid_ds *buff);
                                                    返回:成功时为 0,出错时为-1
```

msgctl 函数提供三个命令:

IPC_RMID　从系统中删除由 *msqid* 指定的消息队列。当前在该队列上的任何消息都被丢弃。我们已在图 3.7 中看到过这种操作的例子。对于该命令而言,msgctl 函数的第三个参数被忽略。

IPC_SET　给所指定的消息队列设置其 msqid_ds 结构的以下四个成员:msg_perm.uid、msg_perm.gid、msg_perm.mode 和 msg_qbytes。它们的值来自由 *buff* 参数指向的结构中的相应成员。

IPC_STAT　(通过 *buff* 参数)给调用者返回对应所指定消息队列的当前 msqid_ds 结构。

例子

图 6.3 中的程序创建一个消息队列,往该队列中放置一个含有 1 字节数据的消息,发出 msgctl 的 IPC_STAT 命令,使用 system 函数执行 ipcs 命令,最后使用 msgctl 的 IPC_RMID 命令删除该队列。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char **argv)
4 {
5     int     msqid;
6     struct msqid_ds info;
7     struct msgbuf buf;
8     msqid = Msgget(IPC_PRIVATE, SVMSG_MODE | IPC_CREAT);
9     buf.mtype = 1;
10    buf.mtext[0] = 1;
```

```
11      Msgsnd(msqid, &buf, 1, 0);
12      Msgctl(msqid, IPC_STAT, &info);
13      printf("read-write: %03o, cbytes = %lu, qnum = %lu, qbytes = %lu\n",
14              info.msg_perm.mode & 0777, (ulong_t) info.msg_cbytes,
15              (ulong_t) info.msg_qnum, (ulong_t) info.msg_qbytes);
16      system("ipcs -q");
17      Msgctl(msqid, IPC_RMID, NULL);
18      exit(0);
19  }
```

图 6.3　使用 msgctl 命令的例子[svmsg/ctl.c]

我们只写 1 字节长度的消息到所创建的队列中，因此使用定义在<sys/msg.h>中的标准 msgbuf 结构就行了。

执行该程序的结果如下：

```
solaris % ctl
read-write: 664, cbytes = 1, qnum = 1, qbytes = 4096
IPC status from <running system> as of Mon Oct 20 15:36:40 1997
T         ID      KEY         MODE       OWNER    GROUP
Message Queues:
q         1150    00000000 --rw-rw-r--     rstevens    other1
```

这与预期的一致。如 3.2 节所提，0 是 IPC_PRIVATE 键的共同键值。执行本例子的系统上每个消息队列有 4096 字节的限制。既然我们写了一个 1 字节数据的消息，而且 msg_cbytes 的值为 1，因此该限制显然只适用于消息的数据部分，而不包括与每个消息关联的长整数消息类型。

6.6　简单的程序

既然 System V 消息队列是随内核持续的，我们就可以编写一组小程序来操纵它们，以便观察效果。

msgcreate 程序

图 6.4 给出了我们的 msgcreate 程序，它创建一个消息队列。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int     c, oflag, mqid;
6     oflag = SVMSG_MODE | IPC_CREAT;
7     while ( (c = Getopt(argc, argv, "e")) ! = -1) {
8         switch (c) {
9         case 'e':
10            oflag |= IPC_EXCL;
11            break;
12        }
13    }
```

```
14      if (optind != argc - 1)
15          err_quit("usage: msgcreate [ -e ] <pathname>");
16      mqid = Mqget(Ftok(argv[optind], 0), oflag);
17      exit(0);
18  }
```

图 6.4 创建一个 System V 消息队列[svmsg/msgcreate.c]

第 9～12 行 我们允许使用-e 命令行选项来指定 IPC_EXCL 标志。

第 16 行 把必须由用户作为命令行参数提供的路径名作为参数传递给 ftok。导出的键由 msgget 转换成一个标识符。(见习题 6.1。)

msgsnd 程序

图 6.5 给出了我们的 msgsnd 程序,它把一个指定了长度和类型的消息放置到某个队列中。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  int
3  main(int argc, char **argv)
4  {
5      int         mqid;
6      size_t      len;
7      long        type;
8      struct msgbuf    *ptr;
9      if (argc != 4)
10         err_quit("usage: msgsnd <pathname> <#bytes> <type>");
11     len = atol(argv[2]);
12     type = atoi(argv[3]);
13     mqid = Msgget(Ftok(argv[1], 0), MSG_W);
14     ptr = Calloc(sizeof(long) + len, sizeof(char));
15     ptr->mtype = type;
16     Msgsnd(mqid, ptr, len, 0);
17     exit(0);
18 }
```

图 6.5 往一个 System V 消息队列中加一个消息[svmsg/msgsnd.c]

我们先分配一个指向通用 msgbuf 结构的指针,然后根据待发送消息的大小调用 calloc 分配真正的结构(也就是输出缓冲区)。calloc 函数还把所分配的缓冲区初始化为 0。

msgrcv 程序

图 6.6 给出了我们的 msgrcv 程序,它从一个队列中读出一个消息。-n 命令行选项指定非阻塞,-t 命令行选项指定 msgrcv 函数的 *type* 参数。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  #define     MAXMSG      (8192 + sizeof(long))
3  int
4  main(int argc, char **argv)
5  {
```

```
6     int             c, flag, mqid;
7     long            type;
8     ssize_t         n;
9     struct msgbuf   *buff;
10    type = flag = 0;
11    while ( (c = Getopt(argc, argv, "nt:")) != -1) {
12        switch (c) {
13        case 'n':
14            flag |= IPC_NOWAIT;
15            break;
16        case 't':
17            type = atol(optarg);
18            break;
19        }
20    }
21    if (optind != argc - 1)
22        err_quit("usage: msgrcv [ -n ] [ -t type ] <pathname>");
23    mqid = Msgget(Ftok(argv[optind], 0), MSG_R);
24    buff = Malloc(MAXMSG);
25    n = Msgrcv(mqid, buff, MAXMSG, type, flag);
26    printf("read %d bytes, type = %ld\n", n, buff->mtype);
27    exit(0);
28 }
```

图 6.6　从一个 System V 消息队列中读出一个消息[svmsg/msgrcv.c]

第 2 行 没有简单的方法用以确定一个消息的最大大小(我们将在 6.10 节讨论这个限制及其他限制),因此我们给它定义了自己的常值。

msgrmid 程序

要删除一个消息队列,我们以 IPC_RMID 命令调用 msgctl,如图 6.7 所示。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char *argv)
4 {
5     int     mqid;
6     if (argc != 2)
7         err_quit("usage: msgrmid <pathname>");
8     mqid = Msgget(Ftok(argv[1], 0), 0);
9     Msgctl(mqid, IPC_RMID, NULL);
10    exit(0);
11 }
```

图 6.7　删除一个 System V 消息队列[svmsg/msgrmid.c]

例子

现在使用刚刚给出的四个程序。首先创建一个消息队列并往其中写入三个消息。

```
solaris % msgcreate /tmp/no/such/file
```

```
ftok error for pthname "/tmp/no/such/file" and id 0: No such file or directory
solaris % touch /tmp/test1
solaris % msgcreate /tmp/test1
solaris % msgsnd /tmp/test1 1 100
solaris % msgsnd /tmp/test1 2 200
solaris % msgsnd /tmp/test1 3 300
solaris % ipcs -qo
IPC status from <running system> as of Sat Jan 10 11:25:45 1998
T       ID      KEY         MODE       OWNER   GROUP CBYTES  QNUM
Message Queues:
q       100     0x0000113e  --rw-r--r-- rstevens other1       6       3
```

我们首先使用一个不存在的路径名尝试创建一个消息队列。这个示例表明 ftok 的路径名参数必须存在。我们随后创建文件/tmp/test1，并使用该路径名创建一个消息队列。往该队列中放置三个消息：长度分别为 1 字节、2 字节和 3 字节，类型分别为 100、200 和 300(回想图6.1)。ipcs 程序指出这三个消息总共构成该队列中的 6 个字节。

接着展示不是以 FIFO 顺序读出消息时 msgrcv 的 *type* 参数的使用。

```
solaris % msgrcv -t 200 /tmp/test1
read 2 bytes, type = 200
solaris % msgrcv -t -300 /tmp/test1
read 1 bytes, type = 100
solaris % msgrcv /tmp/test1
read 3 bytes, type = 300
solaris % msgrcv -n /tmp/test1
msgrcv error: No message of desired type
```

其中第一个例子请求读出类型为 200 的消息，第二个例子请求读出类型小于或等于 300 且是最小的消息，第三个例子请求读出该队列中的第一个消息。最后一次执行 msgrcv 程序用上了 IPC_NOWAIT 标志。

如果我们给 msgrcv 指定一个正的 *type* 参数，但是队列中不存在具有该类型的消息，那会发生什么？

```
solaris % ipcs -qo
IPC status from <running system> as of Sat Jan 10 11:37:01 1998
T       ID      KEY         MODE       OWNER   GROUP CBYTES  QNUM
Message Queues:
q       100     0x0000113e  --rw-r--r-- rstevens other1  0       0
solaris % msgsnd /tmp/test1 1 100
solaris % msgrcv -t 999 /tmp/test1
^?                                    键入中断键终止程序执行
solaris % msgrcv -n -t /tmp/test1
msgrcv error: No message of desired type
solaris % grep desired /usr/include/sys/errno.h
#define ENOMSG  35      /* No message of desired type */
solaris % msgrmid /tmp/test1
```

我们首先执行 ipcs 验证刚才的队列是空的，然后往其中放置一个长度为 1 字节、类型为 100 的消息。当请求读出一个类型为 999 的消息时，msgrcv 程序阻塞(阻塞在 msgrcv 调用中)，等待某个该类型的消息被放置到该队列中。我们用中断键终止该程序以中断其中的阻塞。接着在指定-n 标志以防止阻塞前提下重新执行 msgrcv 程序，结果看到返回 ENOMSG

错误。然后用我们的 msgrmid 程序从系统中删除该队列。我们也可以使用由系统提供的命令删除该队列。下面的命令指定的是消息队列标识符：

```
solaris % ipcrm -q 100
```

下面的命令指定的是消息队列键：

```
solaris % ipcrm -Q 0x113e
```

msgrcvid 程序

要访问一个 System V 消息队列，调用 msgget 并不是必须的：我们只需知道该消息队列的标识符(使用 ipcs 极易得到)，并拥有该队列的读权限。图 6.8 是图 6.6 中 msgrcv 程序的简化版本。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define    MAXMSG      (8192 + sizeof(long))
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6     int          mqid;
7     ssize_t      n;
8     struct msgbuf      * buff;
9     if (argc ! = 2)
10        err_quit("usage: msgrcvid <mqid>");
11    mqid = atoi(argv[1]);
12    buff = Malloc(MAXMSG);
13    n = Msgrcv(mqid, buff, MAXMSG, 0, 0);
14    printf("read %d bytes, type = %ld\n", n, buff->mtype);
15    exit(0);
16 }
```

图 6.8 只知道标识符时从一个 System V 消息队列中读[svmsg/msgrcvid.c]

我们没有调用 msgget。相反，由调用者在命令行上指定消息队列标识符。

下面是使用这种技巧的一个例子：

```
solaris % touch /tmp/testid
solaris % msgcreate /tmp/testid
solaris % msgsnd /tmp/testid 4 400
solaris % ipcs -qo
IPC status from <running system> as of Wed Mar 25 09:48:28 1998
T         ID          KEY         MODE        OWNER    GROUP CBYTES  QNUM
Message Queues:
q        150  0x0000118a  --rw-r--r--    rstevens   other1      4     1
solaris % msgrcvid 150
read 4 bytes, type = 400
```

我们从 ipcs 的输出获得标识符为 150，它就是我们的 msgrcvid 程序的命令行参数。

同样的特性也适用于 System V 信号灯(习题 11.1)和 System V 共享内存区(习题 14.1)。

6.7 客户-服务器例子

现在我们把4.2节中的客户-服务器例子编写成使用两个消息队列。一个队列用于从客户到服务器的消息，另一个队列用于从服务器到客户的消息。

图6.9给出了我们svmsg.h头文件。其中包括了我们的标准头文件(unpipc.h)，并定义了每个方向消息队列的键。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     MQ_KEY1     1234L
3 #define     MQ_KEY2     2345L
```

图6.9 使用消息队列的客户-服务器程序的头文件[svmsgcliserv/svmsg.h]

图6.10给出了服务器程序的main函数。两个方向的消息队列都创建，不过任何一个已经存在也没有关系，因为我们没有指定IPC_EXCL标志。server函数是图4.30中所示的版本，它调用的mesg_send和mesg_recv函数我们稍后给出。

```
1 #include    "svmsg.h"
2 void   server(int, int);
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6       int     readid, writeid;
7       readid = Msgget(MQ_KEY1, SVMSG_MODE | IPC_CREAT);
8       writeid = Msgget(MQ_KEY2, SVMSG_MODE | IPC_CREAT);
9       server(readid, writeid);
10      exit(0);
11 }
```

图6.10 使用消息队列的服务器程序main函数[svmsgcliserv/server_main.c]

图6.11给出了客户程序的main函数。两个方向的消息队列都打开，图4.29中的client函数随后调用。该函数调用我们接下去给出的mesg_send和mesg_recv函数。

```
1 #include    "svmsg.h"
2 void   client(int, int);
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6       int     readid, writeid;
7           /* assumes server has created the queues */
8       writeid = Msgget(MQ_KEY1, 0);
9       readid = Msgget(MQ_KEY2, 0);
10      client(readid, writeid);
11          /* now we can delete the queues */
12      Msgctl(readid, IPC_RMID, NULL);
13      Msgctl(writeid, IPC_RMID, NULL);
```

```
14      exit(0);
15  }
```

图 6.11 使用消息队列的客户程序 main 函数[svmsgcliserv/client_main.c]

client 和 server 函数都使用图 4.25 中所示的消息格式。这两个函数还调用我们的 mesg_send 和 mesg_recv 函数。图 4.27 和图 4.28 给出的这两个函数版本调用了 write 和 read，这对于管道和 FIFO 是正确的，对于消息队列则需要重新编写它们。图 6.12 和图 6.13 给出了它们的新版本。注意，这两个函数的前后两个版本需传递的参数不变，因为第一个整数参数既可以含有一个整数描述字(用于访问管道或 FIFO)，也可以含有一个整数消息队列标识符。

```
1 #include    "mesg.h"

2 ssize_t
3 mesg_send(int id, struct mymesg *mptr)
4 {
5     return(msgsnd(id, &(mptr->mesg_type), mptr->mesg_len, 0));
6 }
```

图 6.12 访问消息队列的 mesg_send 函数[svmsgcliserv/mesg_send.c]

```
1 #include    "mesg.h"

2 ssize_t
3 mesg_recv(int id, struct mymesg *mptr)
4 {
5     ssize_t    n;

6     n = msgrcv(id, &(mptr->mesg_type), MAXMESGDATA, mptr->mesg_type, 0);
7     mptr->mesg_len = n;      /* return #bytes of data */

8     return(n);               /* -1 on error, 0 at EOF, else >0 */
9 }
```

图 6.13 访问消息队列的 mesg_recv 函数[svmsgcliserv/mesg_recv.c]

6.8 复用消息

与一个队列中的每个消息相关联的类型字段提供了两个特性：

1. 类型字段可用于标识消息，从而允许多个进程在单个队列上复用(multiplex)消息。举例来说，类型字段的某个值用于标识从各个客户到服务器的消息，对于每个客户均为唯一的另外某个值用于标识从服务器到各个客户的消息。自然每个客户的进程 ID 可用作对于每个客户均为唯一的类型字段。
2. 类型字段可用作优先级字段。这允许接收者以不同于先进先出(FIFO)的某个顺序读出各个消息。使用管道或 FIFO 时，数据必须以写入的顺序读出。使用 System V 消息队列时，消息可以以任意顺序读出，只要跟与消息类型关联的值一致就行。而且我们可以指定 IPC_NOWAIT 标志调用 msgrcv 从某个队列中读出某个给定类型的任意消息，但是如果没有给定类型的消息存在，那就立即返回。

例子：每个应用一个队列

回想我们那个由一个服务器进程和单个客户进程构成的简单应用例子。使用管道和流水线时，为在两个方向上交换数据需两个 IPC 通道，因为这两种类型的 IPC 是单向的。使用消息队列时，单个队列就够用，由每个消息的类型标识该消息是从客户到服务器，还是从服务器到客户。

考虑下一个复杂度：一个服务器带多个客户。这儿我们可以使用譬如说值为 1 的类型来指示从任意客户到服务器的消息。如果该客户将自己的进程 ID 作为消息的一部分传递，服务器就能把自己的消息发送给该客户，办法是把该客户的进程 ID 用作消息类型。每个客户然后把自己的进程 ID 指定为 msgrcv 的 *type* 参数。图 6.14 展示了单个消息队列是如何用于在多个客户和单个服务器之间复用消息的。

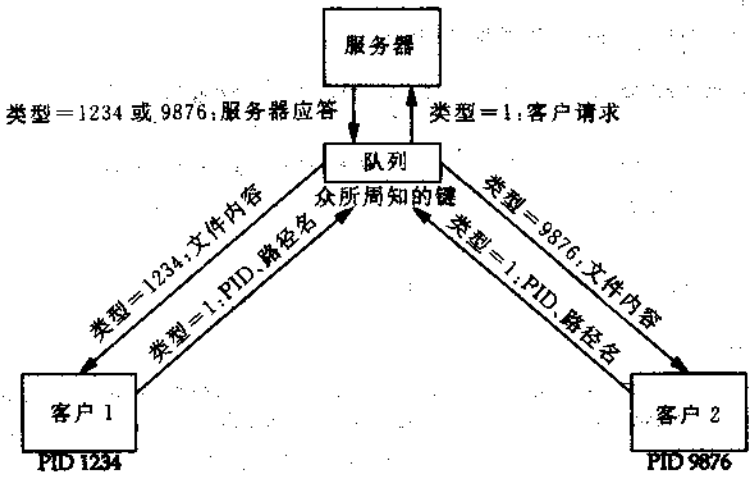


图 6.14 在多个客户和单个服务器之间复用消息

当单个 IPC 通道同时由多个客户和单个服务器使用时，死锁总是潜在地存在。客户们可以填满消息队列（在本例子中），妨碍服务器发送应答。这些客户于是阻塞在 msgsnd 中，服务器也这样。可检测这种死锁的办法之一是，约定服务器对消息队列总是使用非阻塞写。

现在改用单个消息队列重新编写我们的客户-服务器例子程序，给每个方向的消息使用不同的消息类型。这些程序使用这样的约定：类型为 1 的消息是从客户到服务器的，所有其他消息有一个等于其客户进程 ID 的类型。该客户-服务器应用要求每个客户请求含有其客户的进程 ID 以及所请求的路径名，这与我们在 4.8 节的做法类似。

图 6.15 给出了服务器程序的 main 函数。其中 svmsg.h 头文件在图 6.9 中给出。服务器只创建一个消息队列，如果它已经存在，那也没有关系。给 server 函数的两个参数所用的是同一个消息队列标识符。

```
1 #include    "svmsg.h"
2 void  server(int, int);
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
```

```
5 {
6     int     msqid;
7     msqid = Msgget(MQ_KEY1, SVMSG_MODE | IPC_CREAT);
8     server(msqid, msqid);    /* same queue for both directions */
9     exit(0);
10 }
```

图 6.15 服务器程序 main 函数[svmsgmpx1q/server_main.c]

server 函数完成所有的服务器处理,在图 6.16 中给出。该函数是图 4.23 和图 4.30 的组合,其中图 4.23 是读出由一个进程 ID 和一个路径名构成的命令的 FIFO 服务器程序,图 4.30则使用了我们的 mesg_send 和 mesg_recv 函数。注意,由某个客户发送的进程 ID 用作由服务器发送给该客户的所有消息的消息类型。这个 server 函数还是一个调用一次后永不返回的无限循环,每次循环读出一个客户请求并发回应答。这是个迭代服务器,如 4.9 节中讨论的那样。

```
1 #include    "mesg.h"
2 void
3 server(int readfd, int writefd)
4 {
5     FILE        *fp;
6     char        *ptr;
7     pid_t       pid;
8     ssize_t     n;
9     struct mymesg     mesg;
10    for ( ; ; ) {
11            /* read pathname from IPC channel */
12        mesg.mesg_type = 1;
13        if ( (n = Mesg_recv(readfd, &mesg)) == 0) {
14            err_msg("pathname missing");
15            continue;
16        }
17        mesg.mesg_data[n] = '\0';      /* null terminate pathname */
18        if ( (ptr = strchr(mesg.mesg_data, ' ')) == NULL) {
19            err_msg("bogus request: %s", mesg.mesg_data);
20            continue;
21        }
22        *ptr++ = 0;                    /* null terminate PID, ptr = pathname */
23        pid = atol(mesg.mesg_data);
24        mesg.mesg_type = pid;    /* for messages back to client */
25        if ( (fp = fopen(ptr, "r")) == NULL) {
26            /* error: must tell client */
27            snprintf(mesg.mesg_data + n, sizeof(mesg.mesg_data) - n,
28                    ": can't open, %s\n", strerror(errno));
29            mesg.mesg_len = strlen(ptr);
30            memmove(mesg.mesg_data, ptr, mesg.mesg_len);
31            Mesg_send(writefd, &mesg);
32        } else {
33                /* fopen succeeded: copy file to IPC channel */
34            while (Fgets(mesg.mesg_data, MAXMESGDATA, fp) != NULL) {
35                mesg.mesg_len = strlen(mesg.mesg_data);
36                Mesg_send(writefd, &mesg);
37            }
```

```
38              Fclose(fp);
39          }
40              /* send a 0-length message to signify the end */
41          mesg.mesg_len = 0;
42          Mesg_send(writefd, &mesg);
43      }
44  }
```

图 6.16 server 函数[svmsgmpx1q/server.c]

图 6.17 给出了客户程序的 main 函数。客户打开唯一的消息队列，它必须已由服务器创建。

```
1 #include    "svmsg.h"
2 void  client(int, int);
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     int     msqid;
7         /* server must create the queue */
8     msqid = Msgget(MQ_KEY1, 0);
9     client(msqid, msqid);   /* same queue for both directions */
10    exit(0);
11 }
```

图 6.17 客户程序 main 函数[svmsgmpx1q/client_main.c]

图 6.18 所示的 client 函数给我们的客户完成所有的处理。该函数是图 4.24 和图 4.29 的组合，其中图 4.24 发送一个进程 ID 后跟一个路径名，图 4.29 使用了我们的 mesg_send 和 mesg_recv 函数。注意从 mesg_recv 请求的消息类型等于当前客户的进程 ID。

```
1 #include    "mesg.h"
2 void
3 client(int readfd, int writefd)
4 {
5     size_t      len;
6     ssize_t     n;
7     char        *ptr;
8     struct mymesg     mesg;
9         /* start buffer with pid and a blank */
10    snprintf(mesg.mesg_data, MAXMESGDATA, "%ld ", (long) getpid());
11    len = strlen(mesg.mesg_data);
12    ptr = mesg.mesg_data + len;
13        /* read pathname */
14    Fgets(ptr, MAXMESGDATA - len, stdin);
15    len = strlen(mesg.mesg_data);
16    if (mesg.mesg_data[len-1] == '\n')
17        len--;          /* delete newline from fgets() */
18    mesg.mesg_len = len;
19    mesg.mesg_type = 1;
20        /* write PID and pathname to IPC channel */
21    Mesg_send(writefd, &mesg);
22        /* read from IPC, write to standard output */
23    mesg.mesg_type = getpid();
```

```
24      while ( (n = Mesg_recv(readfd, &mesg)) > 0)
25          Write(STDOUT_FILENO, mesg.mesg_data, n);
26  }
```

图 6.18　client 函数[svmsgmpx1q/client.c]

我们的 client 和 server 函数都使用图 6.12 和图 6.13 中的 mesg_send 和 mesg_recv 函数。

例子：每个客户一个队列

现在把前面的例子改成给去往服务器的所有客户请求使用一个队列，给去往各个客户的服务器应答每个客户使用一个队列。图 6.19 展示了这样的设计。

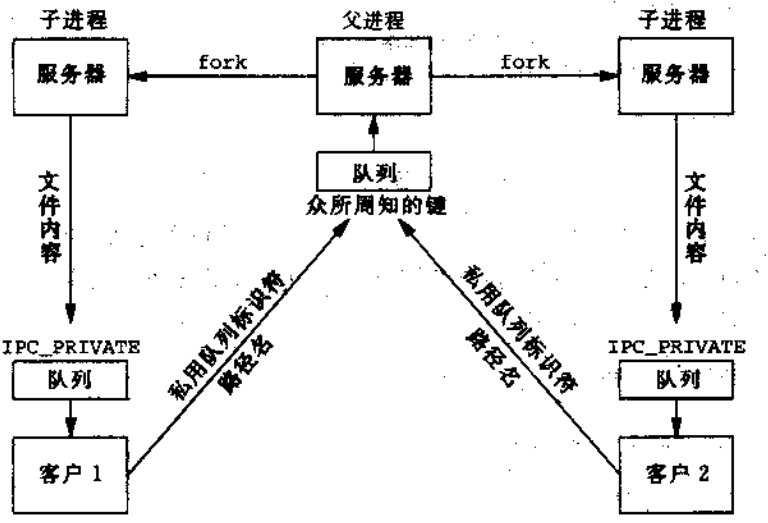


图 6.19　每个服务器一个队列，每个客户一个队列

服务器的队列有一个对客户来说众所周知的键，但是各个客户以 IPC_PRIVATE 键创建各自的队列。代替随请求传递本进程 ID 的是，每个客户把自己的私用队列的标识符传递给服务器，服务器把自己的应答发送到由客户指出的队列中。我们还以并发服务器模型编写这个服务器程序，给每个客户 fork 一次。

> 这种设计的潜在问题之一发生在某个客户中途死亡时，这种情况下它的私用队列可能永远残留消息(或者至少到内核重新自举或某个用户显式地删除该队列为止)。

下列头文件和函数跟以前的版本一样：

- mesg.h 头文件(图 4.25)
- svmsg.h 头文件(图 6.9)
- 服务器程序 main 函数(图 6.15)
- mesg_send 函数(图 4.27)

图 6.20 给出了我们的客户程序 main 函数；它与图 6.17 的差别很小。它打开服务器的众所周知队列(MQ_KEY1)，然后用 IPC_PRIVATE 键创建自己的队列。这两个队列标识

符成为 client 函数(图 6.21)的参数。当客户运行完时,它的私用队列被删除。

```
1 #include    "svmsg.h"
2 void  client(int, int);
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     int           readid, writeid;
7         /* server must create its well-known queue */
8     writeid = Msgget(MQ_KEY1, 0);
9         /* we create our own private queue */
10    readid = Msgget(IPC_PRIVATE, SVMSG_MODE | IPC_CREAT);
11    client(readid, writeid);
12        /* and delete our private queue */
13    Msgctl(readid, IPC_RMID, NULL);
14    exit(0);
15 }
```

图 6.20 客户程序 main 函数[svmsgmpxnq/client_main.c]

图 6.21 是 client 函数。该函数与图 6.18 几乎相同,但是作为请求的一部分传递的是本客户的私用队列标识符,而不是本客户的进程 ID。mesg 结构中的消息类型仍保留为 1,因为它是两个方向的消息都使用的类型。

```
1 #include    "mesg.h"
2 void
3 client(int readid, int writeid)
4 {
5     size_t     len;
6     ssize_t    n;
7     char       *ptr;
8     struct mymesg     mesg;
9         /* start buffer with msqid and a blank */
10    snprintf(mesg.mesg_data, MAXMESGDATA, "%d ", readid);
11    len = strlen(mesg.mesg_data);
12    ptr = mesg.mesg_data + len;
13        /* read pathname */
14    Fgets(ptr, MAXMESGDATA - len, stdin);
15    len = strlen(mesg.mesg_data);
16    if (mesg.mesg_data[len-1] == '\n')
17        len--;          /* delete newline from fgets() */
18    mesg.mesg_len = len;
19    mesg.mesg_type = 1;
20        /* write msqid and pathname to server's well-known queue */
21    Mesg_send(writeid, &mesg);
22        /* read from our queue, write to standard output */
23    while ( (n = Mesg_recv(readid, &mesg)) > 0)
24        Write(STDOUT_FILENO, mesg.mesg_data, n);
25 }
```

图 6.21 client 函数[svmsgmpxnq/client.c]

图 6.23 是 server 函数。与图 6.16 相比的主要变化是作为一个无限循环编写这个函数,

每次循环给一个客户请求调用 fork。

```
1 #include    "mesg.h"
2 void
3 server(int readid, int writeid)
4 {
5     FILE              *fp;
6     char              *ptr;
7     ssize_t           n;
8     struct mymesg     mesg;
9     void  sig_chld(int);
10    Signal(SIGCHLD, sig_chld);
11    for ( ; ; ) {
12            /* read pathname from our well-known queue */
13        mesg.mesg_type = 1;
14        if ( (n = Mesg_recv(readid, &mesg)) == 0) {
15            err_msg("pathname missing");
16            continue;
17        }
18        mesg.mesg_data[n] = '\0';      /* null terminate pathname */
19        if ( (ptr = strchr(mesg.mesg_data, ' ')) == NULL) {
20            err_msg("bogus request: %s", mesg.mesg_data);
21            continue;
22        }
23        *ptr++ = 0;                    /* null terminate msgid, ptr = pathname */
24        writeid = atoi(mesg.mesg_data);
25        if (Fork() == 0) {             /* child */
26            if ( (fp = fopen(ptr, "r")) == NULL) {
27                    /*  error: must tell client */
28                snprintf(mesg.mesg_data + n, sizeof(mesg.mesg_data) - n,
29                        ": can't open, %s\n", strerror(errno));
30                mesg.mesg_len = strlen(ptr);
31                memmove(mesg.mesg_data, ptr, mesg.mesg_len);
32                Mesg_send(writeid, &mesg);
33            } else {
34                /* fopen succeeded: copy file to client's queue */
35                while (Fgets(mesg.mesg_data, MAXMESGDATA, fp) != NULL) {
36                    mesg.mesg_len = strlen(mesg.mesg_data);
37                    Mesg_send(writeid, &mesg);
38                }
39                Fclose(fp);
40            }
41                /* send a 0-length message to signify the end */
42            mesg.mesg_len = 0;
43            Mesg_send(writeid, &mesg);
44            exit(0);                   /* child terminates */
45        }
46        /* parent just loops around */
47    }
48 }
```

图 6.23　server 函数[svmsgmpxnq/server.c]

给 SIGCHLD 建立信号处理程序

第 10 行 既然是在给每个客户派生一个子进程，我们必须顾虑僵尸进程。UNPv1 的 5.9 节和 5.10 节详细讨论这一点。这里我们给 SIGCHLD 信号建立一个信号处理程序，这样当某个子进程终止时，我们的 sig_chld(图 6.22)就被调用。

第 12～18 行 服务器父进程阻塞在 mesg_recv 调用中，等待下一个客户消息的到达。

第 25～45 行 调用 fork 派生一个子进程，由子进程尝试打开所请求的文件，发回一个出错消息或该文件的内容。我们特意把 fopen 调用放在子进程而不是父进程中，以防该文件在某个远程文件系统上，要是这样，如果发生任何网络问题，文件的打开就可能花一段时间。

图 6.22 给出了 SIGCHLD 信号的处理程序。它拷贝自 UNPv1 的图 5.11。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 sig_chld(int signo)
4 {
5     pid_t    pid;
6     int      stat;
7     while ( (pid = waitpid(-1, &stat, WNOHANG)) > 0);
8     return;
9 }
```

图 6.22 调用 waitpid 的 SIGCHLD 信号处理程序[svmsgmpxnq/sigchldwaitpid.c]

每次调用我们的信号处理程序时，它就在一个循环中调用 waitpid，以取得已终止的任何子进程的终止状态。该信号处理程序随后返回。这可能造成一个问题，因为父进程的大部分时间花在阻塞在 mesg_recv 函数(图 6.13)的 msgrcv 调用中。当我们的信号处理程序返回时，这个 msgrcv 调用就被中断。也就是说该函数将返回一个 EINTR 错误，如 UNPv1 的 5.9 节所述。

我们必须处理这个被中断的系统调用，图 6.24 给出 Mesg_recv 包裹函数的新版本。它允许有来自 mesg_recv 的 EINTR 错误(mesg_recv 只是调用 msgrcv)，如果是这样，那就再次调用 mesg_recv。

```
10 ssize_t
11 Mesg_recv(int id, struct mymesg *mptr)
12 {
13     ssize_t    n;
14     do {
15         n = mesg_recv(id, mptr);
16     } while (n == -1 && errno == EINTR);
17     if (n == -1)
18         err_sys("mesg_recv error");
19     return(n);
20 }
```

图 6.24 处理被中断的系统调用的 Mesg_recv 包裹函数[svmsgmpxnq/mesg_recv.c]

6.9 消息队列上使用 select 和 poll

System V 消息队列的问题之一是它们由各自的标识符而不是描述字标识。这意味着我

们不能在消息队列上直接使用 select 或 poll(UNPv1 第 6 章)。

> 实际上有一个版本的 Unix(即 IBM 的 AIX)把 select 扩展成能够在描述字之外处理 System V 消息队列。不过这是不可移植的,只适用于 AIX。

当有人想编写一个同时处理网络连接和 IPC 连接的服务器程序时,这种遗失的特性往往暴露出来。使用套接口 API 或 XTI API(UNPv1)的网络通信使用的是描述字,因而允许使用 select 或 poll。管道和 FIFO 也适合这两个函数,因为它们也是由描述字标识的。

解决该问题的办法之一是:让服务器创建一个管道,然后派生一个子进程,由子进程阻塞在 msgrcv 调用中。当有一个消息准备好被处理时,msgrcv 返回,子进程接着从所指定的队列中读出该消息,并把该消息写入管道。服务器父进程当时可能在该管道以及一些网络连接上 select。这种办法的负面效果是消息被处理了三次:一次是在子进程使用 msgrcv 读出时,一次是在子进程写入管道时,最后一次是在父进程从该管道中读出时。为避免这样的额外处理,父进程可以创建一个在它自身和子进程之间分享的共享内存区,然后把管道用作父子进程间的一种标志(习题 12.5)。

> 在图 5.14 中我们给出了一种不需要 fork 就在 Posix 消息队列上间接使用 select 或 poll 的办法。在 Posix 消息队列上可以只使用单个进程的原因是它们提供了通知能力,当某个空队列上有一个消息到达时,这种通知能力将产生一个信号。System V 消息队列不提供这种能力,因此必须 fork 一个子进程,由该子进程阻塞在 msgrcv 调用中。

与网络编程相比,System V 消息队列的另一个遗失特性是无法窥探一个消息,而这是 recv、recvform 和 recvmsg 函数的 MSG_PEEK 标志提供的能力(UNPv1 第 356 页[①])。要是提供了这种能力,刚刚描述的(用于绕过 select 问题的)父子进程情形就可以做得更为有效,办法是让子进程指定 msgrcv 的窥探标志,当有一个消息准备好时就写 1 个字节到管道中,以通知父进程读出该消息。

6.10　消息队列限制

正如 3.8 节中所指出的那样,消息队列上往往存在某些系统限制。图 6.25 给出了两种实现上的这些值。第一栏是其内容为所说明的限制值的内核变量的传统 System V 名字。

名字	说明	DUnix 4.0B	Solaris 2.6
msgmax	每个消息的最大字节数	8192	2048
msgmnb	任何一个消息队列上的最大字节数	16384	4096
msgmni	系统范围的最大消息队列数	64	50
msgtql	系统范围的最大消息数	40	40

图 6.25　System V 消息队列的典型系统限制

许多源自 SVR4 的实现还有从它们的初始实现继承来的额外限制:msgssz 和 msgseg。

① 译者注:中译本为第 303 页。

msgssz 往往是 8，这是存放消息数据的“节(segment)”的大小(单位为字节)。一个 21 字节数据的消息将存放在 3 个这样的节中，其中最后一节的后 3 个字节未用上。msgseg 是分配了的节数，往往是 1024。因历史原因，它一直存放在某个短整数中，因而必须小于 32768。所有消息数据的总共可用字节数是这两个变量的乘积，通常是 8×1024=8192 字节。

本节的目的是输出一些典型值，以辅助代码移植上所作的计划。当一个系统运行大量使用消息队列的应用时，这些参数(或类似参数)的内核微调通常是必需的(关于内核参数微调已在 3.8 节中讲述过)。

例子

图 6.26 给出了确定图 6.25 中所示四个限制值的程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define MAX_DATA     64 * 1024
3 #define MAX_NMESG    4096
4 #define MAX_NIDS     4096
5 int        max_mesg;
6 struct mymesg {
7   long       type;
8   char       data[MAX_DATA];
9 } mesg;
10 int
11 main(int argc, char * * argv)
12 {
13     int        i, j, msqid, qid[MAX_NIDS];
14             /* first try and determine maximum amount of data we can send */
15     msqid = Msgget(IPC_PRIVATE, SVMSG_MODE | IPC_CREAT);
16     mesg.type = 1;
17     for (i = MAX_DATA; i > 0; i -= 128) {
18         if (msgsnd(msqid, &mesg, i, 0) == 0) {
19             printf("maximum amount of data per message = %d\n", i);
20             max_mesg = i;
21             break;
22         }
23         if (errno != EINVAL)
24             err_sys("msgsnd error for length %d", i);
25     }
26     if (i == 0)
27         err_quit("i == 0");
28     Msgctl(msqid, IPC_RMID, NULL);
29         /* see how many messages of varying size can be put onto a queue */
30     mesg.type = 1;
31     for (i = 8; i <= max_mesg; i *= 2) {
32         msqid = Msgget(IPC_PRIVATE, SVMSG_MODE | IPC_CREAT);
33         for (j = 0; j < MAX_NMESG; j++) {
34             if (msgsnd(msqid, &mesg, i, IPC_NOWAIT) != 0) {
35                 if (errno == EAGAIN)
36                     break;
37                 err_sys("msgsnd error, i = %d, j = %d", i, j);
38                 break;
```

```
39              }
40          }
41          printf("%d %d-byte messages were placed onto queue,", j, i);
42          printf(" %d bytes total\n", i * j);
43          Msgctl(msqid, IPC_RMID, NULL);
44      }
45          /* see how many identifiers we can "open" */
46      mesg.type = 1;
47      for (i = 0; i <= MAX_NIDS; i++) {
48          if ((qid[i] = msgget(IPC_PRIVATE,SVMSG_MODE | IPC_CREAT))== -1) {
49                  printf("%d identifiers open at once\n", i);
50                  break;
51          }
52      }
53      for (j = 0; j < i; j++)
54              Msgctl(qid[j], IPC_RMID, NULL);
55      exit(0);
56  }
```

图 6.26　确定 System V 消息队列上的系统限制[svmsg/limits.c]

确定最大消息大小

第 14～28 行　为确定最大消息大小，我们尝试发送一个含有 65536 字节数据的消息，如果失败了就尝试含有 65408 字节数据的消息，如此等等，直到 msgsnd 调用成功为止。

确定一个队列中可放置多少不同大小消息

第 29～44 行　从 8 字节消息开始查看一个给定队列上能放置多少消息。一旦确定该限制值，我们就删除其队列(丢弃其中的所有消息)，并以 16 字节消息再次尝试。这样一直尝试到超过第一个步骤中确定的最大消息大小为止。我们预期较小的消息将在每个队列的总消息数上遇到限制，较大的消息将在每个队列的总字节数上遇到限制。

确定同时可打开多少标识符

第 45～54 行　任何时刻能打开着的消息队列标识符最大数目通常存在一个系统限制。我们通过一直创建队列直到 msgget 失败来确定该限制。

我们先在 Solaris 2.6 下运行该程序，接着在 Digital Unix 4.0B 下运行，结果符合图6.25中所示的值。

```
solaris % limits
maximum amount of data per message = 2048
40 8-byte messages were placed onto queue, 320 bytes total
40 16-byte messages were placed onto queue, 640 bytes total
40 32-byte messages were placed onto queue, 1280 bytes total
40 64-byte messages were placed onto queue, 2560 bytes total
32 128-byte messages were placed onto queue, 4096 bytes total
16 256-byte messages were placed onto queue, 4096 bytes total
8 512-byte messages were placed onto queue, 4096 bytes total
4 1024-byte messages were placed onto queue, 4096 bytes total
2 2048-byte messages were placed onto queue, 4096 bytes total
50 identifiers open at once

alpha % limits
```

```
maximum amount of data per message = 8192
40 8-byte messages were placed onto queue, 320 bytes total
40 16-byte messages were placed onto queue, 640 bytes total
40 32-byte messages were placed onto queue, 1280 bytes total
40 64-byte messages were placed onto queue, 2560 bytes total
40 128-byte messages were placed onto queue, 5120 bytes total
40 256-byte messages were placed onto queue, 10240 bytes total
32 512-byte messages were placed onto queue, 16384 bytes total
16 1024-byte messages were placed onto queue, 16384 bytes total
8 2048-byte messages were placed onto queue, 16384 bytes total
4 4096-byte messages were placed onto queue, 16384 bytes total
2 8192-byte messages were placed onto queue, 16384 bytes total
63 identifiers open at once
```

Digital Unix 下输出 63 个标识符的限制，而不是图 6.25 所示的 64 个，其原因在于已有一个系统守护进程在使用一个标识符。

6.11 小 结

System V 消息队列与 Posix 消息队列类似。新的应用程序应考虑使用 Posix 消息队列，不过大量的现有代码使用 System V 消息队列。然而把一个应用程序从使用 System V 消息队列重新编写成使用 Posix 消息队列不应该困难。Posix 消息队列遗漏的主要特性是从队列中读出指定优先级的消息的能力。这两种消息队列都不使用真正的描述字，从而造成在消息队列上使用 select 或 poll 的困难。

6.12 习 题

6.1 修改图 6.4 中的程序以接受 IPC_PRIVATE 这样的路径名参数，若指定了这样的参数，就以一个私用键创建一个消息队列。这么一来，6.6 节中的其余程序必须如何变动？

6.2 在图 6.14 中，我们为什么给接收者为服务器的消息使用 1 这个类型？

6.3 在图 6.14 中，要是一个恶意的客户向服务器发送了许多消息，但它从来不去读服务器的应答，那么会发生什么？图 6.19 对于这种类型的客户有什么变动？

6.4 重新编写 5.8 节中 Posix 消息队列的实现，改用 System V 消息队列代替内存映射 I/O。

第 3 部分　同　步

第 7 章　互斥锁和条件变量

7.1　概　述

从本章开始关于同步的讨论：怎样同步多个线程或多个进程的活动。为允许在线程或进程间共享数据，同步通常是必需的。互斥锁和条件变量是同步的架构模块。

互斥锁和条件变量出自 Posix.1 线程标准，它们总是可用来同步一个进程内的各个线程的。如果一个互斥锁或条件变量存放在多个进程间共享的某个内存区中，那么 Posix 还允许它用于这些进程间的同步。

> 这在 Posix 是个选项，在 Unix 98 却是必需的（参见图 1.5 中 IPC 类型为“进程间共享的互斥锁/条件变量”的那一行）。

本章中我们将介绍经典的生产者-消费者问题，并在解决该问题的方案中使用互斥锁和条件变量。对于本例子，我们使用多个线程而不是多个进程，因为让多个线程共享本问题中采用的公共数据缓冲区非常简单，而在多个进程间共享一个公共数据缓冲区却需要某种形式的共享内存区（将在第 4 部分中讲述）。我们将在第 10 章中提供使用信号灯解决该问题的其他方案。

7.2　互斥锁：上锁与解锁

互斥锁指代相互排斥（mutual exclusion），它是最基本的同步形式。互斥锁用于保护临界区（critical region），以保证任何时刻只有一个线程在执行其中的代码（假设互斥锁由多个线程共享），或者任何时刻只有一个进程在执行其中的代码（假设互斥锁由多个进程共享）。保护一个临界区的代码的通常轮廓大体如下：

```
lock_the_mutex(...);
临界区
unlock_the_mutex(...);
```

既然任何时刻只有一个线程能够锁住一个给定的互斥锁，这样的代码于是保准任何时刻只有一个线程在执行其临界区中的指令。

Posix 互斥锁作为数据类型 pthread_mutex_t 的变量声明。如果互斥锁变量是静态分配的，那么我们可以把它初始化成常值 PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER，例如：

```
static pthread_mutex_t  lock = PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
```

如果互斥锁是动态分配的(例如通过调用 malloc),或者分配在共享内存区中,那么我们必须在运行时刻通过调用 pthread_mutex_init 函数来初始化它,如 7.7 节中所示。

> 你可能会碰到省略了初始化操作的代码,因为它所在的实现把初始化常值定义为 0(而且静态分配的变量被自动地初始化为 0)。不过这是不正确的代码。

下列三个函数给一个互斥锁上锁和解锁:

```
#include <pthread.h>
int pthread_mutex_lock(pthread_mutex_t *mptr);
int pthread_mutex_trylock(pthread_mutex_t *mptr);
int pthread_mutex_unlock(pthread_mutex_t *mptr);
                                    都返回:成功时为 0,出错时为正的 Exxx 值
```

如果尝试给一个已由另外某个线程锁住的互斥锁上锁,那么 pthread_mutex_lock 将阻塞到该互斥锁解锁为止。pthread_mutex_trylock 是对应的非阻塞函数,如果该互斥锁已锁住,它就返回一个 EBUSY 错误。

> 如果有多个线程阻塞在等待同一个互斥锁上,那么当该互斥锁解锁时,哪一个线程开始运行呢?1003.1b-1993 标准增加的特性之一是提供一个优先级调度选项。我们不讨论该领域,不过下述概括足以说明其内容:不同线程可被赋予不同的优先级,同步函数(互斥锁、读写锁、信号灯)将唤醒优先级最高的被阻塞线程。[Butenhof 1997]的 5.5 节提供有关 Posix.1 实时调度特性的具体细节。

尽管我们说互斥锁保护的是临界区,实际上保护的是在临界区中被操纵的数据(data)。也就是说,互斥锁通常用于保护由多个线程或多个进程分享的共享数据(shared data)。

互斥锁是协作性(cooperative)锁。这就是说,如果共享数据是一个链表(举个例子),那么操纵该链表的所有线程都必须在实际操纵前获取该互斥锁。不过也没有办法防止某个线程不首先获取该互斥锁就操纵该链表。

7.3 生产者-消费者问题

同步中有一个称为生产者-消费者(producer-consumer)问题的经典问题,也称为有界缓冲区(bounded buffer)问题。一个或多个生产者(线程或进程)创建着一个个的数据条目,这些条目然后由一个或多个消费者(线程或进程)处理。数据条目在生产者和消费者之间是使用某种类型的 IPC 传递的。

使用 Unix 管道时我们就在处理这个问题。这就是说,如下的 shell 管道:

```
grep pattern chapters.* | wc -l
```

存在这样的问题。grep 是单个生产者,wc 是单个消费者。Unix 管道用作两者间的 IPC 形式。生产者和消费者间所需的同步是由内核以一定方式处理的,内核以这种方式处理生产者的

write 和消费者的 read。如果生产者超前消费者(也就是管道被填满),内核就在生产者调用 write 时把它投入睡眠,直到管道中有空余空间。如果消费者超前生产者(也就是管道为空),内核就在消费者调用 read 时把它投入睡眠,直到管道中有一些数据为止。

这些类型的同步是隐式的(implicit);也就是说生产者和消费者甚至不知道内核在执行同步。如果我们改用 Posix 消息队列或 System V 消息队列作为生产者和消费者间的 IPC 形式,那么内核仍然会处理同步。

然而当共享内存区用作生产者和消费者之间的 IPC 形式时,生产者和消费者必须执行某种类型的显式(explicit)同步。我们将使用互斥锁展示显式同步。图 7.1 展示了我们使用的例子。

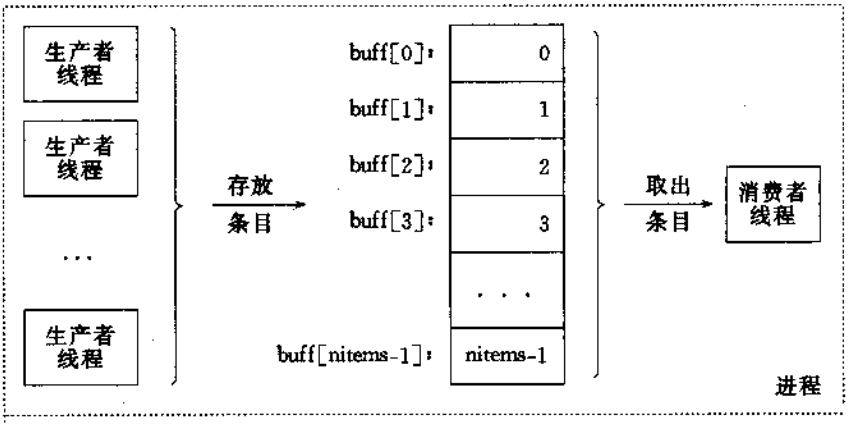


图 7.1　生产者-消费者例子:多个生产者线程、一个消费者线程

在单个进程中有多个生产者线程和单个消费者线程。整数数组 buff 含有被生产和消费的条目(也就是共享数据)。为简单起见,生产者只是把 buff[0]设置为 0,把 buff[1]设置为 1,如此等等。消费者只是沿着该数组行进,并验证每个数组元素都是正确的。

在第一个例子中,我们只关心多个生产者线程之间的同步。直到所有生产者线程都完成工作后,我们才启动消费者线程。图 7.2 是这个例子的 main 函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     MAXNITEMS     1000000
3 #define     MAXNTHREADS     100
4 int          nitems;                    /* read-only by producer and consumer */
5 struct {
6   pthread_mutex_t mutex;
7   int buff[MAXNITEMS];
8   int nput;
9   int nval;
10 } shared = {
11     PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER
12 };
13 void   *produce(void *), *consume(void *);
14 int
15 main(int argc, char **argv)
```

```
16 {
17     int        i, nthreads, count[MAXNTHREADS];
18     pthread_t  tid_produce[MAXNTHREADS], tid_consume;

19     if (argc != 3)
20         err_quit("usage: prodcons2 <#items> <#threads>");
21     nitems = min(atoi(argv[1]), MAXNITEMS);
22     nthreads = min(atoi(argv[2]), MAXNTHREADS);

23     Set_concurrency(nthreads);
24         /* start all the producer threads */
25     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
26         count[i] = 0;
27         Pthread_create(&tid_produce[i], NULL, produce, &count[i]);
28     }

29         /* wait for all the producer threads */
30     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
31         Pthread_join(tid_produce[i], NULL);
32         printf("count[%d] = %d\n", i, count[i]);
33     }

34         /* start, then wait for the consumer thread */
35     Pthread_create(&tid_consume, NULL, consume, NULL);
36     Pthread_join(tid_consume, NULL);

37     exit(0);
38 }
```

图 7.2 main 函数[mutex/prodcons2.c]

线程间共享的全局变量

第 4～12 行 这些变量是各个线程间共享的。我们把它们以及相应的互斥锁收集到一个名为 shared 的结构中，目的是为了强调这些变量只应该在拥有其互斥锁时访问。nput 是 buff 数组中下一个存放元素的下标，nval 是下一次存放的值(0、1、2，等等)。我们分配这个结构，并初始化其中用于生产者线程间同步的互斥锁。

> 我们将如本例子所做的那样一直努力地把共享数据和它们的同步变量(互斥锁、条件变量或信号灯)收集到一个结构中，这是一个很好的编程技巧。然而在许多情况下共享数据是动态分配的，譬如说一个链表。我们可以把该链表的头以及该链表的同步变量存放到一个结构中(图 5.20 中的 mq_hdr 结构就是这么一回事)，但是其他共享数据(该链表的其余部分)却不在该结构中。因此这种办法通常是不完善的。

命令行参数

第 19～22 行 第一个命令行参数指定生产者存放的条目数，下一个参数指定待创建的生产者线程数。

设置并发级别

第 23 行 我们的 set_concurrency 函数告诉线程系统我们希望并发运行多少线程。在 Solaris 2.6 下，该函数只是调用 thr_setconcurrency，当我们希望多个生产者线程中每一个都有执行机会时，这个函数是必需的。如果我们在 Solaris 下省略该调用，那么只有第一个生产

者线程运行。在 Digital Unix 4.0B 下，我们的 set_concurrency 函数不做任何事(因为缺省情况下，一个进程中的各个线程竞争使用处理器)。

> Unix 98 需要一个名为 pthread_setconcurrency 的函数执行同样的功能。在把多个用户线程(使用 pthread_create 创建的对象)复用到较小的一组内核执行实体(例如内核线程)上的线程实现中，该函数是需要的。这些实现经常被称为多对少、两级或 M 对 N 实现。[butenhof 1997]的 5.6 节详细讨论了用户线程和内核实体间的关系。

创建生产者线程

第 24～28 行　创建生产者线程，每个线程执行 produce。在 tid_produce 数组中保存每个线程的线程 ID。传递给每个生产者线程的参数是指向 count 数组中某个元素的指针。我们首先把该计数器初始化为 0，每个线程然后在每次往缓冲区 buff 中存放一个条目时给这个计数器加 1。当一切生产完毕时，我们输出这个计数器数组各元素的值，以查看每个生产者线程分别存放了多少条目。

等待生产者线程，然后启动消费者线程

第 29～36 行　等待所有生产者线程终止，同时输出每个线程的计数器值，此后才启动单个的消费者线程。这是我们(暂时)避免生产者和消费者之间的同步问题的办法。接着等待消费者完成，然后终止进程。

图 7.3 给出了这个例子所用的 produce 和 consume 函数。

```
39 void *
40 produce(void *arg)
41 {
42     for ( ; ; ) {
43         Pthread_mutex_lock(&shared.mutex);
44         if (shared.nput >= nitems) {
45             Pthread_mutex_unlock(&shared.mutex);
46             return(NULL);          /* array is full, we're done */
47         }
48         shared.buff[shared.nput] = shared.nval;
49         shared.nput++;
50         shared.nval++;
51         Pthread_mutex_unlock(&shared.mutex);
52         *((int *) arg) += 1;
53     }
54 }
55 void *
56 consume(void *arg)
57 {
58     int         i;
59     for (i = 0; i < nitems; i++) {
60         if (shared.buff[i] != i)
61             printf("buff[%d] = %d\n", i, shared.buff[i]);
62     }
63     return(NULL);
64 }
```

图 7.3　produce 和 consume 函数[mutex/prodcons2.c]

产生数据条目

第42～53行 生产者的临界区由测试是否一切生产完毕的条件语句：

```
if (shared.nput >= nitems)
```

和随后的三行构成：

```
shared.buff[shared.nput] = shared.nval;
shared.nput++;
shared.nval++;
```

我们用一个互斥锁保护该临界区，同时保证一切生产完毕的情况下给该互斥锁解锁。注意count元素的加1(通过指针arg)不属于该临界区，因为每个线程有各自的计数器(main函数中的count数组)。既然如此，我们就不把这行代码包括在由互斥锁锁住的临界区中，因为作为一个通用的编程原则，我们总是应该努力减少由一个互斥锁锁住的代码量。

消费者验证数组的内容

第59～62行 消费者只是验证buff数组中的每个条目是否正确，若发现错误则输出一个消息。正如我们先前所说，本函数只有一个实例在运行，而且是在所有生产者线程都完成之后，因此不需要任何同步。

指定一百万个条目和5个生产者线程运行上述程序，结果如下：

```
solaris % prodcons2 1000000 5
count[0] = 167165
count[1] = 249891
count[2] = 194221
count[3] = 191815
count[4] = 196908
```

正如我们所提，如果在Solaris 2.6下去掉set_concurrency调用，那么count[0]将变为1000000，其余计数器则都是0。

要是我们删除本例子中的互斥锁上锁，那么它将如期地失败。也就是说，消费者将检测出许多buff[i]不等于i的情况。我们还可以验证，如果只有一个生产者线程在运行，那么删除互斥锁上锁并没有影响。

7.4 上锁与等待

现在展示互斥锁用于上锁(locking)而不能用于等待(waiting)。我们把上一节中的生产者-消费者例子改为在所有生产者线程都启动后立即启动消费者线程。这样在生产者线程产生数据的同时，消费者线程就能处理它，而不是像图7.2中那样，消费者线程直到所有生产者线程都完成后才启动。但现在我们必须同步生产者和消费者，以确保消费者只处理已由生产者存放的数据条目。

图7.4给出了main函数。在main声明之前的所有行与图7.2中的一样。

```
14 int
15 main(int argc, char **argv)
16 {
```

```
17      int    i, nthreads, count[MAXNTHREADS];
18      pthread_t   tid_produce[MAXNTHREADS], tid_consume;

19      if (argc != 3)
20          err_quit("usage: prodcons3 <#items> <#threads>");
21      nitems = min(atoi(argv[1]), MAXNITEMS);
22      nthreads = min(atoi(argv[2]), MAXNTHREADS);

23          /* create all producers and one consumer */
24      Set_concurrency(nthreads + 1);
25      for (i = 0; i < nthreads; i++) {
26          count[i] = 0;
27          Pthread_create(&tid_produce[i], NULL, produce, &count[i]);
28      }
29      Pthread_create(&tid_consume, NULL, consume, NULL);

30          /* wait for all producers and the consumer */
31      for (i = 0; i < nthreads; i++) {
32          Pthread_join(tid_produce[i], NULL);
33          printf("count[%d] = %d\n", i, count[i]);
34      }
35      Pthread_join(tid_consume, NULL);

36      exit(0);
37  }
```

图 7.4　main 函数：启动生产者后立即启动消费者[mutex/prodcons3.c]

第 24 行　给并发级别加 1，把额外的消费者线程也计算在内。

第 25～29 行　创建生产者线程后，立即创建消费者线程。

produce 函数没有变化，已在图 7.3 中给出。

图 7.5 给出了 consume 函数，它调用我们新定义的 consume_wait 函数。

```
54 void
55 consume_wait(int i)
56 {
57      for ( ; ; ) {
58          Pthread_mutex_lock(&shared.mutex);
59          if (i < shared.nput) {
60              Pthread_mutex_unlock(&shared.mutex);
61              return;                 /* an item is ready */
62          }
63          Pthread_mutex_unlock(&shared.mutex);
64      }
65 }
66 void *
67 consume(void *arg)
68 {
69      int         i;

70      for (i = 0; i < nitems; i++) {
71          consume_wait(i);
72          if (shared.buff[i] != i)
73              printf("buff[%d] = %d\n", i, shared.buff[i]);
74      }
75      return(NULL);
76  }
```

图 7.5　consume_wait 和 consume 函数[mutex/prodcons3.c]

消息者必须等待

第71行 consume函数的唯一变动是在从buff数组中取出下一个条目前调用consume_wait。

等待生产者

第57～64行 我们的consume_wait函数必须等待到生产者产生了第i个条目。为检查这种条件，先给生产者的互斥锁上锁，再比较i和生产者的nput下标。我们必须在查看nput前获得互斥锁，因为某个生产者线程当时可能正处于更新该变量的过程中。

这里的基本问题是：当期待的条目尚未准备好时，我们能做些什么？图7.5中的做法是一次次地循环，每次给互斥锁解锁又上锁。这称为轮转(spinning)或轮询(polling)，是一种对CPU时间的浪费。

我们也许可以睡眠很短的一段时间，但是不知道该睡眠多久。这儿所需的是另一种类型的同步，它允许一个线程(或进程)睡眠到发生某个事件为止。

7.5 条件变量：等待与信号发送

互斥锁用于上锁，条件变量则用于等待。这两种不同类型的同步都是需要的。

条件变量是类型为pthread_cond_t的变量，以下两个函数用于这些变量。

```
#include <pthread.h>
int pthread_cond_wait(pthread_cond_t *cptr, pthread_mutex_t *mpthr);
int pthread_cond_signal(pthread_cond_t *cptr);
                                        都返回：成功时为0，出错时为正的Exxx值
```

其中第二个函数的名字中的“signal”一词指的不是Unix SIG*xxx*信号。

这两个函数为之等待或由之得以通知的“条件”，其定义由我们选择：我们在代码中测试这种条件。

每个条件变量总是有一个互斥锁与之关联。我们调用pthread_cond_wait等待某个条件为真时，同时指定其条件变量的地址和所关联的互斥锁的地址。

我们通过重新编写上一节中的例子来解释条件变量的使用。图7.6给出了全局变量的声明。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #define     MAXNITEMS     1000000
 3 #define     MAXNTHREADS     100
 4           /* globals shared by threads */
 5 int         nitems;         /* read-only by producer and consumer */
 6 int         buff[MAXNITEMS];
 7 struct {
 8   pthread_mutex_t mutex;
 9   int     nput;             /* next index to store */
10   int     nval;             /* next value to store */
```

```
11 } put = {
12     PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER
13 };
14 struct {
15   pthread_mutex_t mutex;
16   pthread_cond_t  cond;
17   int     nready;          /* number ready for consumer */
18 } nready = {
19     PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER, PTHREAD_COND_INITIALIZER
20 };
```

图 7.6　使用条件变量的生产者-消费者程序全局变量[mutex/prodcons6.c]

把生产者变量和互斥锁收集到一个结构中

第 7～13 行　把互斥锁变量 mutex 以及与之关联的两个变量 nput 和 nval 收集到一个名为 put 的结构中。生产者使用这个结构。

把计数器、条件变量和互斥锁收集到一个结构中

第 14～20 行　下一个结构含有一个计数器、一个条件变量和一个互斥锁。我们把条件变量初始化为 PTHREAD_COND_INITIALIZER。

main 函数没有变动，已在图 7.4 中给出。

produce 和 consume 函数变动了，在图 7.7 中给出。

```
46 void *
47 produce(void *arg)
48 {
49     for ( ; ; ) {
50         Pthread_mutex_lock(&put.mutex);
51         if (put.nput >= nitems) {
52             Pthread_mutex_unlock(&put.mutex);
53             return(NULL);          /* array is full, we're done */
54         }
55         buff[put.nput] = put.nval;
56         put.nput++;
57         put.nval++;
58         Pthread_mutex_unlock(&put.mutex);
59         Pthread_mutex_lock(&nready.mutex);
60         if (nready.nready == 0)
61             Pthread_cond_signal(&nready.cond);
62         nready.nready++;
63         Pthread_mutex_unlock(&nready.mutex);
64         *((int *) arg) += 1;
65     }
66 }
67 void *
68 consume(void *arg)
69 {
70     int         i;
71     for (i = 0; i < nitems; i++) {
72         Pthread_mutex_lock(&nready.mutex);
73         while (nready.nready == 0)
```

```
74                  Pthread_cond_wait(&nready.cond, &nready.mutex);
75          nready.nready--;
76          Pthread_mutex_unlock(&nready.mutex);
77          if (buff[i] != 1)
78              printf("buff[%d] = %d\n", i, buff[i]);
79      }
80      return(NULL);
81  }
```

图 7.7 produce 和 consume 函数[mutex/prodcons6.c]

往数组中放置下一个条目

第 50～58 行 当生产者往数组 buff 中放置一个新条目时，我们改用互斥锁 put.mutex 来上锁临界区。

通知消费者

第 59～64 行 给统计准备好由消费者处理的条目数的计数器 nready.nready 加 1。在加 1 之前，如果该计数器的值为 0，那就调用 pthread_cond_signal 唤醒可能正在等待其值变为非零的任意线程(即消费者)。现在可以看出与该计数器关联的互斥锁和条件变量的相互作用。该计数器是在生产者和消费者之间共享的，因此只有锁住与之关联的互斥锁(nready.mutex)时才能访问它。与之关联的条件变量则用于等待和发送信号。

消费者等待 nready.nready 变为非零

第 72～76 行 消费者只是等待计数器 nready.nready 变为非零。既然该计数器是在所有的生产者和消费者之间共享的，因此只有锁住与之关联的互斥锁(nready.mutex)时才能测试它的值。如果在锁住该互斥锁期间该计数器的值为 0，我们就调用 pthread_cond_wait 进入睡眠。该函数原子地执行以下两个动作：

1. 给互斥锁 nready.mutex 解锁
2. 把调用线程投入睡眠，直到另外某个线程就本条件变量调用 pthread_cond_signal

pthread_cond_wait 在返回前重新给互斥锁 nready.mutex 上锁。因此当它返回并且我们发现计数器 nready.nready 不为 0 时，我们将把该计数器减 1(前提是我们肯定已锁住了该互斥锁)，然后给该互斥锁解锁。注意，当 pthread_cond_wait 返回时，我们总是再次测试相应条件成立与否，因为可能发生虚假的(spurious)唤醒：期待的条件尚不成立时的唤醒。各种线程实现试图最大限度减少这些虚假唤醒的数量，但是仍有可能发生。

总的说来，给条件变量发送信号的代码大体如下：

```
struct {
    pthread_mutex_t     mutex;
    pthread_cond_t      cond;
    维护本条件的各个变量
} var = { PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER, PTHREAD_COND_INITIALIZER, ... };

Pthread_mutex_lock(&var.mutex);
设置条件为真
Pthread_cond_signal(&var.cond);
Pthread_mutex_unlock(&var.mutex);
```

在我们的例子中，维护条件的变量是一个整数计数器，设置条件的操作就是给该计数器加 1。我们做了优化处理，即只有该计数器从 0 变为 1 时才发出条件变量信号。

测试条件并进入睡眠以等待该条件变为真的代码大体如下：

```
Pthread_mutex_lock(&var.mutex);
while    (条件为假)
    Pthread_cond_wait(&var.cond, &var.mutex);
修改条件
    Pthread_mutex_unlock(&var.mutex);
```

避免上锁冲突

在刚刚给出的代码片段以及图 7.7 中，pthread_cond_signal 由当前锁住某个互斥锁的线程调用，而该互斥锁是与本函数将给它发送信号的条件变量关联的。最坏情况下我们可以设想，当该条件变量被发送信号后，系统立即调度等待在其上的线程；该线程开始运行，但立即停止，因为它没能获取相应的互斥锁。为避免这种上锁冲突，图 7.7 中的代码可作如下变动：

```
int dosignal;

Pthread_mutex_lock(&nready.mutex);
dosignal = (nready.nready == 0);
nready.nready++;
Pthread_mutex_unlock(&nready.mutex);

if (dosignal)
    Pthread_cond_signal(&nready.cond);
```

在这儿，我们直到释放互斥锁 nready.mutex 后才给与之关联的条件变量 nready.cond 发送信号。Posix 明确允许这么做：调用 pthread_cond_signal 的线程不必是与之关联的互斥锁的当前属主。不过 Posix 接着说：如果需要可预见的调度行为，那么调用 pthread_cond_signal 的线程必须锁住该互斥锁。

7.6　条件变量：定时等待和广播

通常 pthread_cond_signal 只唤醒等待在相应条件变量上的一个线程。某些情况下一个线程认定有多个其他线程应被唤醒，这时它可调用 pthread_cond_broadcast 唤醒阻塞在相应条件变量上的所有线程。

> 有多个线程应唤醒的情形的例子之一发生在我们将在第 8 章中讲述的读出者与写入者问题中。当一个写入者完成访问并释放相应的锁后，它希望唤醒所有排着队的读出者，因为同时允许有多个读出者访问。
>
> 考虑条件变量信号单播发送与广播发送的一种候选（且更为安全的）方式是坚持使用广播发送。如果所有的等待者代码都编写确切，只有一个等待者需要唤醒，而且唤醒哪一个等待者无关紧要，那么可以使用为这些情况而优化的单播发送。所有其他情况下都必须使用广播发送。

```
#include <pthread.h>
int pthread_cond_broadcast(pthread_cond_t *cptr);
int pthread_cond_timedwait(pthread_cond_t *cptr, pthread_mutex_t *mptr,
                           const struct timespec *abstime);
                                                    都返回:成功时为0,出错时为正的Exxx值
```

pthread_cond_timedwait 允许线程就阻塞时间设置一个限制值。*abstime* 参数是一个 timespec 结构:

```
struct timespec {
    time_t tv_sec;          /* seconds */
    long   tv_nsec;         /* nanoseconds */
};
```

该结构指定这个函数必须返回的系统时间,即便当时相应的条件变量还没有收到信号。如果发生这种超时情况,该函数就返回 ETIMEDOUT 错误。

时间值是绝对时间(absolute time),而不是时间差(time delta)。这就是说,*abstime* 是该函数应该返回时刻的系统时间——自 UTC 时间 1970 年 1 月 1 日子时以来流逝的秒数和纳秒数。这与 select、pselect 和 poll(UNPv1 第 6 章)不同,它们都指定在将来的某个小数秒数,到时函数应该返回 (select 指定将来的微秒数,pselect 指定将来的纳秒数,poll 指定将来的毫秒数)。使用绝对时间而不是时间差的好处是:如果函数过早返回了(也许是因为捕获了某个信号),那么同一函数无需改变其参数中 timespec 结构的内容就能再次被调用。

7.7 互斥锁和条件变量的属性

本章中的互斥锁和条件变量例子把它们作为一个进程中的全局变量存放,它们用于该进程内各线程间的同步。我们用两个常值 PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER 和 PTHREAD_COND_INITIALIZER 来初始化它们。由这种方式初始化的互斥锁和条件变量具备缺省属性,不过我们可以以非缺省的属性初始化它们。

首先,互斥锁和条件变量是用以下函数初始化或摧毁的。

```
#include <pthread.h>
int pthread_mutex_init(pthread_mutex_t *mptr, const pthread_mutexattr_t *attr);
int pthread_mutex_destroy(pthread_mutex_t *mptr);
int pthread_cond_init(pthread_cond_t *cptr, const pthread_condattr_t *attr);
int pthread_cond_destroy(pthread_cond_t *cptr);
                                                    都返回:成功时为0,出错时为正的Exxx值
```

考虑互斥锁情况,*mptr* 必须指向一个已分配的 pthread_mutex_t 变量,pthread_mutex_init 函数初始化该互斥锁。由该函数的第二个参数 *attr* 指向的 pthread_mutexattr_t 值指定

其属性。如果该参数是个空指针，那就使用缺省属性。

互斥锁属性的数据类型为 pthread_mutexattr_t，条件变量属性的数据类型为 pthread_condattr_t，它们由以下函数初始化或摧毁。

```
#include <pthread.h>
int pthread_mutexattr_init(pthread_mutexattr_t *attr);
int pthread_mutexattr_destroy(pthread_mutexattr_t *attr);
int pthread_condattr_init(pthread_condattr_t *attr);
int pthread_condattr_destroy(pthread_condattr_t *attr);
                                        都返回：成功时为 0，出错时为正的 Exxx 值
```

一旦某个互斥锁属性对象或某个条件变量属性对象已被初始化，使能或禁止特定的属性就通过调用不同的函数来完成。举例来说，我们将在以后各章中使用的一个属性是：指定互斥锁或条件变量在不同进程间共享，而不是只在单个进程内的不同线程间共享。这个属性是用以下函数取得的或存入的。

```
#include <pthread.h>
int pthread_mutexattr_getpshared(const pthread_mutexattr_t *attr, int *valptr);
int pthread_mutexattr_setpshared(pthread_mutexattr_t *attr, int value);
int pthread_condattr_getpshared(const pthread_condattr_t *attr, int *valptr);
int pthread_condattr_setpshared(pthread_condattr_t *attr, int value);
                                        都返回：成功时为 0，出错时为正的 Exxx 值
```

其中两个 get 函数在由 *valptr* 指向的整数中返回这个属性的当前值，两个 set 函数则根据 *value* 的值设置这个属性的当前值。*value* 的值可以是 PTHREAD_PROCESS_PRIVATE 或 PTHREAD_PROCESS_SHARED。后者也称为进程间共享属性。

> 这个特性只在头文件<unistd.h>中定义了常值_POSIX_THREAD_PROCESS_SHARED 时才得以支持。它在 Posix.1 中是可选特性，在 Unix 98 中却是必需的（图 1.5）。

以下代码片段给出初始化一个互斥锁以便它能在进程间共享的过程：

```
pthread_mutex_t     *mptr;      /* pointer to the mutex in shared memory */
pthread_mutexattr_t mattr;      /* mutex attribute datatype */
    ...
    mptr = /* some value that points to shared memory */;
    Pthread_mutexattr_init(&mattr);
#ifdef  _POSIX_THREAD_PROCESS_SHARED
    Pthread_mutexattr_setpshared(&mattr, PTHREAD_PROCESS_SHARED);
#else
# error this implementation does not support  _POSIX_THREAD_PROCESS_SHARED
#endif
    Pthread_mutex_init(mptr, &mattr);
```

我们声明一个名为 mattr 的 pthread_mutexattr_t 数据类型的变量，把它初始化成互斥锁的缺省属性，然后给它设置 PTHREAD_PROCESS_SHARED 属性，意思是该互斥锁将在进程间共享。pthread_mutex_init 然后照此初始化该互斥锁。必须分配给该互斥锁的共享内存区空间大小为 sizeof(pthread_mutex_t)。

用于给存放在共享内存区中供多个进程使用的一个条件变量设置 PTHREAD_PROCESS_SHARED 属性的一组语句跟用于互斥锁的语句几乎相同，只需把其中的 5 处 mutex 替换成 cond。

我们已在图 5.22 中给出这些进程间共享的互斥锁和条件变量的例子。

持有锁期间进程终止

当在进程间共享一个互斥锁时，持有该互斥锁的进程在持有期间可能终止(也许是非自愿地)的机会总是有的。没有办法让系统在进程终止时自动释放所持有的锁。我们将会看到读写锁和 Posix 信号灯也具备这种特性。进程终止时内核总是自动清理的唯一同步锁类型是 fcntl 记录锁(第 9 章)。使用 System V 信号灯时，应用程序可以选择进程终止时内核是否自动清理某个信号灯锁(将在 11.3 节中讨论的 SEM_UNDO 特性)。

一个线程也可以在持有某个互斥锁期间终止，起因是被另一个线程取消或自己去调用了 pthread_exit。后者没什么可关注的，因为如果该线程调用 pthread_exit 自愿终止的话，它应该知道自己还持有一个互斥锁。如果是被另一个线程取消的情况，那么该线程可以安装将在被取消时调用的清理处理程序，如 8.5 节中所展示的那样。对于一个线程来说是致命的条件通常还导致整个进程的终止。举例来说，如果某个线程执行了一个无效指针访问，从而引发了 SIGSEGV 信号，那么一旦该信号未被捕获，整个进程就被它终止，我们于是回到了先前处理进程终止的条件上。

即使一个进程终止时系统会自动释放某个锁，那也可能解决不了问题。该锁保护某个临界区很可能是为了在执行该临界区代码期间更新某个数据。如果该进程在执行该临界区的中途终止，该数据处于什么状态呢？该数据处于不一致状态的可能性很大：举例来说，一个新条目也许只是部分插入某个链表中，要是该进程终止时内核仅仅把那个锁解开的话，使用该链表的下一个进程就可能发现它已损坏。

然而在某些例子中，让内核在进程终止时清理某个锁(若是信号灯情况则为计数器)不成问题。例如，某个服务器可能使用一个 System V 信号灯(打开其 SEM_UNDO 特性)来统计当前被服务的客户数。每次 fork 一个子进程时，它就把该信号灯加 1，当该子进程终止时，它再把该信号灯减 1。如果该子进程非正常终止，内核仍会把该计数器减 1。9.7 节给出了一个例子，说明内核在什么时候释放一个锁(不是我们刚讲的计数器)合适。那儿的守护进程一开始就在自己的某个数据文件上获得一个写入锁，然后在其运行期间一直持有该锁。如果有人试图启动该守护进程的另一个拷贝，那么新的拷贝将因为无法取得该写入锁而终止，从而确保该守护进程只有一个拷贝在一直运行。但是如果该守护进程不正常地终止了，那么内核会释放该写入锁，从而允许启动该守护进程的另一个拷贝。

7.8 小　结

互斥锁用于保护代码临界区，从而保证任何时刻只有一个线程在临界区内执行。有时候一个线程获得某个互斥锁后，发现自己需要等待某个条件变为真。如果是这样，该线程就可以等待在某个条件变量上。条件变量总是有一个互斥锁与之关联。把调用线程投入睡眠的 pthread_cond_wait 函数在这么做之前先给所关联的互斥锁解锁，以后某个时刻唤醒该线程前再给该互斥锁上锁。该条件变量由另外某个线程向它发送信号，而这个发送信号的线程既可以只唤醒一个线程(pthread_cond_signal)，也可以唤醒等待相应条件变为真的所有线程(pthread_cond_broadcast)。

互斥锁和条件变量可以静态分配并静态初始化。它们也可以动态分配，那要求动态地初始化它们。动态初始化允许我们指定进程间共享属性，从而允许在不同进程间共享某个互斥锁或条件变量，其前提是该互斥锁或条件变量必须存放在由这些进程共享的内存区中。

7.9 习　题

7.1　去掉图 7.3 中的互斥锁，验证这个例子在运行不止一个生产者线程的前提下失败。

7.2　如果把图 7.2 中对消费者线程的 Pthread_join 调用去掉，那么会发生什么？

7.3　编写一个程序，在一个无限循环中只调用 pthread_mutexattr_init 和 pthread_condattr_init。使用诸如 ps 这样的程序观察其进程的内存使用情况。发生了什么？现在加上合适的 pthread_mutexattr_destroy 和 phtread_condattr_destory，再验证没有发生内存遗漏。

7.4　在图 7.7 中，生产者只在计数器 nready. nready 由 0 变为 1 时才调用 pthread_cond_signal。为查看这种优化处理的效果，增设一个计数器，它在每次调用 pthread_cond_signal 时加 1，当消费者完成时，在主线程中输出这个计数器的值。

第8章 读写锁

8.1 概 述

互斥锁把试图进入我们称之为临界区的所有其他线程都阻塞住。该临界区通常涉及对于由这些线程共享的一个或多个数据的访问或更新。然而有时候我们可以在读某个数据与修改某个数据之间作区分。

我们现在讲述读写锁(read-write lock),并在获取读写锁用于读和获取读写锁用于写之间作区分。这些读写锁的分配规则如下:

1. 只要没有线程持有某个给定的读写锁用于写,那么任意数目的线程可以持有该读写锁用于读。
2. 仅当没有线程持有某个给定的读写锁用于读或用于写时,才能分配该读写锁用于写。

换一种说法陈述就是,只要没有线程在修改某个给定的数据,那么任意数目的线程都可以拥有该数据的读访问权。仅当没有其他线程在读或修改某个给定的数据时,当前线程才可以修改它。

某些应用中读数据比修改数据频繁,这些应用可从改用读写锁代替互斥锁中获益。任意给定时刻允许多个读出者存在提供了更高的并发度,同时在某个写入者修改数据期间保护该数据,以免任何其他读出者或写入者的干扰。

这种对于某个给定资源的共享访问也称为共享-独占(shared-exclusive)上锁,因为获取一个读写锁用于读称为共享锁(shared lock),获取一个读写锁用于写称为独占锁(exclusive lock)。有关这种类型问题(多个读出者和一个写入者)的其他说法有读出者与写入者(readers and writers)问题以及多读出者-单写入者(readers-writer)锁。(最后一个说法的英文名称中,"readers"有意是复数,"writer"有意是单数,目的是强调这种问题的多个读出者与单个写入者本性。)

> 读写锁的一个日常类比是访问银行帐户。多个线程可以同时读出某个帐户的收支结余,但是一旦有一个线程需要更新某个给定收支结余,该线程就必须等待所有读出者完成该收支结余的读出,然后只允许该更新线程修改这个收支结余。直到更新完之前,任何读出者都不允许读该收支结余。
>
> 本章中描述的函数由 Unix 98 定义,因为读写锁不属于 1996 年 Posix.1 标准的一部分。这些函数是在 1995 年由一个称为 Aspen Group 的 Unix 厂家联合体开发的,同时开发的还有 Posix.1 未定义的其他扩充。有一个 Posix 工作组(1003.1j)正在开发包括读写锁在内的一组 Pthread 扩充,它们很有可能与本章中讲述的一样。

8.2 获取与释放读写锁

读写锁的数据类型为 pthread_rwlock_t。如果这个类型的某个变量是静态分配的，那么可通过给它赋常值 PTHREAD_RWLOCK_INITIALIZER 来初始化它。

pthread_rwlock_rdlock 获取一个读出锁，如果对应的读写锁已由某个写入者持有，那就阻塞调用线程。pthread_rwlock_wrlock 获取一个写入锁，如果对应的读写锁已由另一个写入者持有，或者已由一个或多个读出者持有，那就阻塞调用线程。pthread_rwlock_unlock 释放一个读出锁或写入锁。

```
#include <pthread.h>
int pthread_rwlock_rdlock(pthread_rwlock_t *rwptr);
int pthread_rwlock_wrlock(pthread_rwlock_t *rwptr);
int pthread_rwlock_unlock(pthread_rwlock_t *rwptr);
                                        都返回：成功时为 0，出错时为正的 Exxx 值
```

下面两个函数尝试获取一个读出锁或写入锁，但是如果该锁不能马上取得，那就返回一个 EBUSY 错误，而不是把调用线程投入睡眠。

```
#include <pthread.h>
int pthread_rwlock_tryrdlock(pthread_rwlock_t *rwptr);
int pthread_rwlock_trywrlock(pthread_rwlock_t *rwptr);
                                        都返回：成功时为 0，出错出为正的 Exxx 值
```

8.3 读写锁属性

我们提到过，静态分配的读写锁可通过给它赋常值 PTHREAD_RWLOCK_INITIALIZER 来将它初始化。读写锁变量也可以通过调用 pthread_rwlock_init 动态地初始化。当一个线程不再需要某个读写锁时，它可以调用 pthread_rwlock_destroy 摧毁。

```
#include <pthread.h>
int pthread_rwlock_init(pthread_rwlock_t *rwptr,
                        const pthread_rwlockattr_t *attr);
int pthread_rwlock_destroy(pthread_rwlock_t *rwptr);
                                        都返回：成功时为 0，出错时为正的 Exxx 值
```

初始化某个读写锁时，如果 *attr* 是个空指针，那就使用缺省属性。要赋予它非缺省的属性，需使用下面两个函数。

```
#include <pthread.h>
int pthread_rwlockattr_init(pthread_rwlockattr_t *attr);
int pthread_rwlockattr_destroy(pthread_rwlockattr_t *attr);
                                        都返回:成功时为0,出错时为正的Exxx值
```

数据类型为pthread_rwlockattr_t的某个属性对象一旦初始化,使能或禁止特定属性就通过调用不同的函数来完成。当前定义了的唯一属性是PTHREAD_PROCESS_SHARED,它指定相应的读写锁将在不同进程间共享,而不仅仅是在单个进程内的不同线程间共享。以下两个函数分别获取和设置这个属性。

```
#include <pthread.h>
int pthread_rwlockattr_getpshared(const pthread_rwlockattr_t *attr, int *valptr);
int pthread_rwlockattr_setpshared(pthread_rwlockattr_t *attr, int value);
                                        都返回:成功时为0,出错时为正的Exxx值.
```

第一个函数在由*valptr*指向的整数中返回该属性的当前值。第二个函数把该属性的当前值设置为*value*,其值或为PTHREAD_PROCESS_PRIVATE,或为PTHREAD_PROCESS_SHARED。

8.4 使用互斥锁和条件变量实现读写锁

仅仅使用互斥锁和条件变量就能实现读写锁。本节中我们将查看一种可能的实现。这个实现优先考虑等待着的写入者。这不是必需的,可以有其他实现方案。

> 本节和本章剩余各节含有高级主题,第一次阅读时你可暂时跳过去。
>
> 读写锁的其他实现也值得研究。[Butenhof 1997]的7.1.2节提供了一个优先考虑等待着的读出者的实现,并且包括取消处理(我们将稍后讨论)。[IEEE 1996]的B.18.2.3.1节提供了另一个优先考虑等待着的写入者的实现,也包括取消处理。[Kleiman,Shah,and Smaalders 1996]第14章提供了一个优先考虑等待着的写入者的实现。本节给出的实现来自Doug Schmidt的ACE软件包http://www.cs.wustl.edu/~schmidt/ACE.html(适应性通信环境,Adaptive Communications Environment)。以上四个实现都使用互斥锁和条件变量。

pthread_rwlock_t数据类型

图8.1给出我们的pthread_rwlock.h头文件,它定义了基本的pthread_rwlock_t数据类型和操作读写锁的各个函数的函数原型。通常情况下它们是在<pthread.h>头文件中。

```
1 #ifndef __pthread_rwlock_h
2 #define __pthread_rwlock_h

3 typedef struct {
4   pthread_mutex_t rw_mutex;          /* basic lock on this struct */
5   pthread_cond_t  rw_condreaders;    /* for reader threads waiting */
```

```
 6   pthread_cond_t  rw_condwriters;   /* for writer threads waiting */
 7   int     rw_magic;          /* for error checking */
 8   int     rw_nwaitreaders;/* the number waiting */
 9   int     rw_nwaitwriters;/* the number waiting */
10   int     rw_refcount;
11     /* -1 if writer has the lock, else # readers holding the lock */
12 } pthread_rwlock_t;
13 #define   RW_MAGIC    0x19283746
14     /* following must have same order as elements in struct above */
15 #define     PTHREAD_RWLOCK_INITIALIZER  { PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER, \
16           PTHREAD_COND_INITIALIZER, PTHREAD_COND_INITIALIZER, \
17           RW_MAGIC, 0, 0, 0 }
18 typedef   int   pthread_rwlockattr_t;   /* dummy; not supported */
19     /* function prototypes */
20 int     pthread_rwlock_destroy(pthread_rwlock_t *);
21 int     pthread_rwlock_init(pthread_rwlock_t *, pthread_rwlockattr_t *);
22 int     pthread_rwlock_rdlock(pthread_rwlock_t *);
23 int     pthread_rwlock_tryrdlock(pthread_rwlock_t *);
24 int     pthread_rwlock_trywrlock(pthread_rwlock_t *);
25 int     pthread_rwlock_unlock(pthread_rwlock_t *);
26 int     pthread_rwlock_wrlock(pthread_rwlock_t *);
27         /* and our wrapper functions */
28 void    Pthread_rwlock_destroy(pthread_rwlock_t *);
29 void    Pthread_rwlock_init(pthread_rwlock_t *, pthread_rwlockattr_t *);
30 void    Pthread_rwlock_rdlock(pthread_rwlock_t *);
31 int     Pthread_rwlock_tryrdlock(pthread_rwlock_t *);
32 int     Pthread_rwlock_trywrlock(pthread_rwlock_t *);
33 void    Pthread_rwlock_unlock(pthread_rwlock_t *);
34 void    Pthread_rwlock_wrlock(pthread_rwlock_t *);
35 #endif    /*  __pthread_rwlock_h */
```

图 8.1 pthread_rwlock_t 数据类型的定义[my_rwlock/pthread_rwlock.h]

第 3～13 行　我们的 pthread_rwlock_t 数据类型含有一个互斥锁、两个条件变量、一个标志及三个计数器。我们将从接下去给出的函数中看出所有这些成员的用途。无论何时检查或操纵该结构，我们都必须持有其中的互斥锁成员 rw_mutex。该结构初始化成功后，标志成员 rw_magic 就被设置成 RW_MAGIC。所有函数都测试该成员，以检查调用者是否作为参数传递了指向某个已初始化的读写锁的指针。该读写锁被摧毁时，这个成员就被置为 0。

注意计数器成员之一 rw_refcount 总是指示着本读写锁的当前状态：－1 表示它是一个写入锁(任意时刻这样的锁只能有一个)，0 表示它是可用的，大于 0 的值则意味着它当前容纳着那么多的读出锁。

第 14～17 行　给该数据类型定义静态初始化常值。

pthread_rwlock_init 函数

图 8.2 给出了我们的第一个函数 pthread_rwlock_init，它动态初始化一个读写锁。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "pthread_rwlock.h"
3 int
4 pthread_rwlock_init(pthread_rwlock_t *rw, pthread_rwlockattr_t *attr)
5 {
6     int         result;
7     if (attr != NULL)
8         return(EINVAL);          /* not supported */
9     if ( (result = pthread_mutex_init(&rw->rw_mutex, NULL)) != 0)
10        goto err1;
11    if ( (result = pthread_cond_init(&rw->rw_condreaders, NULL)) != 0)
12        goto err2;
13    if ( (result = pthread_cond_init(&rw->rw_condwriters, NULL)) != 0)
14        goto err3;
15    rw->rw_nwaitreaders = 0;
16    rw->rw_nwaitwriters = 0;
17    rw->rw_refcount = 0;
18    rw->rw_magic = RW_MAGIC;
19    return(0);
20 err3:
21    pthread_cond_destroy(&rw->rw_condreaders);
22 err2:
23    pthread_mutex_destroy(&rw->rw_mutex);
24 err1:
25    return(result);          /* an errno value */
26 }
```

图 8.2 pthread_rwlock_init 函数：初始化一个读写锁[my_rwlock/pthread_rwlock_init.c]

第 7～8 行 我们不支持使用本函数给读写锁赋属性，因此检查其 attr 是否为一个空指针。

第 9～19 行 初始化由调用者指定其指针的读写锁结构中的互斥锁和两个条件变量成员。所有三个计数器成员都设置为 0，rw_magic 成员则设置为表示该结构已初始化完毕的值。

第 20～25 行 如果互斥锁或条件变量的初始化失败，那么小心地确保摧毁已初始化的对象，然后返回一个错误。

pthread_rwlock_destroy 函数

图 8.3 给出了我们的 pthread_rwlock_destroy 函数，它在包括调用者在内的所有线程都不再持有也不试图持有某个读写锁的时候摧毁它。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "pthread_rwlock.h"
3 int
4 pthread_rwlock_destroy(pthread_rwlock_t *rw)
```

```
5 {
6     if (rw->rw_magic != RW_MAGIC)
7         return(EINVAL);
8     if (rw->rw_refcount != 0 ||
9         rw->rw_nwaitreaders != 0 || rw->rw_nwaitwriters != 0)
10        return(EBUSY);
11    pthread_mutex_destroy(&rw->rw_mutex);
12    pthread_cond_destroy(&rw->rw_condreaders);
13    pthread_cond_destroy(&rw->rw_condwriters);
14    rw->rw_magic = 0;
15    return(0);
16 }
```

图 8.3 pthread_rwlock_destroy 函数：摧毁一个读写锁[my_rwlock/pthread_rwlock_destroy.c]

第 8～13 行 首先检查由调用者指定的读写锁已不在使用中，然后给其中的互斥锁和两个条件变量成员调用合适的摧毁函数。

pthread_rwlock_rdlock 函数

图 8.4 给出了我们的 pthread_rwlock_rdlock 函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "pthread_rwlock.h"
3 int
4 pthread_rwlock_rdlock(pthread_rwlock_t *rw)
5 {
6     int     result;
7     if (rw->rw_magic != RW_MAGIC)
8         return(EINVAL);
9     if ( (result = pthread_mutex_lock(&rw->rw_mutex)) != 0)
10        return(result);
11        /* give preference to waiting writers */
12    while (rw->rw_refcount < 0 || rw->rw_nwaitwriters > 0) {
13        rw->rw_nwaitreaders++;
14        result = pthread_cond_wait(&rw->rw_condreaders, &rw->rw_mutex);
15        rw->rw_nwaitreaders--;
16        if (result != 0)
17            break;
18    }
19    if (result == 0)
20        rw->rw_refcount++;      /* another reader has a read lock */
21    pthread_mutex_unlock(&rw->rw_mutex);
22    return (result);
23 }
```

图 8.4 pthread_rwlock_rdlock 函数：获取一个读出锁[my_rwlock/pthread_rwlock_rdlock.c]

第 9～10 行 无论何时操作 pthread_rwlock_t 类型的结构，都必须给其中的 rw_mutex 成员上锁。

第 11～18 行 如果(a)rw_refcount 小于 0(意味着当前有一个写人者持有由调用者指定的读写锁)，或者(b)有线程正等着获取该读写锁的一个写人锁(rw_nwaitwriters 大于 0)，

那么我们无法获取该读写锁的一个读出锁。如果这两个条件中有一个为真，我们就把 rw_nwaitreaders 加 1。并在 rw_condreaders 条件变量上调用 pthread_cond_wait。我们稍后将看到，当给一个读写锁解锁时，首先检查是否有任何等待着的写入者，若没有则检查是否有任何等待着的读出者。如果有读出者在等待，那就向 rw_condreaders 条件变量广播信号。

第 19～20 行　取得读出锁后把 rw_refcount 加 1。互斥锁旋即释放。

> 该函数中存在一个问题：如果调用线程阻塞在其中的 pthread_cond_wait 调用上并随后被取消，它就在仍持有互斥锁的情况下终止，于是 rw_nwaitreaders 计数器的值出错。图 8.6 中 pthread_rwlock_wrlock 函数的实现也存在同样的问题。我们将在 8.5 节纠正这些问题。

pthread_rwlock_tryrdlock 函数

图 8.5 给出我们的 pthread_rwlock_tryrdlock 函数，它在尝试获取一个读出锁时并不阻塞。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "pthread_rwlock.h"
3 int
4 pthread_rwlock_tryrdlock(pthread_rwlock_t *rw)
5 {
6     int             result;
7     if (rw->rw_magic != RW_MAGIC)
8         return(EINVAL);
9     if ( (result = pthread_mutex_lock(&rw->rw_mutex)) != 0)
10        return(result);
11    if (rw->rw_refcount < 0 || rw->rw_nwaitwriters > 0)
12        result = EBUSY;     /* held by a writer or waiting writers */
13    else
14        rw->rw_refcount++;      /* increment count of reader locks */
15    pthread_mutex_unlock(&rw->rw_mutex);
16    return(result);
17 }
```

图 8.5　pthread_rwlock_tryrdlock 函数：试图获取一个读出锁

[my_rwlock/pthread_rwlock_tryrdlock.c]

第 11～14 行　如果当前有一个写入者持有调用者指定的读写锁，或者有线程在等待该读写锁的一个写入锁，那就返回 EBUSY 错误。否则，通过把 rw_refcount 加 1 获取该读写锁。

pthread_rwlock_wrlock 函数

图 8.6 给出了我们的 pthread_rwlock_wrlock 函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "pthread_rwlock.h"
3 int
4 pthread_rwlock_wrlock(pthread_rwlock_t *rw)
```

```
 5 {
 6     int             result;

 7     if (rw->rw_magic != RW_MAGIC)
 8         return(EINVAL);

 9     if ( (result = pthread_mutex_lock(&rw->rw_mutex)) != 0)
10         return(result);

11     while (rw->rw_refcount != 0) {
12         rw->rw_nwaitwriters++;
13         result = pthread_cond_wait(&rw->rw_condwriters, &rw->rw_mutex);
14         rw->rw_nwaitwriters--;
15         if (result != 0)
16             break;
17     }
18     if (result == 0)
19         rw->rw_refcount = -1;

20     pthread_mutex_unlock(&rw->rw_mutex);
21     return(result);
22 }
```

图 8.6　pthread_rwlock_wrlock 函数：获取一个写入锁[my_rwlock/pthread_rwlock_wrlock.c]

第 11～17 行　只要有读出者持有由调用者指定的读写锁的读出锁，或者有一个写入者持有该读写锁的唯一写入锁（两者都是 rw_refcount 不为 0 的情况），调用线程就得阻塞。为此，我们把 rw_nwaitwriters 加 1，然后在 rw_condwriters 条件变量上调用 pthread_cond_wait。我们将看到，向该条件变量发送信号的前提是：它所在的读写锁被释放，并且有写入者正在等待。

第 18～19 行　取得写入锁后把 rw_refcount 置为－1。

pthread_rwlock_trywrlock 函数

图 8.7 给出了非阻塞版本的 pthread_rwlock_trywrlock 函数。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "pthread_rwlock.h"
 3 int
 4 pthread_rwlock_trywrlock(pthread_rwlock_t *rw)
 5 {
 6     int             result;

 7     if (rw->rw_magic != RW_MAGIC)
 8         return(EINVAL);

 9     if ( (result = pthread_mutex_lock(&rw->rw_mutex)) != 0)
10         return(result);

11     if (rw->rw_refcount != 0)
12         result = EBUSY;          /* held by either writer or reader(s) */
13     else
14         rw->rw_refcount = -1;    /* available, indicate a writer has it */

15     pthread_mutex_unlock(&rw->rw_mutex);
16     return(result);
17 }
```

图 8.7　pthread_rwlock_trywrlock 函数：试图获取一个写入锁[my_rwlock/pthread_rwlock_trywrlock.c]

第11～14行 如果rw_refcount不为0，那么由调用者指定的读写锁或者由一个写入者持有，或者由一个或多个读出者持有（至于哪个持有则无关紧要），因而返回一个EBUSY错误。否则，获取该读写锁的写入锁，并把rw_refcount置为－1。

pthread_rwlock_unlock函数

图8.8给出了我们的最后一个函数pthread_rwlock_unlock。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "pthread_rwlock.h"
3 int
4 pthread_rwlock_unlock(pthread_rwlock_t *rw)
5 {
6     int             result;
7     if (rw->rw_magic != RW_MAGIC)
8         return(EINVAL);
9     if ( (result = pthread_mutex_lock(&rw->rw_mutex)) != 0)
10        return(result);
11    if (rw->rw_refcount > 0)
12        rw->rw_refcount--;          /* releasing a reader */
13    else if (rw->rw_refcount == -1)
14        rw->rw_refcount = 0;        /* releasing a reader */
15    else
16        err_dump("rw_refcount = %d", rw->rw_refcount);
17        /* give preference to waiting writers over waiting readers */
18    if (rw->rw_nwaitwriters > 0) {
19        if (rw->rw_refcount == 0)
20            result = pthread_cond_signal(&rw->rw_condwriters);
21    } else if (rw->rw_nwaitreaders > 0)
22        result = pthread_cond_broadcast(&rw->rw_condreaders);
23    pthread_mutex_unlock(&rw->rw_mutex);
24    return(result);
25 }
```

图8.8 pthread_rwlock_unlock函数：释放一个读出锁或写入锁
[my_rwlock/pthread_rwlock_unlock.c]

第11～16行 如果rw_refcount当前大于0，那么有一个读出者（即调用线程）准备释放一个读出锁。如果rw_refcount当前为－1，那么有一个写入者（即调用线程）准备释放一个写入锁。

第17～22行 如果有一个写入者在等待，那么一旦由调用者指定的读写锁变得可用（也就是说它的引用计数变为0），就向rw_condwriters条件变量发送信号。我们知道只有一个写入者能够获取该读写锁，因此调用pthread_cond_signal来唤醒一个线程。如没有写入者在等待，但是有一个或多个读出者在等待，那就在rw_condreaders条件变量上调用pthread_cond_broadcast，因为所有等待着的读出者都可以获取一个读出锁。注意，一旦有一个写入者在等待，我们就不给任何读出者授予读出锁；否则的话，一个持续的读请求流可能永远阻塞某个等待着的写入者。由于这个原因，我们需要两个分开的if条件测试，而不能写成：

```
        /* give preference to waiting writers over waiting readers */
    if (rw->rw_nwaitwriters > 0 && rw->rw_refcount == 0)
        result = pthread_cond_signal(&rw->rw_condwriters);
    } else if (rw->rw_nwaitreaders > 0)
        result = pthread_cond_broadcast(&rw->rw_condreaders);
```

我们也可以省略对 rw->rw_refcount 的测试，不过那会导致在仍有读出锁分配着的情况下还调用 pthread_cond_signal，从而降低了效率。

8.5 线程取消

我们在随图 8.4 的说明中暗示了一个问题，即如果 pthread_rwlock_rdlock 的调用线程阻塞在其中的 pthread_cond_wait 调用上并随后被取消，它就在仍持有互斥锁的情况下终止。通过由对方调用函数 pthread_cancel，一个线程可以被同一进程内的任何其他线程所取消(cancel)，pthread_cancel 的唯一参数就是待取消线程的线程 ID。

```
#include <pthread.h>
int pthread_canel(pthread_t tid);
                                        返回：成功时为 0，出错时为正的 Exxx 值
```

举例来说，如果启动了多个线程以执行某个给定任务(譬如说在某个数据库中查找一个记录)，那么首先完成任务的线程可使用线程取消功能取消其他线程。另一个例子是，当多个线程开始执行同一个任务时，如果其中某个线程发现一个错误，它和其他线程就有必要终止。

为处理被取消的可能情况，任何线程可以安装(压入)和删除(弹出)清理处理程序。

```
#include <pthread.h>
void pthread_cleanup_push(void (*function) (void *), void *arg);
void pthread_cleanup_pop(int execute);
```

这些处理程序就是发生以下情况时被调用的函数：

- 调用线程被取消(由某个线程调用 pthread_cancel 完成)
- 调用线程自愿终止(或者通过调用 pthread_exit，或者从自己的线程起始函数返回)

清理处理程序可以恢复任何需要恢复的状态，例如给调用线程当前持有的任何互斥锁或信号灯解锁。

pthread_cleanup_push 的 *function* 参数是调用线程被取消时所调用的函数的地址，*arg* 是它的单个参数。pthread_cleanup_pop 总是删除调用线程的取消清理栈中位于栈顶的函数，而且如果 *execute* 不为 0，那就调用该函数。

> 我们将随图 15.31 再次遇到线程取消，那时我们将看到，在某个过程调用正在处理期间如果客户终止，门服务器就被取消。

例子

说明上一节中我们的实现所存在问题最简易方法是给出例子。图 8.9 给出了我们的测试程序的时间线图，图 8.10 给出了程序本身。

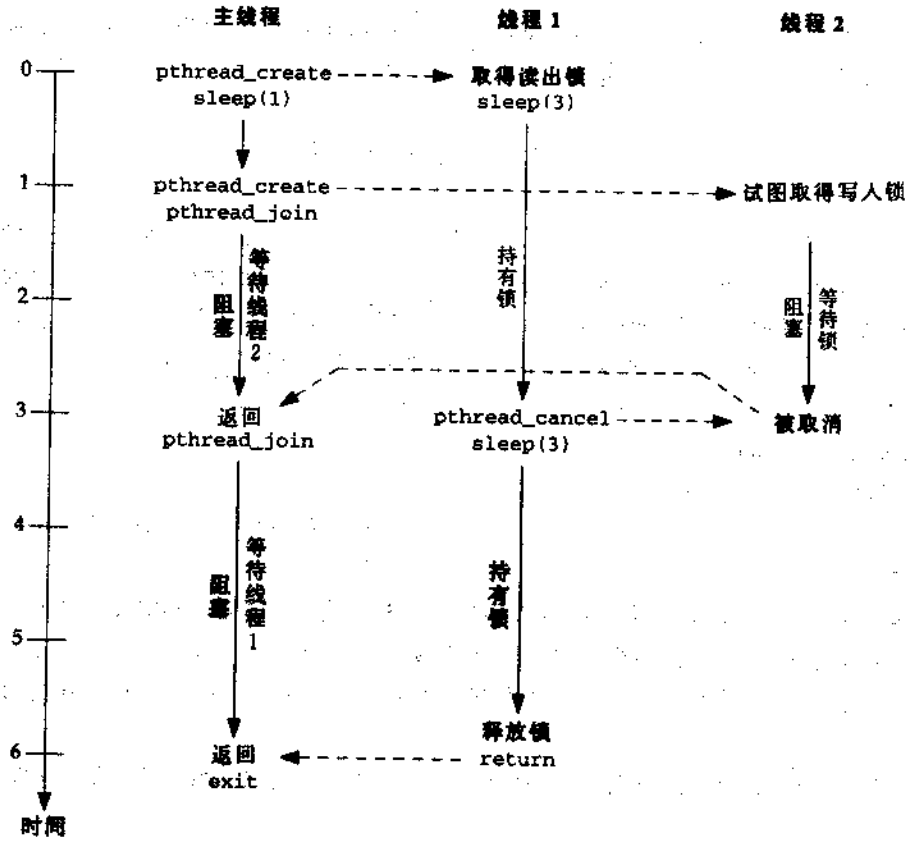


图 8.9 图 8.10 中程序的时间线图

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "pthread_rwlock.h"

3 pthread_rwlock_t  rwlock = PTHREAD_RWLOCK_INITIALIZER;
4 pthread_t   tid1, tid2;
5 void    *thread1(void *), *thread2(void *);

6 int
7 main(int argc, char **argv)
8 {
9     void   *status;

10    Set_concurrency(2);
11    Pthread_create(&tid1, NULL, thread1, NULL);
12    sleep(1);          /* let thread1() get the lock */
13    Pthread_create(&tid2, NULL, thread2, NULL);

14    Pthread_join(tid2, &status);
15    if (status != PTHREAD_CANCELED)
16        printf("thread2 status = %p\n", status);
```

```
17      Pthread_join(tid1, &status);
18      if (status != NULL)
19          printf("thread1 status = %p\n", status);
20      printf("rw_refcount = %d, rw_nwaitreaders = %d, rw_nwaitwriters = %d\n",
21              rwlock.rw_refcount, rwlock.rw_nwaitreaders,
22              rwlock.rw_nwaitwriters);
23      Pthread_rwlock_destroy(&rwlock);
24      exit(0);
25  }
26  void *
27  thread1(void *arg)
28  {
29      Pthread_rwlock_rdlock(&rwlock);
30      printf("thread1() got a read lock\n");
31      sleep(3);       /* let thread2 block in pthread_rwlock_wrlock() */
32      pthread_cancel(tid2);
33      sleep(3);
34      Pthread_rwlock_unlock(&rwlock);
35      return(NULL);
36  }
37  void *
38  thread2(void *arg)
39  {
40      printf("thread2() trying to obtain a write lock\n");
41      Pthread_rwlock_wrlock(&rwlock);
42      printf("thread2() got a write lock\n");    /* should not get here */
43      sleep(1);
44      Pthread_rwlock_unlock(&rwlock);
45      return(NULL);
46  }
```

图 8.10 展示线程取消的测试程序[my_rwlock_cancel/testcancel.c]

创建两个线程

第 10～13 行 创建两个进程，第一个线程执行函数 thread1，第二个线程执行函数 thread2。创建第一个线程后睡眠 1 秒，以允许它获取一个读出锁。

等待线程终止

第 14～23 行 首先等待第二个线程，并验证其状态为 PTHREAD_CANCEL。接着待等第一个线程，并验证其状态为一个空指针。然后输出 pthread_rwlock_t 类型读写锁结构中两个计数器成员的值，最后摧毁该读写锁。

thread1 函数

第 26～36 行 第一个线程获取一个读出锁后睡眠 3 秒。这个停顿允许另一个线程(第二个线程)调用 pthread_rwlock_wrlock 并阻塞在其中的 pthread_cond_wait 调用中，因为在有一个读出锁活跃期间，写入锁是无法得到的。本线程然后调用 pthread_cancel 取消另一个线程，再睡眠 3 秒后释放所持有的读出锁，然后终止。

thread2 函数

第37～46行 第二个线程试图获取一个写入锁(这是不可能取得的,因为第一个线程已经获取了一个读出锁)。本函数的其余部分不应该被执行。

如果使用上一节中给出的函数运行本测试程序,那么我们将得到如下结果:

```
solaris % testcancel
thread1() got a read lock
thread2() trying to obtain a write lock
```

而且返不回 shell 提示符状态。该程序被挂起。所发生的步骤如下:

1. 第二个线程调用 pthread_rwlock_wrlock(图 8.6),阻塞在其中的 pthread_cond_wait 调用中。
2. 第一个线程中的 sleep(3)返回,pthread_cancel 被接着调用。
3. 第二个线程被取消(这儿就是被终止)。当阻塞在某个条件变量的等待中的一个线程被取消时,与该条件变量关联的互斥锁再次取得,然后调用第一个线程取消清理处理程序。(我们尚未安装任何线程取消清理处理程序,但是所关联的互斥锁仍然在该线程被取消前再次取得。)因此,当第二个线程被取消时,它持有包含在读写锁中的互斥锁,而且图 8.6 中 rw_nwaitwriters 的值已被加 1。
4. 第一个线程调用 pthread_rwlock_unlcok,但它永远阻塞在其中的 pthread_mutex_lock 调用中(图 8.8),因为它想要持有的互斥锁仍然由已被取消的线程锁着。

要是我们去掉 thread1 函数中的 pthread_rwlock_unlock 调用,那么主线程将输出如下:

```
rw_refcount = 1, rw_nwaitreaders = 0, rw_nwaitwriters = 1
pthread_rwlock_destroy error: Device busy
```

第一个计数器是 1,因为我们删除了 pthread_rwlock_unlock 调用,但是最后一个计数器也是 1,因为它是由第二个线程在被取消前加 1 了的计数器。

这一问题纠正起来很简单。首先,给图 8.4 中的 pthread_rwlock_rdlock 函数增加两行代码(前有加号指示),它们把 pthread_cond_wait 调用括了起来:

```
        rw->rw_nwaitreaders++;
+       pthread_cleanup_push(rwlock_cancelrdwait, (void *) rw);
        result = pthread_cond_wait(&rw->rw_condreaders, &rw->rw_mutex);
+       pthread_cleanup_pop(0);
        rw->rw_nwaitreaders--;
```

第一个新的代码行建立一个清理处理程序(我们的 rwlock_cancelrdwait 函数),它的单个参数将是读写锁指针 rw。如果 pthread_cond_wait 返回,第二个新加的代码行就删除这个清理处理程序。pthread_cleanup_pop 的值为 0 的单个参数指示不调用该处理程序。要是该参数不为 0,那就先调用这个清理处理程序再删除它。

如果 pthread_rwlock_rdlock 的调用线程在阻塞于其中的 pthread_cond_wait 调用期间被取消,它就不会从该函数返回。相反,清理处理程序被该线程调用(在重新获取所关联的互斥锁之后,我们已在前面的第 3 步中提到过这一点)。

图 8.11 给出了我们的 rwlock_cancelrdwait 函数,它是我们为 pthread_rwlock_rdlock 建立的清理处理程序。

```
 3 static void
 4 rwlock_cancelrdwait(void * arg)
 5 {
 6     pthread_rwlock_t   *rw;
 7     rw = arg;
 8     rw->rw_nwaitreaders--;
 9     pthread_mutex_unlock(&rw->rw_mutex);
10 }
```

图 8.11 rwlock_cancelrdwait 函数:读出锁的清理处理程序[my_rwlock_cancel/pthread_rwlock_rdlock.c]

第 8～9 行 把 rw_nwaitreaders 计数器减 1,并给互斥锁解锁。这是在调用 pthread_cond_wait 前建立的"状态",其调用线程被取消时必须恢复到该状态。

对于图 8.6 中 pthread_rwlock_wrlock 函数进行类似的修正。首先,在 pthread_cond_wait 调用前后各增加一行新代码:

```
    rw->rw_nwaitwriters++;
+   pthread_cleanup_push(rwlock_cancelwrwait, (void *) rw);
    result = pthread_cond_wait(&rw->rw_condwriters, &rw->rw_mutex);
+   pthread_cleanup_pop(0);
    rw->rw_nwaitwriters--;
```

图 8.12 给出了我们的 rwlcok_cancelwrwait 函数,它是清理写入锁请求的清理处理程序。

```
 3 static void
 4 rwlock_cancelwrwait(void * arg)
 5 {
 6     pthread_rwlock_t   *rw;
 7     rw = arg;
 8     rw->rw_nwaitwriters--;
 9     pthread_mutex_unlock(&rw->rw_mutex);
10 }
```

图 8.12 rwlock_cancelwrwait 函数:写入锁的清理处理程序[my_rwlock_cancel/pthread_rwlock_wrlock.c]

第 8～9 行 给 rw_nwaitwriters 计数器减 1,并给互斥锁解锁。

用这些新函数运行图 8.10 中的测试程序,结果是正确的:

```
solaris % testcancel
thread1() got a read lock
thread2() trying to obtain a write lock
rw_refcount = 0, rw_nwaitreaders = 0, rw_nwaitwriters = 0
```

三个计数器的值都是正确的,thread1 从它的 pthread_rwlock_unlock 调用返回,而且 pthread_rwlock_destroy 不返回 EBUSY 错误。

本节仅仅是线程取消的一个概貌。它还有许多细节;参见[Butenhof 1997]的 5.3 节。

8.6 小 结

与普通的互斥相比，当被保护数据的读访问比写访问更为频繁时，读写锁能提供更高的并发度。本章讲述的由 Unix 98 定义的读写锁函数或类似函数应出现在某个未来的 Posix 标准中。这些函数与第 7 章讲述的互斥锁函数类似。

读写锁可以容易地仅仅使用互斥锁和条件变量来实现，我们给出了一个实现例子。这个实现优先考虑等待着的写入者，但是有的实现优先考虑等待着的读出者。

线程可能在阻塞于 pthread_cond_wait 调用期间被取消，我们的读写锁实现允许看到这种情况的发生。我们使用线程取消清理处理程序纠正了这个问题。

8.7 习 题

8.1 修改 8.4 节中我们的读写锁实现，优先考虑读出者而不是写入者。

8.2 测量并比较 8.4 节中我们的读写锁实现和厂家提供的实现。

第9章 记录上锁

9.1 概 述

上一章讲述的读写锁是作为数据类型 pthread_rwlock_t 的变量在内存中分配的。当读写锁是在单个进程内的各个线程间共享时(缺省情况),这些变量可以在那个进程内;当读写锁是在共享某个内存区的进程间共享时(假设初始化它们时指定了 PTHREAD_PROCESS_SHARED 属性),这些变量应该在该共享内存区中。

本章讲述读写锁的一种扩展类型,它可用于有亲缘关系或无亲缘关系的进程之间共享某个文件的读与写。被锁住的文件通过其描述字访问,执行上锁操作的函数是 fcntl。这种类型的锁通常在内核中维护,其属主标识为 fcntl 调用进程的进程 ID。这意味着这些锁用于不同进程间的上锁,而不是用于同一进程内不同线程间的上锁。

我们将在本章介绍序列号持续加 1 的例子。考虑来自 Unix 打印假脱机处理系统(BSD 下使用 lpr 命令访问,System V 下使用 lp 命令访问)的下述情形。把一个打印作业加到打印队列中(供另一个进程在以后某个时候打印)的进程必须给每个作业赋一个唯一的序列号。只是在该进程运行期间唯一的进程 ID 不能用作这个序列号,因为一个打印作业可能存在很长时间,期间早先把它加到打印队列中的进程的进程 ID 可能被重用。另外,一个给定进程可以往某个队列中加入多个打印作业,而每个作业都需要一个唯一的作业号。打印假脱机处理系统使用的技巧是:给每台打印机准备一个文件,它是只有一个单行的 ASCII 文本文件,其中含有待用的下一个序列号。需要给某个打印作业赋一个序列号的每个进程都得经历以下三个步骤:

1. 读序列号文件
2. 使用其中的序列号
3. 给序列号加 1 并写回文件中

问题是当某个进程在执行这三个步骤时,另一个进程可能在执行同样的三个步骤。这将导致混乱,如我们将在后面的一些例子中看到的那样。

> 我们刚刚叙述的是一个互斥问题。它可使用第 7 章讲述的互斥锁或第 8 章讲述的读写锁来解决。然而不同的是,我们假设各个进程彼此无亲缘关系,从而造成使用这些技巧的困难。我们可以让这些进程共享某个内存区(如第 4 部分所述),然后在该共享内存区中使用某种类型的同步变量,不过对于无亲缘关系的进程,fcntl 记录上锁往往更易使用。另一个因素是,我们随行式打印机假脱机处理系统描述的问题先于互斥锁、条件变量和读写锁的可用许多年就存在。记录上锁是在 20 世纪 80 年代早期加到 Unix 中的,先于共享内存区和线程的开发。

我们所需的是:一个进程能够设置某个锁,以宣称没有其他进程能够访问相应的文件,直到第一个进程完成访问为止。图 9.2 给出了执行上述三个步骤的一个简单程序。函数 my_lock 和 my_unlock 分别用于刚开始时给序列号文件上锁以及完成序列号更新时给该文件解锁。我们将给出这两个函数的多种实现。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     SEQFILE     "seqno"             /* filename */
3 void  my_lock(int), my_unlock(int);
4 int
5 main(int argc, char **argv)
6 {
7     int         fd;
8     long        l, seqno;
9     pid_t       pid;
10    ssize_t     n;
11    char        line[MAXLINE + 1];
12    pid = getpid();
13    fd = Open(SEQFILE, O_RDWR, FILE_MODE);
14    for (i = 0; i < 20; i++) {
15        my_lock(fd);              /* lock the file */
16        Lseek(fd, 0L, SEEK_SET);        /* rewind before read */
17        n = Read(fd, line, MAXLINE);
18        line[n] = '\0';           /* null terminate for sscanf */
19        n = sscanf(line, "%ld\n", &seqno);
20        printf("%s: pid = %ld, seq# = %ld\n", argv[0], (long) pid, seqno);
21        seqno++;          /* increment sequence number */
22        snprintf(line, sizeof(line), "%ld\n", seqno);
23        Lseek(fd, 0L, SEEK_SET);        /* rewind before write */
24        Write(fd, line, strlen(line));
25        my_unlock(fd);              /* unlock the file */
26    }
27    exit(0);
28 }
```

图 9.2 文件上锁例子的 main 函数[lock/lockmain.c]

第 20 行 每次循环输出序列号时同时输出正在运行的本程序的名字(argv[0]),因为这个 main 函数与不同版本的上锁函数(my_lock 和 my_unlock)一块使用,而我们希望看到哪个版本在输出序列号。

> 输出进程 ID 需要把类型为 pid_t 的变量强制转换成 long 类型,然后使用%ld 格式化串输出。其原因是,尽管 pid_t 是一个整数类型,但我们不知道它的大小(int 或 long),因此必须假设成最大的类型。要是我们假设它是 int 类型并使用%d 格式化串,但是实际类型却为 long,那么代码是错误的。

为展示不使用上锁的后果,图 9.1 提供了根本不上锁的两个"上锁"函数。

```
1 void
2 my_lock(int fd)
3 {
4     return;
5 }
```

```
 6 void
 7 my_unlock(int fd)
 8 {
 9     return;
10 }
```

图 9.1 不上锁的函数[lock/locknone.c]

如果序列号文件中的序列号初始化为 1,而且该程序只有一个拷贝在运行,那么结果如下:

```
solaris % locknone
locknone: pid = 15491, seq# = 1
locknone: pid = 15491, seq# = 2
locknone: pid = 15491, seq# = 3
locknone: pid = 15491, seq# = 4
locknone: pid = 15491, seq# = 5
locknone: pid = 15491, seq# = 6
locknone: pid = 15491, seq# = 7
locknone: pid = 15491, seq# = 8
locknone: pid = 15491, seq# = 9
locknone: pid = 15491, seq# = 10
locknone: pid = 15491, seq# = 11
locknone: pid = 15491, seq# = 12
locknone: pid = 15491, seq# = 13
locknone: pid = 15491, seq# = 14
locknone: pid = 15491, seq# = 15
locknone: pid = 15491, seq# = 16
locknone: pid = 15491, seq# = 17
locknone: pid = 15491, seq# = 18
locknone: pid = 15491, seq# = 19
locknone: pid = 15491, seq# = 20
```

main 函数(图 9.2)是在一个名为 lockmain.c 的文件中,但是当我们将它与不执行上锁的"上锁"函数(图 9.1)一同编译和链接时,称结果的可执行文件为 locknone。这是因为我们将提供 my_lock 和 my_unlock 这两个函数的其他实现,它们使用不同的上锁技巧,因此我们根据所用的上锁类型命名可执行文件。

把序列号重新初始化为 1,然后在后台运行该程序两次,其结果如下:

```
solaris % locknone & locknone &
solaris % locknone: pid = 15498, seq# = 1
locknone: pid = 15498, seq# = 2
locknone: pid = 15498, seq# = 3
locknone: pid = 15498, seq# = 4
locknone: pid = 15498, seq# = 5
locknone: pid = 15498, seq# = 6
locknone: pid = 15498, seq# = 7
locknone: pid = 15498, seq# = 8
locknone: pid = 15498, seq# = 9
locknone: pid = 15498, seq# = 10
locknone: pid = 15498, seq# = 11
locknone: pid = 15498, seq# = 12
locknone: pid = 15498, seq# = 13
locknone: pid = 15498, seq# = 14
```

```
locknone: pid = 15498, seq# = 15
locknone: pid = 15498, seq# = 16
locknone: pid = 15498, seq# = 17
locknone: pid = 15498, seq# = 18
locknone: pid = 15498, seq# = 19
locknone: pid = 15498, seq# = 20        到本行为止一切正常
locknone: pid = 15499, seq# = 1         内核切换进程后开始出错
locknone: pid = 15499, seq# = 2
locknone: pid = 15499, seq# = 3
locknone: pid = 15499, seq# = 4
locknone: pid = 15499, seq# = 5
locknone: pid = 15499, seq# = 6
locknone: pid = 15499, seq# = 7
locknone: pid = 15499, seq# = 8
locknone: pid = 15499, seq# = 9
locknone: pid = 15499, seq# = 10
locknone: pid = 15499, seq# = 11
locknone: pid = 15499, seq# = 12
locknone: pid = 15499, seq# = 13
locknone: pid = 15499, seq# = 14
locknone: pid = 15499, seq# = 15
locknone: pid = 15499, seq# = 16
locknone: pid = 15499, seq# = 17
locknone: pid = 15499, seq# = 18
locknone: pid = 15499, seq# = 19
locknone: pid = 15499, seq# = 20
```

我们首先注意到 shell 提示符在程序输出第一行之前输出。这是正常的，而且在后台运行程序时经常见到。

前 20 行输出是正常的，它们由该程序的第一个实例(进程 ID 为 15498)输出。但是该程序另一个实例(进程 ID 为 15499)的第一行输出中却出现了问题：它输出一个值为 1 的序列号，表明它也许是由内核第一个启动，当它读完序列号文件(序列号值为 1)后，内核切换另一个进程来运行。该进程直到另一个进程终止时才再次运行，它继续执行所用的值是在内核切换进程前已读出的值 1。这不是我们所希望的。每个进程读出、加 1 然后写入序列号文件 20 次(从而恰好有 40 行输出)，因此序列号的最终值应该是 40。

我们需要某种方法以允许一个进程在执行前述三个步骤期间防止其他进程访问序列号文件。这就是说，考虑到其他进程，这三个步骤应作为一个原子操作(atomic operation)来执行。看这个问题的另一种方式是，图 9.2 中调用 my_lock 和调用 my_unlock 之间的几行代码构成一个临界区(critical region)，如第 7 章中所述。

像刚才所示的那样在后台运行图 9.2 中程序的两个实例时，其输出是非确定的(nondeterministic)。每次运行该程序的两个实例时，不能保证得到同样的结果。如果早先所列的三个步骤因考虑到其他进程而是原子地处理，从而产生 40 这个最终值，那么结果的不确定性不表示有错。但是如果这三个步骤不是原子地处理，从而往往产生一个小于 40 的最终值，那就不正确了。举例来说，我们并不关心是第一个进程先把序列号从 1 递增到 20，第二个进程接着从 21 递增到 40，还是每个进程都运行刚好足够长时间，从而每次运行把序列号递增 2(第一个进程输出 1 和 2，然后第二个进程输出 3 和 4，如此等等)。

非确定性并没有造成不正确。造成程序运行正确与否的是前述三个步骤是否原子地执行。然而非确定性往往造成调试这些类型程序的困难。

9.2 记录上锁与文件上锁

Unix 内核没有文件内的记录概念。任何关于记录的解释都是由读和写文件的应用来进行的。然而 Unix 内核提供的上锁特性却用记录上锁(record locking)这一术语来描述。不过应用只需指定文件中待上锁或解锁部分的字节范围(byte range)。至于这个字节范围是否跟同一文件内的一个或多个逻辑记录有关联则是应用的事。

Posix 记录上锁定义了一个特殊的字节范围以指定整个文件,它的起始偏移为 0(文件的开头),长度也为 0。本章的讨论集中于记录上锁,文件上锁只是它的一个特例。

术语粒度(granularity)用于标记能被锁住的对象的大小。对于 Posix 记录上锁来说,粒度就是单个字节。通常情况下粒度越小,允许同时使用的用户数就越多。举例来说,假设有五个进程几乎同时访问一个给定的文件,其中三个是读出者,两个是写入者。再假设所有五个进程准备访问该文件中的不同记录,而且这五个请求中的每一个需花的时间几乎相同,譬如说 1 秒。如果上锁是在文件级别(可能的最粗粒度)上进行的,那么所有三个读出者可以同时访问它们各自的记录,但是那两个写入者必须等到所有读出者完成访问为止。然后其中一个写入者可以修改自己的记录,另一个写入者可以接着这么做。总的时间将是大约 3 秒。(当然我们在这些定时假设中忽略了许多细节。)但是如果上锁粒度是记录(可能的最细粒度),那么所有五个进程都能同时处理,因为它们各自访问的是不同的记录。总的时间于是只有 1 秒。

> 源自 Berkeley 的 Unix 实现支持给整个文件上锁或解锁的文件上锁(file locking),但没有给文件内的字节范围上锁或解锁的能力。文件上锁由 flock 函数提供。

历史

多年来 Unix 下的文件和记录上锁已应用了各种各样的技巧。诸如 UUCP 守护进程和行式打印机守护进程之类的早期程序所使用的各种诡计充分利用了文件系统实现上的特色。(我们将在 9.8 节讨论其中三个文件系统技巧。)然而这些技巧使用起来速度比较慢,因此 20 世纪 80 年代早期实现的数据库系统提出了使用更好的技巧的要求。

第一个真正的文件和记录上锁是由 John Bass 于 1998 年加到 Version 7 中的,新增的一个系统调用名为 locking。它提供强制性记录上锁,并为 System III 和 Xenix 的许多版本所沿用。(我们将在本章以后说明强制性上锁和劝告性上锁的区别以及记录上锁和文件上锁的区别。)

4. 2BSD 于 1983 年通过 flock 函数提供了文件上锁(不是记录上锁)。1984 年的/usr/group 标准(X/Open 的前身之一)定义了 lockf 函数,它只提供独占锁(即写入锁),而没有提供共享锁(即读出锁)。

System V Release 2(SVR2)于 1984 年通过 fcntl 函数提供了劝告性记录上锁。lockf 函数也提供了,但它只是一个调用 fcntl 的库函数,而不是系统调用。(许多当前的系统仍然提供使用 fcntl 完成的 lockf 实现。)System V Release 3(SVR3)于 1986 年给 fcntl 增加了强制性记录上锁能力,它使用了文件的 SGID 权限位,我们将在 9.5 节中讨论。

1988年的Posix.1标准对fcntl函数的劝告性文件和记录上锁功能进行了标准化，这就是本章要讲述的内容。X/Open可移植性指南第3期(X/Open Portability Guide Issue 3，简称XPG3，1988年)也指出记录上锁通过fcntl函数提供。

9.3 Posix fcntl记录上锁

记录上锁的Posix接口是fcntl函数。

```
#include <fcntl.h>
int fcntl(int fd, int cmd, ... /* struct flock *arg */);
                                        返回：成功时取决于cmd，出错时为-1
```

用于记录上锁的*cmd*参数共有三个值。这三个命令要求第三个参数*arg*是指向某个flock结构的指针：

```
struct flock {
    short l_type;     /* F_RDLCK, F_WRLCK, F_UNLCK */
    short l_whence;   /* SEEK_SET, SEEK_CUR, SEEK_END */
    off_t l_start;    /* relative starting offset in bytes */
    off_t l_len;      /* #bytes; 0 means until end-of-file */
    pid_t l_pid;      /* PID returned by F_GETLK */
};
```

这三个命令是：

F_SETLK　获取(l_type成员为F_RDLCK或F_WRLCK)或释放(l_type成员为F_UNLCK)由*arg*指向的flock结构所描述的锁。
如果该锁无法授予调用进程，该函数就立即返回一个EACCES或EAGAIN错误而不阻塞。

F_SETLKW　该命令与上一个命令类似；然而，如果所请求的锁无法授予调用进程，调用线程将阻塞到该锁能够授予为止。(该命令的名字中最后一个字母W意思是“等待(wait)”。)①

F_GETLK　检查由*arg*指向的锁以确定是否有某个已存在的锁会妨碍新锁授予调用进程。如果当前没有这样的锁存在，由*arg*指向的flock结构的l_type成员就被置为F_UNLCK。否则，关于这个已存在锁的信息将在

① 译者注：一个进程可以对某个文件的特定字节范围多次发出F_SETLK或F_SETLKW命令，每次成功与否取决于其他进程当时是否锁住该字节范围以及锁的类型，而与本进程先前是否锁住该字节范围无关。也就是说，后执行的F_SETLK或F_SETLKW命令覆盖先执行的针对同一字节范围的同样两个命令。另外，文件能否读写与相应的记录是否被其他进程锁住无关(前提是劝告性上锁)，前者由文件访问权限完全决定。这就是说，一个进程有可能访问已被另一个进程独占地锁住的文件中的记录，不过彼此协作的进程应自觉地不去执行违反上锁要求的访问。

由 *arg* 指向的 flock 结构中返回(也就是说,该结构的内容由 fcntl 函数覆写),其中包括持有该锁的进程的进程 ID[②]。

应清楚发出 F_GETLK 命令后紧接着发出 F_SETLK 命令不是一个原子操作。这就是说,如果我们发出 F_GETLK 命令,并且执行该命令的 fcntl 函数返回时置 l_type 成员为 F_UNLCK,那么跟着立即发出 F_SETLK 命令不能保证其 fcntl 函数会成功返回。这两次调用之间可能有另外一个进程运行并获取了我们想要的锁。

提供 F_GETLK 命令的原因在于:当执行 F_SETLK 命令的 fcntl 函数返回一个错误时,导致该错误的某个锁的信息可由 F_GETLK 命令返回,从而允许我们确定是哪个进程锁住了所请求的文件区,以及上锁方式(读出锁或写入锁)。但是即使是这样的情形,我们也得准备好 F_GETLK 命令返回该文件区已解锁的信息,因为在 F_SETLK 和 F_GETLK 命令之间,该文件区可能被解锁。

flock 结构描述锁的类型(读出锁或写入锁)以及待锁住的字节范围。跟 lseek 一样,起始字节偏移是作为一个相对偏移(l_start 成员)伴随其解释(l_whence 成员)指定的。l_whence 成员有三个取值:

- SEEK_SET:l_start 相对于文件的开头解释。
- SEEK_CUR:l_start 相对于文件的当前字节偏移(即当前读写指针位置)解释。
- SEEK_END:l_start 相对于文件的末尾解释。

l_len 成员指定从该偏移开始的连续字节数。长度为 0 意思是"从起始偏移到文件偏移的最大可能值"。因此,锁住整个文件有两种方式:

1. 指定 l_whence 成员为 SEEK_SET,l_start 成员为 0,l_len 成员为 0。
2. 使用 lseek 把读写指针定位到文件头,然后指定 l_whence 成员为 SEEK_CUR,l_start 成员为 0,l_len 成员为 0。

第一种方式最常用,因为它只需一个函数调用(fcntl)而不是两个(另见习题 9.10)。

fcntl 记录上锁既可用于读也可用于写,对于一个文件的任意字节,最多只能存在一种类型的锁(读出锁或写入锁)。而且,一个给定字节可以有多个读出锁,但只能有一个写入锁。这跟我们在上一章讲述的读写锁是一致的。自然,当一个描述字不是打开来用于读时,如果我们对它请求一个读出锁,错误就会发生,同样,当一个描述字不是打开来用于写时,如果我们对它请求一个写入锁,错误也会发生。

对于一个打开着某个文件的给定进程来说,当它关闭该文件的任何一个描述字或终止

---

② 译者注: 调用进程已持有的针对同一字节范围的锁不会妨碍它获取新锁,因为同一进程内,后执行的获取锁命令覆盖先执行的命令。举例来说,如果一个进程针对同一字节范围先后执行两个命令:F_SETLK(l_type 成员为 F_WRLCK)和 F_GETLK(l_type 成员为 F_RDLCK),这两个命令之间无其他进程干扰,而且它们都执行成功,那么由 F_GETLK 返回的 l_type 成员是 F_UNLCK 而不是 F_WRLCK。

时，与该文件关联的所有锁都被删除[3]。锁不能通过 fork 由子进程继承。

> 由内核完成的进程终止时已有锁的清理工作只有 fcntl 记录上锁完全提供了，System V 信号灯则把它作为一个选项提供。我们讲述的其他同步技巧（互斥锁、条件变量、读写锁、Posix 信号灯）并不在进程终止时执行清理工作。我们已在 7.7 节末尾讨论过这一点。

记录上锁不应该同标准 I/O 函数库一块使用，因为该函数库会执行内部缓冲。当某个文件需上锁时，为避免问题，应对它使用 read 和 write。

例子

现在回到图 9.2 中的例子，并把图 9.1 中的两个函数 my_lock 和 my_unlock 重新编写成使用 Posix 记录上锁。图 9.3 给出了这些函数。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 void
 3 my_lock(int fd)
 4 {
 5     struct flock        lock;
 6     lock.l_type = F_WRLCK;
 7     lock.l_whence = SEEK_SET;
 8     lock.l_start = 0;
 9     lock.l_len = 0;          /* write lock entire file */
10     Fcntl(fd, F_SETLKW, &lock);
11 }
12 void
13 my_unlock(int fd)
14 {
15     struct flock        lock;
16     lock.l_type = F_UNLCK;
17     lock.l_whence = SEEK_SET;
18     lock.l_start = 0;
19     lock.l_len = 0;          /* unlock entire file */
20     Fcntl(fd, F_SETLK, &lock);
21 }
```

图 9.3 Posix fcntl 上锁[lock/lockfcntl.c]

注意，我们必须指定使用写入锁，以保证任何时刻只有一个进程更新序列号。（见习题 9.4。）在获取该锁时所指定的命令为 F_SETLKW，因为如果该锁不可得，那么我们希望阻塞到它变为可得为止。

> 有了早先给出的 flock 结构的定义后，有人可能认为在 my_lock 中可以如下初始化我们的结构：
>
> ```
> static struct flock lock = { F_WRLCK,SEEK_SET,0,0,0};
> ```

---

③ 译者注：确实如此，甚至于所关闭的描述字先前是在其文件已由本进程（通过该文件的另一个描述字）上锁后才打开也不例外。看来删除锁时关键的是进程 ID，而不是引用同一文件的描述字数目及打开目的（只读、只写、读写）。既然锁跟进程 ID 紧密关联，它不能通过 fork 由子进程继承也就顺理成章，因为父子进程有不同的进程 ID。

然而这是错误的。Posix 只定义在一个结构(例如 flock)中的必需成员。各个实现可以以任意顺序排列这些成员,还可以增设特定于实现的成员。

我们不给出结果输出,但它看来是正确的。需认识到运行像图 9.2 这样的简单程序不足以告诉是否正常工作。如果输出是错误的,像我们先前看到的那样,那么可以断言程序不正确,但是如果只运行它的两个拷贝,每个拷贝只循环 20 次,那么测试是不充分的。内核可能运行一个程序更新序列号 20 次,再运行另一个程序更新序列号 20 次。如果这两个进程中途不发生切换,我们就可能永远发现不了错误。更好的测试是:使用另外一个 main 函数运行图 9.3 中的函数,这个 main 函数给序列号加 1 譬如说 1 万次,每次循环时不再输出值。如果我们把序列号初始化为 1,然后同时运行该程序的 20 个拷贝,那么序列号文件的最终值应该是200 001。

例子:简化用的宏

图 9.3 中,请求或释放一个锁需 6 行代码。我们必须分配一个结构,填写这个结构,然后调用 fcntl。通过定义来自 APUE 的 12.3 节的以下 7 个宏,可以简化我们的程序:

```
#define read_lock (fd, offset, whence, len) \
                  lock_reg(fd,F_SETLK, F_RDLCK, offset, whence, len)
#define readw_lock (fd, offset, whence, len) \
                   lock_reg(fd,F_SETLKW, F_RDLCK, offset, whence, len)
#define write_lock (fd, offset whence, len) \
                  lock_reg(fd, F_SETLK, F_WRLCK, offset, whence, len)
#define writew_lock (fd, offset whence, len) \
                   lock_reg(fd, F_SETLKW, F_WRLCK, offset, whence, len)
#define un_lock(fd, offset, whence, len) \
                   lock_reg(fd, F_SETLK, F_UNLCK, offset, whence, len)

#define is_read_lockable (fd, offset, whence, len) \
                         ! lock_test(fd, F_RDLCK, offset, whence, len)
#define is_write_lockable(fd, offset, whence, len) \
                         ! lock_test(fd, F_WRLCK, offset, whence, len)
```

这些宏使用我们的 lock_reg 和 lock_test 函数,它们在图 9.4 和图 9.5 中给出。使用这些宏时,不必考虑 flock 结构和真正调用的函数。这些宏的前三个参数有意安排成跟 lseek 函数的前三个参数相同。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 lock_reg(int fd, int cmd, int type, off_t offset, int whence, off_t len)
4 {
5     struct flock    lock;
6     lock.l_type = type;          /* F_RDLCK, F_WRLCK, F_UNLCK */
7     lock.l_start = offset;       /* byte offset, relative to l_whence */
8     lock.l_whence = whence;      /* SEEK_SET, SEEK_CUR, SEEK_END */
9     lock.l_len = len;            /* #bytes (0 means to EOF) */
10    return( fcntl(fd, cmd, &lock) );    /* -1 upon error */
11 }
```

图 9.4 调用 fcntl 获取或释放一个锁[lib/lock_reg.c]

```
1 #include    "unpipc.h"
2 pid_t
```

```
3 lock_test(int fd, int type, off_t offset, int whence, off_t len)
4 {
5     struct flock    lock;
6     lock.l_type = type;         /* F_RDLCK or F_WRLCK */
7     lock.l_start = offset;      /* byte offset, relative to l_whence */
8     lock.l_whence = whence;     /* SEEK_SET, SEEK_CUR, SEEK_END */
9     lock.l_len = len;           /* #bytes (0 means to EOF) */
10    if (fcntl(fd, F_GETLK, &lock) == -1)
11        return(-1);             /* unexpected error */
12    if (lock.l_type == F_UNLCK)
13        return(0);              /* false, region not locked by another proc */
14    return(lock.l_pid);         /* true, return positive PID of lock owner */
15 }
```

图 9.5 调用 fcntl 测试一个锁[lib/lock_test.c]

我们还定义了两个包裹函数 Lock_reg 和 Lock_test，它们在 fcntl 出错时输出一个错误并终止。另有 7 个同名但首字母大写的宏，它们调用这两个包裹函数。

使用这些宏，图 9.3 中的 my_lock 和 my_unlock 函数变为：

```
#define my_lock(fd)     (Writew_lock(fd, 0, SEEK_set, 0))
#define my_unlock(fd)   (Un_lock(fd, 0, SEEK_set, 0))
```

9.4 劝告性锁

Posix 记录上锁称为劝告性上锁(advisory locking)。其含义是内核维护着已由各个进程上锁的所有文件的正确信息，但是它不能防止一个进程写已由另一个进程读锁定的某个文件。类似地，它也不能防止一个进程读已由另一个进程写锁定的某个文件。一个进程能够无视一个劝告性锁而写一个读锁定文件，或者读一个写锁定文件，前提是该进程有读或写该文件的足够权限。

劝告性锁对于协作进程(cooperating processes)是足够了。网络编程中守护程序的编写是合作进程的一个例子：这些程序访问诸如序列号文件这样的共享资源，而且都在系统管理员的控制之下。只要含有序列号的真正文件不是任何进程都可写，那么在该文件被锁住期间，不理会劝告性锁的随意进程无法写它。

例子：非协作进程

通过运行我们的序列号程序的两个实例，就能展示 Posix 记录上锁是劝告性的，这两个实例是：使用图 9.3 中函数的 lockfcntl，它在给序列号加 1 前先锁住文件，以及使用图 9.1 中函数的 locknone，它不执行上锁。

```
solaris % lockfcntl & locknone &
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 1
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 2
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 3
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 4
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 5
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 6
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 7
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 8
```

```
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 9
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 10
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 11
locknone: pid = 18817, seq# = 11        切换进程,出错
locknone: pid = 18817, seq# = 12
locknone: pid = 18817, seq# = 13
locknone: pid = 18817, seq# = 14
locknone: pid = 18817, seq# = 15
locknone: pid = 18817, seq# = 16
locknone: pid = 18817, seq# = 17
locknone: pid = 18817, seq# = 18
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 12       切换进程,出错
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 13
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 14
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 15
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 16
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 17
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 18
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 19
lockfcntl: pid = 18816, seq# = 20
locknone: pid = 18817, seq# = 19        切换进程,出错
locknone: pid = 18817, seq# = 20
locknone: pid = 18817, seq# = 21
locknone: pid = 18817, seq# = 22
locknone: pid = 18817, seq# = 23
locknone: pid = 18817, seq# = 24
locknone: pid = 18817, seq# = 25
locknone: pid = 18817, seq# = 26
locknone: pid = 18817, seq# = 27
locknone: pid = 18817, seq# = 28
locknone: pid = 18817, seq# = 29
locknone: pid = 18817, seq# = 30
```

lockfcntl 程序首先运行,但是在它从 11 到 12 执行给序列号加 1 的三个步骤期间(此间它持有整个文件的锁),内核切换进程,locknone 程序于是运行。该新程序读出的序列号值是 lockfcntl 程序写回序列号文件之前的 11。由 lockfcntl 程序持有的劝告性记录锁对于 locknone 程序没有影响。

9.5 强制性上锁

有些系统提供另一种类型的记录上锁,称为强制性上锁(mandatory locking)。使用强制性锁后,内核检查每个 read 和 write 请求,以验证其操作不会干扰由某个进程持有的某个锁。对于通常的阻塞式描述字,与某个强制性锁冲突的 read 或 write 将把调用进程投入睡眠,直到该锁释放为止。对于非阻塞式描述字,与某个强制性锁冲突的 read 或 write 将导致它们返回一个 EAGAIN 错误。

> Posix.1 和 Unix 98 只定义劝告性上锁。然而源自 system V 的许多实现却同时提供劝告性上锁和强制性上锁。强制性记录上锁是随 System V Release 3 引入的。

为对某个特定文件施行强制性上锁,应满足:

- 组成员执行位必须关掉
- SGID 位必须打开

注意，打开某个文件的 SUID 位而不打开它的用户执行位是没有意义的，同样，打开 SGID 位而不打开组成员执行位也没有意义。因此，以这种方式加上的强制性上锁不会影响任何现有的用户软件。强制性上锁不需要新的系统调用。

在支持强制性记录上锁的系统上，ls 命令查找权限位的这种特殊组合，并输出 l 或 L 以指示相应文件的强制性上锁是否使能。类似地，chmod 命令接受 l 这个指示符以给某个文件使能强制性上锁。

例子

初看起来，使用强制性上锁应该解决非协作进程的问题，因为非协作进程对被锁住文件的任何 read 或 write 调用都将阻塞进程本身，直到该文件的锁被释放为止。不幸的是，定时问题相当复杂，这一点我们可以很轻易地展示。

要把我们使用 fcntl 的例子转换成使用强制性上锁，所需做的是修改 seqno 文件的权限位。我们还改用另一个版本的 main 函数，它的 for 循环次数取自第一个命令行参数（而不是使用常值 20），每次循环时不再调用 printf。

```
solaris % cat > seqno                    首先把序列号值初始化为 1
1
^D                                       Control-D 是我们的终端文件结束符
solaris % ls -l seqno
-rw-r--r--    1 rstevens other1          2 Oct  7 11:24 seqno
solaris % chmod +l seqno                       使能强制性上锁
solaris % ls -l seqno
-rw-r-lr--    1 rstevens other1          2 Oct  7 11:24 seqno
```

现在在后台启动两个程序，loopfcntl 使用 fcntl 上锁，loopnone 不上锁。所指定的命令行参数为 10 000，它是每个程序读出、加 1 再写入序列号的次数。

```
solaris % loopfcntl 10000 & loopnone 10000 &    在后台同时启动两个程序
solaris % wait                                  等待这两个后台作业的完成
solaris % cat seqno                             然后查看序列号
14378                                           出错：应该是 20 001
```

每次运行这两个程序，最终的序列号通常在 14 000 和 16 000 之间。如果上锁像期望的那样工作的话，最终值应该总是为 20 001。为查看错误发生位置，我们需要画出具体到每个步骤的时间线图，如图 9.6 的示。

我们假设 loopfcntl 程序首先启动，执行图中所示前 8 个步骤。内核然后在 loopfcntl 持有序列号文件的一个记录锁期间切换进程。loopnone 于是启动，但是它的第一个 read 阻塞了，因为它想从中读出序列号的文件有一个由另一个进程持有的未释放强制性锁。我们假设内核把进程切换回第一个程序，由它执行第 13、14 和 15 步。这是我们期待的行为：内核阻塞来自非协作进程的 read，因为它试图读的文件由另一个进程锁着。

内核然后切换进程到 locknone 程序，由它执行第 17～23 步。这些步骤中的 read 和 write 是允许的，因为第一个程序已在第 15 步给序列号文件解锁。然而，当该程序在第 23 步 read 到值为 5 的序列号，接着内核切换到第一个进程时，问题就发生了。第一个进程接着给序列号值加 1 两次，然后在第二个进程运行第 36 步前存入一个值为 7 的序列号。但是第二个进

程往序列号文件写入的值却为6，这是错误的。

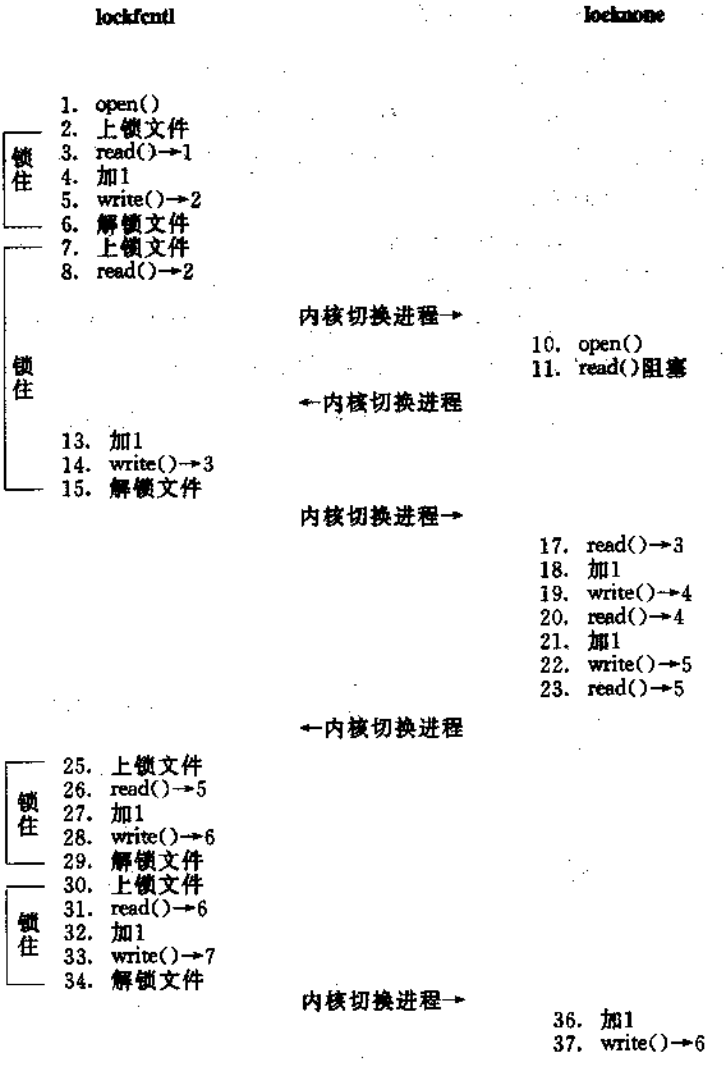


图9.6 loopfcntl和loopnone程序的时间线图

我们从这个例子中看到的是，尽管强制性上锁阻止了非协作进程读一个已被锁住的文件(第11步)，但是仍没有解决问题。问题出在右边的进程处于更新序列号的三个步骤(第23、36和37步)中间期间，左边的进程是允许更新序列号文件的(第25～34步)。如果有多个进程在更新一个文件，那么所有进程必须使用某种上锁形式协作。只要一个进程违规就可能引发大混乱。

9.6 读出者和写入者的优先级

在8.4节我们的读写锁实现中，优先考虑的是等待着的写入者而不是等待着的读出者。现在查看由fcntl记录上锁提供的解决读出者与写入者问题的办法的某些细节。我们想看的

是，当一个文件区已被锁住时，待处理的上锁请求是如何处理的，这是 Posix 未曾说明的。

例子：某个写入锁待处理期间的额外读出锁

我们问的第一个问题是：如果某个资源已经读锁定，并有一个写入锁请求在等待处理，那么是否允许另一个读出锁？某些解决读出者与写入者问题的办法不允许在已有一个写入者等待着的情况下再增加一个读出者，因为要是新的读出请求不断允许的话，待处理的写入请求存在永远允许不了的可能性。

为测试 fcntl 记录上锁是如何处理这种情形的，我们编写一个测试程序，它获取某个完整文件的一个读出锁，然后 fork 两个子进程。第一个子进程首先尝试获取一个写入锁（它将阻塞，因为父进程已持有整个文件的一个读出锁），然后由第二个进程尝试获取一个读出锁。图 9.7 展示了这些请求的时间线图，图 9.8 给出了我们的测试程序。

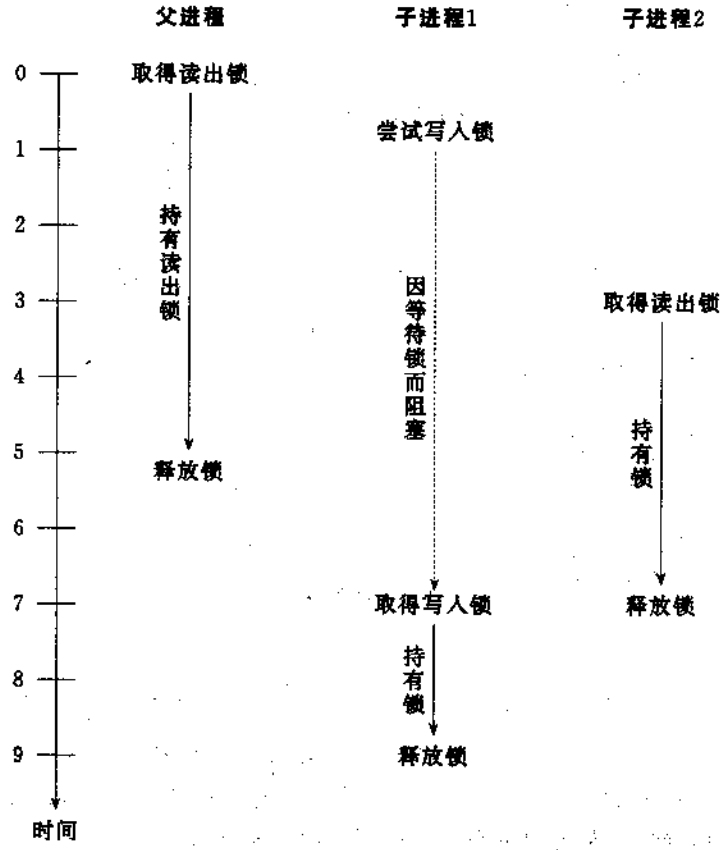


图 9.7 确定有一个写入锁待处理期间是否允许另一个读出锁

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int     fd;
6     fd = Open("test1.data", O_RDWR | O_CREAT, FILE_MODE);
7     Read_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);      /* parent read locks entire file */
8     printf("%s: parent has read lock\n", Gf_time());
```

```
 9      if (Fork() == 0) {
10          /* first child */
11          sleep(1);
12          printf("%s: first child tries to obtain write lock\n", Gf_time());
13          Writew_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);      /* this should block */
14          printf("%s: first child obtains write lock\n", Gf_time());
15          sleep(2);
16          Un_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);
17          printf("%s: first child releases write lock\n", Gf_time());
18          exit(0);
19      }
20      if (Fork() == 0) {
21          /* second child */
22          sleep(3);
23          printf("%s: second child tries to obtain read lock\n", Gf_time());
24          Readw_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);
25          printf("%s: second child obtains read lock\n", Gf_time());
26          sleep(4);
27          Un_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);
28          printf("%s: second child releases read lock\n", Gf_time());
29          exit(0);
30      }
31          /* parent */
32      sleep(5);
33      Un_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);
34      printf("%s: parent releases read lock\n", Gf_time());
35      exit(0);
36  }
```

图 9.8 确定有一个写入锁待处理期间是否允许另一个读出锁[lock/test2.c]

父进程打开文件并获取读出锁

第 6～8 行 父进程打开文件，并获取整个文件的读出锁。注意，我们调用 read_lock（它不阻塞，当无法取得锁时返回一个错误）而不是 readw_lock（它可能等待），因为预期该锁会立即取得。当取得该锁时，输出带有当前时间的一个消息（使用 UNPv1 第 404 页[④] 的 gf_time 函数）。

fork 第一个子进程

第 9～19 行 创建第一个子进程，它睡眠 1 秒，然后阻塞在等待整个文件的一个写入锁上。当取得该写入锁时，该进程持有它 2 秒后即释放它，然后终止。

fork 第二个子进程

第 20～30 行 创建第二个子进程，它睡眠 3 秒以允许第一个子进程的写入锁处于待处理状态，然后尝试获取整个文件的一个读出锁。到时候我们就能凭 readw_lock 返回时输出的消息判定，该读出锁是被排入请求队列了还是立即给予了。该锁持有 4 秒后被释放。

父进程持有读出锁 5 秒

第 31～35 行 父进程持有读出锁 5 秒钟后，释放该锁，然后终止[⑤]。

---

④ 译者注： 中译本为第 344 页。

⑤ 作者注： 为避免在子进程的输出中出现 shell 提示符，可以在第 34 行和第 35 行之间插入一行“wait(NULL); wait(NULL);”以等待两个子进程终止。图 9.9、12.10 和 12.12 中的程序也有类似情况。

图 9.7 所示的时间线图是我们在 Solaris 2.6、Digital Unix 4.0B 和 BSD/OS 3.1 下看到的情形。也就是说，即使已有来自第一个子进程的一个待处理写入锁请求，第二个子进程请求的读出锁也是立即给予的。这么一来，只要连续不断地发出读出锁请求，写入者就可能因获取不了写入锁而挨饿。下面是程序的输出，我们在大的时间事件之间插入些空白行，以改善可读性：

```
alpha % test2
16:32:29.674453: parent has read lock

16:32:30.709197: first child tries to obtain write lock

16:32:32.725810: second child tries to obtain read lock
16:32:32.728739: second child obtains read lock

16:32:34.722282: parent releases read lock

16:32:36.729738: second child releases read lock
16:32:36.735597: first child obtains write lock

16:32:38.736938: first child releases write lock
```

例子：等待着的写入者是否比等待着的读出者优先

我们问的下一个问题是：等待着的写入者比等待着的读出者更优先吗？某些解决读出者与写入者问题的办法内置着这样的优先关系。

图 9.9 是我们的测试程序，图 9.10 是该测试程序的时间线图。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * *argv)
4 {
5     int     fd;
6     fd = Open("test1.data", O_RDWR | O_CREAT, FILE_MODE);
7     Write_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);     /* parent write locks entire file */
8     printf("%s: parent has write lock\n", Gf_time());
9     if (Fork() == 0) {
10        /* first child */
11        sleep(1);
12        printf("%s: first child tries to obtain write lock\n", Gf_time());
13        Writew_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);     /* this should block */
14        printf("%s: first child obtains write lock\n", Gf_time());
15        sleep(2);
16        Un_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);
17        printf("%s: first child releases write lock\n", Gf_time());
18        exit(0);
19    }
20    if (Fork() == 0) {
21        /* second child */
22        sleep(3);
23        printf("%s: second child tries to obtain read lock\n", Gf_time());
24        Readw_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);
25        printf("%s: second child obtains read lock\n", Gf_time());
26        sleep(4);
27        Un_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);
28        printf("%s: second child releases read lock\n", Gf_time());
29        exit(0);
30    }
```

```
31      /* parent */
32      sleep(5);
33      Un_lock(fd, 0, SEEK_SET, 0);
34      printf("%s: parent releases write lock\n", Gf_time());
35      exit(0);
36  }
```

图 9.9 测试写入者是否比读出者优先[lock/test3.c]

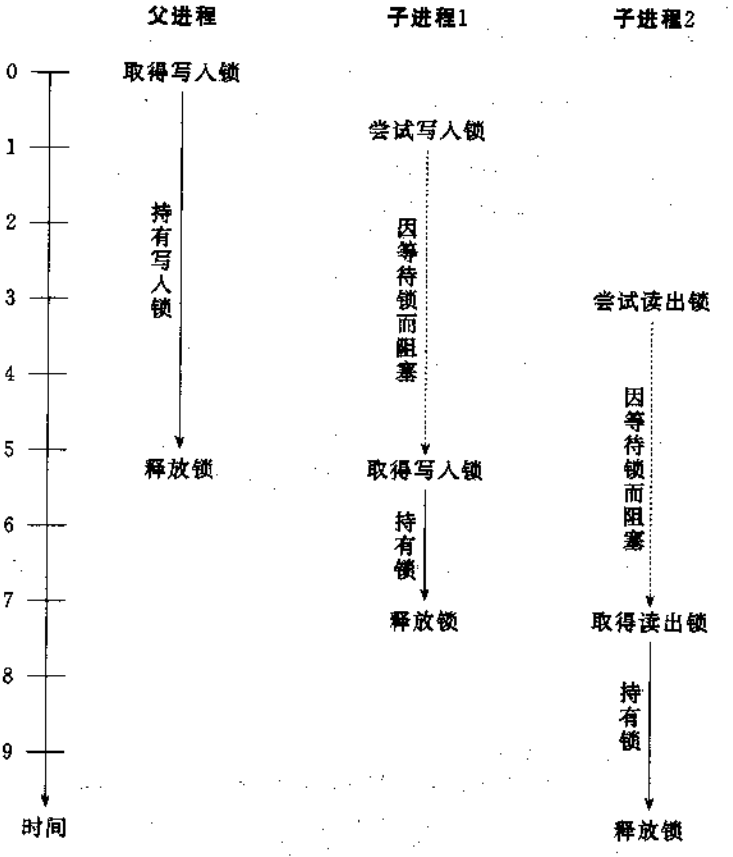


图 9.10 测试写入者是否比读出者优先

父进程创建文件并获取写入锁

第 6～8 行 父进程创建一个文件，并获取整个文件的一个写入锁。

fork 第一个子进程

第 9～19 行 派生第一个子进程，它睡眠 1 秒后请求整个文件的一个写入锁。我们知道这将阻塞，因为父进程已获取整个文件的一个写入锁，并且持有它 5 秒，不过我们期待父进程持有的锁释放时，本请求已排入队。

fork 第二个子进程

第 20～30 行 派生第二个子进程，它睡眠 3 秒后请求整个文件的一个读出锁。当父进程释放持有的写入锁时，本请求也将排入队。

在 Solaris 2.6 和 Digital Unix 4.0B 下，我们看到第一个子进程的写入锁先于第二个子进程的读出锁取得，如图 9.10 所示。但是这不足以告诉我们写入锁比读出锁优先，因为其原

因可能是内核以FIFO顺序准予上锁请求，而不管它们是读出锁还是写入锁。为验证之，我们创建另外一个与图9.9几乎相同的测试程序，不过读出锁请求是在第1秒发生，写入锁请求是在第3秒发生。前后两个测试程序表明，Solaris和Digital Unix是以FIFO顺序处理上锁请求的，而不管上锁请求的类型。这两个程序还表明，BSD/OS 3.1优先考虑读出请求。

下面是图9.9中程序的输出，我们就是以此构造出图9.10所示的时间线图的。

```
alpha % test3
16:34:02.810285: parent has write lock
16:34:03.848166: first child tries to obtain write lock
16:34:05.861082: second child tries to obtain read lock
16:34:07.858393: parent releases write lock
16:34:07.865222: first child obtains write lock
16:34:09.865987: first child releases write lock
16:34:09.872823: second child obtains read lock
16:34:13.873822: second child releases read lock
```

9.7 启动一个守护进程的唯一拷贝

记录上锁的一个常见用途是确保某个程序(例如守护程序)任何时刻只有一个拷贝在运行。图9.11给出了一个守护程序启动时将执行的代码片段。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #define     PATH_PIDFILE    "pidfile"
 3 int
 4 main(int argc, char * * argv)
 5 {
 6     int     pidfd;
 7     char    line[MAXLINE];
 8         /* open the PID file, create if nonexistent */
 9     pidfd = Open(PATH_PIDFILE, O_RDWR | O_CREAT, FILE_MODE);
10         /* try to write lock the entire file */
11     if (write_lock(pidfd, 0, SEEK_SET, 0) < 0) {
12         if (errno == EACCES || errno == EAGAIN)
13             err_quit("unable to lock %s, is %s already running?",
14                      PATH_PIDFILE, argv[0]);
15         else
16             err_sys("unable to lock %s", PATH_PIDFILE);
17     }
18             /* write my PID, leave file open to hold the write lock */
19       snprintf(line, sizeof(line), "%ld\n", (long) getpid());
20       Ftruncate(pidfd, 0);
21     Write(pidfd, line, strlen(line));
22     /* then do whatever the daemon does ... */
23     pause();
24 }
```

图9.11 确保某个程序只有一个拷贝在运行[lock/onedaemon.c]

打开并上锁一个文件

第8～17行 守护进程维护一个只有1行文本的文件，其中含有它的进程ID。它打开

这个文件，必要的话创建之，然后请求整个文件的一个写入锁。如果该锁没有取得，我们就知道该程序有另一个拷贝在运行，于是输出一个出错消息并终止。

> 许多 Unix 系统让它们的守护进程把各自的进程 ID 写到一个文件中。Solaris 2.6 在/etc 目录下存放了其中一些文件。Digital Unix 和 BSD/OS 则在/var/run 目录下存放这些文件。

把本进程 PID 写入文件

第 18～21 行　把所打开的文件截为 0，然后写入含有本进程 PID 的一行文本。截短该文件的原因是，该程序的先前拷贝(譬如说在系统重新自举前执行的拷贝)可能有一个值为 23456 的进程 ID，而本拷贝的进程 ID 为 123。要是光写入那一行而不预先截短，那么文件内容将会是 123\n6\n。尽管第一行仍然含有本进程的进程 ID，避免该文件中出现可能的第二行却更为清晰，更不易引起混淆。

下面是图 9.11 中程序的一个测试结果：

```
solaris % onedaemon &                    启动第一个拷贝
[1]    22388
solaris % cat pidfile                    检查写入文件中的 PID
22388
solaris % onedaemon                      然后尝试启动第二个拷贝
unable to lock pidfile, is onedaemon already running?
```

一个守护进程防止自身另一个拷贝的启动还有其他方法，譬如说可能使用信号灯。本节所示的方法的优势在于，许多守护程序都编写成向某个文件写入本进程 ID，而且如果某个守护进程过早崩溃了，那么内核会自动释放它的记录锁。

9.8　文件作锁用

Posix.1 保证，如果以 O_CREAT(若文件不存在则创建它)和 O_EXCL(独占打开)标志调用 open 函数，那么一旦该文件已经存在，该函数就返回一个错误。而且考虑到其他进程的存在，检查该文件是否存在和创建该文件(如果它还不存在)必须是原子的。因此，我们可以把以这种技巧创建的文件作为锁用。Posix.1 保证任何时候只有一个进程能够创建这样的文件(也就是获取锁)，释放这样的锁只需 unlink 该文件。

图 9.12 给出了使用这种技巧的上锁函数的一个版本。如果 open 成功，我们就持有与所创建文件对应的锁，于是 my_lock 函数可以返回。返回前还 close 该文件，因为我们并不需要它的描述字；该文件的存在本身代表锁，至于它是否打开则无关紧要。如果 open 返回一个 EEXIST 错误，那么该文件已经存在，于是我们再次尝试 open。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define    LOCKFILE    "/tmp/seqno.lock"
3 void
4 my_lock(int fd)
5 {
6     int     tempfd;
7     while ((tempfd = open(LOCKFILE,O_RDWR|O_CREAT|O_EXCL,FILE_MODE))
```

```
                    < 0) {
 8          if (errno != EEXIST)
 9              err_sys("open error for lock file");
10          /* someone else has the lock, loop around and try again */
11      }
12      close(tempfd);          /* opened the file, we have the lock */
13  }
14  void
15  my_unlock(int fd)
16  {
17      unlink(LOCKFILE);       /* release lock by removing file */
18  }
```

图 9.12 使用指定 O_CREAT 和 O_EXCL 标志的 open 实现的锁函数[lock/lockopen.c]

这种技巧存在三个问题：

1. 如果当前持有该锁的进程没有释放它就终止，那么其文件名并未删除。对付这个问题有一些特别的技巧，例如检查该文件的最近访问时间，如果它有一段大于某个确定数量的时间未曾访问，那就假设它已被遗忘，不过这些技巧没有一个是完善的。另一个技巧是把持有该锁的进程的进程 ID 写入其锁文件中，这样其他进程可以读出该进程 ID，并检查该进程是否仍在运行。这也是不完善的，因为进程 ID 在过一段时间后重用。

   这种情形在 fcntl 记录上锁看来不成问题，因为当某个进程终止时，由它持有的任何记录锁都自动释放。
2. 如果另外某个进程已打开了锁文件，那么当前进程只是在一个无限循环中一次又一次地调用 open。这称为轮询，是对 CPU 时间的一种浪费。一种替换技巧是 sleep 1 秒，然后再次尝试 open。（我们在图 7.5 中看到了同样的问题。）

   如果使用 fcntl 记录上锁，这就不成问题，前提是想要持有该锁的进程指定 FSETLKW 命令。内核将把该进程投入睡眠，直到该锁可用，然后唤醒它。
3. 调用 open 和 unlink 创建和删除额外一个文件涉及文件系统的访问，这通常比调用 fcntl 两次（一次用于获取锁，一次用于释放锁）所花时间长得多。测量在我们的程序中给序列号加 1 共 1000 次的循环所花的执行时间，发现 fcntl 记录上锁比调用 open 和 unlink 快 75 倍。

Unix 文件系统的另外两个技巧也用于提供特殊的上锁。第一个技巧是：如果新链接的名字已经存在，那么 link 函数将失败。为获取一个锁，首先创建一个唯一的临时文件，其路径名中含有调用进程的进程 ID（如果不同进程中的线程间以及同一进程内的线程间都需要上锁，那么所含的是进程 ID 和线程 ID 的某种组合）。然后以待建立锁文件的众所周知路径名调用 link 函数创建这个临时文件的一个链接。如果创建成功，该临时路径名就可以 unlink 掉。当调用线程使用完毕该锁时，只需 unlink 其众所周知的路径名就可以解锁。如果 link 失败返回 EEXIST 错误，调用线程就得重新尝试（类似于图 9.12 中的做法）。这种技巧的要求之一是：临时文件路径名和锁文件众所周知的路径名必须都存在于同一文件系统中，因为多数版本的 Unix 不允许硬链接（link 函数的结果）跨越不同的文件系统。

第二种技巧基于：如果待打开的文件已经存在，打开时指定了 O_TRUNC 标志，而且调

用进程不具备写访问权限，那么 open 调用将返回一个错误。为获取一个锁，我们在指定 O_CREAT | O_WRONLY | O_TRUNC 标志并置 mode 参数为 0(即新文件不打开任何权限位)的前提下调用 open。如果调用成功，我们就拥有了该锁，以后使用完毕该锁后只需 unlink 其路径名。如果 open 调用失败返回 EACCES 错误，那么调用线程必须重新尝试(类似于图 9.12 中的做法)。需要注意的是，这种技巧在调用线程具备超级用户特权时不起作用。

从这些例子得出的教训是：应该使用 fcntl 记录上锁。然而你有可能碰到使用这些老式上锁技巧的代码，它们通常是在 fcntl 上锁尚未广泛得以实现之前编写的程序中。

9.9 NFS 上锁

NFS 就是网络文件系统，它在 TCPv1 第 29 章中讨论。作为对 NFS 的一种扩展，NFS 的大多数实现支持 fcntl 记录上锁。Unix 系统通常以两个额外的守护进程支持 NFS 记录上锁，它们是 lockd 和 statd。当某个进程调用 fcntl 以获取一个锁，而且内核检测出其描述字指代通过 NFS 安装的某个文件系统上的一个文件时，本地的 lockd 就向服务器的 lockd 发送这个请求。statd 守护进程跟踪着持有锁的各个客户，它与 lockd 交互以提供 NFS 上锁的崩溃恢复功能。

我们可以预期 NFS 文件的记录上锁比本地文件的记录上锁花的时间长，因为获取与释放每一个锁都需要网络通信。为测试 NFS 记录上锁，我们只需修改图 9.2 中由 SEQFILE 指定的文件名。测量我们的程序使用 fcntl 记录上锁执行 10 000 次循环所需的时间，发现本地文件的记录上锁比 NFS 文件的记录上锁快了约 80 倍。还要留意的是，当序列号文件在某个通过 NFS 安装的文件系统上时，记录上锁和序列号的读与写都涉及网络通信。

> 防止误解的说明：NFS 记录上锁多年来一直是个问题，它差不多是由不理想的实现所导致的。尽管主要的 Unix 厂家已最终清理了它们各自的实现，通过 NFS 使用 fcntl 记录上锁对于许多实现来说仍然是一个严重的问题。我们不会在这个问题上偏袒一方而贬低另一方，只是指出 fcntl 记录上锁在 NFS 上也应该工作，不过实际成功与否取决于实现的质量，客户端和服务器端都有质量要求。

9.10 小 结

fcntl 记录上锁提供一个文件的劝告性或强制性上锁功能，而该文件是通过它的打开着描述字来访问的。这些锁用于不同进程间的上锁，而不是同一进程内不同线程间的上锁。术语“记录”是个不确切的名字，因为 Unix 内核没有文件内的记录概念。更好的称谓是“范围上锁(range locking)”，因为我们指定对其上锁或解锁的是一个字节范围。这种类型记录上锁的几乎所有用途都是作为协作进程之间的劝告性锁，因为即使是强制性上锁也会导致不一致的数据，正如我们所示。

使用 fcntl 记录上锁时，等待着的读出者优先还是等待着的写入者优先没有保证，这也是我们在第 8 章中看到过的读写锁的情形。如果这对于某个应用来说很重要，那就编写并运行 9.6 节中开发的类似测试程序，或者给该应用提供所需优先关系的专用读写锁实现(如我

们在 8.4 节所做的那样)。

9.11 习 题

9.1 从图 9.2 和图 9.1 构造 locknone 程序,在自己的系统上运行多次。验证这个没有任何上锁能力的程序工作不正确,而且结果是非确定的。

9.2 把图 9.2 中的程序修改成不对标准输出进行缓冲。这样的修改有什么效果?

9.3 继续上一道习题,这次改为调用 putchar 逐个输出字符,而不是调用 printf。这样的修改有什么效果?

9.4 把图 9.3 中 my_lock 函数使用的写入锁改为读出锁。会发生什么?

9.5 把 loopmain.c 程序中的 open 调用改为同时指定 O_NONBLOCK 标志。构造 loopfcntlnonb 程序,同时运行它的两个实例。结果有什么变化吗?为什么?

9.6 继续上一道习题,这次使用非阻塞版本的 loopmain.c 构造 loopnonenonb 程序(使用 locknone.c 文件,它不进行上锁操作)。使能 seqno 文件的强制性上锁。同时运行本程序的一个实例以及来自上一道习题的 loopfcntlnonb 程序的另一个实例。会发生什么?

9.7 构造 loopfcntl 程序,从某个 shell 脚本在后台运行它 10 次。这 10 个实例的每一个应指定一个值为 10 000 的命令行参数。首先在使用劝告性上锁的前提下给这个 shell 脚本计时,然后把 seqno 文件的权限改为使能强制性上锁。强制性上锁对于性能有什么影响?

9.8 在图 9.8 和图 9.9 中,我们为什么调用 fork 创建子进程,而不是调用 pthread_create 创建线程?

9.9 在图 9.11 中,我们调用 ftruncate 把文件的大小置为 0 字节。为什么不改为简单地给 open 指定 O_TRUNC 标志?

9.10 如果我们要编写一个使用 fcntl 记录上锁的线程化应用程序,那么在指定上锁的起始字节偏移量时,应使用 SEEK_SET、SEEK_CUR 还是 SEEK_END 呢?为什么?

第 10 章　Posix 信号灯

10.1　概　述

信号灯(semaphore)是一种用于提供不同进程间或一个给定进程的不同线程间同步手段的原语。本书讨论三种类型的信号灯：

- Posix 有名信号灯：使用 Posix IPC 名字(2.2 节)标识，可用于进程或线程间的同步。
- Posix 基于内存的信号灯：存放在共享内存区中，可用于进程或线程间的同步。
- System V 信号灯(第 11 章)：在内核中维护，可用于进程或线程间的同步。

我们暂时只考虑不同进程间的同步。首先考虑二值信号灯(binary semaphore)：其值或为 0 或为 1 的信号灯。图 10.1 展示了这种信号灯。

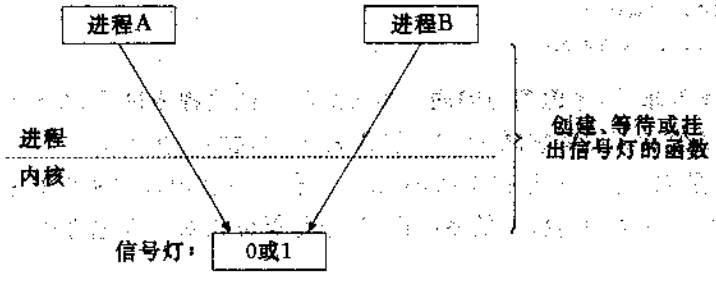


图 10.1　由两个进程使用的一个二值信号灯

图中画出该信号灯是由内核来维护的(这对于 System V 信号灯是正确的)，其值可以是 0 或 1。

Posix 信号灯不必在内核中维护。另外，Posix 信号灯是由可能与文件系统中的路径名对应的名字来标识的。因此，图 10.2 是我们称之为 Posix 有名信号灯的东西的更为实际的图示。

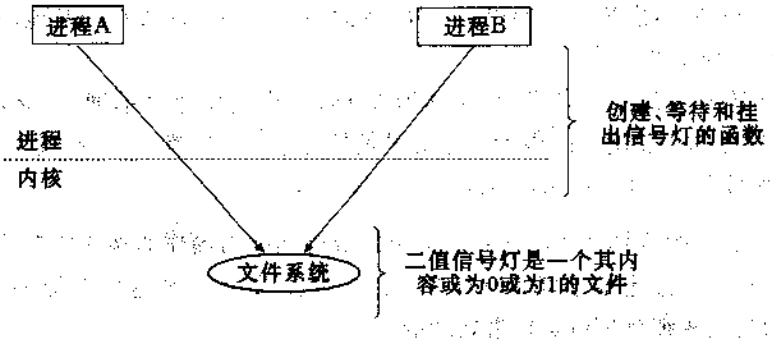


图 10.2　由两个进程使用的一个 Posix 有名二值信号灯

我们必须就图 10.2 作一个限定：尽管 Posix 有名信号灯是由可能与文件系统中的路径对应的名字来标识的，但是它们并不要求真正存放在文件系统内的某个文件中。举例来说，嵌入式实时系统可能使用这样的名字来标识信号灯，但是真正的信号灯值却存放在内核中的某个地方。然而，如果信号灯的实现用到了映射文件（我们将在 10.15 节展示这样的一个实现），那么信号灯的真正值确实出现在某个文件中，而该文件是映射到所有打开着该信号灯的进程的地址空间的。

在图 10.1 和图 10.2 中，我们注出了一个进程可以在某个信号灯上执行的三种操作：

1. 创建(create)一个信号灯。这还要求调用者指定初始值，对于二值信号灯来说，它通常是 1，但也可以是 0。
2. 等待(wait)一个信号灯。该操作测试这个信号灯的值，如果其值小于或等于 0，那就等待(阻塞)，一旦其值变为大于 0 就将它减 1。这个过程可以用如下的伪代码来总结：

```
while (semaphore_value <= 0)
    ;     /* wait; i.e., block the thread or process */
semaphore_value--;
/* we have the semaphore */
```

这儿的基本要求是：考虑到访问同一信号灯的其他线程或进程，在 while 语句中测试该信号灯的值和其后将它减 1(如果该值大于 0)这两个步骤必须作为一个原子操作完成。(这是 20 世纪 80 年代中期 System V 信号灯在内核中实现的原因之一。这样一来信号灯操作成为内核中的系统调用，于是保证相对于其他进程的原子性变得容易起来。)

本操作还有其他常用名字：最初 Edsger Dijkstra 称它为 P 操作，代表荷兰语单词 proberen(意思是尝试)。它也称为递减(down，因为信号灯的值被减掉 1)或上锁(lock)，不过我们使用 Posix 术语等待(wait)。

3. 挂出(post)一个信号灯。该操作将信号灯的值加 1，可以用如下的伪代码来总结：

```
semaphore_value++;
```

如果有一些进程阻塞着等待该信号灯的值变为大于 0，其中一个进程现在就可能被唤醒。与刚刚给出的等待伪代码一样，考虑到访问同一信号灯的其他进程，挂出操作也必须是原子的。

本操作还有其他常用名字：最初称为 V 操作，代表荷兰语单词 verhogen(意思是增加)。它也称为递增(up，因为信号灯的值被加上 1)、解锁(unlock)或发信号(signal)。我们使用 Posix 术语挂出(post)。

显而易见，真正的信号灯代码比我们给出的等待和挂出操作的伪代码有更多的细节：也就是如何将等待某个给定信号灯的所有进程排队，然后如何唤醒这些可能很多的进程中的一个。所幸的是这些细节是由实现来处理的。

注意，上面给出的伪代码并没有假定使用其值仅为 0 或 1 的二值信号灯。它们适用于其

值初始化为任意非负值的信号灯。这样的信号灯称为计数信号灯(counting semaphore)。计数信号灯通常初始化为某个值N,指示可用的资源(譬如说缓冲区)数。本章我们将同时展示二值信号灯和计数信号灯的例子。

> 我们往往在二值信号灯和计数信号灯之间进行区分,这样做是为了我们自己的教学目的。在实现信号灯的代码中,这两者间并没有差别。

二值信号灯可用于互斥目的,就像互斥锁一样。图 10.3 给出了一个例子。

初始化互斥锁;	初始化信号灯为 1;
pthread_mutex_lock(&mutex);	sem_wait(&sem);
临界区	临界区
pthread_mutex_unlock(&mutex);	sem_post(&sem);

图 10.3　比较解决互斥问题的互斥锁和信号灯

我们把信号灯初始化为 1。sem_wait 调用等待其值变为大于 0,然后将它减 1。sem_post 调用则将其值加 1(从 0 变为 1),然后唤醒阻塞在 sem_wait 调用中等待该信号灯的任何线程。

除可以像互斥锁那样使用外,信号灯还有一个互斥锁没有提供的特性:互斥锁必须总是由锁住它的线程解锁,信号灯的挂出却不必由执行过它的等待操作的同一线程执行。我们可以使用两个二值信号灯和第 7 章中生产者-消费者问题的一个简化版本提供展示这种特性的一个例子。图 10.4 展示了往某个共享缓冲区中放置一个条目的一个生产者以及取走该条目的一个消费者。为简单起见,假设该缓冲区只容纳一个条目。

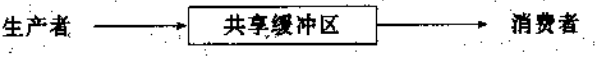


图 10.4　使用一个共享缓冲区的简单生产者-消费者问题

图 10.5 给出了生产者和消费者程序的伪代码:

```
生产者                                  消费者
把信号灯 get 初始化为 0;
把信号灯 put 初始化为 1;

for( ; ; ) {                            for( ; ; ) {
    sem_wait(&put);                         sem_wait(&get);
    把数据放入缓冲区                        处理缓冲区中的数据
    sem_post(&get);                         sem_post(&put);
}                                       }
```

图 10.5　简单的生产者-消费者程序的伪代码

信号灯 put 控制生产者是否可以往共享缓冲区中放置一个条目;信号灯 get 控制消费者是否可以从共享缓冲区中取走一个条目。按时间顺序发生的步骤如下:

1. 生产者初始化缓冲区和两个信号灯。
2. 假设消费者接着运行。它阻塞在 sem_wait 调用中,因为 get 的值为 0。
3. 一段时间后生产者接着运行。当它调用 sem_wait 后,put 的值由 1 减为 0,于是生产

者往缓冲区中放置一个条目。它然后调用 sem_post，把 get 的值由 0 增为 1。既然有一个线程（即消费者）阻塞在该信号灯上等待其值变为正数，该线程将被标记成准备好运行（ready-to-run）。但是假设生产者继续运行。生产者随后阻塞在 for 循环顶部的 sem_wait 调用中，因为 put 的值为 0。生产者必须等待到消费者腾空缓冲区。

4. 消费者从 sem_wait 调用中返回，它将 get 信号灯的值由 1 减为 0。它接着处理缓冲区中的数据，然后调用 sem_post，把 put 的值由 0 增为 1。既然有一个线程（生产者）阻塞在该信号灯上等待其值变为正数，该线程将被标记成准备好运行。但是假设消费者继续运行。消费者随后阻塞在 for 循环顶部的 sem_wait 调用中，因为 get 的值为 0。
5. 生产者从 sem_wait 调用中返回，于是把数据放入缓冲区中，上述情形循环继续。

我们假设每次调用 sem_post 时，即使当时有一个进程正在等待并随后被标记成准备好运行，调用者也继续运行。是调用者继续运行还是刚变成准备好状态的线程运行无关紧要（你应该假设对立的情形，并说服自己这个事实）。

下面列出信号灯、互斥锁和条件变量之间的三个差异：

1. 互斥锁必须总是由给它上锁的线程解锁，信号灯的挂出即不必由执行过它的等待操作的同一线程执行。这是我们的例子刚展示过的。
2. 互斥锁要么被锁住，要么被解开（二值状态、类似于二值信号灯）。
3. 既然信号灯有一个与之关联的状态（它的计数值），信号灯挂出操作总是被记住。然而当向一个条件变量发送信号时，如果没有线程等待在该条件变量上，那么该信号将丢失。作为这种特性的一个例子，考虑图 10.5，不过假设第一次通过生产者的循环时，消费者还没有调用 sem_wait。生产者仍可以往缓冲区放置数据条目，然后在 get 信号灯上调用 sem_post（把它的值由 0 增为 1），接着阻塞在 put 信号灯上的 sem_wait 调用中。一段时间以后，消费者可能进入它的 for 循环，在 get 信号灯上调用 sem_wait，其结果是将该信号灯的值减 1（由 1 减为 0），于是消费者接着处理缓冲区。

> Posix.1 基本原理一文声称，有了互斥锁和条件变量还提供信号灯的原因是："本标准提供信号灯的主要目的是提供一种进程间同步方式；这些进程可能共享也可能不共享内存区。互斥锁和条件变量是作为线程间的同步机制说明的；这些线程总是共享（某个）内存区。这两者都是已广泛使用了多年的同步范式。每组原语都特别适合于特定的问题。"我们将在 10.15 节看到，使用互斥锁和条件变量实现具有随内核持续性的计数信号灯需要约 300 行 C 代码，应用程序不应该各自从头编写这 300 行 C 代码。尽管信号灯的意图在于进程间同步，互斥锁和条件变量的意图则在于线程间同步，但是信号灯也可用于线程间，互斥锁和条件变量也可用于进程间。我们应该使用适合于具体应用的那组原语。

我们提到过 Posix 提供两类信号灯：有名（named）信号灯和基于内存（memory-based）的信号灯，后者也称为无名（unnamed）信号灯。图 10.6 比较了这两类信号灯使用的函数。

图 10.2 展示了一个 Posix 有名信号灯。图 10.7 则展示处于某个进程内由两个线程共享的一个 Posix 基于内存的信号灯。

图 10.8 展示了处于某个共享内存区(第 4 部分)中由两个进程共享的一个 Posix 基于内存的信号灯。图中画出该共享内存区同时属于这两个进程的地址空间。

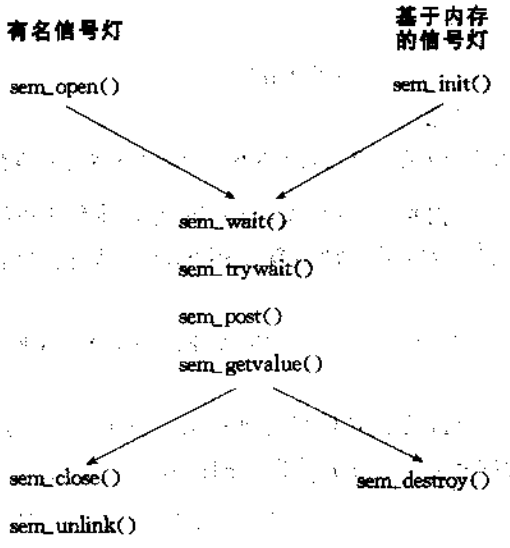


图 10.6　用于 Posix 信号灯的函数调用

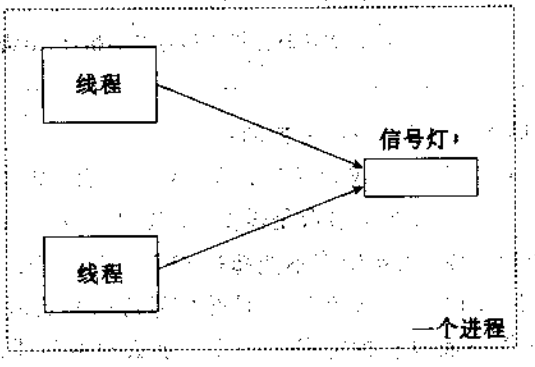


图 10.7　由一个进程内的两个线程共享的基于内存的信号灯

本章中我们首先讲述 Posix 有名信号灯，然后讲述 Posix 基于内存的信号灯。我们还返回 7.3 节中的生产者-消费者问题，将它扩展成允许多个生产者和一个消费者，最后是多个生产者和多个消费者。我们然后指出，多个缓冲区的常用 I/O 技巧只是生产者-消费者问题的一个特例。

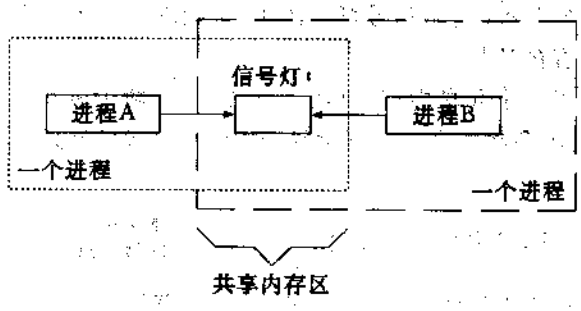


图 10.8 由两个进程共享的处于共享内存区中的基于内存的信号灯

我们给出 Posix 有名信号灯的三种实现:第一种实现使用 FIFO,第二种实现使用内存映射 I/O 以及互斥锁和条件变量,第三种实现使用 System V 信号灯。

10.2 sem_open、sem_close 和 sem_unlink 函数

函数 sem_open 创建一个新的有名信号灯或打开一个已存在的有名信号灯。有名信号灯总是既可用于线程间的同步,又可用于进程间的同步。

```
#include <semaphore.h>
sem_t *sem_open(const char *name, int oflag, ...
                /* mode_t mode, unsigned int value */);
                                返回:成功时为指向信号灯的指针,出错时为 SEM_FAILED
```

我们已在 2.2 节中描述过有关 *name* 参数的规则。

oflag 参数可以是 0、O_CREAT 或 O_CREAT | O_EXCL,如 2.3 节所述。如果指定了 O_CREAT 标志,那么第三个和第四个参数是需要的:其中 *mode* 参数指定权限位(图 2.4),*value* 参数指定信号灯的初始值。该初始值不能超过 SEM_VALUE_MAX,这个常值则必须至少为 32767。二值信号灯的初始值通常为 1,计数信号灯的初始值则往往大于 1。

如果指定了 O_CREAT(而没有指定 O_EXCL),那么只有所需的信号灯尚未存在时才初始化它。所需信号灯已存在条件下指定 O_CREAT 不是一个错误。该标志的意思仅仅是"如果所需信号灯尚未存在,那就创建并初始化它"。但是所需信号灯已存在条件下指定 O_CREAT | O_EXCL 却是一个错误。

sem_open 的返回值是指向某个 sem_t 数据类型的指针。该指针随后用作 sem_close、sem_wait、sem_trywait、sem_post 以及 sem_getvalue 的参数。

> 用 SEM_FAILED 这个返回值来指示错误比较奇怪。使用空指针也许更为合理。后来导致 Posix 标准的早期草案指定使用 −1 这个返回值来指示出错,许多实现于是定义
>
> ```
> #define SEM_FAILED  ((sem_t *)(-1))
> ```

当使用 sem_open 创建或打开某个信号灯时，Posix.1 就与该信号灯关联的权限位没有多少说明。实际上从图 2.3 和前面的讨论可注意到，当打开一个有名信号灯时，我们甚至没有在 *oflag* 参数中指定 O_RDONLY、O_WRONLY 或 O_RDWR 标志。本书中的例子所用的两个系统(Digital Unix 4.0B 和 Solaris 2.6)都要求对某个已存在的信号灯具有读访问和写访问能力，这样对它的 sem_open 才能成功。其原因也许是信号灯的拴出与等待操作都需要读出并修改信号灯的值。这两种实现上，不具备读访问或写访问某个已存在信号灯的权力都将导致 sem_open 函数返回一个 EACCES 错误("Permission denied(访问权限不符)")。

使用 sem_open 打开的有名信号灯，使用 sem_close 将其关闭。

```
#include <semaphore.h>
int sem_close(sem_t *sem);
```

返回：成功时为 0，出错时为 −1

一个进程终止时，内核还对其上仍然打开着的所有有名信号灯自动执行这样的信号灯关闭操作。不论该进程是自愿终止的(通过调用 exit 或_exit)还是非自愿地终止的(通过向它发送一个 Unix 信号)，这种自动关闭都会发生。

关闭一个信号灯并没有将它从系统中删除。这就是说，Posix 有名信号灯至少是随内核持续的：即使当前没有进程打开着某个信号灯，它的值仍然保持。

有名信号灯使用 sem_unlink 从系统中删除。

```
#include <semaphore.h>
int sem_unlink(const char *name);
```

返回：成功时为 0，出错时为 −1

每个信号灯有一个引用计数器记录当前的打开次数(就像文件一样)，sem_unlink 类似于文件 I/O 的 unlink 函数：当引用计数还是大于 0 时，*name* 就能从文件系统中删除，然而其信号灯的拆除(不同于将它的名字从文件系统中删除)却要等到最后一个 sem_close 发生时为止。

10.3　sem_wait 和 sem_trywait 函数

sem_wait 函数测试所指定信号灯的值，如果该值大于 0，那就将它减 1 并立即返回。如果该值等于 0，调用线程就被投入睡眠中，直到该值变为大于 0，这时再将它减 1，函数随后返回。我们以前提到过，考虑到访问同一信号灯的其他线程，"测试并减 1"操作必须是原子的。

```
#include <semaphore.h>
int sem_wait(sem_t *sem);
int sem_trywait(sem_t *sem);
```

都返回：成功时为0，出错时为-1

sem_wait 和 sem_trywait 的差别是：当所指定信号灯的值已经是 0 时，后者并不将调用线程投入睡眠。相反，它返回一个 EAGAIN 错误。

如果被某个信号中断，sem_wait 就可能过早地返回，所返回的错误为 EINTR。

10.4 sem_post 和 sem_getvalue 函数

当一个线程使用完某个信号灯时，它应该调用 sem_post。就像 10.1 节中讨论过的那样，本函数把所指定信号灯的值加 1，然后唤醒正在等待该信号灯值变为正数的任意线程。

```
#include <semaphore.h>
int sem_post(sem_t *sem);
int sem_getvalue(sem_t *sem, int *valp);
```

都返回：成功时为0，出错时为-1

sem_getvalue 在由 *valp* 指向的整数中返回所指定信号灯的当前值。如果该信号灯当前已上锁，那么返回值或为 0，或为某个负数，其绝对值就是等待该信号灯解锁的线程数。

我们现在看到了互斥锁、条件变量和信号灯之间的更多差别。首先，互斥锁必须总是由给它上锁的线程解锁。信号灯没有这种限制：一个线程可以等待某个给定信号灯（譬如说将该信号灯的值由 1 减为 0，这跟给该信号灯上锁一样），而另一个线程可以挂出该信号灯（譬如说将该信号灯的值由 0 增为 1，这跟给该信号灯解锁一样）。

其次，既然每个信号灯有一个与之关联的值，它由挂出操作加 1，由等待操作减 1，因此任何线程都可以挂出一个信号（譬如说将它的值由 0 增为 1），即使当时没有线程在等待该信号灯值变正数也没有关系。然而，如果某个线程调用了 pthread_cond_signal，不过当时没有任何线程阻塞在 pthread_cond_wait 调用中，那么发往相应条件变量的信号将丢失。

最后，在各种各样的同步技巧（互斥锁、条件变量、读写锁、信号灯）中，能够从信号处理程序中安全调用的唯一函数是 sem_post。

> 这三个差异点不应该被解释成作者对于信号灯的偏袒。我们已看过的所有同步原语（互斥锁、条件变量、读写锁、信号灯以及记录上锁）都有它们各自的位置。对于一个给定应用我们已有很多选择，因而需要了解各种原语之间的差别。还要从刚刚列出的比较中意识到的是，互斥锁是为上锁而优化的，条件变量是为等待而优化的，信号灯既可用于上锁，也可用于等待，因而可能导致更多的开销和更高的复杂性。

10.5　简单的程序

我们现在提供一些在 Posix 有名信号灯上操作的简单程序，目的是更多地了解它们的功能与实现。由于 Posix 有名信号灯至少具有随内核的持续性，因此我们可以跨多个程序操纵它们。

semcreate 程序

图 10.9 中的程序创建一个有名信号灯，允许的命令行选项有指定独占创建的-e 和指定一个初始值(缺省值 1 以外的值)的-i。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int             c, flags;
6     sem_t           * sem;
7     unsigned int    value;
8     flags = O_RDWR | O_CREAT;
9     value = 1;
10    while ( (c = Getopt(argc, argv, "ei:")) ! = -1) {
11        switch (c) {
12        case 'e':
13            flags |= O_EXCL;
14            break;
15        case 'i':
16            value = atoi(optarg);
17            break;
18        }
19    }
20    if (optind ! = argc - 1)
21        err_quit("usage: semcreate [ -e ] [ -i initalvalue ] <name>");
22    sem = Sem_open(argv[optind], flags, FILE_MODE, value);
23    Sem_close(sem);
24    exit(0);
25 }
```

图 10.9　创建一个有名信号灯[pxsem/semcreate.c]

创建信号灯

第 22 行　既然总是指定 O_CREAT 标志，我们调用 sem_open 时必须提供四个参数。不过最后两个参数只有所需信号灯尚未存在时才由 sem_open 使用。

关闭信号灯

第 23 行　我们调用 sem_close，不过要是拉掉了这个调用，当相应进程终止时，所创建的信号灯也被关闭(所占用的系统资源随之释放)。

semunlink 程序

图 10.10 中的程序删除一个有名信号灯的名字。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     if (argc ! = 2)
6         err_quit("usage: semunlink <name>");
7     Sem_unlink(argv[1]);
8     exit(0);
9 }
```

图 10.10 删除一个有名信号灯的名字[pxsem/semunlink.c]

semgetvalue 程序

图 10.11 中的简单程序打开一个有名信号灯,取得它的当前值,然后输出该值。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     sem_t * sem;
6     int     val;
7     if (argc ! = 2)
8         err_quit("usage: semgetvalue <name>");
9     sem = Sem_open(argv[1], 0);
10    Sem_getvalue(sem, &val);
11    printf("value = %d\n", val);
12    exit(0);
13 }
```

图 10.11 取得并输出一个信号灯的值[pxsem/semgetvalue.c]

打开信号灯

第 9 行 当我们去打开一个必须已经存在的信号灯时,sem_open 的第二个参数为 0,因为我们不指定 O_CREAT,也没有其他 O_*xxx* 常值需指定。

semwait 程序

图 10.12 中的程序打开一个有名信号灯,调用 sem_wait(如果该信号灯的当前值小于或等于 0,该调用就阻塞,结束阻塞后该调用将信号灯的值减 1),取得并输出该信号灯的当前值,然后永远阻塞在一个 pause 调用中。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     sem_t * sem;
```

```
 6      int     val;
 7      if (argc != 2)
 8          err_quit("usage: semwait <name>");
 9      sem = Sem_open(argv[1], 0);
10      Sem_wait(sem);
11      Sem_getvalue(sem, &val);
12      printf("pid %ld has semaphore, value = %d\n", (long) getpid(), val);
13      pause();    /* blocks until killed */
14      exit(0);
15  }
```

图 10.12　等待一个信号灯并输出它的值[pxsem/semwait.c]

sempost 程序

图 10.13 中的程序挂出一个有名信号灯(即把它的值加 1),然后取得并输出该信号灯的值。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 int
 3 main(int argc, char **argv)
 4 {
 5      sem_t *sem;
 6      int     val;
 7      if (argc != 2)
 8          err_quit("usage: sempost <name>");
 9      sem = Sem_open(argv[1], 0);
10      Sem_post(sem);
11      Sem_getvalue(sem, &val);
12      printf("value = %d\n", val);
13      exit(0);
14  }
```

图 10.13　挂出一个信号灯[pxsem/sempost.c]

例子

我们首先在 Digital Unix 4.0B 下创建一个有名信号灯,然后输出它的(缺省)值。

```
alpha % semcreate /tmp/test1
alpha % ls -l /tmp/test1
-rw-r--r--    1 rstevens system          264 Nov 13 08:51 /tmp/test1
alpha % semgetvalue /tmp/test1
value = 1
```

跟 Posix 消息队列一样,本系统创建一个位于文件系统中的文件,它对应于我们给所创建的有名信号灯指定的名字。

现在等待该信号灯,然后夭折持有该信号灯锁的程序。

```
alpha % semwait /tmp/test1
pid 9702 has semaphore, value = 0      sem_wait 返回后的值
```

```
^?                                  键入中断键以夭折程序
alpha % semgetvalue /tmp/test1
value = 0                           值仍然为0
```

本例子展示了我们早先提到过的两个特性。首先,信号灯的值是随内核持续的。这就是说,从上一个例子创建该信号灯到本例子,尽管期间没有程序打开着该信号灯,其值(等于1)却由内核维持着。其次,当我们夭折持有信号灯锁的semwait程序时,该信号灯的值并不改变。这就是说,当持有某个信号灯锁的进程没有释放它就终止时,内核并不给该信号灯解锁。这跟记录锁不一样,我们在第9章中说过,当持有某个记录锁的进程没有释放它就终止时,内核自动释放它。

我们接着展示Digital Unix的信号灯实现使用负的信号灯值指示等待该信号灯解锁的进程数。

```
alpha % semgetvalue /tmp/test1
value = 0                           值仍然是来自上一个例子的0

alpha % semwait /tmp/test1 &        在后台启动一个semwait程序
[1]     9718                        它阻塞,等待信号灯

alpha % semgetvalue /tmp/test1
value = -1                          有一个进程在等待信号灯

alpha % semwait /tmp/test1 &        在后台启动另一个semwait程序
[2]     9727                        它也阻塞,等待信号灯

alpha % semgetvalue /tmp/test1
value = -2                          有两个进程在等待信号灯

alpha % sempost /tmp/test1          现在挂出信号灯
value = -1                          sem_post返回后的值
pid 9718 has semaphore, value = -1  来自第一个semwait程序的输出

alpha % sempost /tmp/test1          再次挂出信号灯
value = 0
pid 9727 has semaphore, value = 0   来自第二个semwait程序的输出
```

当信号灯值为-2时,我们执行sempost程序,该值于是经加1后变为-1,同时有一个原本阻塞在sem_wait调用中的进程返回。

现在改为在Solaris 2.6下执行同样的例子,目的是查看它们在信号灯实现上的差异。

```
solaris % semcreate /test2
solaris % ls -l /tmp/.*test2*
-rw-r--r--   1 rstevens other1   48 Nov 13 09:11 /tmp/.SEMDtest2
-rw-rw-rw-  1 rstevens other1    0 Nov 13 09:11 /tmp/.SEMLtest2
solaris % semgetvalue /test2
value = 1
```

跟Posix消息队列一样,Solaris系统在/tmp目录下创建若干文件,作为文件名后缀的是所指定信号灯的名字。我们看到第一个文件的权限与我们调用sem_open时指定的权限相对应,至于第二个文件,我们猜想用于上锁目的。

下面验证当持有某个信号灯锁的进程没有释放该锁就终止时,内核没有自动挂出该信号灯。

```
solaris % semwait /test2
pid 4133 has semaphore, value = 0
^?                                    键入中断键
solaris % semgetvalue /test2
value = 0                             值仍然为0
```

接着展示Solaris的信号灯实现在有进程等待着某个信号灯的时候如何处理该信号灯的值。

```
solaris % semgetvalue /test2
value = 0                             值仍然是来自上一个例子的0
solaris % semwait /test2 &            在后台启动一个semwait程序
[1]     4257                          它阻塞,等待信号灯
solaris % semgetvalue /test2
value = 0                             本实现不使用负值
solaris % semwait /test2 &            在后台启动另一个semwait程序
[2]     4263
solaris % semgetvalue /test2
value = 0                             值仍然为0,不过有两个进程在等着
solaris % sempost /test2              现在挂出信号灯
pid 4257 has semaphore, value = 0     来自第一个semwait程序的输出
value = 0
solaris % sempost /test2
pid 4263 has semaphore, value = 0     来自第二个semwait程序的输出
value = 0
```

与前面在Digital Unix下的输出相比,这个输出中的一个差别是在挂出信号灯的时机:看来等待着的进程优于挂出信号灯的进程运行。

10.6 生产者-消费者问题

我们在7.3节中讲述了生产者-消费者问题,并展示了一些解决方案,具体解决多个生产者线程填写由单个消费者线程处理的一个数组时的同步问题。

1. 在第一个方案中(7.3节),消费者是在生产者完成后启动的,因此使用单个互斥锁(来同步各个生产者)就能解决同步问题。
2. 在下一个方案中(7.5节),消费者在生产者完成之前启动,因此解决同步问题需要一个互斥锁(来同步各个生产者)加上一个条件变量及其互斥锁(来同步生产者和消费者)。

现在对生产者-消费者问题进行扩展,把共享缓冲区用作一个环绕缓冲区:生产者填写最后一项(buff[NBUFF-1])后,回过头来填写第一项(buff[0]),消费者也同样这么做。这么一来增加了又一个同步问题,即生产者不能走到消费者的前面。我们仍然假设生产者和消费者都是线程,不过它们也可以是进程,前提是存在某种在进程间共享缓冲区的方法(例如我们将在第4部分介绍的共享内存区)。

当共享缓冲区作为一个环绕缓冲区考虑时，以下三个条件必须由代码来维持：

1. 当缓冲区为空时，消费者不能试图从其中去除一个条目。
2. 当缓冲区填满时，生产者不能试图往其中放置一个条目。
3. 共享变量可能描述缓冲区的当前状态(下标、计数、链表指针，等等)，因此生产者和消费者的所有缓冲区操纵都必须保护起来，以避免竞争状态。

我们接下去给出的使用信号灯的方案展示了三种不同类型的信号灯：

1. 名为 mutex 的二值信号灯保护两个临界区：一个是往共享缓冲区中插入一个数据条目(由生产者执行)，另一个是从共享缓冲区中移走一个数据条目(由消费者执行)。用作互斥锁的二值信号灯初始化为 1。(显然，我们可以使用真实的互斥锁代替这样的二值信号灯。见习题 10.10。)
2. 名为 nempty 的计数信号灯统计共享缓冲区中的空槽位数。该信号灯初始化为缓冲区中的槽位数(NBUFF)。
3. 名为 nstored 的计数信号灯统计共享缓冲区中已填写的槽位数。该信号灯初始化为 0，因为缓冲区一开始是空的。

图 10.14 展示了程序完成初始化时我们的缓冲区及两个计数信号灯的状态。我们给未用的数组元素标以阴影。

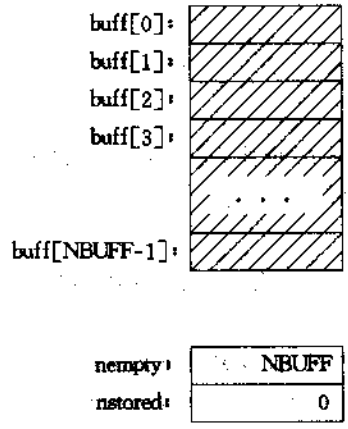


图 10.14 初始化后的缓冲区和两个计数信号灯

在我们的例子中，生产者只是把 0～(NLOOP－1)存放到共享缓冲区中(buff[0]＝0，buff[1]＝1，等等)，并把该缓冲区用作一个环绕缓冲区。消费者从该缓冲区取出这些整数，并验证它们是正确的，若有错误则输出到标准输出上。

图 10.15 展示了在生产者往共享缓冲区放置了 3 个条目之后，但在消息者从该缓冲区取走其中任何条目之前该缓冲区和两个计数信号灯的状态。

我们接着假设消费者从共享缓冲区中移走一个条目，图 10.16 展示这时的状态。

图 10.17 中的 main 函数创建前述三个信号灯，创建两个线程，等待这两个线程的完成，然后删除这些信号灯。

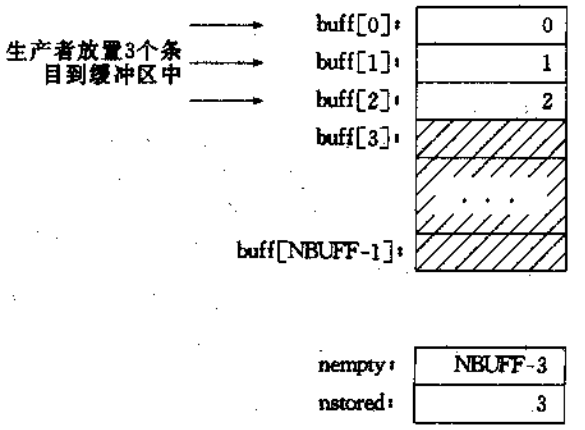


图 10.15　生产者放置 3 个条目到缓冲区后的缓冲区和计数信号灯

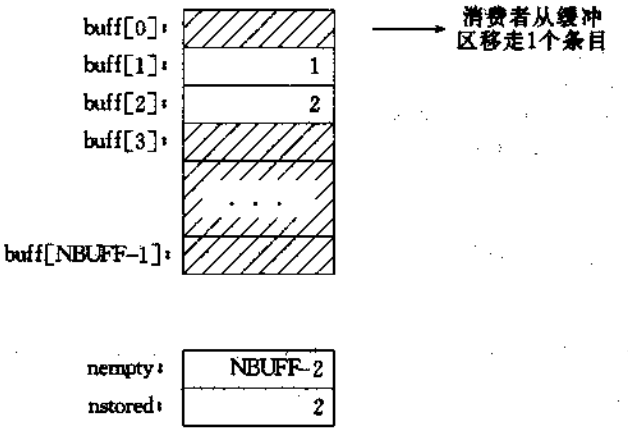


图 10.16　消费者从缓冲区移走第一个条目后的缓冲区和计数信号灯

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define NBUFF   10
3 #define SEM_MUTEX "mutex"     /* these are args to px_ipc_name() */
4 #define SEM_NEMPTY  "nempty"
5 #define SEM_NSTORED "nstored"
6 int     nitems;          /* read-only by producer and consumer */
7 struct {                  /* data shared by producer and consumer */
8   int buff[NBUFF];
9   sem_t     *mutex, *nempty, *nstored;
10 } shared;
11 void   *produce(void *), *consume(void *);
12 int
13 main(int argc, char **argv)
14 {
15     pthread_t   tid_produce, tid_consume;
```

```
16    if (argc != 2)
17        err_quit("usage: prodcons1 <#items>");
18    nitems = atoi(argv[1]);
19        /* create three semaphores */
20    shared.mutex = Sem_open(Px_ipc_name(SEM_MUTEX),
21                            O_CREAT | O_EXCL,FILE_MODE, 1);
22    shared.nempty = Sem_open(Px_ipc_name(SEM_NEMPTY),
23                             O_CREAT | O_EXCL,FILE_MODE, NBUFF);
24    shared.nstored = Sem_open(Px_ipc_name(SEM_NSTORED),
25                              O_CREAT | O_EXCL,FILE_MODE, 0);
26        /* create one producer thread and one consumer thread */
27    Set_concurrency(2);
28    Pthread_create(&tid_produce, NULL, produce, NULL);
29    Pthread_create(&tid_consume, NULL, consume, NULL);
30        /* wait for the two threads */
31    Pthread_join(tid_produce, NULL);
32    Pthread_join(tid_consume, NULL);
33        /* remove the semaphores */
34    Sem_unlink(Px_ipc_name(SEM_MUTEX));
35    Sem_unlink(Px_ipc_name(SEM_NEMPTY));
36    Sem_unlink(Px_ipc_name(SEM_NSTORED));
37    exit(0);
38 }
```

图 10.17 生产者-消费者问题信号灯解决方案的 main 函数[pxsem/prodcons1.c]

全局变量

第 6～10 行 可存放 NBUFF 个条目的缓冲区以及三个信号灯指针是生产者线程和消费者线程共享的全局变量。正如第 7 章中所述，我们把它们收集到一个结构中，以强调这些信号灯是用于同步对共享缓冲区的访问的。

创建信号灯

第 19～25 行 创建三个信号灯，它们的名字首先传递给我们的 px_ipc_name 函数。指定 O_EXCL 标志，因为每个信号灯都需要初始化为正确的值。如果这三个信号灯因先前运行本程序夭折而没有全部删除，那么我们可以在创建之前给每个信号灯调用 sem_unlink，并忽略任何错误。另一种方法是，检查指定了 O_EXCL 标志的 sem_open 是否返回一个 EXIST 错误，若是则调用 sem_unlink，然后再调用一次 sem_open，不过这么一来就搞复杂了。如果我们需要验证本程序只有一个拷贝在运行(这一步可在尝试创建任何信号灯之前完成)，那么可以如 9.7 节中所述的那样去做。

创建两个线程

第 26～29 行 创建两个线程，一个作为生产者，一个作为消费者。不给这两个线程传递任何参数。

第 30～36 行 主线程然后等待这两个线程的终止，接着删除一开始创建的三个信号灯。

我们还可以给每个线程调用 sem_close，不过进程终止时这会自动发生。然而

删除一个有名信号灯的名字却必须显式地完成。

图 10.18 给出了 produce 和 comsume 函数。

```
39 void *
40 produce(void *arg)
41 {
42      int             i;

43      for (i = 0; i < nitems; i++) {
44          Sem_wait(shared.nempty);      /* wait for at least 1 empty slot */
45          Sem_wait(shared.mutex);
46          shared.buff[i % NBUFF] = i;   /* store i into circular buffer */
47          Sem_post(shared.mutex);
48          Sem_post(shared.nstored);     /* 1 more stored item */
49      }
50      return(NULL);
51 }

52 void *
53 consume(void *arg)
54 {
55      int     i;

56      for (i = 0; i < nitems; i++) {
57          Sem_wait(shared.nstored);     /* wait for at least 1 stored item */
58          Sem_wait(shared.mutex);
59          if (shared.buff[i % NBUFF] != i)
60              printf("buff[%d] = %d\n", i, shared.buff[i % NBUFF]);
61          Sem_post(shared.mutex);
62          Sem_post(shared.nempty);          /* 1 more empty slot */
63      }
64      return(NULL);
65 }
```

图 10.18　produce 和 consume 函数[pxsem/prodcons1.c]

生产者等待到缓冲区中有一个条目的空间

第 44 行　生产者在 nempty 信号灯上调用 sem_wait，等待缓冲区中有存放另一个条目的可用空间为止。首次执行本行语句时，该信号灯的值将从 NBUFF 变为 NBUFF−1。

生产者在缓冲区中存放条目

在往缓冲区中存放新条目之前，生产者必须获取 mutex 信号灯。在我们的例子中，生产者只是往下标为 i%NBUFF 的数组元素中存放一个值，因此不需要描述缓冲区状态的共享变量(也就是说我们不使用每次往缓冲区中放置一个条目就得更新状态的链表)。这样的话，获取和释放 mutex 信号灯实际上没有必要。不过我们还是给出了，因为这种类型的问题(更新由多个线程共享的一个缓冲区)通常需要这么做。

往缓冲区中存放当前条目后，释放 mutex 信号灯(其值由 0 变为 1)，并挂出 nstored 信号灯。第一次执行这个语句时，nstored 的值将从初始值 0 变为 1。

消费者等待 nstored 信号灯

第57～62行 当nstored信号灯的值大于0时，缓冲区中已有那么多的条目待处理。消费者从缓冲区中取出一个条目并验证它的值是正确的，不过这样的缓冲区访问是用mutex信号灯保护起来的。消费者然后挂出nempty信号灯，告诉生产者又有一个空槽位可用了。

死锁

如果我们错误地对换了消费者函数(图10.18)中两个Sem_wait调用的顺序，那会发生什么呢？假设生产者首先启动(跟习题10.1的解答中所假设的一样)，那么它将往缓冲区中存放NBUFF个条目，从而把nempty信号灯的值从NBUFF递减为0，把nstore信号灯的值从0递增为NBUFF。至此，生产者阻塞在Sem_wait(shared.nempty)调用中，因为缓冲区满，其上没有存放另一个条目的空槽位可用。

消费者启动，验证缓冲区中第一批NBUFF个条目的正确性。这个过程把nstored信号灯的值从NBUFF递减为0，把nempty信号灯的值从0递增为NBUFF。消费者接着在调用Sem_wait(shared.mutex)之后阻塞在Sem_wait(shared.nstored)调用中。生产者可以恢复执行了，因为nempty的值现已大于0，然而生产者接着调用的是Sem_wait(shared.mutex)，于是阻塞。

这种现象就是死锁(dead lock)。生产者在等待mutex信号灯，但是消费者却持有该信号灯并在等待nstored信号灯。然而生产者只有获取了mutex信号灯才能挂出nstored信号灯。这就是使用信号灯的问题之一：要是编写代码时出了差错，程序就不能正确工作。

> Posix允许sem_wait检测死锁并返回EDEADLK错误，但是运行本例子所用的系统(Solaris 2.6和Digital Unix 4.0B)没有一个能检测这种错误。

10.7 文件上锁

现在返回到第9章中的序列号问题，我们提供了使用Posix有名信号灯实现的my_lock和my_unlock函数版本。图10.19给出了这两个函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     LOCK_PATH   "pxsemlock"
3 sem_t *locksem;
4 int     initflag;
5 void
6 my_lock(int fd)
7 {
8   if (initflag == 0) {
9     locksem = Sem_open(Px_ipc_name(LOCK_PATH),O_CREAT,FILE_MODE,1);
10    initflag = 1;
11  }
12  Sem_wait(locksem);
13 }
14 void
15 my_unlock(int fd)
```

```
16 {
17      Sem_post(locksem);
18 }
```

图 10.19　使用 Posix 有名信号灯的文件上锁[lock/lockpxsem.c]

这两个函数使用一个作为劝告性文件锁用的信号灯，当首先调用 my_lock 函数时，该信号灯的值被初始化为 1。为获取该文件锁，我们调用 sem_wait；为释放该锁，我们调用 sem_post。

10.8　sem_init 和 sem_destroy 函数

本章此前的内容处理的是 Posix 有名信号灯。这些信号灯由一个 *name* 参数标识，它通常指代文件系统中的某个文件。然而 Posix 也提供基于内存的信号灯，它们由应用程序分配信号灯的内存空间(也就是分配一个 sem_t 数据类型的内存空间)，然后由系统初始化它们的值。

```
#include <semaphore.h>
int sem_init(sem_t *sem, int shared, unsigned int value);
                                                    返回：出错时为－1
int sem_destroy(sem_t *sem);
                                                    返回：成功时为 0，出错时为－1
```

基于内存的信号灯是由 sem_init 初始化的。*sem* 参数指向必须由应用程序分配的 sem_t 变量。如果 *shared* 为 0，那么待初始化的信号灯是在同一进程的各个线程间共享的，否则该信号灯是在进程间共享的。当 *shared* 为非零时，该信号灯必须存放在即将使用它的所有进程都能访问的某种类型的共享内存区中。跟 sem_open 一样，*value* 参数是该信号灯的初始值。

使用完一个基于内存的信号灯后，我们调用 sem_destroy 摧毁它。

> sem_open 不需要类似于 *shared* 的参数或类似于 PTHREAD_PROCESS_SHARED 的属性(第 7 章中讲述的互斥锁和条件变量可使用该属性)，因为有名信号灯总是可以在不同进程间共享的。
>
> 注意，基于内存的信号灯不使用任何类似于 O_CREAT 标志的东西，也就是说，sem_init 总是初始化信号灯的值。因此，对于一个给定的信号灯，我们必须小心保证只调用 sem_init 一次。(习题 10.2 展示了对于有名信号灯的这个差别。)对一个已初始化过的信号灯调用 sem_init，其结果是未定义的。
>
> 你得确保理解 sem_open 和 sem_init 之间的下述基本差异。前者返回一个指向某个 sem_t 变量的指针，该变量由(sem_open)函数本身分配并初始化。后者的第一个参数是一个指向某个 sem_t 变量的指针，该变量由调用者分配，然后由(sem_init)函数初始化。
>
> Posix.1 警告说，对于一个基于内存的信号灯，只有 sem_init 的 *sem* 参数指向

的位置可用于访问该信号灯，使用它的 sem_t 数据类型拷贝访问时结果未定义。

sem_init 出错时返回－1，但成功时并不返回 0。这确实有些奇怪，Posix.1 基本原理一文中有一个注解说，将来的某个修订版可能指定调用成功时返回 0。

当不需要与有名信号灯关联的名字时，可改用基于内存的信号灯。彼此无亲缘关系的不同进程需使用信号灯时，通常使用有名信号灯。其名字就是各个进程标识信号灯的手段。

我们在图 1.3 中说过，基于内存的信号灯至少具有随进程的持续性，然而它们真正的持续性却取决于信号灯存放在其中的内存区的类型。只要含有某个基于内存信号灯的内存区保持有效，该信号灯就一直存在。

- 如果某个基于内存的信号灯是由单个进程内的各个线程共享的(sem_init 的 *shared* 的参数为 0)，那么该信号灯具有随进程的持续性，当该进程终止时它也消失。
- 如果某个基于内存的信号灯是在不同进程间共享的(sem_init 的 *shared* 参数为 1)，那么该信号灯必须存放在共享内存区中，因而只要该共享内存区仍然存在，该信号灯也就继续存在。从图 1.3 可以看出，Posix 共享内存区和 System V 共享内存区都具有随内核的持续性。这意味着服务器可以创建一个共享内存区，在该共享内存区中初始化一个 Posix 基于内存的信号灯，然后终止。一段时间后，一个或多个客户可打开该共享内存区，访问存放在其中的基于内存的信号灯。

小心，下面的代码并不像预期的那样工作：

```
sem_t    mysem;

    Sem_init(&mysem, 1, 0);     /* 2nd arg of 1 -> shared between processes */
    if (Fork() == 0) {          /* child */
        ...
        Sem_post (&mysem);
    }

    Sem_wait(&mysem)            /* parent: wait for child */
```

问题在于信号灯 mysem 不在共享内存区中，正确的代码见 10.12 节。fork 出来的子进程通常不共享父进程的内存空间。子进程是在父进程内存空间的拷贝上启动的，它跟共享内存区不是一回事。我们将在本书第 4 部分详细讨论共享内存区。

例子

作为一个例子，我们把图 10.17 和图 10.18 中的生产者-消费者例子程序转换成改用基于内存的信号灯。图 10.20 给出了这个程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define  NBUFF   10
3 int        nitems;          /* read-only by producer and consumer */
4 struct {                    /* data shared by producer and consumer */
5   int        buff[NBUFF];
6   sem_t      mutex, nempty, nstored;     /* semaphores, not pointers */
7 } shared;
```

```
 8 void   *produce(void *), *consume(void *);
 9 int
10 main(int argc, char **argv)
11 {
12     pthread_t   tid_produce, tid_consume;
13     if (argc != 2)
14         err_quit("usage: prodcons2 <#items>");
15     nitems = atoi(argv[1]);
16         /* initialize three semaphores */
17     Sem_init(&shared.mutex, 0, 1);
18     Sem_init(&shared.nempty, 0, NBUFF);
19     Sem_init(&shared.nstored, 0, 0);
20     Set_concurrency(2);
21     Pthread_create(&tid_produce, NULL, produce, NULL);
22     Pthread_create(&tid_consume, NULL, consume, NULL);
23     Pthread_join(tid_produce, NULL);
24     Pthread_join(tid_consume, NULL);
25     Sem_destroy(&shared.mutex);
26     Sem_destroy(&shared.nempty);
27     Sem_destroy(&shared.nstored);
28     exit(0);
29 }
30 void *
31 produce(void *arg)
32 {
33     int         i;
34     for (i = 0; i < nitems; i++) {
35         Sem_wait(&shared.nempty);       /* wait for at least 1 empty slot */
36         Sem_wait(&shared.mutex);
37         shared.buff[i % NBUFF] = i;     /* store i into circular buffer */
38         Sem_post(&shared.mutex);
39         Sem_post(&shared.nstored);      /* 1 more stored item */
40     }
41     return(NULL);
42 }
43 void *
44 consume(void *arg)
45 {
46     int         i;
47     for (i = 0; i < nitems; i++) {
48         Sem_wait(&shared.nstored);      /* wait for at least 1 stored item */
49         Sem_wait(&shared.mutex);
50         if (shared.buff[i % NBUFF] != i)
51             printf("buff[%d] = %d\n", i, shared.buff[i % NBUFF]);
52         Sem_post(&shared.mutex);
53         Sem_post(&shared.nempty);       /* 1 more empty slot */
54     }
```

```
55      return(NULL);
56  }
```

图 10.20 使用基于内存信号灯的生产者-消费者程序[pxsem/prodcons2.c]

分配信号灯

第 6 行 本程序所用的三个信号灯的声明现在改为三个 sem_t 数据类型的变量本身，而不是以前的三个 sem_t 数据类型指针。

调用 sem_init

第 16～27 行 把原来的 sem_open 调用改为 sem_init，sem_unlink 调用改为 sem_destroy。这几个 sem_destroy 调用实际上没有必要，因为程序马上就结束了。

其余变动是在所有的 sem_wait 和 sem_post 调用中传递指向一开始声明的三个信号灯变量的指针。

10.9 多个生产者，单个消费者

10.6 节中的生产者-消费者方案解决的是经典的单个生产者单个消费者问题。对它作修改后允许有多个生产者和单个消费者。我们从图 10.20 使用基于内存信号灯的方案着手。图 10.21 给出了全局变量和 main 函数。

```
1  #include  "unpipc.h"
2  #define  NBUFF          10
3  #define  MAXNTHREADS 100
4  int         nitems, nproducers;      /* read-only by producer and consumer */
5  struct {     /* data shared by producers and consumer */
6    int buff[NBUFF];
7    int nput;
8    int nputval;
9    sem_t      mutex, nempty, nstored;      /* semaphores, not pointers */
10 } shared;
11 void   *produce(void *), *consume(void *);
12 int
13 main(int argc, char **argv)
14 {
15     int          i, count[MAXNTHREADS];
16     pthread_t    tid_produce[MAXNTHREADS], tid_consume;
17     if (argc != 3)
18         err_quit("usage: prodcons3 <#items> <#producers>");
19     nitems = atoi(argv[1]);
20     nproducers = min(atoi(argv[2]), MAXNTHREADS);
21         /* initialize three semaphores */
22     Sem_init(&shared.mutex, 0, 1);
23     Sem_init(&shared.nempty, 0, NBUFF);
24     Sem_init(&shared.nstored, 0, 0);
25         /* create all producers and one consumer */
```

```
26      Set_concurrency(nproducers + 1);
27      for (i = 0; i < nproducers; i++) {
28          count[i] = 0;
29          Pthread_create(&tid_produce[i], NULL, produce, &count[i]);
30      }
31      Pthread_create(&tid_consume, NULL, consume, NULL);

32          /* wait for all producers and the consumer */
33      for (i = 0; i < nproducers; i++) {
34          Pthread_join(tid_produce[i], NULL);
35          printf("count[%d] = %d\n", i, count[i]);
36      }
37      Pthread_join(tid_consume, NULL);

38      Sem_destroy(&shared.mutex);
39      Sem_destroy(&shared.nempty);
40      Sem_destroy(&shared.nstored);
41      exit(0);
42  }
```

图 10.21　创建多个生产者线程的 main 函数[pxsem/prodcons3.c]

全局变量

第 4 行　全局变量 nitems 是所有生产者生产的总条目数，nproducers 是生产者线程总数。它们都是根据命令行参数设置的。

共享的结构

第 5～10 行　在 shared 结构中定义了两个新变量：nput 和 nputval。nput 是下一个待往其中存入值的缓冲区项的下标（按 NBUFF 求模），nputval 则是下一个待存入缓冲区的值。这两个变量来自图 7.2 和图 7.3 中的解决方案。它们用于同步多个生产者线程。

新的命令行参数

第 17～20 行　两个新的命令行参数分别指定待存入缓冲区的总条目数以及待创建的生产者线程总数。

创建所有线程

第 21～41 行　初始化各个信号灯，创建所有的生产者线程和唯一的消费者线程。然后等待所有线程的终止。这段代码与图 7.2 几乎相同。

图 10.22 给出了由每个生产者线程执行的 produce 函数。

```
43 void *
44 produce(void *arg)
45 {
46      for ( ; ; ) {
47          Sem_wait(&shared.nempty);       /* wait for at least 1 empty slot */
48          Sem_wait(&shared.mutex);

49          if (shared.nput >= nitems) {
50              Sem_post(&shared.nempty);
51              Sem_post(&shared.mutex);
52              return(NULL);           /* all done */
53          }
```

```
54          shared.buff[shared.nput % NBUFF] = shared.nputval;
55          shared.nput++;
56          shared.nputval++;
57          Sem_post(&shared.mutex);
58          Sem_post(&shared.nstored);      /* 1 more stored item */
59          *((int *) arg) += 1;
60      }
61  }
```

图 10.22 所有生产者线程都执行的函数[pxsem/prodcons3.c]

生产者线程间的互斥

第 49～53 行 与图 10.18 的差别是，当所有线程总共往缓冲区中放置了 nitems 个值后，循环即终止。注意，能同时获取 nempty 信号灯的生产者线程可能有多个，但能获取 mutex 信号灯的生产者线程每个时刻只有一个。这么一来，变量 nput 和 nputval 就不会同时受不止一个生产者线程的修改。

生产者线程的终止

第 50～51 行 我们必须仔细处理生产者线程的终止。最后一个条目生产出来后，每个生产者线程都执行循环顶端的如下一行语句：

```
Sem_wait(&shared.nempty);      /* wait for at least 1 empty slot */
```

它将 nempty 信号灯减 1。然而每个生产者线程在终止前必须给该信号灯加 1，因为它在最后一次走过循环时并没有往缓冲区中存入一个条目。即将终止的生产者线程还得释放 mutex 信号灯，以允许其他生产者线程继续运行。要是线程终止时我们没有给 nempty 信号灯加 1，而且生产者线程数大于缓冲区槽位数(譬如说 14 个生产者线程和 10 个缓冲区槽位)，那么多余的线程(4 个)将永远阻塞，等待 nempty 信号灯，从而永远终止不了[①]。

图 10.23 中的 consume 函数只是验证缓冲区中每个项都是正确的，如果检测到错误就输出一个消息。

```
62 void *
63 consume(void *arg)
64 {
65      int     i;
66      for (i = 0; i < nitems; i++) {
67          Sem_wait(&shared.nstored);      /* wait for at least 1 stored item */
68          Sem_wait(&shared.mutex);
69          if (shared.buff[i % NBUFF] != i)
70              printf("error: buff[%d] = %d\n", i, shared.buff[i % NBUFF]);
71          Sem_post(&shared.mutex);
```

① 译者注：试想，消费者消费掉生产者产生的所有数据时，nempty 和 nstore 的值肯定恢复成生产-消费过程尚未开始时的值(分别为 NBUFF 和 0)。也就是说生产-消费过程的结束状态与开始状态是一致的。此后所有生产者线程都执行第 47 行的 Sem_wait，其中有 nempty 个线程返回，其余线程则阻塞。未阻塞的线程要是不执行第 50 行的 Sem_post，已阻塞的线程将永远阻塞下去。永远阻塞的线程数于是为 nproducers－生产-消费过程结束时的 nempty = nproducers − NBUFF。

```
72          Sem_post(&shared.nempty);      /* 1 more empty slot */
73      }
74      return(NULL);
75  }
```

图 10.23　唯一的消费者线程执行的函数[pxsem/prodcons3.c]

这个唯一的消费者线程的终止条件非常简单——它只需统计已消费的条目数。

10.10　多个生产者，多个消费者

对于生产者-消费者问题的进一步修改是允许多个生产者和多个消费者。具有多个消费者是否有意义取决于具体应用。作者看到过使用这种技巧的两个应用程序：

1. 一个把 IP 地址转换成对应的主机名的程序。每个消费者取一个 IP 地址，调用 gethostbyaddr(UNPv1 的 9.6 节)，然后往某个文件中添加求出的主机名。由于每次调用 gethostbyaddr 所花时间可能不一样，因此缓冲区中 IP 地址的顺序通常与各个消费者线程往其中添加结果的文件中的主机名顺序不一致。这种情形的优势在于多个 gethostbyaddr 调用(每个调用可能得花数秒)可以并行地发生：每个消费者线程一个调用。

   这里假设 gethostbyaddr 是一个可重入版本的函数，然而不是所有实现都具备这个属性。要是可重入版本的 gethostbyaddr 函数不可用，候选方法之一就是在共享内存区中存放缓冲区，并改用多个进程代替多个线程。

2. 一个读出 UDP 数据报，对它们进行操作后把结果写入某个数据库的程序。每个数据报由一个消费者线程处理，为重叠可能很花时间的每个数据报的处理，需要有多个消费者线程。尽管由消费者线程们写入数据库中的数据报顺序通常不同于原来的数据报顺序，数据库中的记录排序功能却能处理顺序问题。

图 10.24 给出了全局变量。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #define NBUFF          10
 3 #define MAXNTHREADS 100
 4 int     nitems, nproducers, nconsumers;     /* read-only */
 5 struct {     /* data shared by producers and consumers */
 6   int buff[NBUFF];
 7   int nput;           /* item number: 0, 1, 2, ... */
 8   int nputval;        /* value to store in buff[] */
 9   int nget;           /* item number: 0, 1, 2, ... */
10   int ngetval;        /* value fetched from buff[] */
11   sem_t   mutex, nempty, nstored;          /* semaphores, not pointers */
12 } shared;
13 void   *produce(void *), *consume(void *);
```

图 10.24　全局变量[pxsem/prodcons4.c]

全局变量和共享的结构

第4～12行 消费者线程数现在是一个全局变量，它是根据一个命令行参数设置的。我们还往shared结构中加了另外两个变量：nget和ngetval。nget是任意一个消费者线程待取出的下一个条目的编号，ngetval则在相应的值。

图10.25给出的main函数已修改成创建多个消费者线程。

```
14 int
15 main(int argc, char **argv)
16 {
17     int         i, prodcount[MAXNTHREADS], conscount[MAXNTHREADS];
18     pthread_t   tid_produce[MAXNTHREADS], tid_consume[MAXNTHREADS];

19     if (argc != 4)
20         err_quit("usage: prodcons4 <#items> <#producers> <#consumers>");
21     nitems = atoi(argv[1]);
22     nproducers = min(atoi(argv[2]), MAXNTHREADS);
23     nconsumers = min(atoi(argv[3]), MAXNTHREADS);

24         /* initialize three semaphores */
25     Sem_init(&shared.mutex, 0, 1);
26     Sem_init(&shared.nempty, 0, NBUFF);
27     Sem_init(&shared.nstored, 0, 0);

28         /* create all producers and all consumers */
29     Set_concurrency(nproducers + nconsumers);
30     for (i = 0; i < nproducers; i++) {
31         prodcount[i] = 0;
32         Pthread_create(&tid_produce[i], NULL, produce, &prodcount[i]);
33     }
34     for (i = 0; i < nconsumers; i++) {
35         conscount[i] = 0;
36         Pthread_create(&tid_consume[i], NULL, consume, &conscount[i]);
37     }

38         /* wait for all producers and all consumers */
39     for (i = 0; i < nproducers; i++) {
40         Pthread_join(tid_produce[i], NULL);
41         printf("producer count[%d] = %d\n", i, prodcount[i]);
42     }
43     for (i = 0; i < nconsumers; i++) {
44         Pthread_join(tid_consume[i], NULL);
45         printf("consumer count[%d] = %d\n", i, conscount[i]);
46     }

47     Sem_destroy(&shared.mutex);
48     Sem_destroy(&shared.nempty);
49     Sem_destroy(&shared.nstored);
50     exit(0);
51 }
```

图10.25 创建多个生产者和多个消费者的main函数[pxsem/prodcons4.c]

第19～23行 增设一个新的命令行选项，它指定待创建消费者线程的总数。我们必须

分配一个数组(tid_consume)以保存所有消费者的线程 ID,再分配一个数组(conscount)以保存每个消费者线程处理的条目数,作为诊断计数。

第 24～50 行　创建多个生产者线程和多个消费者线程,然后等待它们的完成。

我们的生产者函数含有图 10.22 中没有的一个新行。当所有的生产者线程完成生产工作时,前面标以加号的那一行是新加的:

```
    if (shared.nput >= nitems) {
+       Sem_post(&shared.nstored);      /* let consumers terminate */
        Sem_post(&shared.nempty);
        Sem_post(&shared.mutex);
        return(NULL);                   /* all done */
    }
```

当处理生产者线程和消费者线程的终止时,我们仍得小心。缓冲区中所有条目消费掉之后,每个消费者线程将阻塞在如下调用中:

```
Sem_wait(&shared.nstored);      /* wait for at least 1 stored item */
```

我们让每个生产者线程给 nstored 信号灯加 1 以给各个消费者线程解阻塞,以此让消费者们看到生产者们已完成生产工作。

图 10.26 给出了我们的消费者函数。

```
72 void *
73 consume(void *arg)
74 {
75      int         i;

76      for ( ; ; ) {
77          Sem_wait(&shared.nstored);      /* wait for at least 1 stored item */
78          Sem_wait(&shared.mutex);

79          if (shared.nget >= nitems) {
80              Sem_post(&shared.nstored);
81              Sem_post(&shared.mutex);
82              return(NULL);                   /* all done */
83          }
84          i = shared.nget % NBUFF;
85          if (shared.buff[i] != shared.ngetval)
86              printf("error: buff[%d] = %d\n", i, shared.buff[i]);
87          shared.nget++;
88          shared.ngetval++;

89          Sem_post(&shared.mutex);
90          Sem_post(&shared.nempty);       /* 1 more empty slot */
91          *((int *) arg) += 1;
92      }
93 }
```

图 10.26　所有消费者线程都执行的函数[pxsem/prodcons4.c]

消费者线程的终止

第79～83行 新的消费者函数必须比较nget和nitems，以确定所有消费者线程完成消费工作的时刻（类似于生产者函数）。缓冲区中最后一个条目被消费掉之后，各个消费者线程阻塞，等待nstored信号灯变为大于0。这么一来，每个生产者线程终止时，应给nstored加1以让一个消费者线程终止[②]。

10.11 多个缓冲区

在处理一些数据的典型程序中，我们可以找到一个如下形式的循环：

```
while ( (n = read(fdin, buff, BUFFSIZE)) > 0) {
    /* process the data */
    write(fdout, buff, n);
}
```

举例来说，处理文本文件的许多程序读入一行输入，对它进行处理，然后写出一行输出。对于文本文件，read和write调用往往被替换成标准I/O函数fgets和fputs的调用。

图10.27展示了实现这种操作的一种方法，其中名为reader的函数从输入文件读入数据，名为writer的函数往输出文件写出数据。总共使用一个缓冲区。

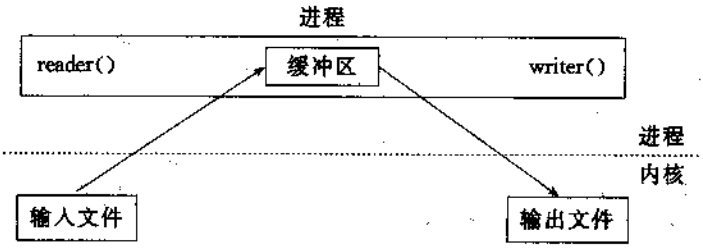


图10.27 由一个进程把数据读入某个缓冲区，再从该缓冲区写出

图10.28（见下页）给出了整个操作的时间线图。我们在时间线的左边按从上到下的时间增长顺序标出了数值，时间单位则是某个任意值。我们假设一个读操作花5个单位时间，一个写操作花7个单位时间，读和写之间的处理花2个单位时间。

我们可以把这个应用修改成在两个线程间分割读写操作，如图10.29（见后页）所示。这儿我们使用两个线程，因为各个线程自动共享同一个全局缓冲区。我们也可以把拷贝操作分割到两个进程中，不过那将需要使用还没有讨论的共享内存区。

---

② 译者注： 生产-消费过程刚结束时，nempty和nstored恢复为生产-消费过程尚未开始时的值（分别为NBUFF和0）。生产者函数produce中新增的Sem_post行使得只要有一个生产者线程终止，nstored的值就大于0（当所有生产者线程都终止时，nstored的值将变为nproducers）。由于消费者函数consume中第77行的Sem_wait和第80行的Sem_post匹配成对，因此只要nstored大于0，不论有多少个消费者线程，都能一个也不阻塞地全部终止。所有消费者线程都终止时，所有生产者线程不一定都已终止，但至少有一个已终止。

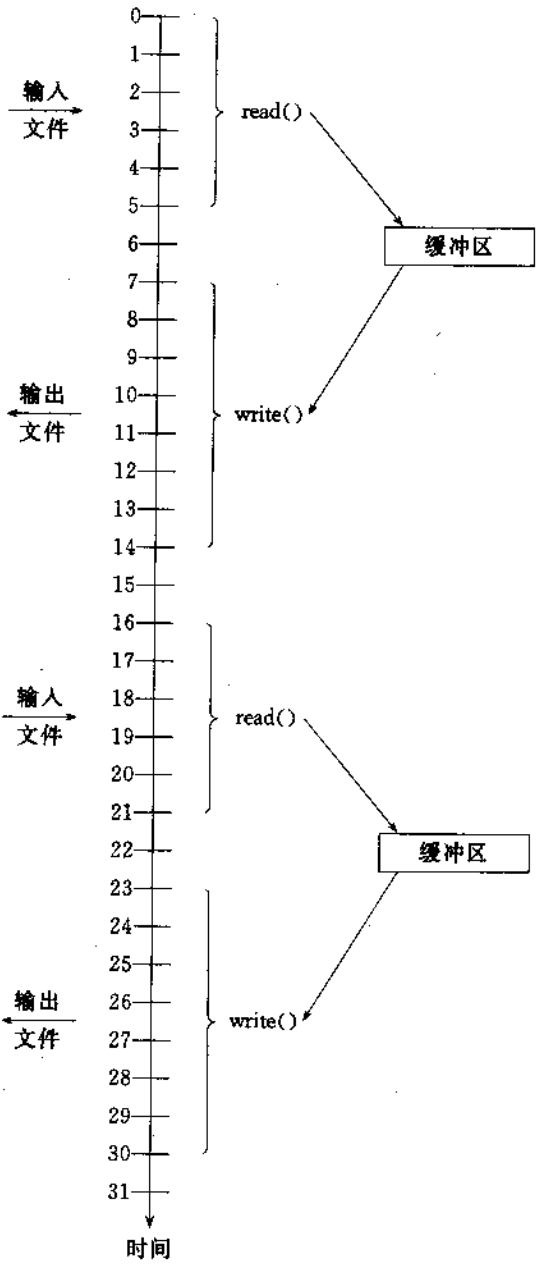


图 10.28　由一个进程把数据读入某个缓冲区，再从该缓冲区写出

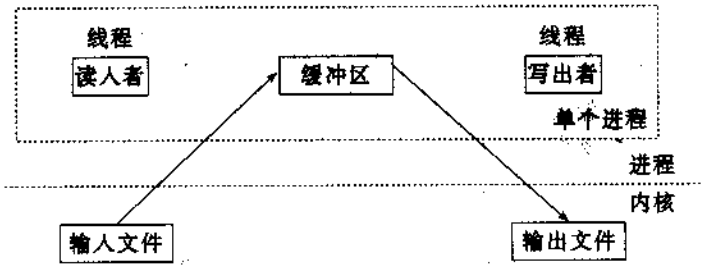


图 10.29 把文件拷贝分割到两个线程中

把读写操作分割到两个线程(或两个进程)中还需要线程(或进程)间某种形式的通知。当缓冲区准备好写出时,读入者线程必须通知写出者线程;同样,当缓冲区准备好重新读入时,写出者线程必须通知读入者线程。图 10.30 给出了这种操作的时间线图。

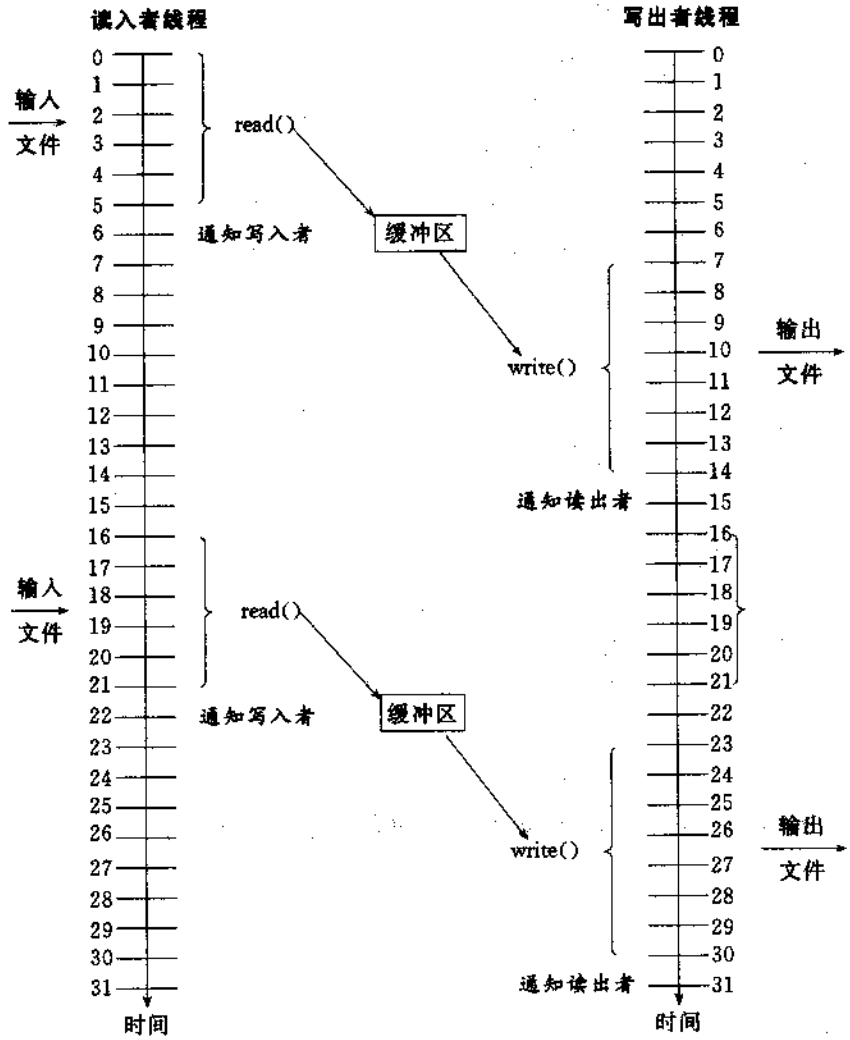


图 10.30 把文件拷贝操作分割到两个线程中

我们假设处理缓冲区中数据以及通知对方线程花 2 个单位时间。需特别注意的是，把读和写分割到两个线程中并不影响完成整个操作所需时间。我们没有得到任何速度上的优势，只是把整个操作分割到两个线程(或进程)中。

我们在这些时间线图中忽略了许多细微点。例如，大多数 Unix 内核检测出对一个文件的顺序读后就给读进程执行对下一个磁盘块的异步超前读(read ahead)。这可以改善执行这种类型操作所花的称为“壁钟时钟(clock time)”的实际时间量。我们还忽略了其他进程对于我们的读入者线程和写出者线程的影响以及内核的调度算法的效果。

接下去我们可以把文件拷贝应用修改成使用两个线程(或进程)和两个缓冲区。这就是经典的双缓冲(double buffering)方案，如图 10.31 所示。

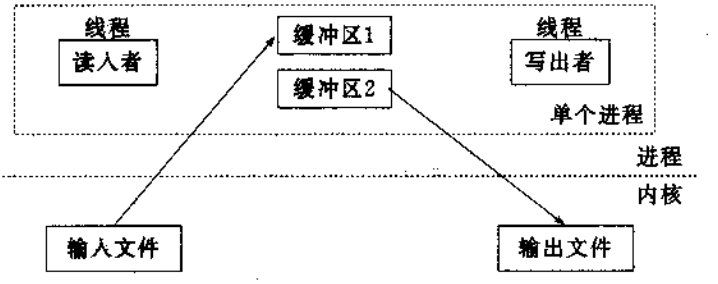


图 10.31　使用两个缓冲区把文件拷贝操作分割到两个线程中

图中画出读入者线程正在往第一个缓冲区中读入数据，写出者线程正在从第二个缓冲区中写出数据。这两个缓冲区然后就在这两个线程间来回切换。

图 10.32(见下页)展示了双缓冲方案的时间线图。读入者首先读入缓冲区 1，然后通知写出者缓冲区 1 准备好处理。读入者然后开始读入缓冲区 2，期间写出者在从缓冲区 1 中写出数据。

注意，我们不能走得快于最慢的操作，在本例子中就是写操作。服务器完成前两个读操作后，不得不额外等待 2 个单位时间：写操作所花时间(7)与读操作所花时间(5)之差。然而对于我们这个假想的例子来说，双缓冲方案所花的总壁钟时间几乎只有单缓冲方案的一半。

还要注意，写出操作现在是在尽可能快地发生着，每两个写操作间仅有 2 个单位时间作为分隔，而图 10.28 和图 10.30 中却有 9 个单位时间作为分隔。这种状况有助于某些像磁带驱动器这样的设备，这些设备在尽可能快地往它们写入数据的条件下会动作得更快(这称为鱼贯(streaming)模式)。

有关双缓冲问题需注意的有趣之事是，它仅仅是生产者消费者问题的一个特例。

现在开始把以前的生产者-消费者程序修改为处理多个缓冲区。我们从图 10.20 中使用基于内存信号灯的方案入手。新方案能处理任意数量的缓冲区(由 NBUFF 定义)，而不只是个双缓冲方案。图 10.33(见下页)给出了全局变量和 main 函数。

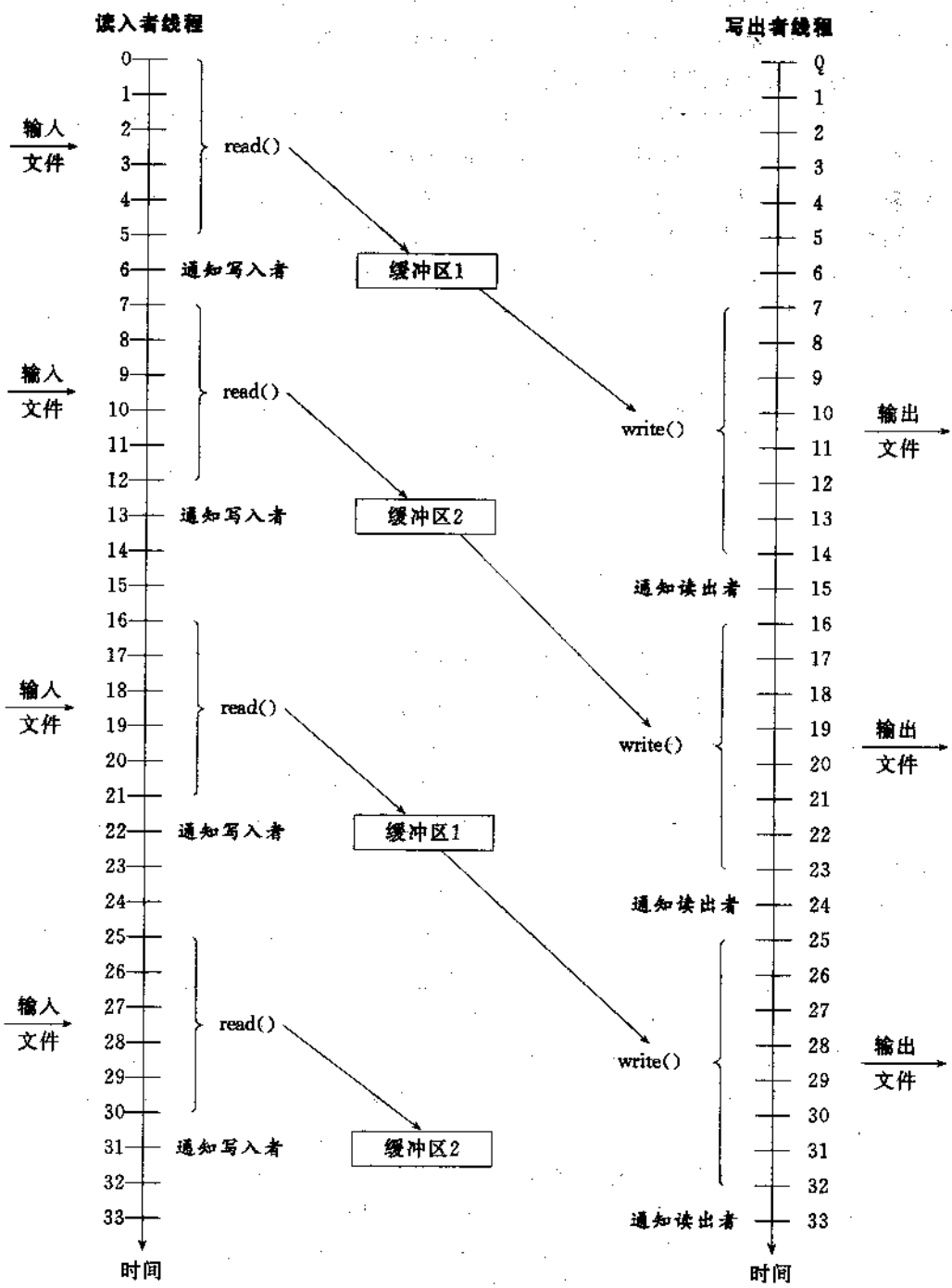


图 10.32 双缓冲方案的时间线图

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     NBUFF   8
3 struct {    /* data shared by producer and consumer */
4   struct {
```

```
 5      char      data[BUFFSIZE];          /* a buffer */
 6      ssize_t n;          /* count of #bytes in the buffer */
 7    } buff[NBUFF];          /* NBUFF of these buffers/counts */
 8    sem_t     mutex, nempty, nstored;          /* semaphores, not pointers */
 9  } shared;
10  int           fd;          /* input file to copy to stdout */
11  void    *produce(void *), *consume(void *);
12  int
13  main(int argc, char **argv)
14  {
15      pthread_t    tid_produce, tid_consume;
16      if (argc != 2)
17          err_quit("usage: mycat2 <pathname>");
18      fd = Open(argv[1], O_RDONLY);
19          /* initialize three semaphores */
20      Sem_init(&shared.mutex, 0, 1);
21      Sem_init(&shared.nempty, 0, NBUFF);
22      Sem_init(&shared.nstored, 0, 0);
23          /* one producer thread, one consumer thread */
24      Set_concurrency(2);
25      Pthread_create(&tid_produce, NULL, produce, NULL);     /* reader thread */
26      Pthread_create(&tid_consume, NULL, consume, NULL);     /* writer thread */
27      Pthread_join(tid_produce, NULL);
28      Pthread_join(tid_consume, NULL);
29      Sem_destroy(&shared.mutex);
30      Sem_destroy(&shared.nempty);
31      Sem_destroy(&shared.nstored);
32      exit(0);
33  }
```

图 10.33　全局变量和 main 函数[pxsem/mycat2.c]

声明 MBUFF 个缓冲区

第 2～9 行　新的 shared 结构含有名为 buff 的另一个结构的数组，而这个新结构含有一个缓冲区和它的当前字节计数。

打开输入文件

第 18 行　命令行参数是我们将把它的内容拷贝到标准输出的文件的路径名。

图 10.34 给出了 produce 和 consume 函数。

```
34  void *
35  produce(void *arg)
36  {
37      int          i;
38      for (i = 0; ; ) {
39          Sem_wait(&shared.nempty);      /* wait for at least 1 empty slot */
40          Sem_wait(&shared.mutex);
```

```
41              /* critical region */
42          Sem_post(&shared.mutex);
43          shared.buff[i].n = Read(fd, shared.buff[i].data, BUFFSIZE);
44          if (shared.buff[i].n == 0) {
45              Sem_post(&shared.nstored);      /* 1 more stored item */
46              return(NULL);
47          }
48          if (++i >= NBUFF)
49              i = 0;              /* circular buffer */
50          Sem_post(&shared.nstored);      /* 1 more stored item */
51      }
52  }
53  void *
54  consume(void *arg)
55  {
56      int     i;
57      for (i = 0; ; ) {
58          Sem_wait(&shared.nstored);      /* wait for at least 1 stored item */
59          Sem_wait(&shared.mutex);
60              /* critical region */
61          Sem_post(&shared.mutex);
62          if (shared.buff[i].n == 0)
63              return(NULL);
64          Write(STDOUT_FILENO, shared.buff[i].data, shared.buff[i].n);
65          if (++i >= NBUFF)
66              i = 0;              /* circular buffer */
67          Sem_post(&shared.nempty);           /* 1 more empty slot */
68      }
69  }
```

图 10.34 produce 和 consume 函数[pxsem/mycat2.c]

空临界区

第 40～42 行 本例子中由 mutex 锁住的临界区是空的。要是数据缓冲区是在一个链表上维护的，那么这儿就是我们从该链表中移出某个缓冲区的地方，把该操作放在临界区中是为了避免与消费者对该链表的操纵发生冲突。然而在我们的例子中，生产者只是使用下一个缓冲区，而且生产者线程只有一个，因此没有什么东西需保护以避免消费者干扰。我们仍然给出了 mutex 的上锁和解锁，目的是强调本代码的其他修改版本中也许需要这些。

读入数据并给 nstored 信号灯加 1

第 43～49 行 生产者每次获得一个空闲缓冲区就调用 read。read 返回后生产者将 nstored 信号灯加 1，告诉消费者该缓冲区准备好写出。如果 read 返回 0(文件结束符)，生产者就在给 nstored 信号灯加 1 后返回。

消费者线程

第 57～68 行 消费者线程取出缓冲区中数据并把它们的内容写到标准输出。碰到长度

为 0 的一个缓冲区表示已到达文件尾。跟生产者函数一样，由 mutex 保护着的临界也是空的。

> 我们在 UNPv1 的 22.3 节中开发了一个多个缓冲区的例子。在那个例子中，生产者是 SIGIO 信号处理程序，消费者是主处理循环(do_echo 函数)。在生产者和消费者之间共享的变量是 nqueue 计数器。消费者每次检查或修改该计数器时都阻塞 SIGIO 信号，从而防止它的产生。

10.12 进程间共享信号灯

进程间共享基于内存信号灯的规则很简单：信号灯本身(其地址作为 sem_init 的第一个参数的 sem_t 数据类型的变量)必须驻留在由所有希望共享它的进程所共享的内存区中，而且 sem_init 的第二个参数必须为 1。

> 这些规则与进程间共享互斥锁、条件变量或读写锁的规则类似：同步对象本身(pthread_mutex_t 变量、pthread_cond_t 变量或 pthread_rwlock_t 变量)必须驻留在由所有希望共享它的进程所共享的内存区中，而且该对象必须以 PTHREAD_PROCESS_SHARED 属性初始化。

至于有名信号灯，不同进程(不论彼此间有无亲缘关系)总是能够访问同一个有名信号灯，只要它们在调用 sem_open 时指定相同的名字就行。即使对于某个给定名字的 sem_open 调用在每个调用进程中可能返回不同的指针，使用该指针的信号灯函数(例如 sem_post 和 sem_wait)所引用的仍然是同一个有名信号灯。

如果我们在调用 sem_open 返回指向某个 sem_t 数据类型变量的指针后接着调用 fork，情况又会怎么样呢？Posix.1 中有关 fork 函数的描述这么说："在父进程中打开的任何信号灯仍应在子进程中打开。"这意味着如下形式的代码是正确的：

```
sem_t    *mutex;    /* global pointer that is copied across the fork() */

...
    /* parent creates named semaphore */
mutex = Sem_open(Px_ipc_name(NAME), O_CREAT | O_EXCL, FILE_MODE, 1);
if ( (childpid = Fork()) == 0) {
        /* child */
    ...
    Sem_wait(mutex);
    ...
}
    /* parent */
...
Sem_post(mutex);
...
```

> 我们必须仔细搞清什么时候可以或者不可以在不同进程间共享某个信号灯的原因：一个信号灯的状态可能包含在它本身的 sem_t 数据类型中，但它还可能使用其他信息(例如文件描述字)。我们将在下一章看到，一个进程用于描述一

个 System V 信号灯的唯一句柄是由 semget 返回的它的整数标识符。知道这个标识符的任何进程都可以访问该信号灯。System V 信号灯的所有状态都包含在内核中，它们的整数标识符只是告诉内核具体引用哪个信号灯。

10.13 信号灯限制

Posix 定义了两个信号灯限制：

SEM_NSEMS_MAX	一个进程可同时打开着的最大信号灯数(Posix 要求至少为 256)
SEM_VALUE_MAX	一个信号灯的最大值(Posix 要求至少为 32767)

这两个常值通常定义在<unistd.h>头文件中，也可在运行时刻通过调用 sysconf 函数获取，如下面的例子所示。

例子：semsysconf 程序

图 10.35 中的程序调用 sysconf 输出信号灯的两个由实现定义的限制值。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     printf("SEM_NSEMS_MAX = %ld, SEM_VALUE_MAX = %ld\n",
6             Sysconf(_SC_SEM_NSEMS_MAX), Sysconf(_SC_SEM_VALUE_MAX));
7     exit(0);
8 }
```

图 10.35 调用 sysconf 获取信号灯限制值[pxsem/semsysconf.c]

在我们的两个系统上执行该程序的结果如下：

```
solaris % semsysconf
SEM_NSEMS_MAX = 2147483647, SEM_VALUE_MAX = 2147483647
alpha % semsysconf
SEM_NSEMS_MAX = 256, SEM_VALUE_MAX = 32767
```

10.14 使用 FIFO 实现信号灯

现在提供一个使用 FIFO 完成的 Posix 有名信号灯的实现。每个有名信号灯作为一个使用同一名字的 FIFO 来实现，该 FIFO 中的非负字节数代表该信号灯的当前值。sem_post 函数往该 FIFO 中写入 1 个字节，sem_wait 函数则从该 FIFO 中读出一个字节(如果该 FIFO 为空，那就阻塞调用线程，这是我们所希望的)。sem_open 函数在指定了 O_CREAT 标志的前提下创建待打开的 FIFO，然后(不论是否指定了 O_CREAT)打开该 FIFO 两次(一次用于只读，一次用于只写)，如果该 FIFO 是新创建的，那就往其中写入作为信号灯初始值指定的那个数目的字节。

本节和本章其余各节含有你第一次阅读时可能希望暂时跳过的高级主题内容。

我们首先在图 10.36 中给出 semaphore.h 头文件，它定义基本的 sem_t 数据类型。

```
1       /* the fundamental datatype */
2 typedef struct {
3   int sem_fd[2];          /* two fds: [0] for reading, [1] for writing */
4   int sem_magic;          /* magic number if open */
5 } sem_t;
6 #define     SEM_MAGIC   0x89674523
7 #ifdef      SEM_FAILED
8 #undef      SEM_FAILED
9 #define     SEM_FAILED  ((sem_t *)(-1)) /* avoid compiler warnings */
10 #endif
```

图 10.36　semaphore.h 头文件[my_pxsem_fifo/semaphore.h]

sem_t 数据类型

第 1～5 行　我们的信号灯数据结构包含两个描述字，一个用于从实现它的 FIFO 中读，一个用于往实现它的 FIFO 中写。从与管道保持一致起见，我们将这两个描述字存放在某个仅有两个元素的数组中，第一个元素存放读描述字，第二个元素存放写描述字。

该结构一旦初始化，sem_magic 成员将含有常值 SEM_MAGIC。作为参数接受一个 sem_t 指针的每个函数都检查该值，从而判定该指针确实指向一个已初始化的信号灯结构。当关闭一个信号灯时，其 sem_t 数据结构中的这个成员将被置为 0。这种技巧尽管不大完善，却有助于检查一些编程错误。

sem_open 函数

图 10.37 给出了我们的 sem_open 函数，它创建一个新的信号灯或打开一个已存在的信号灯。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"
3 #include    <stdarg.h>          /* for variable arg lists */
4 sem_t      *
5 sem_open(const char *pathname, int oflag, ... )
6 {
7     int             i, flags, save_errno;
8     char            c;
9     mode_t          mode;
10    va_list         ap;
11    sem_t           *sem;
12    unsigned int    value;
13    if (oflag & O_CREAT) {
14        va_start(ap, oflag);          /* init ap to final named argument */
15        mode = va_arg(ap, va_mode_t);
16        value = va_arg(ap, unsigned int);
```

```
17          va_end(ap);
18          if (mkfifo(pathname, mode) < 0) {
19              if (errno == EEXIST && (oflag & O_EXCL) == 0)
20                  oflag &= ~O_CREAT;      /* already exists, OK */
21              else
22                  return(SEM_FAILED);
23          }
24      }
25      if ( (sem = malloc(sizeof(sem_t))) == NULL)
26          return(SEM_FAILED);
27      sem->sem_fd[0] = sem->sem_fd[1] = -1;
28      if ( (sem->sem_fd[0] = open(pathname, O_RDONLY | O_NONBLOCK)) < 0)
29          goto error;
30      if ( (sem->sem_fd[1] = open(pathname, O_WRONLY | O_NONBLOCK)) < 0)
31          goto error;
32          /* turn off nonblocking for sem_fd[0] */
33      if ( (flags = fcntl(sem->sem_fd[0], F_GETFL, 0)) < 0)
34          goto error;
35      flags &= ~O_NONBLOCK;
36      if (fcntl(sem->sem_fd[0], F_SETFL, flags) < 0)
37          goto error;
38      if (oflag & O_CREAT) {          /* initialize semaphore */
39          for (i = 0; i < value; i++)
40              if (write(sem->sem_fd[1], &c, 1) != 1)
41                  goto error;
42      }
43      sem->sem_magic = SEM_MAGIC;
44      return(sem);
45  error:
46      save_errno = errno;
47      if (oflag & O_CREAT)
48          unlink(pathname);       /* if we created FIFO */
49      close(sem->sem_fd[0]);      /* ignore error */
50      close(sem->sem_fd[1]);      /* ignore error */
51      free(sem);
52      errno = save_errno;
53      return(SEM_FAILED);
54  }
```

图 10.37 sem_open 函数[my_pxsem_fifo/sem_open.c]

创建一个新的信号灯

第 13～17 行 如果调用者指定了 O_CREAT 标志，我们就知道需要的是四个而不是两个参数。我们调用 va_start 初始化 ap 变量，让它指向最后一个命名过的参数(oflag)。然后使用 ap 和系统实现提供的 va_arg 函数获取第三和第四个参数的值。我们已随图 5.21 描述过可变参数表和我们的 va_mode_t 数据类型。

创建新的FIFO

第18～23行 创建一个其名字为调用者命名信号灯所用名字的新的FIFO。跟4.6节中讨论过的一样，如果该FIFO已经存在，mkfifo函数将返回一个EEXIST错误。如果sem_open的调用者没有指定O_EXCL标志，那么这种错误无关紧要，不过我们不想以后在本函数中再次初始化该FIFO，于是关掉O_CREAT标志。

分配sem_t数据类型，打开FIFO分别用于读和写

第25～37行 分配一个sem_t数据类型的空间，它将含有两个描述字。打开新创建或已存在的FIFO两次，一次用于只读，一次用于只写。我们不想阻塞在这两个open调用的任何一个之中，因此在打开该FIFO只读时指定了O_NONBLOCK标志(回想图4.21)。当打开FIFO只写时，我们也指定O_NONBLOCK标志，不过其目的是为了将来检测溢出(例如试图往该管道中写入多于PIPE_BUF个字节)。打开该FIFO两次之后，关掉只读描述字上的非阻塞标志。

初始化新创建信号灯的值

第38～42行 如果创建了一个新的信号灯，我们就通过向实现它的FIFO逐个写入总共value个字节来初始化它的值。如果这个初始值超过了系统实现给定的PIPE_BUF限制，那么该FIFO填满后再次调用的write将返回一个EAGAIN错误。

sem_close函数

图10.38给出了我们的sem_close函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"
3 int
4 sem_close(sem_t *sem)
5 {
6     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
7         errno = EINVAL;
8         return(-1);
9     }
10    sem->sem_magic = 0;          /* in case caller tries to use it later */
11    if (close(sem->sem_fd[0]) == -1 || close(sem->sem_fd[1]) == -1) {
12        free(sem);
13        return(-1);
14    }
15    free(sem);
16    return(0);
17 }
```

图10.38 sem_close函数[my_pxsem_fifo/sem_close.c]

第11～15行 close由调用者指定的信号灯结构中的两个FIFO描述字，free分配给这个sem_t数据类型的空间。

sem_unlink函数

图10.39给出了我们的sem_unlink函数，它删除与某个信号灯关联的名字。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"
3 int
4 sem_unlink(const char *pathname)
5 {
6       return(unlink(pathname));
7 }
```

图 10.39 sem_unlink 函数[my_pxsem_fifo/sem_unlink.c]

sem_post 函数

图 10.40 给出了我们的 sem_post 函数，它将某个信号灯的值加 1。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"
3 int
4 sem_post(sem_t *sem)
5 {
6     char  c;
7     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
8         errno = EINVAL;
9         return(-1);
10    }
11    if (write(sem->sem_fd[1], &c, 1) == 1)
12        return(0);
13    return(-1);
14 }
```

图 10.40 sem_post 函数[my_pxsem_fifo/sem_post.c]

第 11～12 行 往与由调用者指定的信号灯相关联的 FIFO 中写入一个任意字节。如果该 FIFO 先前是空的，那么这个写入操作将唤醒阻塞在该 FIFO 上的 read 调用中等待一个数据字节的任意进程。

sem_wait 函数

图 10.41 给出了我们的最后一个函数 sem_wait。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"
3 int
4 sem_wait(sem_t *sem)
5 {
6     char  c;
7     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
8         errno = EINVAL;
9         return(-1);
10    }
11    if (read(sem->sem_fd[0], &c, 1) == 1)
12        return(0);
```

```
13      return(-1);
14  }
```

图 10.41　sem_wait 函数[my_pxsem_fifo/sem_wait.c]

第 11～12 行　从与由调用者指定的信号灯相关联的 FIFO 中 read 1 个字节，如果该 FIFO 已为空，那就阻塞。

我们没有实现 sem_trywait 函数，但是通过使能与其信号灯关联的 FIFO 的非阻塞标志后再调用 read，就能做到。我们也没有实现 sem_getvalue 函数。当调用 stat 或 fstat 函数时，某些实现会返回当前在某个管道或 FIFO 中的字节数，它是作为所返回 stat 结构的 st_size 成员给出的。然而 Posix 并不保证这一点，因而是不可移植的。下一节中将给出这两个 Posix 信号灯函数的实现。

10.15　使用内存映射 I/O 实现信号灯

我们现在提供一个使用内存映射 I/O 以及 Posix 互斥锁和条件变量完成的 Posix 有名信号灯的实现。[IEEE 1996]的 B.11.3 节(基本原理部分)中也提供了一个类似的实现。

> 我们将在第 12 章和第 13 章中讨论内存映射 I/O。你可能希望跳过本节，到阅读完那两章后再返回来。

我们首先在图 10.42 中给出自己的 semaphore.h 头文件，它定义了基本的 sem_t 数据类型。

```
1     /* the fundamental datatype */
2 typedef struct {
3   pthread_mutex_t sem_mutex;     /* lock to test and set semaphore value */
4   pthread_cond_t sem_cond;       /* for transition from 0 to nonzero */
5   unsigned int sem_count;        /* the actual semaphore value */
6   int     sem_magic;             /* magic number if open */
7 } sem_t;
8 #define     SEM_MAGIC   0x67458923
9 #ifdef      SEM_FAILED
10 #undef     SEM_FAILED
11 #define    SEM_FAILED  ((sem_t *)(-1)) /* avoid compiler warnings */
12 #endif
```

图 10.42　semaphore.h 头文件[my_pxsem_mmap/semaphore.h]

sem_t 数据类型

第 1～7 行　我们的信号灯数据结构含有一个互斥锁、一个条件变量和包含本信号灯当前值的一个无符号整数。正如随图 10.36 讨论的那样，一旦该结构已被初始化，其 sem_magic 成员将含有 SEM_MAGIC 值。

sem_open 函数

图 10.43 给出了我们的 sem_open 函数的前半部分，它创建一个新的信号灯或打开一个

已存在的信号灯。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "semaphore.h"
 3 #include    <stdarg.h>          /* for variable arg lists */
 4 #define             MAX_TRIES   10    /* for waiting for initialization */
 5 sem_t      *
 6 sem_open(const char *pathname, int oflag, ... )
 7 {
 8     int                 fd, i, created, save_errno;
 9     mode_t              mode;
10     va_list             ap;
11     sem_t               *sem, seminit;
12     struct stat         statbuff;
13     unsigned int        value;
14     pthread_mutexattr_t     mattr;
15     pthread_condattr_t      cattr;
16     created = 0;
17     sem = MAP_FAILED;                    /* [sic] */
18 again:
19     if (oflag & O_CREAT) {
20         va_start(ap, oflag);            /* init ap to final named argument */
21         mode = va_arg(ap, va_mode_t) & ~S_IXUSR;
22         value = va_arg(ap, unsigned int);
23         va_end(ap);
24             /* open and specify O_EXCL and user-execute */
25         fd = open(pathname, oflag | O_EXCL | O_RDWR, mode | S_IXUSR);
26         if (fd < 0) {
27             if (errno == EEXIST && (oflag & O_EXCL) == 0)
28                 goto exists;            /* already exists, OK */
29             else
30                 return(SEM_FAILED);
31         }
32         created = 1;
33             /* first one to create the file initializes it */
34             /* set the file size */
35         bzero(&seminit, sizeof(seminit));
36         if (write(fd, &seminit, sizeof(seminit)) != sizeof(seminit))
37             goto err;
38           /* memory map the file */
39         sem = mmap(NULL, sizeof(sem_t), PROT_READ | PROT_WRITE,
40                    MAP_SHARED, fd, 0);
41         if (sem == MAP_FAILED)
42             goto err;
43                 /* initialize mutex, condition variable, and value */
44             if ( (i = pthread_mutexattr_init(&mattr)) != 0)
45                 goto pthreaderr;
46             pthread_mutexattr_setpshared(&mattr, PTHREAD_PROCESS_SHARED);
47             i = pthread_mutex_init(&sem->sem_mutex, &mattr);
```

```
48              pthread_mutexattr_destroy(&mattr);    /* be sure to destroy */
49              if (i != 0)
50                      goto pthreaderr;
51              if ( (i = pthread_condattr_init(&cattr)) != 0)
52                      goto pthreaderr;
53              pthread_condattr_setpshared(&cattr, PTHREAD_PROCESS_SHARED);
54              i = pthread_cond_init(&sem->sem_cond, &cattr);
55              pthread_condattr_destroy(&cattr);    /* be sure to destroy */
56              if (i != 0)
57                      goto pthreaderr;
58              if ( (sem->sem_count = value) > sysconf(_SC_SEM_VALUE_MAX)) {
59                      errno = EINVAL;
60                      goto err;
61              }
62                      /* initialization complete, turn off user-execute bit */
63              if (fchmod(fd, mode) == -1)
64                      goto err;
65              close(fd);
66              sem->sem_magic = SEM_MAGIC;
67              return(sem);
68      }
```

图 10.43　sem_open 函数：前半部分[my_pxsem_mmap/sem_open.c]

处理可变参数表

第 14～23 行　如果调用者指定了 O_CREAT 标志，我们就知道需要的是四个而不是两个参数，我们已随图 5.21 讲述过可变参数表和我们的 va_mode_t 数据类型。接着关掉 mode 变量中的用户执行位(S_IXUSR)，其原因稍后讲述。

创建一个新的信号灯，并处理潜在的竞争状态

第 24～32 行　创建一个其名字为调用者命名信号灯所用名字的新文件，同时打开它的用户执行位。在调用者指定了 O_CREAT 标志的前提下，要是我们只是打开该文件，内存映射其内容，然后初始化 sem_t 结构的三个成员，那就会碰到一个竞争状态。我们已随图 5.21 描述过该竞争状态，这儿所用的处理技巧跟那儿给出的一样。在图 10.52 中我们还会碰到一个类似的竞争状态。

设置文件大小

第 33～37 行　通过往其中写入一个用 0 填充的结构来设置新创建文件的大小。既然知道刚创建的文件其大小为 0，我们于是调用 write 而不是 ftruncate 来设置文件大小，因为正如我们在 13.3 节中所注，当一个普通文件的大小有待增长时，Posix 并不保证 ftruncate 能够工作。

内存映射文件

第 38～42 行　调用 mmap 内存映射新创建的文件。该文件将含有所创建信号灯 sem_t 数据结构的当前值，不过既然已内存映射了该文件，我们就只是通过由 mmap 返回的指针来访问它，而从不调用 read 或 write。

初始化 sem_t 数据结构

第 43～57 行 初始化内存映射文件中的 sem_t 数据结构的三个成员：互斥锁、条件变量、信号灯的值。既然 Posix 有名信号灯可由知道其名字并有足够权限的任意进程共享，因此在初始化互斥锁和条件变量成员时，我们必须指定 PTHREAD_PROCESS_SHARED 属性。对于互斥锁成员的做法是：首先调用 pthread_mutexattr_init 初始化它的属性，然后调用 pthread_mutexattr_setpshared 在该属性结构中设置进程间共享属性，最后调用 pthread_mutex_init 初始化该互斥锁。对于条件变量成员也有几乎相同的做法。我们小心地保证在出错情况下摧毁这些属性对象。

初始化信号灯值

第 58～61 行 最后存入信号灯的初始值，我们还把该值与通过调用 sysconf(10.13 节)获取的最大允许值作比较。

关掉用户执行位

第 62～67 行 完成信号灯的初始化后，关掉用户执行位。它指示信号灯已初始化完毕的状态。接着 close 已内存映射了的文件，因为已没有保持它继续打开着的必要了。

图 10.44 给出了我们的 sem_open 函数的后半部分。前面提到过的竞争状态在这儿的处理技巧与图 5.23 中所用的相同。

```
69 exists:
70      if ( (fd = open(pathname, O_RDWR)) < 0) {
71          if (errno == ENOENT && (oflag & O_CREAT))
72              goto again;
73          goto err;
74      }
75      sem = mmap(NULL, sizeof(sem_t), PROT_READ | PROT_WRITE,
76              MAP_SHARED, fd, 0);
77      if (sem == MAP_FAILED)
78          goto err;
79          /* make certain initialization is complete */
80      for (i = 0; i < MAX_TRIES; i++) {
81          if (stat(pathname, &statbuff) == -1) {
82              if (errno == ENOENT && (oflag & O_CREAT)) {
83                  close(fd);
84                  goto again;
85              }
86              goto err;
87          }
88          if ((statbuff.st_mode & S_IXUSR) == 0) {
89              close(fd);
90              sem->sem_magic = SEM_MAGIC;
91              return(sem);
92          }
93          sleep(1);
94      }
95      errno = ETIMEDOUT;
96      goto err;
```

```
 97 pthreaderr:
 98      errno = i;
 99 err:
100          /* don't let munmap() or close() change errno */
101      save_errno = errno;
102      if (created)
103          unlink(pathname);
104      if (sem != MAP_FAILED)
105          munmap(sem, sizeof(sem_t));
106      close(fd);
107      errno = save_errno;
108      return(SEM_FAILED);
109 }
```

图 10.44　sem_open 函数:后半部分[my_pxsem_mmap/sem_open.c]

打开已存在的信号灯

第 69～78 行　我们是在调用者没有指定 O_CREAT 标志或者尽管指定了但所需信号灯已存在的条件下到达这儿的。无论哪种情况下,我们都有待打开一个已存在的信号灯。我们 open 含有所需 sem_t 数据类型的文件用于读和写,并把该文件内存映射到当前进程的地址空间中(使用 mmap)。

> 现在可以看出为什么 Posix.1 声称:"访问信号灯的拷贝将产生未定义的结果"。当使用内存映射 I/O 来实现有名信号灯时,信号灯(即 sem_t 数据类型)是内存映射到将它打开着的所有进程的地址空间中的。这是由打开该有名信号灯的每个进程调用 sem_open 来完成的。任意一个进程对该信号灯所做的变动(例如改变它的计数值)由所有其他进程通过内存映射当场看到。要是我们去做某个 sem_t 数据结构的私用拷贝,那么该拷贝将不再为所有进程所共享。即使我们可能认为它在工作(针对它的信号灯函数也许不会给出错误,至少在调用 sem_close 之前有这种可能,而 sem_close 是要撤消映射的,因此关闭私用拷贝肯定失败),本进程与其他进程间也不会发生同步。然而从图 1.6 可注意到,父进程中的内存映射区穿越 fork 后继续在子进程中存留,因此由内核完成的从父进程到子进程穿越 fork 进行的信号灯拷贝是可行的。

确保信号灯已初始化

第 79～96 行　我们必须等待刚才打开的信号灯完成初始化(以防多个线程几乎同时尝试创建同一个信号灯)。为此,我们调用 stat 查看内存映射文件的权限(stat 结构的 st_mode 成员)。如果它的用户执行位已关掉,那么该信号灯已完成初始化。

出错返回

第 97～108 行　当出错时,我们小心地保证不改变 errno 的值。

sem_close 函数

图 10.45 给出了我们的 sem_close 函数,它只是对先前映射的内存区调用 munmap。要是调用者继续使用由以前的 sem_open 调用返回并作为参数传递给本函数的指针,那么它将收到一个 SIGSEGV 信号。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"

3 int
4 sem_close(sem_t *sem)
5 {
6     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
7         errno = EINVAL;
8         return(-1);
9     }
10    if (munmap(sem, sizeof(sem_t)) == -1)
11        return(-1);
12    return(0);
13 }
```

图 10.45 sem_close 函数[my_pxsem_mmap/sem_close.c]

sem_unlink 函数

图 10.46 给出了我们的 sem_unlink 函数，它删除与某个信号灯关联的名字。它仅仅调用 Unix 的 unlink 函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"

3 int
4 sem_unlink(const char *pathname)
5 {
6     if (unlink(pathname) == -1)
7         return(-1);
8     return(0);
9 }
```

图 10.46 sem_unlink 函数[my_pxsem_mmap/sem_unlink.c]

sem_post 函数

图 10.47 给出了我们的 sem_post 函数，它给某个信号灯的值加 1，如果此前该信号灯的值为 0，那就唤醒因等待该信号灯而阻塞的任意线程。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"

3 int
4 sem_post(sem_t *sem)
5 {
6     int         n;

7     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
8         errno = EINVAL;
9         return(-1);
10    }
11    if ( (n = pthread_mutex_lock(&sem->sem_mutex)) != 0) {
12        errno = n;
13        return(-1);
```

```
14      }
15      if (sem->sem_count == 0)
16          pthread_cond_signal(&sem->sem_cond);
17      sem->sem_count++;
18      pthread_mutex_unlock(&sem->sem_mutex);
19      return(0);
20  }
```

图 10.47　sem_post 函数[my_pxsem_mmap/sem_post.c]

第 11～18 行　在修改由调用者指定的信号灯的值之前，首先得获取它的互斥锁。如果该信号灯的值将从 0 增为 1，那就调用 pthread_cond_signal 唤醒等待它的任意一个线程。

sem_wait 函数

图 10.48 给出了我们的 sem_wait 函数，它等待某个信号灯的值超过 0。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  #include    "semaphore.h"
3  int
4  sem_wait(sem_t *sem)
5  {
6      int            n;
7      if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
8          errno = EINVAL;
9          return(-1);
10     }
11     if ( (n = pthread_mutex_lock(&sem->sem_mutex)) != 0) {
12         errno = n;
13         return(-1);
14     }
15     while (sem->sem_count == 0)
16         pthread_cond_wait(&sem->sem_cond, &sem->sem_mutex);
17     sem->sem_count--;
18     pthread_mutex_unlock(&sem->sem_mutex);
19     return(0);
20 }
```

图 10.48　sem_wait 函数[my_pxsem_mmap/sem_wait.c]

第 11～18 行　在修改由调用者指定的信号灯的值之前，首先得获取它的互斥锁。如果该信号灯的值为 0，那就让调用线程睡眠在一个 pthread_cond_wait 调用中，等待另外某个线程就该信号灯的条件变量调用 pthread_cond_signal，到那时该信号灯的值将由那个线程从 0 增为 1。该值一旦大于 0，本函数就将它减 1，然后释放关联的互斥锁。

sem_trywait 函数

图 10.49 给出了我们的 sem_trywait 函数，它是 sem_wait 函数的非阻塞版本。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  #include    "semaphore.h"
3  int
```

```
 4 sem_trywait(sem_t *sem)
 5 {
 6     int         n, rc;

 7     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
 8         errno = EINVAL;
 9         return(-1);
10     }
11     if ( (n = pthread_mutex_lock(&sem->sem_mutex)) != 0) {
12         errno = n;
13         return(-1);
14     }
15     if (sem->sem_count > 0) {
16         sem->sem_count--;
17         rc = 0;
18     } else {
19         rc = -1;
20         errno = EAGAIN;
21     }
22     pthread_mutex_unlock(&sem->sem_mutex);
23     return(rc);
24 }
```

图 10.49 sem_trywait 函数[my_pxsem_mmap/sem_trywait.c]

第 11～22 行 获取由调用者指定的信号灯的互斥锁后检查它的值。如果该值大于 0，那就将它减 1 并返回 0。否则返回值为－1，同时置 errno 为 EAGAIN。

sem_getvalue 函数

图 10.50 给出了我们的最后一个函数 sem_getvalue，它返回某个信号灯的当前值。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "semaphore.h"

 3 int
 4 sem_getvalue(sem_t *sem, int *pvalue)
 5 {
 6     int         n;

 7     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
 8         errno = EINVAL;
 9         return(-1);
10     }
11     if ( (n = pthread_mutex_lock(&sem->sem_mutex)) != 0) {
12         errno = n;
13         return(-1);
14     }
15     *pvalue = sem->sem_count;
16     pthread_mutex_unlock(&sem->sem_mutex);
17     return(0);
18 }
```

图 10.50 sem_getvalue 函数[my_pxsem_mmap/sem_getvalue.c]

第 11～16 行　获取由调用者指定的信号灯的互斥锁后返回它的值。

从本节提供的实现可以看出，信号灯的使用比互斥锁和条件变量简单。

10.16　使用 System V 信号灯实现 Posix 信号灯

我们现在提供使用 System V 信号灯完成的 Posix 有名信号灯的又一个实现。既然较早的 System V 信号灯实现与较新的 Posix 信号灯实现相比更为普遍，因此本实现允许应用程序在操作系统还不支持 Posix 信号灯的情况下就开始使用它们。

> 我们将在第 11 章中讨论 System V 信号灯。你可能希望暂时跳过本节，到阅读完那一章之后再返回来。

我们首先在图 10.51 中给出 semaphore.h 头文件，它定义了基本的 sem_t 数据类型。

```
1     /* the fundamental datatype */
2 typedef struct {
3   int sem_semid;      /* the System V semaphore ID */
4   int sem_magic;      /* magic number if open */
5 } sem_t;

6 #define   SEM_MAGIC   0x45678923

7 #ifdef   SEM_FAILED
8 #undef   SEM_FAILED
9 #define   SEM_FAILED   ((sem_t *)(-1))   /* avoid compiler warnings */
10 #endif

11 #ifndef   SEMVMX
12 #define   SEMVMX   32767   /* historical System V max value for sem */
13 #endif
```

图 10.51　semaphore.h 头文件[my_pxsem_svsem/semaphore.h]

sem_t 数据类型

第 1～5 行　我们使用仅由一个成员构成的 System V 信号灯集来实现 Posix 有名信号灯。这个信号灯数据结构包含对应的 System V 信号灯 ID 和一个魔数(我们已随图 10.36 讨论过魔数的用途)。

sem_open 函数

图 10.52 给出了我们的 sem_open 函数的前半部分，该函数创建一个新的信号灯或打开一个已存在的信号灯。

```
1 #include   "unpipc.h"
2 #include   "semaphore.h"

3 #include   <stdarg.h>          /* for variable arg lists */
4 #define      MAX_TRIES   10    /* for waiting for initialization */

5 sem_t   *
6 sem_open(const char *pathname, int oflag, ... )
7 {
8     int     i, fd, semflag, semid, save_errno;
```

```
 9    key_t          key;
10    mode_t         mode;
11    va_list        ap;
12    sem_t          *sem;
13    union semun    arg;
14    unsigned int       value;
15    struct semid_ds    seminfo;
16    struct sembuf      initop;
17        /* no mode for sem_open() w/out O_CREAT; guess */
18    semflag = SVSEM_MODE;
19    semid = -1;
20    if (oflag & O_CREAT) {
21        va_start(ap, oflag);        /* init ap to final named argument */
22        mode = va_arg(ap, va_mode_t);
23        value = va_arg(ap, unsigned int);
24        va_end(ap);
25            /* convert to key that will identify System V semaphore */
26        if ( (fd = open(pathname, oflag, mode)) == -1)
27            return(SEM_FAILED);
28        close(fd);
29        if ( (key = ftok(pathname, 0)) == (key_t) -1)
30            return(SEM_FAILED);
31        semflag = IPC_CREAT | (mode & 0777);
32        if (oflag & O_EXCL)
33            semflag |= IPC_EXCL;
34        /* create the System V semaphore with IPC_EXCL */
35        if ( (semid = semget(key, 1, semflag | IPC_EXCL)) >= 0) {
36              /* success, we're the first so initialize to 0 */
37            arg.val = 0;
38            if (semctl(semid, 0, SETVAL, arg) == -1)
39                goto err;
40                /* then increment by value to set sem_otime nonzero */
41            if (value > SEMVMX) {
42                errno = EINVAL;
43                goto err;
44            }
45        initop.sem_num = 0;
46        initop.sem_op  = value;
47        initop.sem_flg = 0;
48            if (semop(semid, &initop, 1) == -1)
49                goto err;
50            goto finish;
51        } else if (errno != EEXIST || (semflag & IPC_EXCL) != 0)
52            goto err;
53        /* else fall through */
54    }
```

图 10.52 sem_open 函数：前半部分[my_pxsem_svsem/sem_open.c]

创建一个新的信号灯，处理可变长度参数表

第 20～24 行　如果调用者指定了 O_CREAT 标志，我们就知道需要的是四个而不是两个参数。我们已随图 5.21 描述过可变长度参数表的处理和我们的 va_mode_t 数据类型。

创建辅助文件，将其路径名映射成 System V IPC 键

第 25～30 行　创建一个其路径名为调用者命名 Posix 信号灯所用名字的普通文件。创建该文件的目的只是为了有一个路径名可供 ftok 标识该信号灯。调用者给该信号灯指定的 *oflag* 参数可以是 O_CREAT 或 O_CREAT | O_EXCL，它用在打开辅助文件的 open 调用中。这样，如果该文件尚未存在，那就创建它；如果该文件已存在而且调用者指定了 O_EXCL 标志，那就返回一个错误。接着关闭该文件的描述字，因为该文件的唯一用途是作为 ftok 的参数，由 ftok 将其路径名转换成一个 System V IPC 键(3.2 节)。

创建仅有一个成员的 System V 信号灯集

第 31～33 行　把 O_CREAT 和 O_EXCL 这两个常值转换成对应的 System V IPC_*xxx* 常值后，调用 semget 创建一个仅由单个成员构成的 System V 信号灯集。我们总是指定 IPC_EXCL 标志，目的是为了确定该 System V 信号灯的存在与否。

初始化信号灯

第 34～50 行　11.2 节将叙述初始化 System V 信号灯时存在的一个基本问题，11.6 节将给出避免其中潜在的竞争状态的代码。这儿使用类似的技巧。尝试创建那个 System V 信号灯的第一个线程(回想一下，我们调用 semget 时总是指定 IPC_EXCL)将使用 semctl 的 SETVAL 命令将它初始化为 0，然后调用 semop 把它设置成由调用者指定的初始值。该信号灯的 sem_otime 值由 semget 保证初始化为 0，然后由创建者的 semop 调用设置成某个非零值。这样一来，发现该信号灯已经存在的任何其他线程一旦看到该信号灯的 sem_otime 值不为 0，就可以肯定它已完成初始化。

检查初始值

第 40～44 行　我们检查由调用者指定的初始值，因为 System V 信号灯通常作为 unsigned short 整数存放(见 11.1 节中的 sem 结构)，有一个 32767 的最大值(11.7 节)，Posix 信号灯则通常作为普通整数存放，允许的值可能更大(10.13 节)。有些 System V 实现把常值 SEMVMX 定义成最大的信号灯值，如果系统没有定义该常值，我们就在图 10.51 中把它定义为 32767。

第 51～53 行　如果所需的 System V 信号灯已经存在，而且调用者没有指定 O_EXCL，那就不算出错。这种情形下，代码将落入用于打开(而不是创建)已存在信号灯的那部分。

图 10.53 给出了我们的 sem_open 函数的后半部分。

```
55      /*
56       * (O_CREAT not secified) or
57       * (O_CREAT without O_EXCL and semaphore already exists).
58       * Must open semaphore and make certain it has been initialized.
59       */
60      if ( (key = ftok(pathname, 0)) == (key_t) -1)
61          goto err;
```

```
62      if ( (semid = semget(key, 0, semflag)) == -1)
63          goto err;
64      arg.buf = &seminfo;
65      for (i = 0; i < MAX_TRIES; i++) {
66          if (semctl(semid, 0, IPC_STAT, arg) == -1)
67              goto err;
68          if (arg.buf->sem_otime != 0)
69              goto finish;
70          sleep(1);
71      }
72      errno = ETIMEDOUT;
73  err:
74      save_errno = errno;          /* don't let semctl() change errno */
75      if (semid != -1)
76          semctl(semid, 0, IPC_RMID);
77      errno = save_errno;
78      return(SEM_FAILED);
79  finish:
80      if ( (sem = malloc(sizeof(sem_t))) == NULL)
81          goto err;
82      sem->sem_semid = semid;
83      sem->sem_magic = SEM_MAGIC;
84      return(sem);
85  }
```

图 10.53 sem_open 函数:后半部分[my_pxsem_svsem/sem_open.c]

打开已存在的信号灯

第 55～63 行 对于已存在的待打开 Posix 信号灯(调用者未指定 O_CREAT 标志或者尽管指定了该标志,但所需信号灯已存在),我们使用 semget 打开与之对应的 System V 信号灯。注意,当 O_CREAT 标志未指定时,sem_open 并没有 *mode* 参数,然而即使待打开的是一个已存在的信号灯,semget 也需要一个与 *mode* 参数等价的参数。在本函数的开始处,我们给变量 semflag 赋了个缺省值(来自我们的 unpipc.h 头文件的 SVSEM_MODE 常值),它在调用者未指定 O_CREAT 标志时传递给 semget。

等待信号灯完成初始化

第 64～72 行 接着通过以 IPC_STAT 命令循环调用 semctl,等待该信号灯的 sem_otime 值变为非零来验证它已初始化完毕。

出错返回

第 73～78 行 发生错误时,我们小心地保证不改变 errno 的值。

分配 sem_t 数据类型

第 79～84 行 分配一个 sem_t 数据类型的空间,把所创建或打开的 System V 信号灯的 ID 存放到该结构中。本函数的返回值就是指向该 sem_t 数据类型的指针。

sem_close 函数

图 10.54 给出了我们的 sem_close 函数，它仅仅调用 free 释放早先为某个信号灯动态分配的 sem_t 数据类型内存空间。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"
3 int
4 sem_close(sem_t *sem)
5 {
6     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
7         errno = EINVAL;
8         return(-1);
9     }
10    sem->sem_magic = 0;              /* just in case */
11    free(sem);
12    return(0);
13 }
```

图 10.54　sem_close 函数[my_pxsem_svsem/sem_close.c]

sem_unlink 函数

图 10.55 给出了我们的 sem_unlink 函数，它删除与我们的某个 Posix 信号灯关联的辅助文件和 System V 信号灯。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "semaphore.h"
3 int
4 sem_unlink(const char *pathname)
5 {
6     int         semid;
7     key_t key;
8     if ( (key = ftok(pathname, 0)) == (key_t) -1)
9         return(-1);
10    if (unlink(pathname) == -1)
11        return(-1);
12    if ( (semid = semget(key, 1, SVSEM_MODE)) == -1)
13        return(-1);
14    if (semctl(semid, 0, IPC_RMID) == -1)
15        return(-1);
16    return(0);
17 }
```

图 10.55　sem_unlink 函数[my_pxsem_svsem/sem_unlink.c]

获取与路径名关联的 System V 键

第 8～16 行　ftok 把调用者指定的路径名转换成一个 System V IPC 键。unlink 函数删除与该路径名同名的辅助文件。（我们现在就删除该文件，这样可避免另外某个函数返回一

个错误[③]。)semget 打开关联的 System V 信号灯,接着 semctl 的 IPC_RMID 命令删除该信号灯。

sem_post 函数

图 10.56 给出了我们的 sem_post 函数,它给某个信号灯的值加 1。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "semaphore.h"
 3 int
 4 sem_post(sem_t *sem)
 5 {
 6     struct sembuf    op;
 7     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
 8         errno = EINVAL;
 9         return(-1);
10     }
11     op.sem_num = 0;
12     op.sem_op = 1;
13     op.sem_flg = 0;
14     if (semop(sem->sem_semid, &op, 1) < 0)
15         return(-1);
16     return(0);
17 }
```

图 10.56 sem_post 函数[my_pxsem_svsem/sem_post.c]

第 11～16 行 以单一操作调用 semop,把由调用者指定的信号灯的值加 1。

sem_wait 函数

图 10.57 给出了我们的 sem_wait 函数,它等待某个信号灯的值超过 0。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "semaphore.h"
 3 int
 4 sem_wait(sem_t *sem)
 5 {
 6     struct sembuf    op;
 7     if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
 8         errno = EINVAL;
 9         return(-1);
10     }
11     op.sem_num = 0;
12     op.sem_op = -1;
```

③ 译者注: 在调用线程执行本函数期间,系统可能切换针对同一信号灯调用 sem_open 函数的另一个线程来运行。要是把本函数改为先删除关联的 System V 信号灯,再删除辅助文件,那么一旦线程切换发生在这两个删除操作之间,执行 sem_open 的线程将发现所需的 Posix 信号灯已存在(因为其辅助文件尚未删除),但是与之关联的 System V 信号灯却打不开(因为已被删除了),于是出错。

```
13      op.sem_flg = 0;
14      if (semop(sem->sem_semid, &op, 1) < 0)
15          return(-1);
16      return(0);
17  }
```

图 10.57　sem_wait 函数[my_pxsem_svsem/sem_wait.c]

第 11～16 行　以单一操作调用 semop，把由调用者指定的信号灯的值减 1。

sem_trywait 函数

图 10.58 给出了我们的 sem_trywait 函数，它是 sem_wait 函数的非阻塞版本。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  #include    "semaphore.h"

3  int
4  sem_trywait(sem_t *sem)
5  {
6      struct sembuf    op;

7      if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
8          errno = EINVAL;
9          return(-1);
10     }
11     op.sem_num = 0;
12     op.sem_op = -1;
13     op.sem_flg = IPC_NOWAIT;
14     if (semop(sem->sem_semid, &op, 1) < 0)
15         return(-1);
16     return(0);
17 }
```

图 10.58　sem_trywait 函数[my_pxsem_svsem/sem_trywait.c]

第 13 行　与图 10.57 中 sem_wait 函数的唯一差别是把 sem_flg 成员指定为 IPC_NOWAIT。如果不阻塞调用线程就完成不了所指定的操作，那么 semop 的返回值将是 EAGAIN 错误，这也是 sem_trywait 非得阻塞才能完成等待操作时必须返回的错误。

sem_getvalue 函数

图 10.59 给出了我们的最后一个函数 sem_getvalue，它返回某个信号灯的当前值。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  #include    "semaphore.h"

3  int
4  sem_getvalue(sem_t *sem, int *pvalue)
5  {
6      int          val;

7      if (sem->sem_magic != SEM_MAGIC) {
8          errno = EINVAL;
9          return(-1);
10     }
```

```
11      if ( (val = semctl(sem->sem_semid, 0, GETVAL)) < 0)
12          return(-1);
13      *pvalue = val;
14      return(0);
15  }
```

图 10.59 sem_getvalue 函数[my_pxsem_svsem/sem_getvalue.c]

第 11～14 行 由调用者指定的信号灯的当前值使用 semctl 的 GETVAL 命令获取。

10.17 小 结

Posix 信号灯是计数信号灯，它提供以下三种基本操作：

1. 创建一个信号灯。
2. 等待一个信号灯的值变为大于 0，然后将它的值减 1。
3. 给一个信号灯的值加 1，并唤醒等待该信号灯的任意线程，以此挂出该信号灯。

Posix 信号灯可以是有名的，也可以是基于内存的。有名信号灯总是能够在不同进程间共享，基于内存的信号灯则必须在创建时指定成是否在进程间共享。这两类信号灯的持续性也有差别：有名信号灯至少有随内核的持续性，基于内存的信号灯则具有随进程的持续性。

生产者-消费者问题是演示信号灯的经典例子。本章中，解决这个问题的第一个方案只有一个生产者线程和一个消费者线程，下一个方案允许多个生产者线程和单个消费者线程，最后一个方案则允许多个消费者线程。我们接着指出，双缓冲这个经典问题仅仅是生产者-消费者问题的一个特例，该问题涉及的生产者和消费者都是单个。

本章最后提供了 Posix 信号灯的三种作为例子的实现。使用 FIFO 完成的第一种实现是最简单的，因为内核提供的 read 和 write 函数处理了不少同步需求。第二种实现使用内存映射 I/O 完成，这与 5.8 节中提供的 Posix 消费队列的实现类似，其中的同步使用互斥锁和条件变量进行。最后一种实现使用 System V 信号灯完成，它同时提供了访问 System V 信号灯的一个更简单的接口。

10.18 习 题

10.1 如下修改 10.6 节中的 produce 和 consume 函数。首先，对换消费者程序中两个 Sem_wait 的顺序以引发死锁(正如 10.6 节中讨论的那样)。其次，在每个 Sem_wait 调用之前加一个 printf 调用，以指出哪个线程(生产者或消费者)在等待哪个信号灯。在这些 Sem_wait 调用之后再加一个 printf 调用，以指出取得了相应信号灯的线程。把缓冲区的数目减少到 2，然后构造并运行该程序，以验证它会导致死锁。

10.2 假设启动图 9.2 中的程序的 4 个拷贝，而该程序调用的 my_lock 函数来自图 10.19：

```
% lockpxsem & lockpxsem & lockpxsem & lockpxsem &
```

这 4 个进程都以值为 0 的 initflag 启动，因此每个进程调用 sem_open 时都指定了 O_CREAT 标志。这样可行吗？

10.3　上一道习题中，要是有一个进程在调用 my_lock 之后但在调用 my_unlock 之前终止，那么会发生什么？

10.4　在图 10.37 中，要是我们没有把那两个描述字都初始化为 −1，那么会发生什么？

10.5　在图 10.37 中，我们为什么先保存 errno 的值，稍后再恢复，而不是把那两个 close 调用改为如下：

```
if (sem->fd[0] >= 0)
    close(sem->fd[0]);
if (sem->fd[1] >= 0)
    close(sem->fd[1]);
```

10.6　如果有两个进程几乎同时调用我们的 sem_open 的 FIFO 实现版本（图 10.37），而且都指定 O_CREAT 标志和初始值 5，那么会发生什么？相应的 FIFO 有可能被（不正确地）初始化为 10 码？

10.7　对于图 10.43 和图 10.44，我们描述过当有两个进程几乎同时尝试创建一个信号灯时可能存在的一种竞争状态。然而在上一道习题的解答中，我们说图 10.37 不存在竞争状态。请解释。

10.8　Posix.1 规定了 sem_wait 的一个可选功能：检测自己已被一个捕获的信号中断并返回 EINTR 错误。编写一个测试程序，判定你的系统上的实现是否进行这种检测。

再针对我们的几种实现运行你的测试程序，它们有使用 FIFO 的（10.14 节）、使用内存映射 I/O 的（10.15 节）和使用 System V 信号灯的（10.16 节）。

10.9　我们的 sem_post 的 3 种实现中，哪一种是异步信号安全的（图 5.10）？

10.10　修改 10.6 节中使用的生产者-消费者解决方案，将 mutex 变量改为使用 pthread_mutex_t 数据类型，而不是使用信号灯。在性能上发生了可测量到的变化了吗？

10.11　比较有名信号灯（图 10.17 和图 10.18）和基于内存的信号灯（图 10.20）的定时结果。

第11章 System V信号灯

11.1 概 述

我们在第10章中讲述信号灯的概念时，首先讨论的是：

- 二值信号灯(binary semaphore)：其值或为0或为1的信号灯。这与互斥锁(第7章)类似，若资源被锁住则信号灯值为0，若资源可用则信号灯值为1。

接着把这种信号灯扩展为：

- 计数信号灯(counting semaphore)：其值在0和某个限制值(对于Posix信号灯，该值必须至少为32767)之间的信号灯。我们使用这些信号灯在生产者-消费者问题中统计资源，信号灯的值就是可用资源数。

这两种类型的信号灯中，等待(wait)操作都等待信号灯的值变为大于0，然后将它减1。挂出(post)操作则只是将信号灯的值加1，从而唤醒正在等待该信号灯值变为大于0的任意线程。

System V信号灯通过定义如下概念给信号灯增加了另外一级复杂度：

- 计数信号灯集(set of counting semaphores)：一个或多个信号灯(构成一个集合)，其中每个都是计算信号灯。每个集合的信号灯数存在一个限制，一般在25个的数量级上(11.7节)。当我们谈论"System V信号灯"时，所指的是计数信号灯集。当我们谈论"Posix信号灯"时，所指的是单个计数信号灯。

对于系统中的每个信号灯集，内核维护一个如下的信息结构，它定义在<sys/sem.h>头文件中：

```
struct semid_ds {
    struct ipc_perm    sem_perm;    /* operation permission struct */
    struct sem         *sem_base;   /* ptr to array of semaphores in set */
    ushort             sem_nsems;   /* # of semaphores in set */
    time_t             sem_otime;   /* time of last semop() */
    time_t             sem_ctime;   /* time of creation or last IPC_SET */
};
```

其中的ipc_perm结构已在3.3节描述过，它含有对于当前这个特定信号灯的访问权限。

sem结构是内核用于维护某个给定信号灯的一组值的内部数据结构。一个信号灯集的每个成员由如下这个结构描述：

```
struct sem {
    ushort_t  semval;    /* semaphore value, nonnegative */
    short     sempid;    /* PID of last successful semop(), SETVAL, SETALL */
```

```
    ushort_t  semncnt;    /* # awaiting semval > current value */
    ushort_t  semzcnt;    /* # awaiting semval = 0 */
};
```

注意 sem_base 含有指向某个 sem 结构数组的指针：当前信号灯集中的每个信号灯对应其中一个数组元素。

除维护一个信号灯集中每个信号灯的实际值之外，内核还给该集合中每个信号灯维护另外三个信息：对其值执行最后一次操作的进程的进程 ID、等待其值增长的进程数计数以及等待其值变为 0 的进程数计数。

> Unix 98 声称上述这个结构是匿名的。我们给出的名字 sem 来自历史上的 System V 实现。

我们可以把内核中的某个特定信号灯图解成指向一个 sem 结构数组的一个 semid_ds 结构。如果该信号灯在其集合中有两个成员，那么我们将有图 11.1 所示的图解。该图中变量 sem_nsems 的值为 2，另外该集合的两个成员分别用下标[0]和[1]标记。

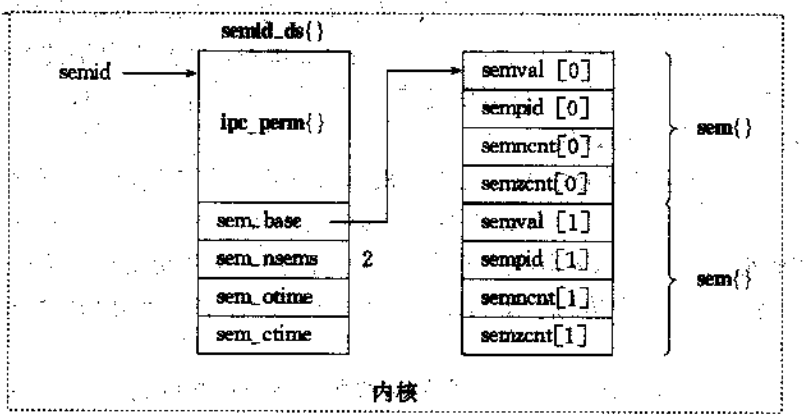


图 11.1　由两组值构成的某个信号灯集的内核数据结构

11.2　semget 函数

semget 函数创建一个信号灯集或访问一个已存在的信号灯集。

```
#include <sys/sem.h>
int semget (key_t key, int nsems, int oflag);
                                    返回：成功时为非负标识符，出错时为－1
```

返回值是一个称为信号灯标识符(semaphore identifier)的整数，semop 和 semctl 函数将使用它。

nsems 参数指定集合中的信号灯数。如果我们不创建一个新的信号灯集，而只是访问一个已存在的集合，那就可以把该参数指定为 0。一旦创建完毕一个信号灯集，我们就不能改变其中的信号灯数。

oflag 值是图 3.6 中给出的 SEM_R 和 SEM_A 常值的组合。其中 R 代表“读(read)”，A 代表“改(alter)”。它们还可以与 IPC_CREAT 或 IPC_CREAT | IPC_EXCL 按位或，如随图 3.4 所作的讨论。

当实际操作为创建一个新的信号灯时，相应的 semid_ds 结构的以下成员将被初始化：

- sem_perm 结构的 uid 和 cuid 成员被置为调用进程的有效用户 ID，gid 和 cgid 成员被置为调用进程的有效组 ID。
- *oflag* 参数中的读写权限位存入 sem_perm.mode。
- sem_otime 被置为 0，sem_ctime 则被置为当前时间。
- sem_nsems 被置为 *nsems* 参数的值。
- 与该集合中每个信号灯关联的各个 sem 结构并不初始化。这些结构是在以 SETVAL 或 SETALL 命令调用 semctl 时初始化的。

信号灯值的初始化

出现在本书 1990 年版所含源代码中的注释不正确地声称，当实际操作为创建一个新的信号灯集时，semget 将该集合中各个信号灯的值初始化为 0。尽管有些系统确实把新的信号灯集中各个信号灯的值初始化为 0，这一点却不能保证做到。实际上早期的 System V 实现根本不对信号灯值进行初始化，存放新创建信号灯集的那部分内存空间最近一次使用时是什么值就是各个信号灯的初始值。

semget 的大多数手册页面根本不就实际操作为创建一个新的信号灯集时各个信号灯的初始值应为多少说些什么。X/Open XPG3 可移植性指南(1989 年)和 Unix 98 纠正了这个忽略行为，明确地陈述 semget 并不初始化各个信号灯的值，这个初始化必须通过以或 SETVAL 命令(设置集合中一个值)或 SETALL 命令(设置集合中所有值)调用 semctl(我们稍后描述)来完成。

System V 信号灯的设计中，创建一个信号灯集(semget)并将它初始化(semctl)需两次函数调用是一个致命的缺陷。一个不完备的解决方案是：在调用 semget 时指定 IPC_CREAT | IPC_EXCL 标志，这样只有一个进程(首先调用 semget 的那个进程)创建所需信号灯。该进程随后初始化该信号灯。其他进程会收到来自 semget 的一个 EEXIST 错误，于是再次调用 semget，不过这次调用既不指定 IPC_CREAT 标志，也不指定 IPC_EXCL 标志。

然而竞争状态依然存在。假设有两个进程几乎同时尝试创建并初始化一个只有单个成员的信号灯集，两者都执行如下几行标了号的代码：

```
1 oflag = IPC_CREAT | IPC_EXCL | SVSEM_MODE;
2 if ((semid = semget(key, 1, oflag)) >= 0) {      /* success, we are the first, so
                  initialize */
3     arg.val = 1;
4     Semctl(semid, 0, SETVAL, arg);
5 } else if (errno == EEXIST) {
            /* already exists, just open */
6     semid = Semget(key, 1, SVSEM_MODE);
7 } else
8     err_sys("semget error");
9 Semop(semid, ...);      /* decrement the semaphore by 1 */
```

那么如下情形可能发生：

1. 第一个进程执行第 1～3 行，然后被内核阻止执行。
2. 内核启动第二个进程，它执行第 1、2、5、6、9 行。

尽管成功创建该信号灯的第一个进程将是初始化该信号灯的唯一进程，但是由于它完成创建和初始化操作需花两个步骤，因此内核有可能在这两个步骤之间把上下文切换到另一个进程。这个新切换来运行的进程随后可以使用该信号灯（上述代码片段的第 9 行），但是该信号灯的值尚未由第一个进程初始化。当第二个进程执行第 9 行时，该信号灯的值是不确定的。

幸运的是存在绕过这个竞争状态的方法。当 semget 创建一个新的信号灯集时，其 semid_ds 结构的 sem_otime 成员保证被置为 0。（System V 手册已陈述这个事实很长时间，XPG3 和 Unix 98 标准也这么说。）该成员只是在 semop 调用成功时才被设置为当前值。因此，上面例子中的第二个进程成功地再次调用 semget（上述代码片段的第 6 行）后，必须以 IPC_STAT 命令调用 semctl。它然后等待 sem_otime 变为非零值，到时就可断定该信号灯已被初始化，而且对它初始化的那个进程已成功地调用 semop。这意味着创建该信号灯的那个进程必须初始化它的值，而且必须在任何其他进程可以使用该信号灯之前调用 semop。我们在图 10.52 和图 11.7 中展示了使用这种技巧的例子。

> Posix 有名信号灯通过让单个函数（sem_open）创建并初始化信号灯来避免上述问题。而且即使指定 O_CREAT 标志，信号灯也只是在尚未存在的前提下才被初始化。
>
> 这个潜在的竞争状态是否构成问题还取决于应用程序。有些应用程序（例如图 10.21 中的生产者-消费者程序）由单个进程创建并初始化信号灯。这种情形下不会存在竞争状态。但是在其他应用程序（例如图 10.19 中的文件上锁例子程序）中，创建并初始化信号灯的并不是单个进程：第一个打开信号灯的进程必须创建并初始化它，因而必须避免竞争状态。

11.3　semop 函数

使用 semget 打开一个信号灯集合后，对其中一个或多个信号灯的操作就使用 semop 函数来执行。

```
#include <sys/sem.h>
int semop(int semid, struct sembuf *opsptr, size_t nops);
                                                    返回：成功时为 0，出错时为 -1
```

其中 *opsptr* 指向一个如下结构的数组：

```
struct sembuf {
    short sem_num;      /* semaphore number: 0, 1, ..., nsems-1 */
    short sem_op;       /* semaphore operation: <0, 0, >0 */
```

```
    short sem_flg;      /* operation flags: 0, IPC_NOWAIT, SEM_UNDO */
};
```

nops 参数指出由 *opsptr* 指向的 sembuf 结构数组中元素的数目。该数组中的每个元素给目标信号灯集中某个特定的信号灯指定一个操作。这个特定的信号灯由 sem_num 指定，0 代表第一个元素，1 代表第二个元素，依次类推，直到 *nsems-1*，其中 *nsems* 是目标信号灯集中成员信号灯的数目(也就是创建该集合时传递给 semget 的第二个参数)。

> 我们仅仅保证 sembuf 结构含有所给出的三个成员。它可能含有其他成员，而且各成员并不保证以我们给出的顺序排序。这意味着我们绝不能静态地初始化这种结构，例如：
>
> ```
> struct sembuf ops[2] = {
>     0, 0, 0,            /* wait for [0] to be 0 */
>     0, 1, SEM_UNDO      /* then increment [0] by 1 */
> };
> ```
>
> 而是必须使用运行时刻初始化方法，例如：
>
> ```
> struct sembuf ops[2];
> ops[0].sem_num = 0;         /* wait for [0] to be 0 */
> ops[0].sem_op  = 0;
> ops[0].sem_flg = 0;
> ops[1].sem_num = 0;         /* then increment [0] by 1 */
> ops[1].sem_op  = 1;
> ops[1].sem_flg = SEM_UNDO;
> ```

传递给 semop 函数的操作数组(*opsptr*)由内核保证原子地执行。内核或者完成所有指定的操作，或者什么操作都不做。我们将在 11.5 节中给出这个特性的一个例子。

每个特定的操作是由 sem_op 的值确定的，它可以是负数、0 或正数。在稍后给出的讨论中，我们将使用如下术语：

- semval：信号灯的当前值(图 11.1)。
- semncnt：等待 semval 变为大于其当前值的线程数(图 11.1)。
- semzcnt：等待 semval 变为 0 的线程数(图 11.1)。
- semadj：所指定信号灯针对调用进程的调整值。只有在对应本操作的 sembuf 结构的 sem_flg 成员中指定 SEM_UNDO 标志后，semadj 才会更新。这是一个概念性的变量，它由内核为在其某个信号灯操作中指定了 SEM_UNDO 标志的每个进程维护；具有 semadj 这个名字的结构成员不必存在①。
- 使得一个给定信号灯操作非阻塞的方法是，在对应的 sembuf 结构的 sem_flg 成员中指定 IPC_NOWAIT 标志。指定了该标志的情况下，如果不把调用线程投入睡眠就完成不了这个给定操作，那么 semop 将返回一个 EAGAIN 错误。
- 当一个线程被投入睡眠以等待某个信号灯操作的完成时(我们将看到该线程既可等

① 译者注： 调用进程终止时，semadj 加到相应信号灯的 semval 之上。要是调用进程对某个信号灯的全部操作都指定 SEM_UNDO 标志，那么该进程终止后，该信号灯的值就会变得像根本没有运行过该进程一样，这就是复旧(undo)的本意。

待这个信号灯的值变为 0，也可等待它变为大于 0)，如果它捕获了一个信号，那么其信号处理程序的返回将中断引起睡眠的 semop 函数，该函数于是返回一个 EINTR 错误。按照 UNPvI 第 124 页[2] 的术语定义，semop 是需被所捕获的信号中断的慢系统调用(slow system call)。

- 当一个线程被投入睡眠以等待某个信号灯操作的完成时，如果该信号灯被另外某个线程或进程从系统中删除，那么引起睡眠的 semop 函数将返回一个 EIDRM 错误，表示"identifier removed(标识符已删除)"。

现在描述 semop 的操作，它基于每个具体指定的 sem_op 操作的三个可能值：正数、0 或负数。

1. 如果 sem_op 是正数，其值就加到 semval 上。这对应于释放由某个信号灯控制的资源。

   如果指定了 SEM_UNDO 标志，那就从相应信号灯的 semadj 值中减掉 sem_op 的值。

2. 如果 sem_op 是 0，那么调用者希望等待到 semval 变为 0。如果 semval 已经是 0，那就立即返回。

   如果 semval 不为 0，相应信号灯的 semzcnt 值就加 1，调用线程则被阻塞到 semval 变为 0(到那时，相应信号灯的 semzcnt 值再减 1)。前面已经提到，如果指定了 IPC_NOWAIT 标志，调用线程就不会被投入睡眠。如果某个被捕获的信号中断了引起睡眠的 semop 函数，或者相应的信号灯被删除了，那么该函数将过早地返回一个错误。

3. 如果 sem_op 是负数，那么调用者希望等待 semval 变为大于或等于 sem_op 的绝对值。这对应于分配资源。

   如果 semval 大于或等于 sem_op 的绝对值，那就从 semval 中减掉 sem_op 的绝对值。如果指定了 SEM_UNDO 标志，那么 sem_op 的绝对值就加到相应信号灯的 semadj 值上。

   如果 semval 小于 sem_op 的绝对值，相应信号灯的 semncnt 值就加 1，调用线程则被阻塞到 semval 变为大于或等于 sem_op 的绝对值。到那时该线程将被解阻塞，semval 中将减掉 sem_op 的绝对值，相应信号灯的 semncnt 值将减 1。如果指定了 SEM_UNDO 标志，那么 sem_op 的绝对值将加到相应信号灯的 semadj 值上。前面已经提到，如果指定了 IPC_NOWAIT 标志，调用线程就不会被投入睡眠。另外，如果某个被捕获的信号中断了引起睡眠的 sem_op 函数，或者相应的信号灯被删除了，那么该函数将过早地返回一个错误。

比较一下这些操作和 Posix 信号灯允许的操作，可看到后者只允许 −1(sem_wait)和 +1(sem_post)这两个操作。System V 信号灯允许信号灯的值增长或减少不光是 1，而且允许等待信号灯的值变为 0。与较为简单的 Posix 信号灯相比，这些更为一般化的操作以及 System V 信号灯可以有一组值的事实造成了后者的复杂性。

---

[2] 译者注：中译本为 104 页。

11.4 semctl 函数

semctl 函数对一个信号灯执行各种控制操作。

```
#include <sys/sem.h>
int semctl(int semid, int semnum, int cmd, ... /* union semun arg */);
                                        返回:成功时为非负值(见正文),出错时为-1
```

第一个参数 *semid* 标识待控制其操作的信号灯集,第二个参数 *semnum* 标识该信号灯集中的某个成员(0、1 等等,直到 *nsems*−*1*)。*semnum* 值仅仅用于 GETVAL、SETVAL、GETNCNT、GETZCNT 和 GETPID 命令。

第四个参数是可选的,取决于第三个参数 *cmd*(参见下面给出的联合中的注释)。

```
union semun {
    int              val;    /* used for SETVAL only */
    struct semid_ds  *buf;   /* used for IPC_SET and IPC_STAT */
    ushort           *array; /* used for GETALL and SETALL */
};
```

这个联合并没有出现在任何系统头文件中,因而必须由应用程序声明。(我们在图 C.1 中给出的 unpipc.h 头文件中定义了它。)它是以值传递的,而不是以引用传递的。也就是说作为参数的是这个联合的真正值,而不是指向它的指针。

> 不幸的是,有些系统(FreeBSD 和 Linux)在<sys/sem.h>头文件中定义了这个联合,从而造成编写可移植代码的困难。尽管由这个系统头文件来声明 semun 联合确实有理由,Unix 98 还是声称它必须由应用程序显式声明。

System V 支持下列 *cmd* 值。除非另外声明,否则返回值为 0 表示成功,返回值为−1 表示出错。

GETVAL	把 semval 的当前值作为函数返回值返回。既然信号灯决不会是负数(semval 被声明成一个 unsigned short 整数),因此成功的返回值总是非负数。
SETVAL	把 semval 值设置为 *arg.val*。如果操作成功,那么相应信号灯在所在进程中的调整值(semadj)将被置为 0。
GETPID	把 sempid 的当前值作为函数返回值返回。
GETNCNT	把 semncnt 的当前值作为函数返回值返回。
GETZCNT	把 semzcnt 的当前值作为函数返回值返回。
GETALL	返回所指定信号灯集中每个成员的 semval 值。这些值通过 *arg.array* 指针返回,函数本身的返回值则为 0。注意,调用者必须分配足够容纳所指定信号灯集中所有成员的 semval 值的一个 unsigned short 整数数组,然后把 *arg.array* 设置成指向这个数组。

SETALL	设置所指定信号灯集中每个成员的 semval 值。这些值是通过 *arg.array* 数组指定的。
IPC_RMID	把由 *semid* 指定的信号灯集从系统中删除掉。
IPC_SET	设置所指定信号灯集的 semid_ds 结构中的以下三个成员：sem_perm.uid、sem_perm.gid 和 sem_perm.mode，这些值来自由 *arg.buf* 参数指向的结构中的相应成员。semid_ds 结构中的 sem_ctime 成员也被设置成当前值。
IPC_STAT	(通过 *arg.buf* 参数)返回所指定信号灯集的当前 semid_ds 结构。注意，调用者必须首先分配一个 semid_ds 结构，并把 *arg.buf* 设置成指向这个结构。

11.5　简单的程序

既然 System V 信号灯具有随内核的持续性，我们于是可以通过编写一组操纵它们的程序并查看这些程序的运行结果来展示它们的用法。信号灯的值将由内核从我们的某个程序维持到下一个程序。

semcreate 程序

图 11.2 给出了我们的第一个程序，它只是创建一个 System V 信号灯集。-e 命令行选项指定 IPC_EXCL 标志，该集合中信号灯的数目必须由最后一个命令行参数指定。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int         c, oflag, semid, nsems;
6     oflag = SVSEM_MODE | IPC_CREAT;
7     while ( (c = Getopt(argc, argv, "e")) ! = -1) {
8         switch (c) {
9         case 'e':
10            oflag |= IPC_EXCL;
11            break;
12        }
13    }
14    if (optind ! = argc - 2)
15        err_quit("usage: semcreate [ -e ] <pathname> <nsems>");
16    nsems = atoi(argv[optind + 1]);
17    semid = Semget(Ftok(argv[optind], 0), nsems, oflag);
18    exit(0);
19 }
```

图 11.2　semcreate 程序[svsem/semcreate.c]

semrmid 程序

图 11.3 给出的下一个程序从系统中删除一个信号灯集。删除该集合通过调用 semctl 函

数执行 IPC_RMID 命令完成。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int           semid;
6     if (argc ! = 2)
7         err_quit("usage: semrmid <pathname>");
8     semid = Semget(Ftok(argv[1], 0), 0, 0);
9     Semctl(semid, 0, IPC_RMID);
10    exit(0);
11 }
```

图 11.3 semrmid 函数[svsem/semrmid.c]

semsetvalues 程序

图 11.4 给出的 semsetvalues 程序设置某个信号灯集中的所有值。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int           semid, nsems, i;
6     struct semid_ds   seminfo;
7     unsigned short     * ptr;
8     union semun arg;
9     if (argc < 2)
10        err_quit("usage: semsetvalues <pathname> [ values ... ]");
11        /* first get the number of semaphores in the set */
12    semid = Semget(Ftok(argv[1], 0), 0, 0);
13    arg.buf = &seminfo;
14    Semctl(semid, 0, IPC_STAT, arg);
15    nsems = arg.buf->sem_nsems;
16        /* now get the values from the command line */
17    if (argc ! = nsems + 2)
18        err_quit("%d semaphores in set, %d values specified", nsems, argc-2);
19        /* allocate memory to hold all the values in the set, and store */
20    ptr = Calloc(nsems, sizeof(unsigned short));
21    arg.array = ptr;
22    for (i = 0; i < nsems; i++)
23        ptr[i] = atol(argv[i + 2]);
24    Semctl(semid, 0, SETALL, arg);
25    exit(0);
26 }
```

图 11.4 semsetvalues 函数[svsem/semsetvalues.c]

取得集合中信号灯数目

第 11～15 行 使用 semget 获取所指定信号灯集的信号灯 ID 之后，发出一个 semctl 的 IPC_STAT 命令取得该信号灯的 semid_ds 结构。其中 sem_nsems 成员就是该集合中的信号灯数目。

设置所有的值

第 19～24 行 分配一个 unsigned short 整数数组的内存空间，每个集合成员一个数组元素，然后把它们的值从命令行拷贝到数组中。接着由一个 semctl 的 SETALL 命令设置该信号灯集中所有成员信号灯的值。

semgetvalues 程序

图 11.5 给出的 semgetvalues 程序取得并输出某个信号灯集中的所有值。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int             semid, nsems, i;
6     struct semid_ds   seminfo;
7     unsigned short    * ptr;
8     union semun arg;
9     if (argc ! = 2)
10        err_quit("usage: semgetvalues <pathname>");
11        /* first get the number of semaphores in the set */
12    semid = Semget(Ftok(argv[1], 0), 0, 0);
13    arg.buf = &seminfo;
14    Semctl(semid, 0, IPC_STAT, arg);
15    nsems = arg.buf->sem_nsems;
16        /* allocate memory to hold all the values in the set */
17    ptr = Calloc(nsems, sizeof(unsigned short));
18    arg.array = ptr;
19        /* fetch the values and print */
20    Semctl(semid, 0, GETALL, arg);
21    for (i = 0; i < nsems; i++)
22        printf("semval[%d] = %d\n", i, ptr[i]);
23    exit(0);
24 }
```

图 11.5 semgetvalues 程序[svsem/semgetvalues.c]

取得集合中信号灯数目

第 11～15 行 使用 semget 获取所指定信号灯集的信号灯 ID 之后，发出一个 semctl 的 IPC_STAT 命令取得该信号灯的 semid_ds 结构。其中 sem_nsems 成员就是该集合中的信号灯数目。

取得所有的值

第 16～22 行 分配一个 unsigned short 整数数组的内存空间，每个集合成员一个数组元素，然后发出一个 semctl 的 GETALL 命令获取该信号灯集中所有成员信号灯的值。接着

输出所有的值。

semops 程序

图 11.6 给出的 semops 程序对某个信号灯集执行一个数组的操作。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int           c, i, flag, semid, nops;
6     struct sembuf      * ptr;
7     flag = 0;
8     while ( (c = Getopt(argc, argv, "nu")) ! = -1) {
9         switch (c) {
10        case 'n':
11            flag |= IPC_NOWAIT;         /* for each operation */
12            break;
13        case 'u':
14            flag |= SEM_UNDO;           /* for each operation */
15            break;
16        }
17    }
18    if (argc - optind < 2)          /* argc - optind = #args remaining */
19        err_quit("usage: semops [ -n ] [ -u ] <pathname> operation ...");
20    semid = Semget(Ftok(argv[optind], 0), 0, 0);
21    optind++;
22    nops = argc - optind;
23        /* allocate memory to hold operations, store, and perform */
24    ptr = Calloc(nops, sizeof(struct sembuf));
25    for (i = 0; i < nops; i++) {
26        ptr[i].sem_num = i;
27        ptr[i].sem_op = atoi(argv[optind + i]);   /* <0, 0, or >0 */
28        ptr[i].sem_flg = flag;
29    }
30    Semop(semid, ptr, nops);
31    exit(0);
32 }
```

图 11.6 semops 程序[svsem/semops.c]

命令行选项

第 7～19 行 -n 选项给每个操作指定 IPC_NOWAIT 标志，-u 选项给每个操作指定 SEM_UNDO 标志。注意，semop 函数允许我们给 sembuf 结构的每个成员(也就是针对信号灯集中每个成员的操作)指定一组不同的标志，但是为了简单起见，我们让这些命令行选项给所有成员信号灯的各自指定操作统一指定相应标志。

给各个操作分配内存空间

第 20～29 行 使用 semget 打开所指定的信号灯集后，分配一个 sembuf 结构数组，命令行中指定的每个操作对应一个数组元素。与前两个程序不同，本程序允许用户指定少于相

应信号灯集中成员数目的操作个数。

执行各个操作

第 30 行 semop 在所指定信号灯集上执行刚才创建的操作数组。

例子

现在演示刚刚给出的 5 个程序，以查看 System V 信号灯的某些特性。

```
solaris % touch /tmp/rich
solaris % semcreate -e /tmp/rich 3
solaris % semsetvalues /tmp/rich 1 2 3
solaris % semgetvalues /tmp/rich
semval[0] = 1
semval[1] = 2
semval[2] = 3
```

我们首先创建一个名为/tmp/rich 的文件，它将(通过 ftok)用于标识本例子所用的信号灯集。semcreate 创建一个共有 3 个成员的信号灯集。semsetvalues 把它们的值分别设置为 1、2 和 3，这些值随后由 semgetvalues 输出。

我们接着演示在一个信号灯集上执行一组操作的原子性。

```
solaris % semops -n /tmp/rich -1 -2 -4
semctl error: Resource temporarily unavailable
solaris % semgetvalues /tmp/rich
semval[0] = 1
semval[1] = 2
semval[2] = 3
```

我们指定了非阻塞标志(-n)和三个操作，每个操作分别减少刚创建信号灯集中的某个值。第一个操作可以执行(我们可以从该集合值为 1 的第一个成员中减掉 1)，第二个操作也可以执行(我们可以从该集合值为 2 的第二个成员中减掉 2)，但是第三个操作却无法执行(我们不能从该集合值为 3 的第三个成员中减掉 4)。既然最后一个操作不能执行，而且指定了非阻塞标志，因此将返回一个 EAGAIN 错误。(要是未曾指定非阻塞标志，我们的程序就只是阻塞。)我们接着验证该集合中没有一个值有过变动。尽管前两个操作可以执行，但是由于最后一个操作不能执行，因此这三个操作都不执行。semop 的原子性意味着要么所有操作都执行，要么一个操作都不执行。

下面演示 System V 信号灯的 SEM_UNDO 属性。

```
solaris % semsetvalues /tmp/rich 1 2 3        设置成已知值
solaris % semops -u /tmp/rich -1 -2 -3        给每个操作指定 SEM_UNDO 标志
solaris % semgetvalues /tmp/rich
semval[0] = 1                                 当 semops 终止时，所有变动都被取消
semval[1] = 2
semval[2] = 3
solaris % semops /tmp/rich -1 -2 -3           不指定 SEM_UNDO 标志
solaris % semgetvalues /tmp/rich
semval[0] = 0                                 变动未被取消
semval[1] = 0
semval[2] = 0
```

我们首先使用 semsetvalues 把三个信号灯值重新置为 1、2 和 3，然后使用 semops 指定 −1、−2 和 −3 三个操作。这导致所有三个值都变为 0，但是既然我们给 semops 程序指定了 -u 选项，因此所有三个操作都被指定了 SEM_UNDO 标志。这么一来，这三个成员信号灯的 semadj 值就分别被置为 1、2 和 3。后来当 semops 程序终止时，这三个 semadj 值就分别加到三个成员信号灯的当前值(全为 0)上，导致它们的最终值分别变为 1、2 和 3，这一点我们用 semgetvalues 程序验证了。我们接着再次执行 semops 程序，不过这次不指定-u 选项，其结果是当 semops 程序终止时，所有三个成员信号灯的值都保持为 0，而不回复到开始执行 semops 程序时的值。

11.6 文件上锁

我们可以提供图 10.19 中 my_lock 和 my_unlock 函数的另一个版本，它使用 System V 信号灯实现。图 11.7 给出了这个版本。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     LOCK_PATH   "/tmp/svsemlock"
3 #define     MAX_TRIES   10
4 int          semid, initflag;
5 struct sembuf     postop, waitop;
6 void
7 my_lock(int fd)
8 {
9     int          oflag, i;
10    union semun arg;
11    struct semid_ds  seminfo;
12    if (initflag == 0) {
13        oflag = IPC_CREAT | IPC_EXCL | SVSEM_MODE;
14        if ( (semid = semget(Ftok(LOCK_PATH, 0), 1, oflag)) >= 0) {
15                /* success, we're the first so initialize */
16            arg.val = 1;
17            Semctl(semid, 0, SETVAL, arg);
18        } else if (errno == EEXIST) {
19                /* someone else has created; make sure it's initialized */
20            semid = Semget(Ftok(LOCK_PATH, 0), 1, SVSEM_MODE);
21            arg.buf = &seminfo;
22            for (i = 0; i < MAX_TRIES; i++) {
23                Semctl(semid, 0, IPC_STAT, arg);
24                if (arg.buf->sem_otime != 0)
25                    goto init;
26                sleep(1);
27            }
28            err_quit("semget OK, but semaphore not initialized");
29        } else
30            err_sys("semget error");
31 init:
32        initflag = 1;
33        postop.sem_num = 0;       /* and init the two semop() structures */
```

```
34          postop.sem_op  = 1;
35          postop.sem_flg = SEM_UNDO;
36          waitop.sem_num = 0;
37          waitop.sem_op  = -1;
38          waitop.sem_flg = SEM_UNDO;
39      }
40      Semop(semid, &waitop, 1);           /* down by 1 */
41  }
42  void
43  my_unlock(int fd)
44  {
45      Semop(semid, &postop, 1); /* up by 1 */
46  }
```

图 11.7　使用 System V 信号灯实现的文件上锁[lock/locksvsem.c]

首先尝试独占创建

第 13～17 行　我们必须保证只有单个进程初始化文件上锁信号灯，因此给 semget 指定了 IPC_CREAT | IPC_EXCL 标志。如果创建成功，当前进程就调用 semctl 将该信号灯的值初始化为 1。如果有多个进程几乎同时调用我们的 my_lock 函数，那么只有一个进程会创建出文件上锁信号灯(假设它尚未存在)，接着初始化该信号灯的也是这个进程。

信号灯已存在，那就打开它

第 18～20 行　对于其他进程来说，第一个 semget 调用将返回一个 EEXIST 错误，它们于是再次调用 semget，不过这次不指定 IPC_CREAT | IPC_EXCL 标志。

等待信号灯被初始化

第 21～28 行　我们遇到了 11.2 节中讲解 System V 信号灯的初始化时讨论过的同一竞争状态。为避免该竞争状态，发现文件上锁信号灯已存在的任何进程都必须以 IPC_STAT 命令调用 semctl，以查看该信号灯的 sem_otime 值。如果该值不为 0，我们就知道创建该信号灯的进程已对它初始化，并已调用 semop(semop 调用在本函数末尾)。如果该信号灯的 sem_otime 值仍为 0(这种情况应该非常罕见)，我们就 sleep 1 秒再尝试。我们限制了尝试次数，避免发生永久睡眠。

初始化 sembuf 结构

第 33～38 行　我们早先提及，sembuf 结构中各成员的排列顺序没有保证，因此不能静态地初始化它们。相反，当一个进程首次调用 my_lock 时，我们分配两个这样的结构，并在运行时刻填写它们。我们指定了 SEM_UNDO 标志，这样的话如果某个进程在持有锁期间终止了，那么内核释放该锁(见习题 10.3)。

在首次使用时创建一个信号灯很容易(每个进程尝试创建它，但是如果它已经存在，那就忽略所产生的错误)，然而在所有进程都完成后将它删除却困难得多。在使用序列号文件赋作业号的打印机守护进程例子中，信号灯将一直存在下去。但是其他应用程序可能希望需要上锁的文件一旦被删除，其信号灯也被删除。对于这种情况，使用记录锁也许比使用信号灯更好。

11.7 信号灯限制

跟 System V 消息队列一样，System V 信号灯也有特定的系统限制，其中大部分源自最初的 System V 实现(3.8 节)。图 11.8 展示了这些限制。第一栏是含有相应限制值的内核变量的传统 System V 名字。

名字	说明	DUnix 4.0B	Solaris 2.6
semmni	系统范围最大信号灯集数	16	10
semmsl	每个信号灯集最大信号灯数	25	25
semmns	系统范围最大信号灯数	400	60
semopm	每个 semop 调用最大操作数	10	10
semmnu	系统范围最大复旧结构数[8]		30
semume	每个复旧结构最大复旧项数	10	10
semvmx	任何信号灯的最大值	32767	32767
semaem	最大退出时调整(adjust-on-exit)值	16384	16384

图 11.8 System V 信号灯的典型限制值

Digital Unix 显然不存在 semmnu 限制。

例子

图 11.9 中的程序确定图 11.8 中给出的各个限制值。

```
1 #include    "unpipc.h"
2     /* following are upper limits of values to try */
3 #define    MAX_NIDS    4096          /* max # semaphore IDs */
4 #define    MAX_VALUE   1024 * 1024   /* max semaphore value */
5 #define    MAX_MEMBERS 4096      /* max # semaphores per semaphore set */
6 #define    MAX_NOPS    4096          /* max # operations per semop() */
7 #define    MAX_NPROC   Sysconf(_SC_CHILD_MAX)
8 int
9 main(int argc, char **argv)
10 {
11     int     i, j, semid, sid[MAX_NIDS], pipefd[2];
12     int     semmni, semvmx, semmsl, semmns, semopm, semaem, semume, semmnu;
13     pid_t *child;
14     union semun arg;
15     struct sembuf     ops[MAX_NOPS];
16         /* see how many sets with one member we can create */
17     for (i = 0; i <= MAX_NIDS; i++) {
18         sid[i] = semget(IPC_PRIVATE, 1, SVSEM_MODE | IPC_CREAT);
19         if (sid[i] == -1) {
20             semmni = i;
```

⑧ 译者注：每个复旧(undo)结构对应一个进程。

```
21              printf("%d identifiers open at once\n", semmni);
22              break;
23          }
24      }
25          /* before deleting, find maximum value using sid[0] */
26      for (j = 7; j < MAX_VALUE; j += 8) {
27          arg.val = j;
28          if (semctl(sid[0], 0, SETVAL, arg) == -1) {
29              semvmx = j - 8;
30              printf("max semaphore value = %d\n", semvmx);
31              break;
32          }
33      }
34      for (j = 0; j < i; j++)
35          Semctl(sid[j], 0, IPC_RMID);
36          /* determine max # semaphores per semaphore set */
37      for (i = 1; i <= MAX_MEMBERS; i++) {
38          semid = semget(IPC_PRIVATE, i, SVSEM_MODE | IPC_CREAT);
39          if (semid == -1) {
40              semmsl = i-1;
41              printf("max of %d members per set\n", semmsl);
42              break;
43          }
44          Semctl(semid, 0, IPC_RMID);
45      }
46          /* find max of total # of semaphores we can create */
47      semmns = 0;
48      for (i = 0; i < semmni; i++) {
49          sid[i] = semget(IPC_PRIVATE, semmsl, SVSEM_MODE | IPC_CREAT);
50          if (sid[i] == -1) {
51              /*
52               * Up to this point each set has been created with semmsl
53               * members.  But this just failed, so try recreating this
54               * final set with one fewer member per set, until it works.
55               */
56              for (j = semmsl-1; j > 0; j--) {
57                  sid[i] = semget(IPC_PRIVATE, j, SVSEM_MODE |
                                IPC_CREAT);
58                  if (sid[i] != -1) {
59                      semmns += j;
60                      printf("max of %d semaphores\n", semmns);
61                      Semctl(sid[i], 0, IPC_RMID);
62                      goto done;
63                  }
64              }
65              err_quit("j reached 0, semmns = %d", semmns);
66          }
67          semmns += semmsl;
68      }
69      printf("max of %d semaphores\n", semmns);
70  done:
71      for (j = 0; j < i; j++)
72          Semctl(sid[j], 0, IPC_RMID);
```

```
73          /* see how many operations per semop() */
74      semid = Semget(IPC_PRIVATE, semmsl, SVSEM_MODE | IPC_CREAT);
75      for (i = 1; i <= MAX_NOPS; i++) {
76          ops[i-1].sem_num = i-1;
77          ops[i-1].sem_op = -1;
78          ops[i-1].sem_flg = 0;
79          if (semop(semid, ops, i)  == -1) {
80              if (errno != E2BIG)
81                  err_sys("expected E2BIG from semop");
82              semopm = i-1;
83              printf("max of %d operations per semop()\n", semopm);
84              break;
85          }
86      }
87      Semctl(semid, 0, IPC_RMID);

88          /* determine the max value of semadj */
89          /* create one set with one semaphore */
90      semid = Semget(IPC_PRIVATE, 1, SVSEM_MODE | IPC_CREAT);
91      arg.val = semvmx;
92      Semctl(semid, 0, SETVAL, arg);          /* set value to max */
93      for (i = semvmx-1; i > 0; i--) {
94          ops[0].sem_num = 0;
95          ops[0].sem_op = -i;
96          ops[0].sem_flg = SEM_UNDO;
97          if (semop(semid, ops, 1)  != -1) {
98              semaem = i;
99              printf("max value of adjust-on-exit = %d\n", semaem);
100             break;
101         }
102     }
103     Semctl(semid, 0, IPC_RMID);

104         /* determine max # undo structures */
105         /* create one set with one semaphore; init to 0 */
106     semid = Semget(IPC_PRIVATE, 1, SVSEM_MODE | IPC_CREAT);
107     arg.val = 0;
108     Semctl(semid, 0, SETVAL, arg);          /* set semaphore value to 0 */
109     Pipe(pipefd);
110     child = Malloc(MAX_NPROC * sizeof(pid_t));
111     for (i = 0; i < MAX_NPROC; i++) {
112         if ( (child[i] = fork()) == -1) {
113             semmnu = i - 1;
114             printf("fork failed, semmnu at least %d\n", semmnu);
115             break;
116         } else if (child[i] == 0) {
117             ops[0].sem_num = 0;          /* child does the semop() */
118             ops[0].sem_op = 1;
119             ops[0].sem_flg = SEM_UNDO;
120             j = semop(semid, ops, 1);       /* 0 if OK, -1 if error */
121             Write(pipefd[1], &j, sizeof(j));
122             sleep(30);          /* wait to be killed by parent */
123             exit(0);            /* just in case */
124         }
125         /* parent reads result of semop() */
```

```
126         Read(pipefd[0], &j, sizeof(j));
127         if (j == -1) {
128             semmnu = i;
129             printf("max # undo structures = %d\n", semmnu);
130             break;
131         }
132     }
133     Semctl(semid, 0, IPC_RMID);
134     for (j = 0; j <= i && child[j] > 0; j++)
135         Kill(child[j], SIGINT);
136         /* determine max # adjust entries per process */
137         /* create one set with max # of semaphores */
138     semid = Semget(IPC_PRIVATE, semmsl, SVSEM_MODE | IPC_CREAT);
139     for (i = 0; i < semmsl; i++) {
140         arg.val = 0;
141         Semctl(semid, i, SETVAL, arg);      /* set semaphore value to 0 */
142         ops[i].sem_num = i;
143         ops[i].sem_op = 1;          /* add 1 to the value */
144         ops[i].sem_flg = SEM_UNDO;
145         if (semop(semid, ops, i+1) == -1) {
146             semume = i;
147             printf("max # undo entries per process = %d\n", semume);
148             break;
149         }
150     }
151     Semctl(semid, 0, IPC_RMID);
152     exit(0);
153 }
```

图 11.9　确定 System V 信号灯上的系统限制值[svsem/limits.c]

11.8　小　结

从 Posix 信号灯到 System V 信号灯发生了如下变动：

1. System V 信号灯由一组值构成。当指定应用到某个信号灯集的一组信号灯操作时，要么所有操作都执行，要么一个操作都不执行。
2. 可应用到一个信号灯集的每个成员的操作有三种：测试其值是否为 0、往其值加一个整数以及从其值中减掉一个整数(假设结果值仍然非负)。Posix 信号灯所允许的操作只是将其值加 1 或减 1(假设结果值仍然非负)。
3. 创建一个 System V 信号灯集需要技巧，因为创建该集合并随后初始化其各个值需要两个操作，从而可能导致竞争状态。
4. System V 信号灯提供“复旧”特性，该特性保证在进程终止时反转某个信号灯操作。

11.9 习 题

11.1 图6.8是对图6.6的修改，它接受用于指定消息队列的标识符而不是路径名。从中看出访问一个System V消息队列只需知道其标识符(前提是有足够的权限)。对图11.6进行类似的修改，以展示同样的特性也适用于System V信号灯。

11.2 如果LOCK_PATH文件不存在，那么图11.7中的函数会发生什么？

第 4 部分　共享内存区

第 12 章　共享内存区介绍

12.1　概　述

共享内存区是最快的可用 IPC 形式。一旦这样的内存区映射到共享它的进程的地址空间，这些进程间数据的传递就不再涉及内核。然而往该共享内存区存放信息或从中取走信息的进程间通常需要某种形式的同步。我们在第 3 部分中讨论了各种形式的同步：互斥锁、条件变量、读写锁、记录锁、信号灯。

> 这儿说的“不再涉及内核”的含义是：进程不是通过执行任何进入内核的系统调用来传递彼此数据的。显然，内核必须建立允许各个进程共享该内存区的内存映射关系，然后一直管理该内存区（处理页面故障，等等）。

考查我们把它用作各种类型消息传递的一个例子的客户-服务器文件拷贝程序中涉及的通常步骤：

- 服务器从输入文件读。该文件的数据由内核读入自己的内存空间，然后从内核拷贝到服务器进程。
- 服务器往一个管道、FIFO 或消息队列以一个消息形式写入这些数据。这些 IPC 形式通常需要把这些数据从进程拷贝到内核。

  > 这儿使用限定词“通常”是因为 Posix 消息队列可使用内存映射 I/O（本章将描述的 mmap 函数）实现，如 5.8 节和习题 12.2 的解答中所示。在图 12.1 中，我们假设 Posix 消息队列是在内核中实现的，这是另外一种可能实现。然而管道、FIFO 和 System V 消息队列的 write 或 msgsnd 都涉及从进程到内核的数据拷贝，它们的 read 或 msgrcv 都涉及从内核到进程的数据拷贝。

- 客户从该 IPC 通道读出这些数据，这通常需要把这些数据从内核拷贝到进程。
- 最后，这些数据从由 write 函数的第二个参数指定的客户缓冲区拷贝到输出文件。

这儿通常需要总共四次数据拷贝。而且这四次拷贝是在内核和某个进程间进行的，往往开销很大（比纯粹在内核中或单个进程内拷贝数据的开销大）。图 12.1 展示了客户与服务器之间通过内核桥接的数据转移。

这些 IPC 形式（管道、FIFO 和消息队列）的问题在于，两个进程要交换信息时，这些信息必须经由内核传递。

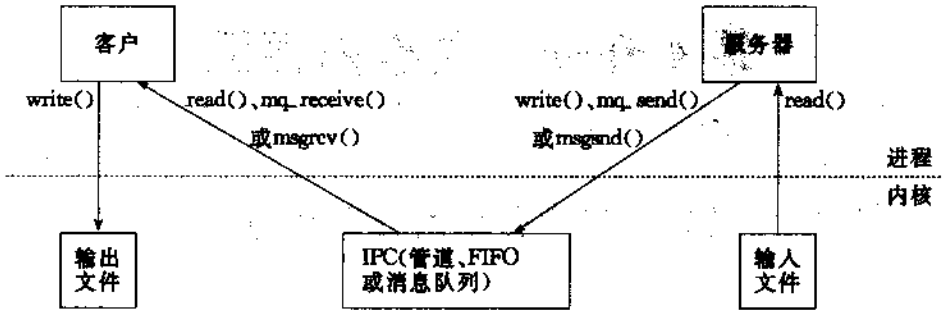


图 12.1 从服务器到客户的文件数据流

通过让两个或多个进程共享一个内存区，共享内存区这种 IPC 形式提供了绕过上述问题的办法。当然，这些进程之间必须协调或同步该共享内存区的使用(共享一个公共的内存区跟共享一个硬盘文件类似，例如本书所有文件上锁例子中都使用的那个序列号文件。)第3部分讲述的任何技巧可用于这样的同步目的。

前面的客户-服务器例子现在涉及的步骤如下：

- 服务器使用(譬如说)一个信号灯取得访问某个共享内存区对象的权力。
- 服务器从输入文件读入数据到该共享内存区对象。由 read 函数的第二个参数指定的数据缓冲区地址指向这个共享内存区对象。
- 服务器读入完毕时，使用一个信号灯通知客户。
- 客户从该共享内存区对象写出这些数据到输出文件中。

图 12.2 展示了这个情形。

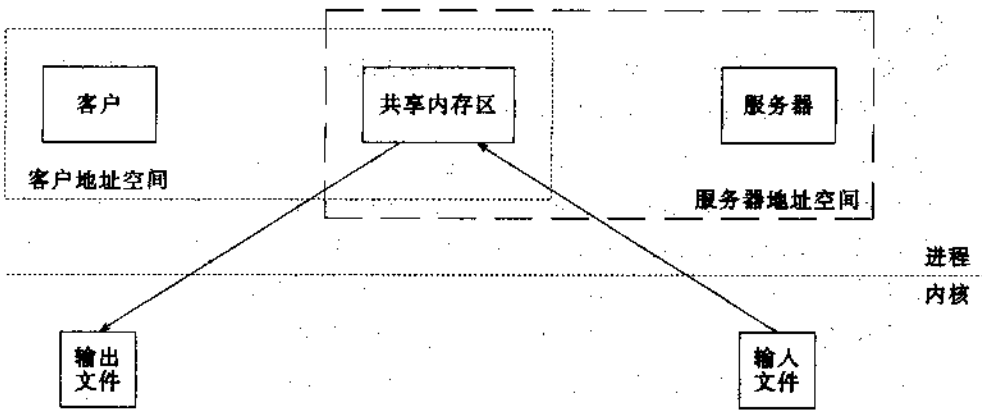


图 12.2 使用共享内存区从服务器拷贝文件数据到客户

本图中数据只拷贝两次：一次从输入文件到共享内存区，另一次从共享内存区到输出文件。我们画了一个包围客户和该共享内存区对象的虚框，又画了另一个包围服务器和该共享内存区对象的虚框，目的是强调该共享内存区对象同时出现在客户和服务器的地址空间中。

使用共享内存区所涉及的概念对于 Posix 接口和 System V 接口都类似。我们将在第 13 章中讲述前者，在第 14 章中讲述后者。

本章中我们返回到第 9 章中开始介绍的序列号加 1 例子。不过我们现在把序列号存放

在内存中而不是某个文件里。

我们首先再次强调，缺省情况下通过 fork 派生的子进程并不与其父进程共享内存区。图 12.3 中的程序让父子进程都给一个名为 count 的全局整数加 1。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     SEM_NAME    "mysem"
3 int         count = 0;
4 int
5 main(int argc, char * * argv)
6 {
7     int           i, nloop;
8     sem_t *mutex;
9     if (argc ! = 2)
10        err_quit("usage: incr1 <#loops>");
11    nloop = atoi(argv[1]);
12        /* create, initialize, and unlink semaphore */
13    mutex = Sem_open(Px_ipc_name(SEM_NAME), O_CREAT | O_EXCL,
      FILE_MODE, 1);
14    Sem_unlink(Px_ipc_name(SEM_NAME));
15    setbuf(stdout, NULL);    /* stdout is unbuffered */
16    if (Fork() == 0) {              /* child */
17        for (i = 0; i < nloop; i++) {
18            Sem_wait(mutex);
19            printf("child: %d\n", count++);
20            Sem_post(mutex);
21        }
22        exit(0);
23    }
24        /* parent */
25    for (i = 0; i < nloop; i++) {
26        Sem_wait(mutex);
27        printf("parent: %d\n", count++);
28        Sem_post(mutex);
29    }
30    exit(0);
31 }
```

图 12.3　父子进程都给同一个全局变量加 1[shm/incr1.c]

创建并初始化信号灯

第 12～14 行　创建并初始化一个信号灯，它保护我们以为是一个共享变量的对象（全局变量 count）。既然这样的假设不正确，该信号灯实际上并非必要。注意，我们通过调用 sem_unlink 从系统中删除了该信号灯的名字，但是尽管这么一来删除了它的路径名，对于已经打开的信号灯却没有影响。这样做后即使本程序夭折了，该路径名也已从系统中删除。

把标准输出设置为非缓冲，然后 fork

第 15 行　把标准输出设置为非缓冲模式，因为父子进程都要往它写出结果。这样可以防止这两个进程的输出不恰当地交插[①]。

① 译者注：确切地说，从观察程序运行的用户看来，缓冲模式的标准输出妨碍了父子进程动态输出的及时反映。

第16～29行 父子进程都执行一个循环，该循环把计数器加1指定数目的次数，并小心地保证只在持有保护它的信号灯时才给该变量加1。

运行该程序，只查看系统在父子进程间切换时的输出，我们得到如下结果：

```
child: 0          子进程首先运行，计数器从0开始计数
child: 1
...
child: 678
child: 679
parent: 0         子进程被阻止，父进程运行，计数器从0开始计数
parent: 1
...
parent: 1220
parent: 1221
child: 680        父进程被阻止，子进程接着运行
child: 681
...
child: 2078
child: 2079
parent: 1222      子进程被阻止，父进程接着运行
parent: 1223
                  如此等等
```

可以看出这两个进程都有全局变量count的各自拷贝。每个进程都从该变量为0的初始值开始，而且每次加1的对象是该变量的各自拷贝。图12.4展示了调用fork之前的父进程。

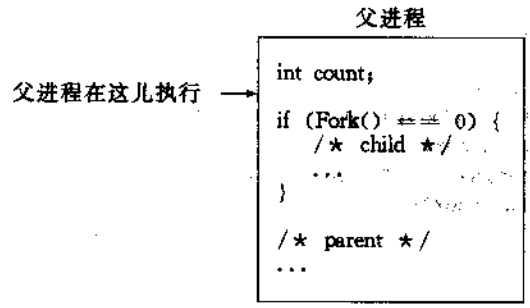


图12.4 调用fork之前的父过程

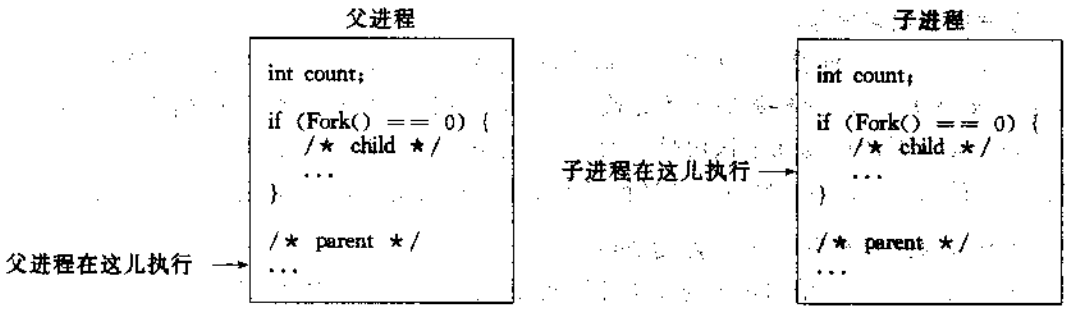


图12.5 fork返回之后的父子进程

调用fork后，子进程从其父进程数据空间的映射拷贝开始运行。图12.5展示了fork返

回后的两个进程。

我们看到父子进程都有变量 count 的各自拷贝。

12.2　mmap、munmap 和 msync 函数

mmap 函数把一个文件或一个 Posix 共享内存区对象映射到调用进程的地址空间。使用该函数有三个目的：

1. 使用普通文件以提供内存映射 I/O(12.3 节)。
2. 使用特殊文件以提供匿名内存映射(12.4 节和 12.5 节)。
3. 使用 shm_open 以提供无亲缘关系进程间的 Posix 共享内存区(第 13 章)。

```
#include <sys/mman.h>
void *mmap(void *addr, size_t len, int prot, int flags, int fd, off_t offset);
                                返回：成功时为被映射区的起始地址，出错时为 MAP_FAILED
```

其中 *addr* 可以指定为描述字 *fd* 应被映射到的进程内空间的起始地址。它通常被指定为一个空指针，这样告诉内核自己去选择起始地址。无论哪种情况下，该函数的返回值都是描述字 fd 所映射到内存区的起始地址。

len 是映射到调用进程地址空间中的字节数，它从被映射文件开头起 *offset* 个字节处开始算。*offset* 通常设置为 0。图 12.6 展示了这个映射关系。

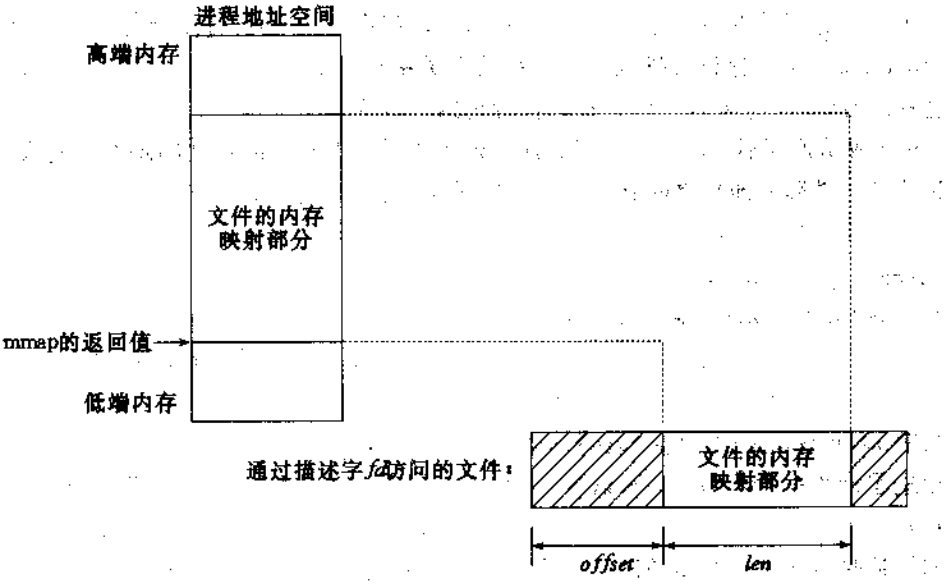


图 12.6　内存映射文件的例子

内存映射区的保护由 *prot* 参数指定，它使用图 12.7 中的常值。该参数的常见值是代表读写访问的 PROT_READ | PROT_WRITE。

prot	说明
PROT_READ	数据可读
PROT_WRITE	数据可写
PROT_EXEC	数据可执行
PROT_NONE	数据不可访问

图 12.7 mmap 的 *prot* 参数

flags 使用图 12.8 中的常值指定。MAP_SHARED 或 MAP_PRIVATE 这两个标志必须指定一个，并可有选择地或上 MAP_FIXED。如果指定了 MAP_PRIVATE，那么调用进程对被映射数据所作的修改只对该进程可见，而不改变其底层支撑对象（或者是一个文件对象，或者是一个共享内存区对象）。如果指定了 MAP_SHARED，那么调用进程对被映射数据所作的修改对于共享该对象的所有进程都可见，而且确实改变了其底层支撑对象。

flags	说明
MAP_SHARED	变动是共享的
MAP_PRIVATE	变动是私自的
MAP_FIXED	准确地解释 addr 参数

图 12.8 mmap 的 *flags* 参数

从移植性上考虑，MAP_FIXED 不应该指定。如果没有指定该标志，但是 *addr* 不是一个空指针，那么 *addr* 如何处置取决于实现。不为空的 *addr* 值通常被当作有关该内存区应如何具体定位的线索。可移植的代码应把 *addr* 指定成一个空指针，并且不指定 MAP_FIXED。

父子进程之间共享内存区的方法之一是，父进程在调用 fork 前先指定 MAP_SHARED 调用 mmap。Posix.1 保证父进程中的内存映射关系存留到子进程中。而且父进程所作的修改子进程能看到，反过来也一样。我们稍后将给出这样的一个例子。

mmap 成功返回后，*fd* 参数可以关闭。该操作对于由 mmap 建立的映射关系没有影响。

为从某个进程的地址空间删除一个映射关系，我们调用 munmap。

```
#include <sys/mman.h>
int munmap(void *addr, size_t len);
```

返回：成功时为 0，出错时为 −1

其中 *addr* 参数是由 mmap 返回的地址，*len* 是映射区的大小。再次访问这些地址将导致向调用进程产生一个 SIGSEGV 信号（当然这儿假设以后的 mmap 调用并不重用这部分地址空间）。

如果被映射区是使用 MAP_PRIVATE 标志映射的，那么调用进程对它所作的变动都被丢弃掉。

在图 12.6 中，内核的虚存算法保持内存映射文件（一般在硬盘上）与内存映射区（在内存中）的同步，前提是它是一个 MAP_SHARED 内存区。这就是说，如果我们修改了内存映射到某个文件的内存区中某个位置的内容，那么内核将在稍后某个时刻相应地更新文件。然

而有时候我们希望确信硬盘上的文件内容与内存映射区中的内容一致，于是调用 msync 来执行这种同步。

```
#include <sys/mman.h>
int msync(void *addr, size_t len, int flags);
                                    返回：成功时为 0，出错时为 -1
```

其中 *addr* 和 *len* 参数通常指代内存中的整个内存映射区，不过也可以指定该内存区的一个子集。*flags* 参数是图 12.9 中所示各常值的组合。

常值	说明
MS_ASYNC	执行异步写
MS_SYNC	执行同步写
MS_INVALIDATE	使高速缓存的数据失效

图 12.9　msync 函数的 flags 参数

MS_ASYNC 和 MS_SYNC 这两个常值中必须指定一个，但不能都指定。它们的差别是，一旦写操作已由内核排入队列，MS_ASYNC 即返回，而 MS_SYNC 则要等到写操作完成后才返回。如果还指定了 MS_INVALIDATE，那么与其最终拷贝不一致的文件数据的所有内存中拷贝都失效。后续的引用将从文件中取得数据。

为何使用 mmap

到此为止就 mmap 的描述隐含着一个内存映射文件：我们 open 它之后调用 mmap 把它映射到调用进程地址空间的某个文件。使用内存映射文件所得到的奇妙特性是，所有的 I/O 都在内核的掩盖下完成，我们只需编写存取内存映射区中各个值的代码[②]。我们决不调用 read、write 或 lseek。这么一来往往可以简化我们的代码。

> 回想使用 mmap 完成的 Posix 消息队列的实现，其中图 5.30 有往内存映射区中某个 msg_hdr 结构存放值的代码，图 5.32 有从内存映射区中某个 msg_hdr 结构取出值的代码。

然而需要了解以防误解的说明是，不是所有文件都能进行内存映射。例如，试图把一个访问终端或套接口的描述字映射到内存将导致 mmap 返回一个错误。这些类型的描述字必须使用 read 和 write（或者它们的变体）来访问。

mmap 的另一个用途是在无亲缘关系的进程间提供共享的内存区。这种情形下，所映射文件的实际内容成了被共享的内存区的初始内容，而且这些进程对该共享内存区所作的任何变动都拷贝回所映射的文件（以提供随文件系统的持续性）。这里假设指定了 MAP_SHARED 标志，它是进程间共享内存所需求的。

有关 mmap 的实现以及它与内核虚存算法之间的关系具体参见[McKusick et

② 译者注：意思是不像调用 read 和 write 执行 I/O 时那样由内核直接参与 I/O 的完成，而是由内核在背后通过操纵页表等手段间接参与，这样就用户进程看来，I/O 不再涉及系统调用。

al.1996](适用于4.4BSD)以及[Vahalia 1996]和[Goodheart and Cox 1994](适用于SVR4)。

12.3 在内存映射文件中给计数器持续加1

现在对(不工作的)图12.3进行修改,以使父子进程共享其中存放计数器的一个内存区。为此目的,我们使用一个内存映射文件:我们open它之后调用mmap把它映射到调用进程地址空间的某个文件。图12.10给出了这个新程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     SEM_NAME    "mysem"
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6     int     fd, i, nloop, zero = 0;
7     int     * ptr;
8     sem_t * mutex;
9     if (argc != 3)
10        err_quit("usage: incr2 <pathname> <#loops>");
11    nloop = atoi(argv[2]);
12        /* open file, initialize to 0, map into memory */
13    fd = Open(argv[1], O_RDWR | O_CREAT, FILE_MODE);
14    Write(fd, &zero, sizeof(int));
15    ptr = Mmap(NULL, sizeof(int), PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_SHARED,
      fd, 0);
16    Close(fd);
17        /* create, initialize, and unlink semaphore */
18    mutex = Sem_open(Px_ipc_name(SEM_NAME), O_CREAT | O_EXCL,
            FILE_MODE, 1);
19    Sem_unlink(Px_ipc_name(SEM_NAME));
20    setbuf(stdout, NULL);       /* stdout is unbuffered */
21    if (Fork() == 0) {          /* child */
22        for (i = 0; i < nloop; i++) {
23            Sem_wait(mutex);
24            printf("child: %d\n", (*ptr)++);
25            Sem_post(mutex);
26        }
27        exit(0);
28    }
29        /* parent */
30    for (i = 0; i < nloop; i++) {
31        Sem_wait(mutex);
32        printf("parent: %d\n", (*ptr)++);
33        Sem_post(mutex);
34    }
35    exit(0);
36 }
```

图12.10 父子进程给共享内存区中的一个计数器加1[shm/incr2.c]

新的命令行参数

第 11～14 行　新增的命令行参数是有待内存映射的一个文件的名字。我们打开该文件用于读和写，若不存在则创建之，然后写一个值为 0 的整数到该文件中。

mmap 后关闭描述字

第 15～16 行　调用 mmap 把刚才打开的文件映射到本进程的内存空间。第一个参数是一个空指针，因而由系统来选择起始地址。长度参数是一个整数的大小，保护模式参数指定读写访问。通过把第四个参数指定为 MAP_SHARED，父进程所作的任何变动子进程都能看到，反过来也一样。函数返回值是待共享内存区的起始地址，我们把它保存在 ptr 中。

fork

第 20～34 行　把标准输出设置成非缓冲模式后调用 fork。父子进程都要对由 ptr 指向的整数计数器执行加 1 操作。

fork 对内存映射文件进行特殊处理，也就是父进程在调用 fork 之前创建的内存映射关系由子进程共享。因此，我们刚才的打开文件后以 MAP_SHARED 标志调用 mmap 的操作实际上提供了一个由父子进程共享的内存区。而且，既然该共享内存区是一个内存映射文件，因而对它(由 ptr 指向的大小为 sizeof(int)的内存区)所作的任何变动还反映到真正的文件中(该文件的名字由命令行参数指定)。

执行这个程序，我们发现由 ptr 指向的内存区确实在父子进程间共享。下面只给出内核在这两个进程间来回切换上下文时输出的值。

```
solaris % incr2 /tmp/temp.1 10000
child: 0          子进程首先启动
child: 1
. . .
child: 128
child: 129
parent: 130       子进程被阻止,父进程启动
parent: 131
. . .
parent: 636
parent: 637
child: 638        父进程被阻止,子进程接着运行
child: 639
. . .
child: 1517
child: 1518
parent: 1519      子进程被阻止,父进程接着运行
parent: 1520
. . .
parent: 19999     最后一行输出
solaris % od -D /tmp/temp.1
0000000 0000020000
0000004
```

既然文件/tmp/temp.1 已经内存映射，incr2 程序运行终止后我们可以用 od 程序查看该文件的内容，发现其中确实存放着计数器的最终值(20000)。

图 12.11 是对图 12.5 的修改，它画出了共享内存区，并表示出信号灯也是共享的。这儿

的信号灯画成是在内核中，然而正如我们讲述 Posix 信号灯时提到的那样，这并不是必须的。不论使用什么来实现，信号灯必须至少具有随内核的持续性。如 10.15 节所展示的那样，该信号灯也可作为另一个内存映射文件存放。

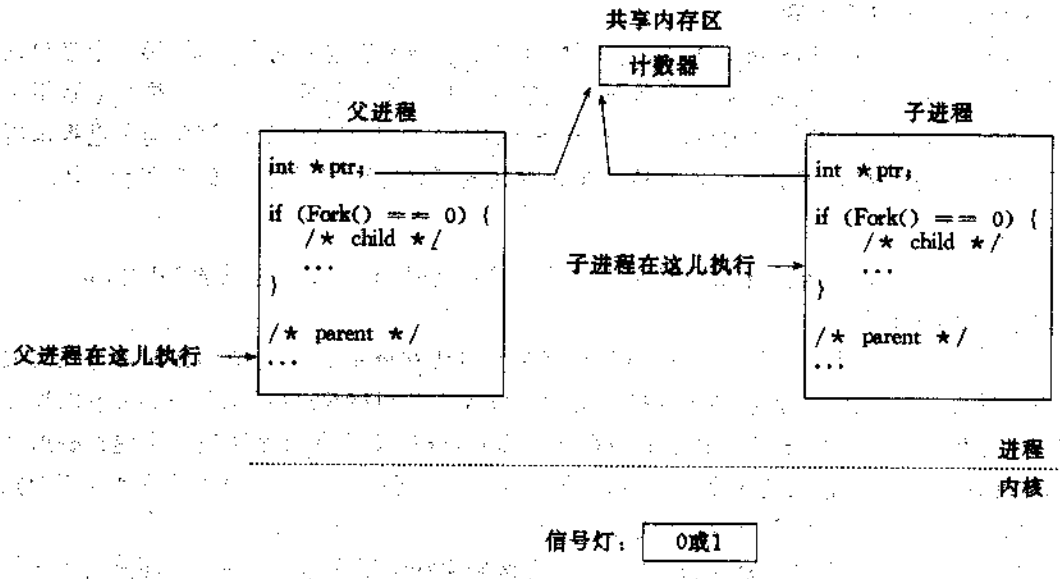


图 12.11 共享一个内存区和一个信号灯的的父子进程

图中画出父子进程都有指针 ptr 的各自拷贝，但是每个拷贝都指向共享内存区中的同一个整数：这两个进程都对它执行加 1 操作的计数器。

现在把图 12.10 中的程序改为使用一个 Posix 基于内存的信号灯，而不是一个 Posix 有名信号灯，并把该信号灯存放在共享内存区中。图 12.12 给出了这个新程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 struct shared {
3   sem_t     mutex;    /* the mutex: a Posix memory-based semaphore */
4   int count;          /* and the counter */
5 } shared;
6 int
7 main(int argc, char **argv)
8 {
9     int           fd, i, nloop;
10    struct shared     *ptr;
11    if (argc != 3)
12        err_quit("usage: incr3 <pathname> <#loops>");
13    nloop = atoi(argv[2]);
14        /* open file, initialize to 0, map into memory */
15    fd = Open(argv[1], O_RDWR | O_CREAT, FILE_MODE);
16    Write(fd, &shared, sizeof(struct shared));
17    ptr = Mmap(NULL, sizeof(struct shared), PROT_READ | PROT_WRITE,
18               MAP_SHARED, fd, 0);
19    Close(fd);
20        /* initialize semaphore that is shared between processes */
```

```
21      Sem_init(&ptr->mutex, 1, 1);
22      setbuf(stdout, NULL);   /* stdout is unbuffered */
23      if (Fork() == 0) {          /* child */
24          for (i = 0; i < nloop; i++) {
25              Sem_wait(&ptr->mutex);
26              printf("child: %d\n", ptr->count++);
27              Sem_post(&ptr->mutex);
28          }
29          exit(0);
30      }
31          /* parent */
32      for (i = 0; i < nloop; i++) {
33          Sem_wait(&ptr->mutex);
34          printf("parent: %d\n", ptr->count++);
35          Sem_post(&ptr->mutex);
36      }
37      exit(0);
38  }
```

图 12.12　计数器和信号灯都在共享内存区中[shm/incr3.c]

定义将存放在共享内存区中的结构

第 2～5 行　定义含有整数计数器以及保护它的信号灯的一个结构。该结构将存放到共享内存区对象中。

映射到内存

第 14～19 行　创建一个将被映射到内存的文件，写一个值为 0 的上述结构到该文件中。我们所做的只是初始化其中的计数器，因为信号灯的值是通过调用 sem_init 初始化的。然而把整个结构写成 0 要比试图只写一个值为 0 的整数容易。

初始化信号灯

第 20～21 行　现在是用一个基于内存的信号灯代替一个有名信号灯，因此我们调用 sem_init 把它的值初始化为 1。第二个参数必须不为 0，以指示该信号灯将在进程间共享。

图 12.13(见下页)是对图 12.11 的修改，注意其中的信号灯已从内核挪到了共享内存区中。

12.4　4.4BSD 匿名内存映射

图 12.10 和图 12.12 中的例子程序工作正确，然而我们不得不在文件系统中创建一个文件(其名字由命令行参数给出)，调用 open，然后往该文件中 write 一些 0 以初始化它。如果调用 mmap 的目的是提供一个即将穿越 fork 由父子进程共享的映射内存区，那么我们可以简化上述情形，具体取决于实现。

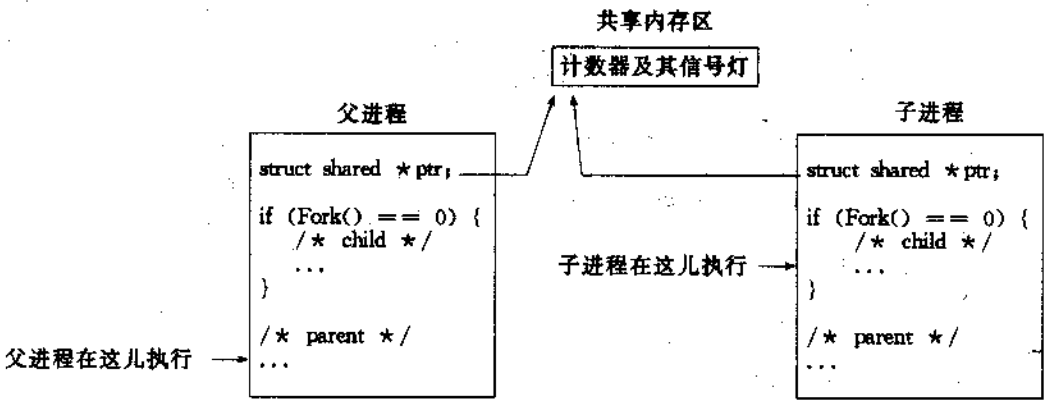


图 12.13 现在计数器和信号灯都在共享内存区中

1. 4.4BSD 提供匿名内存映射(anonymous memory mapping),它彻底避免了文件的创建和打开。其办法是把 mmap 的 flags 参数指定成 MAP_SHARED|MAP_ANON,把 fd 参数指定为−1。*offset* 参数被忽略。这样的内存区初始化为 0。我们将在图 12.14中给出这种内存映射的一个例子。
2. SVR4 提供/dev/zero 设备文件,我们 open 它之后可在 mmap 调用中使用得到的描述字。从该设备读时返回的字节全为 0,写往该设备的任何字节则被丢弃。我们将在图 12.15 中给出使用该设备进行内存映射的一个例子。(许多源自 Berkeley 的实现也支持/dev/zero,例如 SunOS 4.1.x 和 BSD/OS 3.1。)

图 12.14 给出了改用 4.4BSD 匿名内存映射后图 12.10 中程序的唯一有变动部分。

```
 3 int
 4 main(int argc, char * * argv)
 5 {
 6     int     i, nloop;
 7     int     *ptr;
 8     sem_t *mutex;
 9     if (argc != 2)
10         err_quit("usage: incr_map_anon <#loops>");
11     nloop = atoi(argv[1]);
12         /* map into memory */
13     ptr = Mmap(NULL, sizeof(int), PROT_READ | PROT_WRITE,
14                MAP_SHARED | MAP_ANON, -1, 0);
```

图 12.14 4.4BSD 匿名内存映射[shm/incr_map_anon.c]

第 6～11 行 自动变量 fd 和 zero 以及指定待创建路径名的命令行参数去掉了。

第 12～14 行 我们不再 open 一个文件。调用 mmap 时指定了 MAP_ANON 标志,并置第五个参数(描述字)为−1。

12.5 SVR4 /dev/zero 内存映射

图 12.15 给出了改为映射/dev/zero 后图 12.10 中程序的唯一有变动部分。

```
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6     int         fd, i, nloop;
7     int         * ptr;
8     sem_t * mutex;
9     if (argc ! = 2)
10        err_quit("usage: incr_dev_zero <#loops>");
11    nloop = atoi(argv[1]);
12        /* open /dev/zero, map into memory */
13    fd = Open("/dev/zero", O_RDWR);
14    ptr = Mmap(NULL, sizeof(int), PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_SHARED,
          fd, 0);
15    Close(fd);
```

图 12.15　SVR4 /dev/zero 内存映射[shm/incr_dev_zero.c]

第 6～11 行　自动变量 zero 以及指定待创建路径名的命令行参数去掉了。

第 12～15 行　open 文件/dev/zero 后将得到的描述字用于 mmap 调用中。这样的映射保证内存映射区被初始化为 0。

12.6　访问内存映射的对象

内存映射一个普通文件时，内存中映射区的大小(mmap 的第二个参数)通常等于该文件的大小。例如图 12.12 中，文件大小由 write 设置成我们的 shared 结构的大小，它同时也是内存映射区的大小。然而文件大小和内存映射区大小可以不同。

我们将使用图 12.16 给出的程序更为细致地探讨 mmap 函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int         fd, i;
6     char        * ptr;
7     size_t      filesize, mmapsize, pagesize;
8     if (argc ! = 4)
9         err_quit("usage: test1 <pathname> <filesize> <mmapsize>");
10    filesize = atoi(argv[2]);
11    mmapsize = atoi(argv[3]);
12        /* open file: create or truncate; set file size */
13    fd = Open(argv[1], O_RDWR | O_CREAT | O_TRUNC, FILE_MODE);
14    Lseek(fd, filesize-1, SEEK_SET);
15    Write(fd, "", 1);
16    ptr = Mmap(NULL, mmapsize, PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_SHARED,
          fd, 0);
17    Close(fd);
18    pagesize = Sysconf(_SC_PAGESIZE);
19    printf("PAGESIZE = %ld\n", (long) pagesize);
```

```
20      for (i = 0; i < max(filesize, mmapsize); i += pagesize) {
21          printf("ptr[%d] = %d\n", i, ptr[i]);
22          ptr[i] = 1;
23          printf("ptr[%d] = %d\n", i + pagesize - 1, ptr[i + pagesize - 1]);
24          ptr[i + pagesize - 1] = 1;
25      }
26      printf("ptr[%d] = %d\n", i, ptr[i]);
27      exit(0);
28  }
```

图 12.16 访问其大小可能不同于文件大小的内存映射区[shm/test1.c]

命令行参数

第 8～11 行 命令行参数有三个，分别指定即将创建并映射到内存的文件的路径名、该文件将被设置成的大小以及内存映射区的大小。

创建、打开并截短文件；设置文件大小

第 12～15 行 待打开的文件若不存在则创建之，若已存在则把它的大小截短成 0。接着把该文件的大小设置成由命令行参数指定的大小，办法是把文件读写指针移动到这个大小减去 1 的字节位置，然后写 1 个字节。

内存映射文件

第 16～17 行 使用作为最后一个命令行参数指定的大小内存映射该文件。其描述字随后被关闭。

输出页面大小

第 18～19 行 使用 sysconf 获取系统实现的页面大小并输出。

读出和存入内存映射区

第 20～26 行 读出内存映射区中每个页面的首字节和尾字节，并输出它们的值。我们预期这些值全为 0。同时把每个页面的这两个字节设置为 1。我们预期某个访问会最终引发一个信号，它将终止程序的执行。当 for 循环结束时，我们输出下一页的首字节，并预期会失败(假设此前程序还没有失败)。

我们要展示的第一种情形的前提是：文件大小等于内存映射区大小，但是这个大小不是页面大小的倍数。

```
solaris % ls -l foo
foo: No such file or directory
solaris % test1 foo 5000 5000
PAGESIZE = 4096
ptr[0] = 0
ptr[4095] = 0
ptr[4096] = 0
ptr[8191] = 0
Segmentation Falut(coredump)
solaris % ls -l foo
-rw-r--r--    1 rstevens other1        5000 Mar 20 17:18 foo
solaris % od -b -A d foo
0000000 001 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000
0000016 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000
```

```
*
0004080 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 001
0004096 001 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000
0004112 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000 000
*
0005000
```

页面大小为 4096 字节，我们能够读完整的第 2 页(下标为 4096～8191)，但是访问第 3 页时(下标为 8192)引发 SIGSEGV 信号，shell 将它输出成“Segmentation Fault(分段故障)”。尽管我们把 ptr[8191]设置成 1，它也不写到 foo 文件中，因而该文件的大小仍然是 5000。内核允许我们读写最后一页的映射区以远部分(内核的内存保护是以页面为单位的)。但是我们写向这部分扩展区的任何内容都不会写到 foo 文件中。设置成 1 的其他 3 个字节(下标分别为 0、4905 和 4906)拷贝回 foo 文件，这一点可使用 od 命令来验证。(-b 选项指定以八进制数输出各个字节，-A d 选项指定以十进制数输出地址。)图 12.17 展示了这个例子。

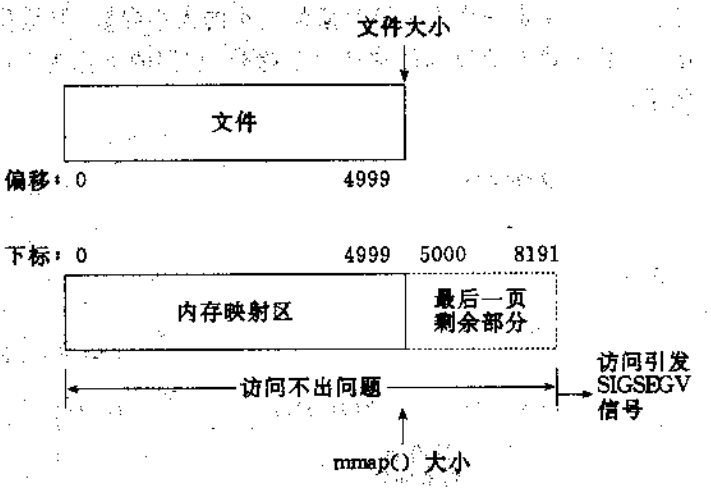


图 12.17　mmap 大小等于文件大小时的内存映射

在 Digital Unix 下运行同样的例子，得到的结果类似，不过页面大小现在是 8192 字节。

```
alpha % ls -l foo
foo not found
alpha % test1 foo 5000 5000
PAGESIZE = 8192
ptr[0] = 0
ptr[8191] = 0
Memory fault(coredump)
alpha % ls -l foo
-rw-r--r--    1 rstevens operator      5000 Mar 21 08:40 foo
```

我们仍然能访问内存映射区以远部分，不过只能在边界所在的那个内存页面内(下标为 5000～8191)。访问 ptr[8192]将引发 SIGSEGV 信号，这是我们预期的。

在执行图 12.16 中程序的下一个例子中，我们把内存映射区大小(15000 字节)指定成大于文件大小(5000 字节)。

```
solaris % rm foo
```

```
solaris % test1 foo 5000 15000
PAGESIZE = 4096
ptr[0] = 0
ptr[4095] = 0
ptr[4096] = 0
ptr[8191] = 0
Bus Error(coredump)
solaris % ls -l foo
-rw-r--r--    1 rstevens other1     5000 Mar 20 17:37 foo
```

其结果与早先文件大小等于内存映射区大小(都是5000字节)的例子类似。本例子引发SIGBUS信号(其shell输出为"Bus Error(总线出错)"),前一个例子则引发SIGSEGV信号。两者的差别是,SIGBUS意味着我们是在内存映射区内访问,但是已超出了底层支撑对象的大小。上一个例子中的SIGSEGV则意味着我们已在内存映射区以远访问。可以看出,内核知道被映射的底层支撑对象(本例子中为文件foo)的大小,即使该对象的描述字已经关闭也一样。内核允许我们给mmap指定一个大于该对象的大小的大小参数,但是我们访问不了该对象以远的部分(最后一页上该对象以远的那些字节除外,它们的下标为5000～8191)。图12.18展示了这个例子。

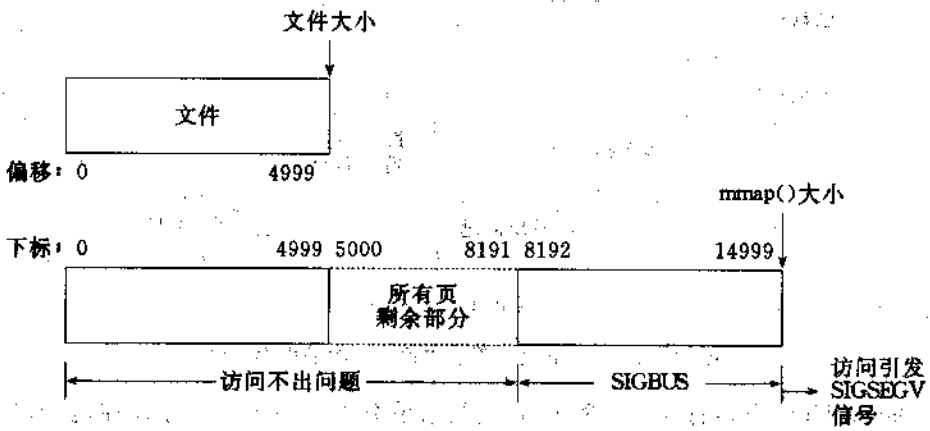


图12.18 mmap大小超过文件大小时的内存映射

图12.19给出了我们的下一个程序。它展示了处理一个持续增长的文件的一种常用技巧:指定一个大于该文件大小的内存映射区大小,跟踪该文件的当前大小(以确保不访问当前文件尾以远的部分),然后就让该文件的大小随着往其中每次写入数据而增长。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     FILE   "test.data"
3 #define     SIZE   32768
4 int
5 main(int argc, char **argv)
6 {
7     int           fd, i;
8     char    *ptr;
9         /* open; create or truncate; then mmap file */
10    fd = Open(FILE, O_RDWR | O_CREAT | O_TRUNC, FILE_MODE);
11    ptr = Mmap(NULL, SIZE, PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_SHARED, fd, 0);
```

```
12      for (i = 4096; i <= SIZE; i += 4096) {
13          printf("setting file size to %d\n", i);
14          Ftruncate(fd, i);
15          printf("ptr[%d] = %d\n", i-1, ptr[i-1]);
16      }
17      exit(0);
18  }
```

图 12.19　允许文件大小增长的内存映射区例子[shm/test2.c]

打开文件

第 9～11 行　打开一个文件，若不存在则创建之，若已存在则把它截短成大小为 0。以 32768 字节的大小内存映射该文件，尽管它当前的大小为 0。

增长文件大小

第 12～16 行　通过调用 ftruncate(13.3 节)把该文件的大小每次增长 4096 字节，然后取出现在是该文件最后一个字节的那个字节。

现在运行这个程序，我们看到随着文件大小的增长，我们能通过建立的内存映射区访问新的数据。

```
alpha % ls -l test.data
test.data: No such file or directory
alpha % test2
setting file size to 4096
ptr[4095] = 0
setting file size to 8192
ptr[8191] = 0
setting file size to 12288
ptr[12287] = 0
setting file size to 16384
ptr[16383] = 0
setting file size to 20480
ptr[20479] = 0
setting file size to 24576
ptr[24575] = 0
setting file size to 28672
ptr[28671] = 0
setting file size to 32768
ptr[32767] = 0
alpha % ls -l test.data
-rw-r--r--    1 rstevens other1     32768 Mar 20 17:53 test.data
```

本例子表明，内核跟踪着被内存映射的底层支撑对象(本例子中为文件 test.data)的大小，而且我们总是能访问在当前文件大小以内又在内存映射区以内的那些字节。在 Sloaris 2.6 下我们取得了同样的结果。

本节处理的是内存映射文件和 mmap。习题 13.1 中我们要求把这两个程序改为处理 Posix 共享内存区，将看到相同的结果。

12.7 小 结

共享内存区是最快的可用IPC形式，因为共享内存区中的单个数据拷贝对于共享该内存区的所有线程或进程都是可用的。然而为协调共享该内存区的各个线程或进程，通常需要某种形式的同步。

本章集中于mmap函数以及普通文件的内存映射，因为这是有亲缘关系的进程间共享内存空间的一种方法。一旦内存映射了一个文件，我们就不再使用read、write和lseek来访问该文件；相反，我们只是存取已由mmap映射到该文件的内存位置。把显式的文件I/O操作变换成存取内存单元往往能够简化我们的程序，有时候还能改善性能。

如果设置共享内存区的目的是为了穿越某个后续的fork在父子进程间共享它，那么通过使用匿名内存映射可简化其步骤，这样就不需要创建一个待映射的普通文件。这里或者涉及MAP_ANON这个新标志(适用于源自Brekeley的内核)，或者涉及/dev/zero设备文件的映射(适用于源自SVR4的内核)。

我们如此详尽地讨论mmap的理由有两个：一是文件的内存映射是一种很有用的技巧，二是Posix共享内存区也使用mmap，它是下一章的主题。

Posix还定义了(我们没有讨论过的)处理内存管理的4个额外函数：

- mlockall导致调用进程的整个内存空间常驻内存。munlockall则撤消这种锁定。
- mlock导致调用进程地址空间的某个指定范围常驻内存，该函数的参数指定了这个范围的起始地址以及从该地址算起的字节数。munlock则撤消某个指定内存区的锁定。

12.8 习 题

12.1 在图12.19中，如果多执行一次for循环内的那段代码，那么会发生什么？

12.2 假设有两个进程，一个是发送者，一个是接收者，前者只是向后者发送消息。再假设它们采用System V消息队列发送消息，请画出消息从发送者去往接收者的示意图。现在假设这两个进程采用我们在5.8节提供的Posix消息队列的实现来发送消息，请画出新的消息传递示意图。

12.3 在讨论mmap的MAP_SHARED标志时，我们说过内核虚存算法将把对内存映像的任何变动更新到实际的文件中。查看/dev/zero的手册页面，判定内核把对内存映像的变动写回该文件时，发生了什么。

12.4 把图12.10改为指定MAP_PRIVATE标志而不是MAP_SHARED标志，并验证其结果与图12.3的类似。被映射到内存的文件其内容是什么？

12.5 在6.9节中我们提到过，对System V消息队列select读写条件的方法之一是：创建一个匿名共享内存区，派生一个子进程，让该子进程阻塞在msgrcv调用中，以读入消息到该匿名共享内存区中。父进程还创建两个管道；其中一个管道由子进程用来向父进程通知已在共享内存区中准备好一个消息，另一个管道则由父进程用来向子进程通知共享内存区已可用。这就允许父进程对前一个管

道的读出端 select 可读条件，同时对它想要选择的其他描述字 select 读写条件。请把上述办法编写成代码。其中匿名共享内存对象的分配调用我们的 my_shm 函数(图 A.46)完成。创建消息队列使用我们在 6.6 节提供的 msgcreate 和 msgsnd 程序，然后把记录放到该队列中。父进程应该只输出由子进程读入的每个消息的大小和类型。

第13章 Posix共享内存区

13.1 概 述

上一章较为笼统地讨论了共享内存区以及mmap函数，并给出了使用mmap提供父子进程间的共享内存区的例子：

- 使用内存映射文件(图12.10)
- 使用4.4BSD匿名内存映射(图12.14)
- 使用/dev/zero匿名内存映射(图12.15)

我们现在把共享内存区的概念扩展到包括由无亲缘关系的进程间共享的内存区在内。Posix.1提供了无亲缘关系进程间共享内存区的两种方法：

1. 内存映射文件(memory-mapped file)：由open函数打开，由mmap函数把得到的描述字映射到当前进程地址空间的一个文件。我们在第12章中进述了这种技术，并给出了它在父子进程间共享内存区时的用法。内存映射文件也可以在无亲缘关系的进程间共享。
2. 共享内存区对象(shared-memory object)：由shm_open打开一个Posix.1 IPC名字(也许是在文件系统中的一个路径名)，所返回的描述字由mmap函数映射到当前进程的地址空间。我们将在本章讲述这种技术。

这两种技术都需要调用mmap，差别在于作为mmap的参数之一的描述字的获取手段：通过open或通过shm_open。图3.1展示了这个差别。Posix把两者合称为内存区对象(memory object)。

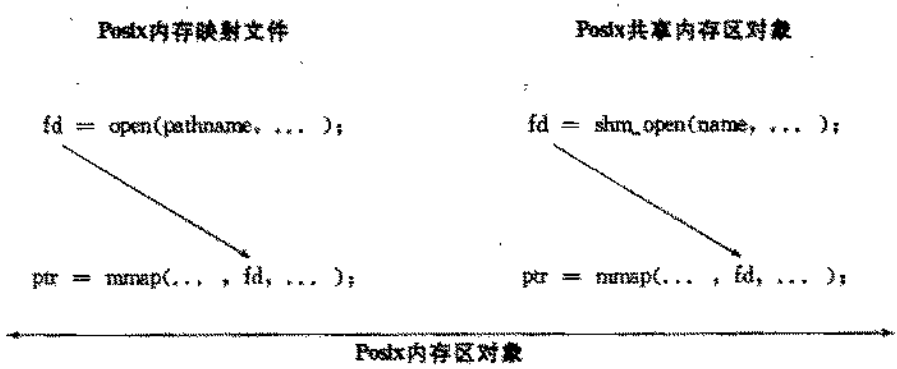


图13.1 Posix内存区对象：内存映射文件和共享内存区对象

13.2 shm_open 和 shm_unlink 函数

Posix 共享内存区涉及的两个步骤要求：

1. 指定一个名字参数调用 shm_open，以创建一个新的共享内存区对象或打开一个已存在的共享内存区对象。
2. 调用 mmap 把这个共享内存区映射到调用进程的地址空间。

传递给 shm_open 的名字参数随后由希望共享该内存区的任何其他进程使用。

> Posix 共享内存区采用这样的两步过程，而不是只用单个步骤，即取得一个名字后直接返回调用进程内存空间中的某个地址，其原因在于当 Posix 发明自己的共享内存区形式时，mmap 已经存在。显然，单个函数完全可以做那两步工作。shm_open 返回一个描述字（回想一下，mq_open 返回一个 mqd_t 值，sem_open 返回一个指向某个 sem_t 值的指针）的原因是，mmap 用于把一个内存区对象映射到调用进程地址空间的是该对象的一个已打开描述字。

```
#include <sys/mman.h>
int shm_open(const char *name, int oflag, mode_t mode);
                                        返回：成功时为非负描述字，出错时为-1
int shm_unlink(const char *name);
                                        返回：成功时为 0，出错时为-1
```

我们已在 2.2 节描述过有关 *name* 参数的规则。

oflag 参数必须或者含有 O_RDONLY（只读）标志，或者含有 O_RDWR（读写）标志，还可以指定如下标志：O_CREAT、O_EXCL 或 O_TRUNC。O_CREAT 和 O_EXCL 标志已在 2.3 节描述过。如果随 O_RDWR 指定 O_TRUNC 标志，而且所需的共享内存区对象已经存在，那么它将被截短成 0 长度。

mode 参数指定权限位（图 2.4），它在指定了 O_CREAT 标志的前提下使用。注意，与 mq_open 和 sem_open 函数不同，shm_open 的 *mode* 参数总是必须指定。如果没有指定 O_CREAT 标志，那么该参数可以指定为 0。

shm_open 的返回值是一个整数描述字，它随后用作 mmap 的第五个参数。

shm_unlink 函数删除一个共享内存区对象的名字。跟所有其他 unlink 函数（删除文件系统中一个路径名的 unlink，删除一个 Posix 消息队列的 mq_unlink，以及删除一个 Posix 有名信号灯的 sem_unlink）一样，删除一个名字不会影响对于其底层支撑对象的现有引用，直到对于该对象的引用全部关闭为止。删除一个名字仅仅防止后续的 open、mq_open 或 sem_open 调用取得成功。

13.3 ftruncate 和 fstat 函数

处理 mmap 的时候，普通文件或共享内存区对象的大小都可以通过调用 ftruncate 修改。

```
#include <unistd.h>
int ftruncate(int fd, off_t length);
                                                    返回：成功时为 0，出错时为 -1
```

Posix 就该函数对于普通文件和共享内存区对象的处理的定义稍有不同。

- 对于一个普通文件：如果该文件的大小大于 *length* 参数，额外的数据就被丢弃掉。如果该文件的大小小于 *length*，那么该文件是否修改以及其大小是否增长是未加说明的。实际上对于一个普通文件，把它的大小扩展到 *length* 字节的可移植方法是：先 lseek 到偏移为 *length*-1 处，然后 write 1 个字节的数据。所幸的是几乎所有 Unix 实现都支持使用 ftruncate 扩展一个文件。
- 对于一个共享内存区对象：ftruncate 把该对象的大小设置成 *length* 字节。

我们调用 ftruncate 来指定新创建的共享内存区对象的大小，或者修改已存在的对象的大小。当打开一个已存在的共享内存区对象时，我们可调用 fstat 来获取有关该对象的信息。

```
#include <sys/types.h>
#include <sys/stat.h>
int fstat (int fd, struct stat *buf)
                                                    返回：成功时为 0，出错时为 -1
```

stat 结构有 12 个或以上的成员(APUE 第 4 章详细讨论它的所有成员)，然而当 *fd* 指代一个共享内存区对象时，只有四个成员含有信息。

```
struct stat {
    ...
    mode_t  st_mode;    /* mode: S_I(RW){USR,GRP,OTH} */
    uid_t   st_uid;     /* user ID of owner */
    gid_t   st_gid;     /* group ID of owner */
    off_t   st_size;    /* size in bytes */
    ...
};
```

我们将在下一节给出使用这两个函数的例子。

不幸的是，Posix.1 并没有指定一个新创建的共享内存区对象的初始内容。关于 shm_open 函数的说明只说："(新创建的)共享内存区对象的大小应该为 0"。关于 ftruncate 函数的说明指定，对于一个普通文件(不是共享内存区)，

"如果其大小被扩展，那么扩展部分应显得已用 0 填写过"。然而同样在关于 ftruncate 的说明中，有关被扩展了的一个共享内存区对象的新内容却没有任何陈述。Posix.1 基本原理声称："如果一个内存区对象被扩展，那么扩展部分内容全为 0。"然而这只是基本原理，而不是正式标准。当作者在 comp.std.unix 新闻组上就此细节提出疑问时，得到表达的观点是有些厂家反对初始化为 0 的要求，因为这么做的开销很大。如果一个新扩展的共享内存区未被初始化为某个值(也就是说其内容在扩展前后没有改动)，那么有可能成为一个安全漏洞。

13.4　简单的程序

现在开发一些简单的程序来操作 Posix 共享内存区。

shmcreate 程序

图 13.2 给出的 shmcreate 程序以某个指定的名字和长度创建一个共享内存区对象。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * *argv)
4 {
5     int       c, fd, flags;
6     char      *ptr;
7     off_t     length;
8     flags = O_RDWR | O_CREAT;
9     while ( (c = Getopt(argc, argv, "e")) != -1) {
10        switch (c) {
11        case 'e':
12            flags |= O_EXCL;
13            break;
14        }
15    }
16    if (optind != argc - 2)
17        err_quit("usage: shmcreate [ -e ] <name> <length>");
18    length = atol(argv[optind + 1]);
19    fd = Shm_open(argv[optind], flags, FILE_MODE);
20    Ftruncate(fd, length);
21    ptr = Mmap(NULL, length, PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_SHARED, fd, 0);
22    exit(0);
23 }
```

图 13.2　创建一个具有所指定大小的 Posix 共享内存区对象[pxshm/shmcreate.c]

第 19～22 行　shm_create 创建所指定的共享内存区对象。如果指定了 -e 选项，那么该对象已经存在时将出错。ftruncate 设置该对象的长度，mmap 则把它映射到调用进程的地址空间。本程序随后终止。既然 Posix 共享内存区至少具有随内核的持续性，因此本程序的终止不会删除该共享内存区对象。

shmunlink 程序

图 13.3 给出的简单程序只是调用 shm_unlink 从系统中删除一个共享内存区对象的名字。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     if (argc ! = 2)
6         err_quit("usage: shmunlink <name>");
7     Shm_unlink(argv[1]);
8     exit(0);
9 }
```

图 13.3 删除一个共享内存区对象的名字[pxshm/shmunlink.c]

shmwrite 程序

图 13.4 给出了 shmwrite 程序，它往一个共享内存区对象中写入一个模式：0、1、2、…、254、255、0、1 等等。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int           i, fd;
6     struct stat stat;
7     unsigned char      * ptr;
8     if (argc ! = 2)
9         err_quit("usage: shmwrite <name>");
10        /* open, get size, map */
11    fd = Shm_open(argv[1], O_RDWR, FILE_MODE);
12    Fstat(fd, &stat);
13    ptr = Mmap(NULL, stat.st_size, PROT_READ | PROT_WRITE,
14               MAP_SHARED, fd, 0);
15    Close(fd);
16        /* set: ptr[0] = 0, ptr[1] = 1, etc. */
17    for (i = 0; i < stat.st_size; i++)
18        * ptr++ = i % 256;
19    exit(0);
20 }
```

图 13.4 打开一个共享内存区对象，填写以一个数据模式[pxshm/shmwrite.c]

第 10～15 行 shm_open 打开所指定的共享内存区对象，fstat 获取其大小信息。使用 mmap 映射它之后 close 它的描述字。

第 16～18 行 把模式写入该共享内存区。

shmread 程序

图 13.5 给出的 shmread 程序验证由 shmwrite 写入的模式。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int             i, fd;
6     struct stat     stat;
7     unsigned char   c, * ptr;
8     if (argc != 2)
9         err_quit("usage: shmread <name>");
10        /* open, get size, map */
11    fd = Shm_open(argv[1], O_RDONLY, FILE_MODE);
12    Fstat(fd, &stat);
13    ptr = Mmap(NULL, stat.st_size, PROT_READ,
14               MAP_SHARED, fd, 0);
15    Close(fd);
16        /* check that ptr[0] = 0, ptr[1] = 1, etc. */
17    for (i = 0; i < stat.st_size; i++)
18        if ((c = *ptr++) != (i % 256))
19            err_ret("ptr[%d] = %d", i, c);
20    exit(0);
21 }
```

图 13.5 打开一个共享内存区对象,验证其数据模式[pxshm/shmread.c]

第 10～15 行 打开所指定的共享内存区对象用于只读,使用 fstat 获取其大小信息,使用 mmap 把它映射到内存(用于只读目的),随后关闭其描述字。

第 16～19 行 验证由 shmwrite 写入的模式。

例子

在 Digital Unix 4.0B 下创建一个长度为 123 456 字节的名为/tmp/myshm 的共享内存区对象。

```
alpha % shmcreate /tmp/myshm 123456
alpha % ls -l /tmp/myshm
-rw-r--r--    1 rstevens system      123456 Dec 10 14:33 /tmp/myshm
alpha % od -c /tmp/myshm
0000000    \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0  \0
*
0361100
```

我们看到在文件系统中创建了一个同名文件。使用 od 程序可验证该对象的初始内容为 0。(刚刚超过该文件最后一个字节位置的八进制字节偏移 0361100 等于十进制的 123 456。)

接着运行我们的 shmwrite 程序,然后使用 od 验证初始内容与预期的一致。

```
alpha % shmwrite /tmp/myshm
alpha % od -x /tmp/myshm | head -4
0000000 0100 0302 0504 0706 0908 0b0a 0d0c 0f0e
0000020 1110 1312 1514 1716 1918 1b1a 1d1c 1f1e
0000040 2120 2322 2524 2726 2928 2b2a 2d2c 2f2e
0000060 3130 3332 3534 3736 3938 3b3a 3d3c 3f3e
alpha % shmread /tmp/myshm
```

```
alpha % shmunlink /tmp/myshm
```

我们使用 shmread 验证该共享内存区对象的内容后删除其名字。

如果在 Solaris 2.6 下运行我们的 shmcreate 程序，我们看到在/tmp 目录下创建了一个具有所指定大小的文件。

例子

我们现在在图 13.6 中提供一个简单的例子程序，以展示同一共享内存区对象内存映射到不同进程的地址空间时，起始地址可以不一样。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int           fd1, fd2, * ptr1, * ptr2;
6     pid_t childpid;
7     struct stat stat;
8     if (argc ! = 2)
9         err_quit("usage: test3 <name>");
10    shm_unlink(Px_ipc_name(argv[1]));
11    fd1 = Shm_open(Px_ipc_name(argv[1]), O_RDWR | O_CREAT | O_EXCL,
          FILE_MODE);
12    Ftruncate(fd1, sizeof(int));
13    fd2 = Open("/etc/motd", O_RDONLY);
14    Fstat(fd2, &stat);
15    if ( (childpid = Fork()) == 0) {
16            /* child */
17        ptr2 = Mmap(NULL, stat.st_size, PROT_READ, MAP_SHARED, fd2, 0);
18        ptr1 = Mmap(NULL, sizeof(int), PROT_READ | PROT_WRITE,
19                    MAP_SHARED, fd1, 0);
20        printf("child: shm ptr = %p, motd ptr = %p\n", ptr1, ptr2);
21        sleep(5);
22        printf("shared memory integer = %d\n", * ptr1);
23        exit(0);
24    }
25        /* parent: mmap in reverse order from child */
26    ptr1 = Mmap(NULL, sizeof(int), PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_SHARED,
          fd1, 0);
27    ptr2 = Mmap(NULL, stat.st_size, PROT_READ, MAP_SHARED, fd2, 0);
28    printf("parent: shm ptr = %p, motd ptr = %p\n", ptr1, ptr2);
29    * ptr1 = 777;
30    Waitpid(childpid, NULL, 0);
31    exit(0);
32 }
```

图 13.6 共享内存区在不同进程中可以出现在不同的地址[pxshm/test3.c]

第 10～14 行 创建一个其名字为命令行参数的共享内存区，把它的大小设置为一个整数的大小，然后打开文件/etc/motd。

第 15～30 行 fork 后父子进程都调用 mmap 两次，但顺序不一样。父子进程分别输出

每个内存映射区的起始地址。子进程接着睡眠 5 秒，父进程则在共享内存区中写入值 777，子进程醒来后输出该值。

运行这个程序，我们发现所指定的共享内存区对象在父子进程中被内存映射到不同的起始地址。

```
solaris % test3 test3.data
parent: shm ptr = eee30000, motd ptr = eee20000
child: shm ptr = eee20000, motd ptr = eee30000
shared memory integer = 777
```

父进程把值 777 存入 0xeee30000 位置，子进程却从 0xeee20000 位置读出该值。父子进程中指针 ptr1 都指向同一共享内存区，即使每个指针在各自进程内有不同的值也不受影响。

13.5 给一个共享的计数器持续加 1

现在开发一个类似于 12.3 节中给出的例子，它由多个进程给存放在共享内存区中的某个计算数器持续加 1。我们把该计数器存放在一个共享内存区中，并用一个有名信号灯来同步，不过不再需要父子进程关系了。既然 Posix 共享内存区对象和 Posix 有名信号灯都是以名字来访问的，因此将给共享的计数器持续加 1 的各个进程间可以没有亲缘关系，不过它们都得知道该共享内存区和该信号灯的 IPC 名字，并有访问这两个 IPC 对象的足够权限。

图 13.7 给出的服务器程序创建所指定的共享内存区对象，创建并初始化所指定的信号灯，然后终止。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 struct shmstruct {     /* struct stored in shared memory */
3   int count;
4 };
5 sem_t *mutex;     /* pointer to named semaphore */
6 int
7 main(int argc, char **argv)
8 {
9     int     fd;
10    struct shmstruct   *ptr;
11    if (argc != 3)
12        err_quit("usage: server1 <shmname> <semname>");
13    shm_unlink(Px_ipc_name(argv[1]));      /* OK if this fails */
14        /* create shm, set its size, map it, close descriptor */
15    fd = Shm_open(Px_ipc_name(argv[1]), O_RDWR | O_CREAT | O_EXCL,
          FILE_MODE);
16    Ftruncate(fd, sizeof(struct shmstruct));
17    ptr = Mmap(NULL, sizeof(struct shmstruct), PROT_READ | PROT_WRITE,
18               MAP_SHARED, fd, 0);
19    Close(fd);
20    sem_unlink(Px_ipc_name(argv[2]));      /* OK if this fails */
21    mutex = Sem_open(Px_ipc_name(argv[2]), O_CREAT | O_EXCL,
            FILE_MODE, 1);
```

```
22      Sem_close(mutex);
23      exit(0);
24  }
```

图 13.7 创建并初始化共享内存区和信号灯的程序[pxshm/server1.c]

创建共享内存区对象

第 13～19 行 我们调用 shm_unlink 以提防所需的共享内存区对象已经存在的情况，然后调用 shm_open 创建该对象。该对象的大小由 ftruncate 设置成我们的 shmstruct 结构的大小，该对象本身则随后由 mmap 映射到调用进程的地址空间。接着关闭该对象的描述字。

创建并初始化信号灯

第 20～22 行 我们调用 sem_unlink 以提防所需的信号灯已经存在的情况，然后调用 sem_open 创建该有名信号灯，并把它初始化为 1。将给存放在所创建的共享内存区中的计数器加 1 的任何进程都会把该信号灯用作一个互斥锁。接着关闭该信号灯。

终止

第 23 行 进程终止。既然 Posix 共享内存区至少具有随内核的持续性，因此所创建的该对象将继续存在，直到它的所有打开着的引用都关闭(当本进程终止时，该对象不再有打开着的引用)并且该对象被显式地删除为止。

我们的程序必须给共享内存区和信号灯使用不同的名字。实现并不保证给 IPC 名字加上点什么以区分消息队列、信号灯和共享内存区。我们已看到 Solaris 给这三种 IPC 类型的名字分别为上.MQ、.SEM 和.SHM 的前缀，但是 Digital Unix 却没有这样做。

图 13.8 给出了我们的客户程序，它给存放在共享内存区中的计数器加 1 一定数目的次数，每次给该计数器加 1 时都事先获取保护它的信号灯。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 struct shmstruct {     /* struct stored in shared memory */
 3   int count;
 4 };
 5 sem_t *mutex;          /* pointer to named semaphore */
 6 int
 7 main(int argc, char **argv)
 8 {
 9     int           fd, i, nloop;
10     pid_t pid;
11     struct shmstruct   *ptr;
12     if (argc != 4)
13         err_quit("usage: client1 <shmname> <semname> <#loops>");
14     nloop = atoi(argv[3]);
15     fd = Shm_open(Px_ipc_name(argv[1]), O_RDWR, FILE_MODE);
16     ptr = Mmap(NULL, sizeof(struct shmstruct), PROT_READ | PROT_WRITE,
17                MAP_SHARED, fd, 0);
18     Close(fd);
19     mutex = Sem_open(Px_ipc_name(argv[2]), 0);
20     pid = getpid();
21     for (i = 0; i < nloop; i++) {
```

```
22          Sem_wait(mutex);
23          printf("pid %ld: %d\n", (long) pid, ptr->count++);
24          Sem_post(mutex);
25      }
26      exit(0);
27  }
```

图 13.8　给存放在共享内存区中的一个计数器加 1 的程序[pxshm/client1.c]

打开共享内存区

第 15～18 行　shm_open 打开所指定的共享内存区对象，该对象必须存在(因为没有指定 O_CREAT 标志)。使用 mmap 把该内存区映射到调用进程的地址空间，然后关闭它的描述字。

打开信号灯

第 19 行　打开所指定的有名信号灯。

获取信号灯并给计数器持续加 1

第 20～26 行　给存放在所打开共享内存区中的计数器加 1 由命令行参数指定的次数。每次加 1 前输出该计数器的原来值以及当前的进程 ID，输出进程 ID 是因为我们将同时运行本程序的多个拷贝。

我们首先启动服务器，然后在后台运行客户程序的三个拷贝。

```
solaris % server1 shm1 sem1      创建并初始化共享内存区和信号灯
solaris % client1 shm1 sem1 10000 & client1 shm1 sem1 10000 & \
client1 shm1 sem1 10000 &
[2] 17976                        由 shell 输出的各个进程 ID
[3] 17977
[4] 17978
pid 17977: 0                     进程 17977 首先运行
pid 17977: 1
. . .                            进程 17977 继续运行
pid 17977: 32
pid 17976: 33                    内核切换上下文到进程 17976
. . .                            进程 17976 继续运行
pid 17976: 707
pid 17978: 708                   内核切换上下文到进程 17978
. . .                            进程 17978 继续运行
pid 17978: 852
pid 17977: 853                   内核切换上下文到进程 17977
. . .                            如此等等
pid 17977: 29998
pid 17977: 29999                 最终值输出，它是正确的
```

13.6　向一个服务器发送消息

现在对我们的生产者-消费者例子作如下修改。服务器启动后创建一个共享内存区对象，各个客户进程就在其中放置消息。我们的服务器只是输出这些消息，不过可以一般化为做类似于 syslog 守护进程所做之事，该守护进程在 UNPv1 第 13 章中讲述。我们把其他进程

称为客户，因为它们相对于我们的服务器呈现为客户，但是它们也可以是某种形式其他客户的服务器。举例来说，Telnet 服务器在向 syslog 守护进程发送登记消息时是后者的一个客户。

我们改用共享内存区而不是第 2 部分中讲述的某种消息传递技术来容纳消息。当然，这使得存入消息的各个客户和取走并输出消息的服务器之间某种形式的同步成为必要。图 13.9 展示了总体设计。

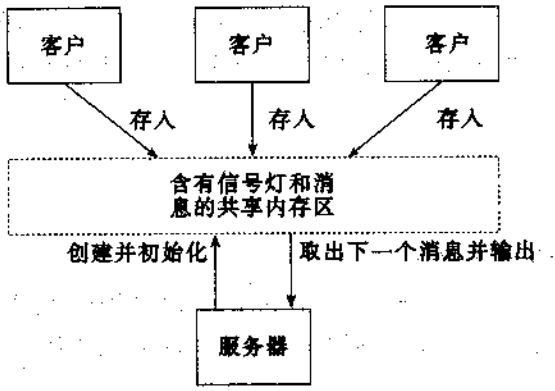


图 13.9 多个客户通过共享内存区向一个服务器发送消息

这儿有多个生产者(客户)和单个消费者(服务器)。共享内存区既出现在服务器的地址空间，也出现在各个客户的地址空间。

图 13.10 是我们的 cliserv2.h 头文件，它定义一个给出共享内存区对象布局的结构。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define MESGSIZE    256     /* max #bytes per message, incl. null at end */
3 #define NMESG        16     /* max #messages */
4 struct shmstruct {            /* struct stored in shared memory */
5   sem_t    mutex;            /* three Posix memory-based semaphores */
6   sem_t    nempty;
7   sem_t    nstored;
8   int nput;                  /* index into msgoff[] for next put */
9   long     noverflow;        /* #overflows by senders */
10  sem_t    noverflowmutex;   /* mutex for noverflow counter */
11  long     msgoff[NMESG];    /* offset in shared memory of each message */
12  char     msgdata[NMESG * MESGSIZE];    /* the actual messages */
13 };
```

图 13.10 定义共享内存区布局的头文件[pxshm/cliserv2.h]

基本的信号灯和变量

第 5～8 行 mutex、nempty 和 nstored 这三个 Posix 基于内存的信号灯与 10.6 节的生产者-消费者例子中的同名信号灯作用相同。变量 nput 是存放一个消息的下一个位置的下标(0、1、…、NMESG－1)。既然我们有多个生产者，该变量就必须存放在共享内存区中，并且只能在持有 mutex 期间访问。

溢出计数器

第 9～10 行　某个客户想发送一个消息，但是所有的消息槽位都被占用了，这种可能性是存在的。但是如果该客户实际上同时又是某种类型的一个服务器(譬如说是一个 FTP 服务器或 HTTP 服务器)，那么它可能不愿意等待服务器释放出一个槽位。因此，我们将把客户程序编写成发生这种情况时并不阻塞，而是给 noverflow 计数器加 1。由于该溢出计数器也是在所有客户和服务器之间共享的，因此它也需要一个互斥锁，以免其值遭受破坏。

消息偏移和数据

第 11～12 行　数组 msgoff 含有针对 msgdata 数组的各个偏移，指出了每个消息的起始位置。这就是说，msgoff[0]为 0，msgoff[1]为 256(MESGSIZE 的值)，msgoff[2]为 512，等等。

必须搞清楚在处理共享内存区时，我们只能使用像这样子的偏移(offset)，因为共享内存区对象可映射到映射它的各个进程的不同物理地址。也就是说，对于同一个共享内存区对象，调用 mmap 的每个进程所得到的 mmap 返回值可能不同。由于这个原因，我们不能在共享内存区对象中使用指针(pointer)，因为它们含有存放在这些对象内各变量的实际地址。

图 13.11 是我们的服务器程序，它等待某个客户往所指定的共享内存区中放置一个消息，然后输出这个消息。

```
1 #include    "cliserv2.h"
2 int
3 main(int argc, char **argv)
4 {
5     int       fd, index, lastnoverflow, temp;
6     long      offset;
7     struct    shmstruct   *ptr;
8     if (argc != 2)
9         err_quit("usage: server2 <name>");
10        /* create shm, set its size, map it, close descriptor */
11    shm_unlink(Px_ipc_name(argv[1]));     /* OK if this fails */
12    fd = Shm_open(Px_ipc_name(argv[1]), O_RDWR | O_CREAT | O_EXCL,
          FILE_MODE);
13    ptr = Mmap(NULL, sizeof(struct shmstruct), PROT_READ | PROT_WRITE,
14              MAP_SHARED, fd, 0);
15    Ftruncate(fd, sizeof(struct shmstruct));
16    Close(fd);
17        /* initialize the array of offsets */
18    for (index = 0; index < NMESG; index++)
19        ptr->msgoff[index] = index * MESGSIZE;
20        /* initialize the semaphores in shared memory */
21    Sem_init(&ptr->mutex, 1, 1);
22    Sem_init(&ptr->nempty, 1, NMESG);
23    Sem_init(&ptr->nstored, 1, 0);
24    Sem_init(&ptr->noverflowmutex, 1, 1);
25        /* this program is the consumer */
26    index = 0;
27    lastnoverflow = 0;
```

```
28      for ( ; ; ) {
29          Sem_wait(&ptr->nstored);
30          Sem_wait(&ptr->mutex);
31          offset = ptr->msgoff[index];
32          printf("index = %d: %s\n", index, &ptr->msgdata[offset]);
33          if (++index >= NMESG)
34              index = 0;          /* circular buffer */
35          Sem_post(&ptr->mutex);
36          Sem_post(&ptr->nempty);
37          Sem_wait(&ptr->noverflowmutex);
38          temp = ptr->noverflow;          /* don't printf while mutex held */
39          Sem_post(&ptr->noverflowmutex);
40          if (temp != lastnoverflow) {
41              printf("noverflow = %d\n", temp);
42              lastnoverflow = temp;
43          }
44      }
45      exit(0);
46  }
```

图 13.11 从共享内存区中取得并输出消息的服务器程序[pxshm/server2.c]

创建共享内存区对象

第 10～16 行 首先调用 shm_unlink 删除可能仍然存在的所需共享内存区对象。接着使用 shm_open 创建这个对象，再使用 mmap 把它映射到调用进程的地址空间。然后关闭它的描述字。

初始化偏移量数组

第 17～19 行 把偏移量数组 msgoff 初始化为含有每个消息的位置偏移。

初始化信号灯

第 20～24 行 初始化存放在共享内存区对象中的四个基于内存的信号灯。每个 sem_init 调用的第二个参数都不为 0，因为这些信号灯将在进程间共享。

等待消息，然后输出

第 25～36 行 for 循环的前半部分是标准的消费者算法：等待 nstored 变为大于 0，等待 mutex，处理数据，释放 mutex，然后给 nempty 加 1。

处理溢出

第 37～43 行 每次经由这个循环，我们还检查是否溢出。我们测试计数器 noverflows 的值是否不同于上一次值，若是则输出并保存这个新值。注意，我们是在持有 noverflowmutex 信号灯期间获取该计数器的值的，但在比较并输出它之前先释放了它的信号灯。这么一来展示了如下的一般规则：我们应该把持有某个互斥锁期间执行的代码编写得操作总数尽量地少。

图 13.12 给出了我们的客户程序。

```
1 #include    "cliserv2.h"
2 int
3 main(int argc, char **argv)
```

```
 4 {
 5     int           fd, i, nloop, nusec;
 6     pid_t pid;
 7     char  mesg[MESGSIZE];
 8     long  offset;
 9     struct shmstruct   *ptr;
10     if (argc != 4)
11         err_quit("usage: client2 <name> <#loops> <#usec>");
12     nloop = atol(argv[2]);
13     nusec = atoi(argv[3]);
14         /* open and map shared memory that server must create */
15     fd = Shm_open(Px_ipc_name(argv[1]), O_RDWR, FILE_MODE);
16     ptr = Mmap(NULL, sizeof(struct shmstruct), PROT_READ | PROT_WRITE,
17                MAP_SHARED, fd, 0);
18     Close(fd);
19     pid = getpid();
20     for (i = 0; i < nloop; i++) {
21         Sleep_us(nusec);
22         snprintf(mesg, MESGSIZE, "pid %ld: message %d", (long) pid, i);
23         if (sem_trywait(&ptr->nempty) == -1) {
24             if (errno == EAGAIN) {
25                 Sem_wait(&ptr->noverflowmutex);
26                 ptr->noverflow++;
27                 Sem_post(&ptr->noverflowmutex);
28                 continue;
29             } else
30                 err_sys("sem_trywait error");
31         }
32         Sem_wait(&ptr->mutex);
33         offset = ptr->msgoff[ptr->nput];
34         if (++(ptr->nput) >= NMESG)
35             ptr->nput = 0;              /* circular buffer */
36         Sem_post(&ptr->mutex);
37         strcpy(&ptr->msgdata[offset], mesg);
38         Sem_post(&ptr->nstored);
39     }
40     exit(0);
41 }
```

图 13.12　在共享内存区中给服务器存放消息的客户程序[pxshm/client2.c]

命令行参数

第 10～13 行　第一个命令行参数是共享内存区对象的名字，下一个是给服务器存放的消息数，最后一个是每次存放消息之间停顿的微秒数。通过启动本客户程序的多个拷贝并指定一个较小的停顿值，我们可以强迫溢出的发生，然后验证服务器能正确地处理它。

打开并映射共享内存区

第14～18行 在假设所指定的共享内存区对象已经存在的前提下，我们打开该对象，然后把它映射到当前进程的地址空间。随后关闭它的描述字。

存放消息

第19～31行 客户程序接着依循基本的生产者算法工作，不过我们把缓冲区中没有存放新消息的空间时生产者阻塞在其中的sem_wait(nempty)调用换成了不会阻塞的sem_trywait调用。如果nempty信号灯的值为0，该函数就返回一个EAGAIN错误。我们检测出该错误后给溢出计数器加1。

> sleep_us是来自APUE图c.9和图c.10的一个函数。它睡眠指定数目的微秒数，是通过调用select和poll来实现的。

第32～37行 我们在持有mutex信号灯期间取得offset的值并给nput加1，但在接下去把新消息拷贝到共享内存区之前却释放了mutex。在持有该信号灯期间，我们只应该执行必须保护起来的那些操作。

我们首先在后台启动服务器，然后运行一个客户，给它指定50个待存放消息，每个消息的存放没有彼此间的停顿。

```
solaris % server2 serv2 &
[2]    27223
solaris % client2 serv2 50 0
index = 0: pid 27224: message 0
index = 1: pid 27224: message 1
index = 2: pid 27224: message 2
...                                    如此继续
index = 15: pid 27224: message 47
index = 0: pid 27224: message 48
index = 1: pid 27224: message 49       没有消息丢失
```

但是当我们再次运行一个客户时，却看到了一些溢出现象：

```
solaris % client2 serv2 50 0
index = 2: pid 27228: message 0
index = 3: pid 27228: message 1
...                                    仍然正常
index = 10: pid 27228: message 8
index = 11: pid 27228: message 9
noverflow = 25                         服务器检测到有25个消息丢失
index = 12: pid 27228: message 10
index = 13: pid 27228: message 11
...                                    消息12～22仍然正常
index = 9: pid 27228: message 23
index = 10: pid 27228: message 24
```

这一次该客户呈现为存放了消息0～9，它们由服务器取走并输出。该客户继续运行，准备存放消息10～49，但是共享内存区中只有存放其中前15个消息的空间，于是剩余的25个消息(编号为25～49)因溢出而未被存放。

很明显，在本例子中通过让客户尽可能快地产生消息，而且每次存放消息之间没有停顿

来达到溢出效果，不过这并不是一种典型的现实情形。然而本例子的目的只是展示客户产生的消息没有存放空间可用，但是客户又不想为此而阻塞的情况应如何处理。这种情况并不是共享内存区唯一的，消息队列、管道和 FIFO 都可能发生同样情况。

> 不断提供数据，造成接收者忙不过来的情形本例子并不是唯一的。UNPv1 的 8.13 节就 UDP 数据报和 UDP 套接口接收缓冲区讨论了同样情形。TCPv3 的 18.2 节讲述了接收者的缓冲区发生溢出时，Unix 域数据报套接口是如何向发送者返回一个 ENOBUFS 错误的。在图 13.12 中，我们的客户（发送者）知道什么时候服务器的缓冲区溢出了，因此要是把这段代码放到某个供其他程序调用的通用目的函数中，那么当服务器的缓冲区溢出时，该函数有可能向调用者返回一个错误。

13.7　小　结

Posix 共享内存区建筑在上一章讲述的 mmap 函数之上。我们首先指定待打开共享内存区的 Posix IPC 名字来调用 shm_open，取得一个描述字后使用 mmap 把它映射到内存。其结果类似于内存映射文件，不过共享内存区对象不必作为一个文件来实现。

既然共享内存区对象是由描述字来表示的，因此它们的大小使用 ftruncate 设置，有关某个已存在对象的信息（保护位、用户 ID、组 ID 及大小）由 fstat 返回。

在讨论 Posix 消息队列和 Posix 信号灯时，我们分别在 5.8 节和 10.15 节提供了它们的基于内存映射 I/O 的实现。我们不对 Posix 共享内存区提供这样的实现，因为实在太简单。如果愿意以内存映射一个文件的方式（这在 Solaris 和 Digital Unix 上都有实现）来实现 Posix 共享内存区这种 IPC 形式，那么 shm_open 通过调用 open 实现，shm_unlink 通过调用 unlink 实现。

13.8　习　题

13.1　把图 12.16 和图 12.19 修改成访问 Posix 共享内存区而不是内存映射文件，并验证它们的运行结果与原来访问内存映射文件的程序相同。

13.2　在图 13.4 和图 13.5 的 for 循环中，用于步进访问数组元素的 C 表达式为 *ptr++。改用 ptr[i]更为可取吗？

第14章 System V共享内存区

14.1 概 述

System V共享内存区在概念上类似于Posix共享内存区。代之以调用shm_open后调用mmap的是,先调用shmget,再调用shmat。

对于每个共享内存区,内核维护如下的信息结构,它定义在<sys/shm.h>头文件中:

```
struct shmid_ds {
    struct ipc_perm shm_perm;    /* operation permission struct */
    size_t          shm_segsz;   /* segment size */
    pid_t           shm_lpid;    /* pid of last operation */
    pid_t           shm_cpid;    /* creator pid */
    shmatt_t        shm_nattch;  /* current # attached */
    shmat_t         shm_cnattch; /* in-core # attached */
    time_t          shm_atime;   /* last attach time */
    time_t          shm_dtime;   /* last detach time */
    time_t          shm_ctime;   /* last change time of this structure */
};
```

我们已在3.3节描述过其中的ipc_perm结构,它含有本共享内存区的访问权限。

14.2 shmget函数

shmget函数创建一个尚未存在的共享内存区,或者访问一个已存在的共享内存区。

```
#include <sys/shm.h>
int shmget(key_t key, size_t size, int oflag);
                                    返回:成功时为共享内存区对象,出错时为-1
```

返回值是一个称为共享内存区标识符(shared memory identifier)的整数,其他三个shm*XXX*函数就用它来指代这个内存区。

*key*既可以是ftok的返回值,也可以是IPC_PRIVATE,我们已在3.2节讨论过。

*size*以字节为单位指定内存区的大小。当实际操作为创建一个新的共享内存区时,必须指定一个不为0的*size*值。如果实际操作为访问一个已存在的共享内存区,那么size应为0。

*oflag*是图3.6中所示读写权限值的组合。它还可以与IPC_CREAT或IPC_CREAT | IPC_EXCL按位或,如随图3.4所作的讨论。

当实际操作为创建一个新的共享内存区时,该内存区被初始化为*size*字节的0。

注意,shmget创建或打开一个共享内存区,但并没有给调用进程提供访问它的手段。这是shmat函数的目的,我们将接下去讲述它。

14.3 shmat 函数

由 shmget 创建或打开一个共享内存区后，通过调用 shmat 把它附接到调用进程的地址空间。

```
#include <sys/shm.h>
void *shmat(int shmid, const void *shmaddr, int flag);
                                    返回：成功时为映射区的起始地址，出错时为-1
```

其中 *shmid* 是由 shmget 返回的标识符。shmat 的返回值是所指定的共享内存区在调用进程内的起始地址。确定这个地址的规则如下：

- 如果 *shmaddr* 是一个空指针，那么系统替调用者选择地址。这是推荐的(也是可移植性最好的)方法。
- 如果 *shmaddr* 是一个非空指针，那么返回地址取决于调用者是否给 *flag* 参数指定了 SHM_RND 值：
  - 如果 SHM_RND 没有指定，那么相应的共享内存区附接到由 *shmaddr* 参数指定的地址。
  - 如果 SHM_RND 指定了，那么相应的共享内存区附接到由 *shmaddr* 参数指定的地址向下舍入一个 SHMLBA 常值。LBA 代表“低端边界地址(lower boundary address)”。

缺省情况下，只要调用进程具有某个共享内存区的读写权限，它附接该内存区后就能够同时读写该内存区。*flag* 参数中也可以指定 SHM_RDONLY 值，它限定只读访问。

14.4 shmdt 函数

当一个进程完成某个共享内存区的使用时，它可调用 shmdt 断接这个内存区。

```
#include <sys/shm.h>
int shmdt(const void *shmaddr);
                                    返回：成功时为 0，出错时为-1
```

当一个进程终止时，它的所有当前附接着的共享内存区都自动断接掉。

注意本函数调用并不删除所指定的共享内存区。这个删除工作通过以 IPC_RMID 命令调用 shmctl 完成，我们将在下一节讲述它。

14.5 shmctl 函数

shmctl 提供了对一个共享内存区的多种操作。

```
#include <sys/shm.h>
int shmctl(int shmid, int cmd, struct shmid_ds *buff);
                                        返回:成功时为0,出错时为-1
```

该函数提供了三个命令:

IPC_RMID	从系统中删除由 *shmid* 标识的共享内存区并拆除它[①]。
IPC_SET	给所指定的共享内存区设置其 shmid_ds 结构的以下三个成员:shm_perm.uid、shm_perm.gid 和 shm_perm.mode,它们的值来自由 *buff* 参数指向的结构中的相应成员。shm_ctime 的值也用当前时间替换。
IPC_STAT	(通常 *buff* 参数)向调用者返回所指定共享内存区的当前 shmid_ds 结构。

14.6 简单的程序

我们现在开发一些对 System V 共享内存区进行操作的简单程序。

shmget 程序

图 14.1 给出的 shmget 程序使用一个指定的路径名和长度创建一个共享内存区。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 int
 3 main(int argc, char **argv)
 4 {
 5     int         c, id, oflag;
 6     char    *ptr;
 7     size_t      length;
 8     oflag = SVSHM_MODE | IPC_CREAT;
 9     while ( (c = Getopt(argc, argv, "e")) != -1) {
10         switch (c) {
11         case 'e':
12             oflag |= IPC_EXCL;
13             break;
14         }
15     }
16     if (optind != argc - 2)
17         err_quit("usage: shmget [ -e ] <pathname> <length>");
18     length = atoi(argv[optind + 1]);
```

① 译者注: 删除一个共享内存区指的是使其标识符失效,这样以后针对该标识符的 shmat、shmdt 和 shmctl 函数调用必定失败。拆除一个共享内存区指的是释放或回收与它对应的数据结构,包括存放在其上的数据。拆除操作要到该共享内存区的引用计数变为 0 时才进行。另外,当某个 shmdt 调用发现所指定的共享内存区的引用计数变为 0 时也顺便拆除它,这就是 shmctl 的 IPC_RMID 命令先于最后一个 shmdt 调用发出时会发生的情形。

```
19      id = Shmget(Ftok(argv[optind], 0), length, cflag);
20      ptr = Shmat(id, NULL, 0);
21      exit(0);
22  }
```

图 14.1 创建一个指定大小的 System V 共享内存区[svshm/shmget.c]

第 19 行 shmget 创建由用户指定其名字和大小的共享内存区。作为命令行参数传递进来的路径名由 ftok 映射成一个 System V IPC 键。如果指定了-e 选项，那么一旦该内存区已存在就出错。如果我们知道该内存区已存在，那么在命令行上的长度参数必须指定为 0。

第 20 行 shmat 把该内存区附接到当前进程的地址空间。本程序然后终止。既然 System V 共享内存区至少具有随内核的持续性，因此这不会删除该共享内存区。

shmrmid 程序

图 14.2 给出的简单程序只是以一个 IPC_RMID 命令调用 shmctl，以便从系统中删除一个共享内存区。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * *argv)
4 {
5     int           id;
6     if (argc != 2)
7         err_quit("usage: shmrmid <pathname>");
8     id = Shmget(Ftok(argv[1], 0), 0, SVSHM_MODE);
9     Shmctl(id, IPC_RMID, NULL);
10    exit(0);
11 }
```

图 14.2 删除一个 System V 共享内存区[svshm/shmrmid.c]

shmwrite 程序

图 14.3 给出了 shmwrite 程序，它往一个共享内存区中写入一个模式：0、1、2、…、254、255、0、1，等等。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * *argv)
4 {
5     int           i, id;
6     struct shmid_ds    buff;
7     unsigned char      *ptr;
8     if (argc != 2)
9         err_quit("usage: shmwrite <pathname>");
10    id = Shmget(Ftok(argv[1], 0), 0, SVSHM_MODE);
11    ptr = Shmat(id, NULL, 0);
12    Shmctl(id, IPC_STAT, &buff);
13        /* set: ptr[0] = 0, ptr[1] = 1, etc. */
14    for (i = 0; i < buff.shm_segsz; i++)
```

```
15          *ptr++ = i % 256;
16      exit(0);
17  }
```

图 14.3 打开一个共享内存区，填写以一个数据模式[svshm/shmwrite.c]

第10～12行 使用 shmget 打开所指定的共享内存区后由 shmat 把它附接到当前进程的地址空间。其大小通过以一个 IPC_STAT 命令调用 shmctl 取得。

第13～15行 往该共享内存区中写入给定的模式。

shmread 程序

图 14.4 给出的 shmread 程序验证由 shmwrite 写入的模式。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char *argv)
4 {
5     int     i, id;
6     struct shmid_ds   buff;
7     unsigned char     c, *ptr;
8     if (argc != 2)
9         err_quit("usage: shmread <pathname>");
10    id = Shmget(Ftok(argv[1], 0), 0, SVSHM_MODE);
11    ptr = Shmat(id, NULL, 0);
12    Shmctl(id, IPC_STAT, &buff);
13        /* check that ptr[0] = 0, ptr[1] = 1, etc. */
14    for (i = 0; i < buff.shm_segsz; i++)
15        if ( (c = *ptr++) != (i % 256))
16            err_ret("ptr[%d] = %d", i, c);
17    exit(0);
18 }
```

图 14.4 打开一个共享内存区，验证其数据模式[svshm/shmread.c]

第10～12行 打开并附接所指定的共享内存区。其大小通过以一个 IPC_STAT 命令调用 shmctl 获取。

第13～16行 验证由 shmwrite 写入的模式。

例子

在 Solaris 2.6 下创建一个大小为 1234 字节的共享内存区。用于标识该内存区的路径名（也就是传递给 ftok 的路径名）是我们的 shmget 可执行文件的路径名。对于一个给定的应用，使用服务器的可执行文件路径名往往能够提供一个唯一的标识符。

```
solaris % shmget shmget 1234
solaris % ipcs -bmo
IPC status from <running system> as of Thu Jan 8 13:17:06 1998
T         ID      KEY        MODE       OWNER    GROUP NATTCH      SEGSZ
Shared Memory:
m          1  0x0000f12a --rw-r--r--    rstevens other1       0       1234
```

我们运行 ipcs 程序以验证相应的共享内存区已经创建出来。注意它的附接数(存放在该内存区的 shmid_ds 结构的 shm_nattch 成员中)为 0,跟我们预期的一致。

接着运行我们的 shmwrite 程序,以把该共享内存区的内容设置成给定的模式。然后用 shmread 验证该共享内存区的内容,并删除其标识符。

```
solaris % shmwrite shmget
solaris % shmread shmget
solaris % shmrmid shmget
solaris % ipcs -bmo
IPC status from <running system> as of Thu Jan  8 13:18:01 1998
T     ID      KEY     MODE       OWNER    GROUP NATTCH      SEGSZ
Shared Memory:
```

我们运行 ipcs 来验证该共享内存区确实已被删除。

> 当把服务器可执行文件的名字用作 ftok 的参数来标识某种形式的 System V IPC 时,通常应使用绝对路径名(例如/usr/bin/myserverd),而不是像本例子那样使用一个相对路径名(shmget)。我们能在本节的例子中使用相对路径名的原因是,所有程序都是从含有服务器可执行文件的目录中运行的。我们知道 ftok 使用文件的索引节点来构成 IPC 标识符(见图 3.2),而一个给定文件是使用一个绝对路径名还是一个相对路径名来引用对于其索引节点并没有影响。

14.7　共享内存区限制

跟 System V 消息队列和 System V 信号灯一样,System V 共享内存区也存在特定的系统限制(3.8 节)。图 14.5 给出了本书所用两种不同实现的这些限制值。其中第一栏是含有当前限制值的内核变量的传统 System V 名字。

名字	说明	DUnix 4.0B	Solaris 2.6
shmmax	一个共享内存区的最大字节数	4 194 304	1 048 576
shmmnb	一个共享内存区的最小字节数	1	1
shmmni	系统范围最大共享内存区标识符数	128	100
shmseg	每个进程附接的最大共享内存区数	32	6

图 14.5　System V 共享内存区的典型系统限制

例子

图 14.6 中的程序确定图 14.5 中给出的四个限制值。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     MAX_NIDS    4096
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     int           i, j, shmid[MAX_NIDS];
```

```
7   void  *addr[MAX_NIDS];
8   unsigned long  size;

9       /* see how many identifiers we can "open" */
10  for (i = 0; i <= MAX_NIDS; i++) {
11      shmid[i] = shmget(IPC_PRIVATE, 1024, SVSHM_MODE | IPC_CREAT);
12      if (shmid[i] == -1) {
13          printf("%d identifiers open at once\n", i);
14          break;
15      }
16  }
17  for (j = 0; j < i; j++)
18      Shmctl(shmid[j], IPC_RMID, NULL);

19      /* now see how many we can "attach" */
20  for (i = 0; i <= MAX_NIDS; i++) {
21      shmid[i] = Shmget(IPC_PRIVATE, 1024, SVSHM_MODE | IPC_CREAT);
22      addr[i] = shmat(shmid[i], NULL, 0);
23      if (addr[i] == (void *) -1) {
24          printf("%d shared memory segments attached at once\n", i);
25          Shmctl(shmid[i], IPC_RMID, NULL);   /* the one that failed */
26          break;
27      }
28  }
29  for (j = 0; j < i; j++) {
30      Shmdt(addr[j]);
31      Shmctl(shmid[j], IPC_RMID, NULL);
32  }

33      /* see how small a shared memory segment we can create */
34  for (size = 1; ; size++) {
35      shmid[0] = shmget(IPC_PRIVATE, size, SVSHM_MODE | IPC_CREAT);
36      if (shmid[0] != -1) {           /* stop on first success */
37          printf("minimum size of shared memory segment = %lu\n", size);
38          Shmctl(shmid[0], IPC_RMID, NULL);
39          break;
40      }
41  }

42      /* see how large a shared memory segment we can create */
43  for (size = 65536; ; size += 4096) {
44      shmid[0] = shmget(IPC_PRIVATE, size, SVSHM_MODE | IPC_CREAT);
45      if (shmid[0] == -1) {           /* stop on first failure */
46          printf("maximum size of shared memory segment = %lu\n", size-4096);
47          break;
48      }
49      Shmctl(shmid[0], IPC_RMID, NULL);
50  }

51  exit(0);
52 }
```

图 14.6 确定共享内存区的系统限制[svshm/limits.c]

在 Digital Unix 4.0B 下运行这个程序的结果为：

```
alpha % limits
127 identifiers open at once
```

```
32 shared memory segments attached at once
minimum size of shared memory segment = 1
maximum size of shared memory segment = 4194304
```

图 14.5 指出 128 个标识符的限制，但我们的程序只能创建 127 个，其原因在于有一个系统守护进程早已创建了一个共享内存区。

14.8 小 结

System V 共享内存区在概念上与 Posix 共享内存区类似。最常用的函数调用是：

- shmget：获取一个标识符。
- shmat：把一个共享内存区附接到调用进程的地址空间。
- 以一个 IPC_STAT 命令调用 shmctl：获取一个已存在共享内存区的大小。
- 以一个 IPC_RMID 命令调用 shmctl：删除一个共享内存区对象。

两者的差别之一是：Posix 共享内存区对象的大小可在任何时刻通过调用 ftruncate 修改(如习题 13.1 中所展示的那样)，而 System V 共享内存区对象的大小是在调用 shmget 创建时固定下来的。

14.9 习 题

14.1 图 6.8 是对图 6.6 的修改，它接受的用于指定队列的是标识符而不是路径名。我们已展示有了这种标识符，就足以访问一个 System V 消息队列(假设我们有足够权限)。对图 14.4 作类似的修改，以展示同样的特性也适用于 System V 共享内存区。

第5部分 远程过程调用

第15章 门

15.1 概 述

当讨论客户-服务器情形和过程调用时，存在着三种不同类型的过程调用，如图15.1所示。

1. 本地过程调用(local procedure call)：这是我们从日常的C编程中早就熟知的过程调用，也就是被调用的过程(函数)与调用过程处于同一个进程中。典型情况是，调用者通过执行某条机器指令把控制传给新过程，被调用过程保存机器寄存器的值，并在栈顶分配存放其本地变量的空间。
2. 远程过程调用(remote procedure call，简称RPC)：被调用过程和调用过程处于不同的进程中。我们通常称调用者为客户，称被调用的过程为服务器。在图15.1中间的情形中，我们展示客户和服务器是在同一台主机上执行的。它是同一幅图底部的情形经常发生的一种特殊情况，也是门(door)所提供的能力：一个进程调用同一台主机上另一个进程中的某个过程(函数)。通过给本进程内的某个过程创建一个门，一个进程(服务器)就使得该过程能为其他进程(客户)所调用。我们也可以认为门是一种特殊类型的IPC，因为客户和服务器之间以函数参数和返回值形式交换信息。
3. RPC通常允许一台主机上的某个客户调用另一台主机上的某个服务器过程，只要这两台主机以某种形式的网络连接着(图15.1底部的情形)。我们将在第16章讲述这样的RPC。

> 从历史上说，门是为Spring分布式操作系统开发的，具体细节可以从http://www.sun.com/tech/projects/spring上得到。[Hamilton and Kougiouris 1993]中有关于该操作系统中门IPC机制的一个说明。
>
> 后来门添加到了Solaris 2.5中，不过它的唯一手册页面中只含有一个警告，说门是仅仅由某些Sun应用程序使用的一个试验性接口。到了Solaris 2.6后，该接口的文档出现在8个手册页面中，不过这些手册页面把该接口的稳定性列为“进展中(evolving)”。预期我们在本章讲述的API可能会随Solaris的将来版本的出现而发生变化。Linux上门接口的初级版本也在开发中，可访问http://www.cs.brown.edu/~tor/doors[①]。

① 作者注：Linux上门接口实现的URL已挪到了http://www.rampant.org/doors/中。

Solaris 2.6 中门的实现涉及一个函数库(它含有我们将在本章中描述的 door_*XXX* 函数)和一个内核文件系统(/kernel/sys/doorfs),用户的应用程序需链接这个函数库(使用-ldoor 命令行选项链接程序)。

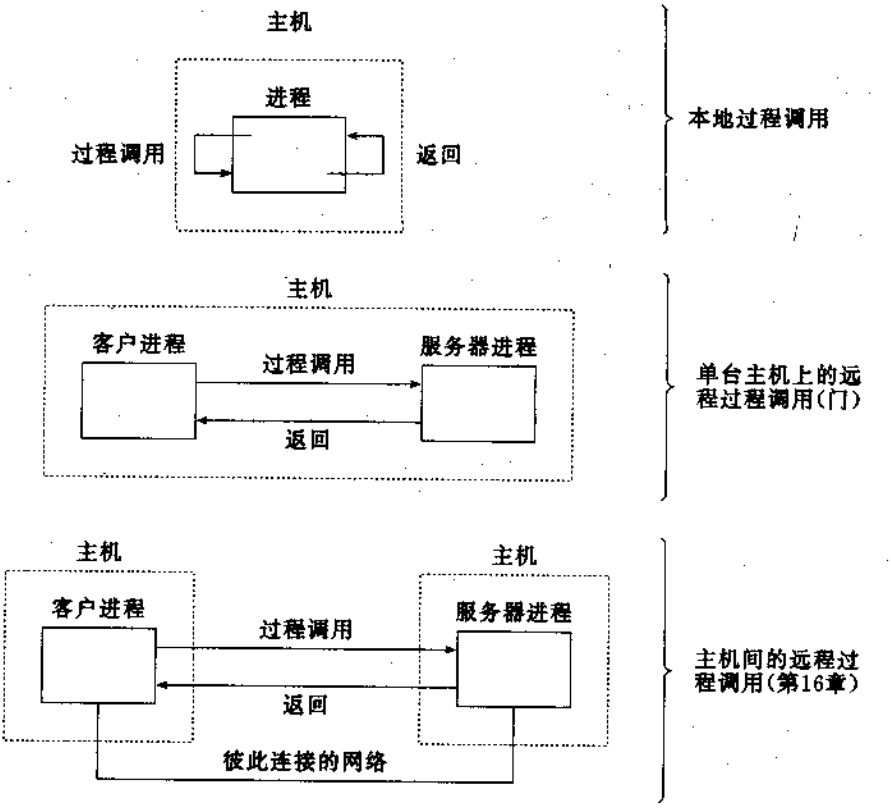


图 15.1　三种不同类型的过程调用

尽管门是一个 Solaris 特有的特性,我们还是详细地讲述它,因为它们提供了远程过程调用的精致入门知识,又不必对付任何联网支持细节。我们还将在附录 A 中看到,与所有其他形式的 IPC 相比较,门不是更快也至少一样快。

本地过程调用是同步的:调用者直到被调用过程返回后才重新获得控制。线程可认为是提供了某种形式的异步过程调用:有一个函数被调用(pthread_create 的第三个参数),该函数和调用者看起来在同时执行。调用者可通过调用 pthread_join 等待这个新线程的完成。远程过程调用可能是同步的,也可能是异步的,不过我们将看到门调用是同步的。

在进程(客户或服务器)内部,门是用描述字标识的。在进程以外,门可能是用文件系统中的路径名标识的。一个服务器通过调用 door_create 创建一个门,传递给该函数的参数是将与该门关联的过程的一个指针,该函数的返回值是新创建的门的一个描述字。该服务器然后通过调用 fattach 给这个门描述字关联一个路径名。一个客户通过调用 open 来打开一个门,传递给该函数的参数是该门的服务器关联在其上的路径名,该函数的返回值是本客户访问该门的描述字。该客户然后通过调用 door_call 调用服务器过程。自然,某个门的服务器可以是另一个门的客户。

我们说过门调用是同步的：当客户调用 door_call 时，该函数直到服务器过程返回（或发生某个错误）时才返回。Solaris 的门实现还跟线程相联系。每次有一个客户调用某个服务器过程时，服务器进程中的一个线程就处理该客户的调用。线程管理通常是由门函数库自动进行的，该函数库根据需要创建新的线程，然而我们将看到，如果需要服务器进程亲自管理这些线程的话，它应该怎么去做。这还意味着一个给定的服务器可以同时为多个客户调用同一个服务器过程提供服务，每个客户一个线程。这是一个并发（concurrent）服务器。既然一个给定服务器过程可能有多个实例在同时执行（每个实例作为一个线程），因此服务器过程必须是线程安全的。

调用一个服务器过程时，从客户到服务器可以同时传递了数据和描述字。从服务器到客户也可以同时传递回数据和描述字。描述字传递对于门来说是内在的。而且，既然门是用描述字标识的，因此描述字传递允许一个进程把一个门传递给另外某个进程。我们将在 15.8 节详细讨论描述字传递。

例子

我们以一个简单的例子开始关于门的讨论：客户向服务器传递一个长整数，服务器作为长整数结果返回该值的平方。图 15.2 给出了客户程序。（我们在本例子中掩盖了许多细节，它们在本章以后再讨论。）

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int             fd;
6     long   ival, oval;
7     door_arg_t   arg;
8     if (argc ! = 3)
9         err_quit("usage: client1 <server-pathname> <integer-value>");
10    fd = Open(argv[1], O_RDWR);          /* open the door */
11        /* set up the arguments and pointer to result */
12    ival = atol(argv[2]);
13    arg.data_ptr = (char * ) &ival;          /* data arguments */
14    arg.data_size = sizeof(long); /* size of data arguments */
15    arg.desc_ptr = NULL;
16    arg.desc_num = 0;
17    arg.rbuf = (char * ) &oval;          /* data results */
18    arg.rsize = sizeof(long);          /* size of data results */
19        /* call server procedure and print result */
20    Door_call(fd, &arg);
21    printf("result: %ld\n", oval);
22    exit(0);
23 }
```

图 15.2 向服务器发送一个长整数以求取其平方值的客户程序[doors/client1.c]

打开门

第8～10行 调用open打开由命令行上的路径名指定的门。所返回的描述字称为门描述字(door descriptor),不过我们有时候就称它为门(door)。

设置参数和指向结果的指针

第11～18行 arg参数含有一个指向参数的指针和一个指向结果的指针。data_ptr指向参数的第一个字节,data_size指定参数的字节数。desc_ptr和desc_num处理描述字的传递,我们将在15.8节中讲述。rbuf指向结果缓冲区的第一个字节,rsize是它的大小。

调用服务器过程并输出结果

第19～21行 通过调用door_call来调用服务器过程,作为参数指定的是所打开的门描述字和指向所设置参数结构的指针。调用返回后输出结果。

图15.3给出了服务器程序。它由一个名为servproc的服务器过程和一个main函数构成。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
4           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
5 {
6     long  arg, result;
7     arg = *((long *) dataptr);
8     result = arg * arg;
9     Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
10 }
11 int
12 main(int argc, char **argv)
13 {
14     int   fd;
15     if (argc != 2)
16         err_quit("usage: server1 <server-pathname>");
17         /* create a door descriptor and attach to pathname */
18     fd = Door_create(servproc, NULL, 0);
19     unlink(argv[1]);
20     Close(Open(argv[1], O_CREAT | O_RDWR, FILE_MODE));
21     Fattach(fd, argv[1]);
22         /* servproc() handles all client requests */
23     for ( ; ; )
24         pause();
25 }
```

图15.3 返回一个长整数的平方值的服务器程序[door/server1.c]

服务器过程

第2～10行 调用服务器过程需有5个参数,但是我们真正使用的是dataptr,它指向参数的第一个字节。通过该指针取出长整数参数后求它的平方。控制然后随结果由door_return传递回客户。该函数的第一个参数是指向结果的指针,第二个参数是结果的大小,其余两个参数处理描述字的返回。

创建一个门描述字并附接到路径名

第17～21行 调用door_create创建一个门描述字。该函数的第一个参数是指向与该门关联的服务器函数(servproc)的指针。取得门描述字后,必须将它与文件系统中的一个路径名关联,因为该路径名是客户标识这个门的手段。这种关联通过在文件系统中创建一个普通文件(我们首先调用unlink以防该文件已存在,同时忽略它的任何出错返回)后调用fattach完成,其中fattach是把一个描述字与一个路径名相关联的SVR4函数。

主服务器线程不干活

第22～24行 主服务器线程然后阻塞在一个pause调用中。所有工作全由servproc函数去做,每次有一个客户请求到达时,该函数就作为服务器进程中的另一个线程来执行。

为运行这个客户和服务器程序,我们首先在一个窗口中启动服务器:

```
solaris % server1 /tmp/server1
```

然后在另一个窗口中启动客户,所指定的路径名参数与我们传递给服务器的相同:

```
solaris % client1 /tmp/server1 9
result: 81
solaris % ls -l /tmp/server1
Drw-r--r--   1 rstevens other1          0 Apr   9 10:09 /tmp/server1
```

结果与预期的一致,当执行ls时,我们看到其输出中第一个字符为D,标明路径名/tmp/server1是某个门的路径名。

图15.4展示了本例子表现的行为过程。它看起来是door_call调用了服务器过程,服务器过程然后返回。

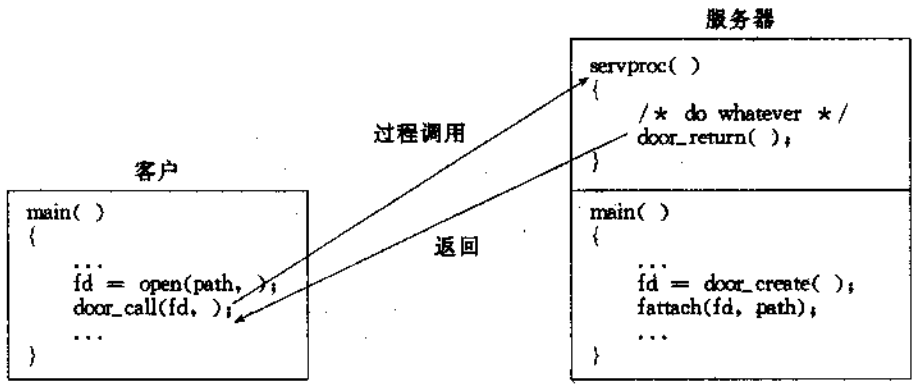


图15.4 从一个进程到另一个进程的表观过程调用

图15.5展示了调用同一台主机上的另一个进程中的某个过程时真正发生的行为。

图15.5中发生了以下几个编了号的步骤:

0. 服务器进程首先启动,它调用door_create创建一个指代函数servproc的门描述字,然后把该描述字附接到文件系统中的某个路径名。
1. 客户进程启动,它调用door_call。这实际上是门函数库中的一个函数。
2. door_call库函数执行一个陷入内核的系统调用。标识出目标过程后,控制被传递到目标进程中的某个门库函数。

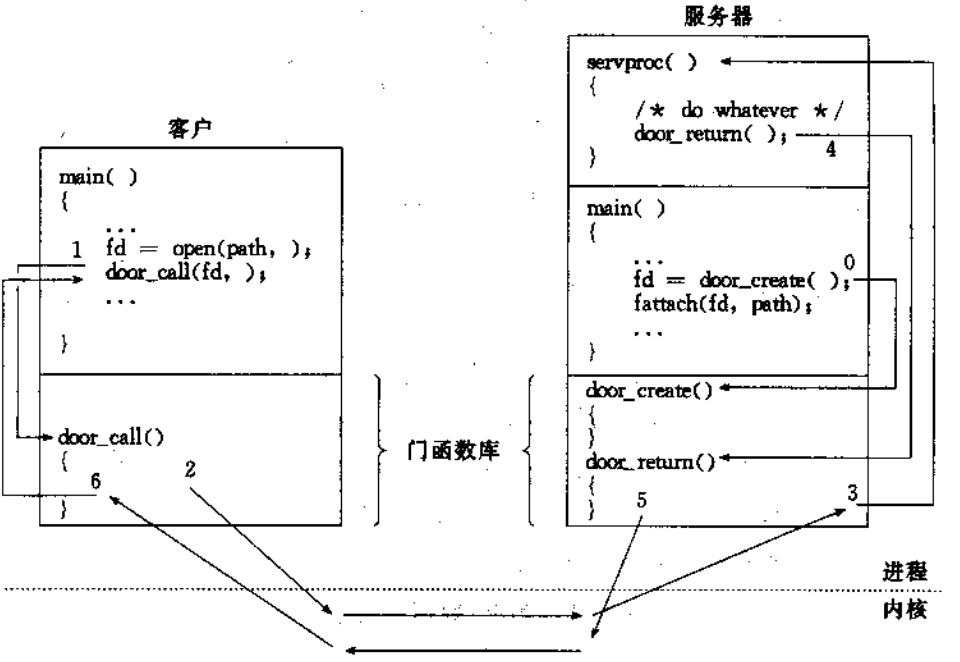


图 15.5　从一个进程到另一个进程的过程调用的真正控制流

3. 真正的服务器过程(本例子中名为 servproc)被调用。
4. 服务器过程执行处理客户请求所需的任意操作,执行完后调用 door_return。
5. door_return 实际上是门函数库中的一个函数,它执行一个陷入内核的系统调用。
6. 标识出客户后把控制传递回该客户。

本章其余各节更为详尽地讲述门 API,同时查看许多例子。在附录 A 中我们将看到,就延迟而言,门提供了最快的 IPC 形式。

15.2　door_call 函数

door_call 函数由客户调用,它调用在服务器进程的地址空间中执行的一个服务器过程。

```
#include <door.h>
int door_call(int fd, door_arg_t *argp);
```

返回:成功时为 0,出错时为 −1

其中描述字 *fd* 通常是由 open 返回的(例如图 15.2)。由客户打开并将所返回的描述字作为第一个参数传递给 door_call 的路径名标识该函数所调用的服务器过程。

第二个参数 *argp* 指向一个结构,该结构描述了调用参数和用于容纳返回值的缓冲区。

```
typedef struct door_arg {
    char        *data_ptr;      /* call: ptr to data arguments;
                                   return:ptr to data results */
```

```
    size_t          data_size;   /* call: #bytes of data arguments;
                                    return: actual #bytes of data results */
    door_desc_t     *desc_ptr;   /* call: ptr to descriptor arguments;
                                    return: ptr to descriptor results */
    size_t          desc_num;    /* call: number of descriptor arguments;
                                    return: number of descriptor results */
    char            *rbuf;       /* ptr to result buffer */
    size_t          rsize;       /* #bytes of result buffer */
} door_arg_t;
```

返回时也由该结构描述返回值。该结构的所有6个成员在返回时都可能有变化，我们马上就讲到。

> 给其中的两个指针成员使用char*数据类型有些奇怪，为避免出现编译警告，我们不得不在代码中显式地对它们进行类型强制转换。我们倒希望它们是void*数据类型的指针。door_return的第一个参数也同样地使用了char*。Solaris 2.7也许会把desc_num的数据类型改为unsigned int，door_return的最后一个参数也将相应地作修改。

无论是参数还是结果都存在两种数据类型：数据和描述字。

- 数据参数(data arguments)是由data_ptr指向的一系列总共data_size个字节。客户和服务器必须以某种方式"认识"这些参数(以及结果)的格式。举例来说，无法通过特殊的编码告诉服务器参数的数据类型。在图15.2和图15.3中，客户程序和服务器程序编写成知道参数是一个长整数，结果也是一个长整数。封装数据类型信息的办法之一是(为了若干年后有人仍能读懂代码)，把所有的参数放进一个结构中，把所有的结果放进另一个结构中，把这两个结构都定义在一个头文件中，客户程序和服务器程序都包括进这个头文件。我们将随图15.11和图15.12给出一个这样的例子。如果没有数据参数，我们就把data_ptr指定成一个空指针，把data_size指定为0。

  > 既然客户和服务器处理的是封装到一个参数缓冲区和一个结果缓冲区中的二进制参数和结果，因而隐含着客户程序和服务器程序必须以同样的编译器编译的要求。有时候在同样的系统上，不同的编译器也会以不同的方式封装结构。

- 描述字参数(descriptor arguments)是一个door_desc_t结构的数组，每个元素含有一个从客户往服务器过程传递的描述字。所传递的door_desc_t结构数为desc_num。(我们将在15.8节描述这个结构以及"传递描述字"的含义。)如果没有描述字参数，我们就把desc_ptr指定成一个空指针，把desc_num指定为0。
- 返回时data_ptr指向数据结果(data results)，data_size则指定这些结果的大小。如果没有数据结果，data_size就为0，这时我们应该忽略data_ptr。
- 返回时也可能有描述字结果(descriptor results)：desc_ptr指向一个door_desc_t结构的数组，每个元素含有一个由服务器过程传递回客户的描述字。所返回的door_desc_t结构数存放在desc_num中。如果没有描述字结果，desc_num就为0，这时我

们应该忽略 desc_ptr。

给参数和结果使用同样的缓冲区是可行的。这就是说调用 door_call 时，data_ptr 和 desc_ptr 可指向由 rbuf 指定的缓冲区中。

在调用 door_call 前，客户把 rbuf 设置成指向存放结果的缓冲区，把 rsize 设置成该缓冲区的大小。返回时 data_ptr 和 desc_ptr 通常都指向这个结果缓冲区中。如果该缓冲区太小而容纳不了服务器的结果，门函数库就会在调用者的地址空间中使用 mmap(12.2 节)自动分配一个新的缓冲区，然后相应地更新 rbuf 和 rsize。data_ptr 和 desc_ptr 将指向这个新分配的缓冲区中。留意 rbuf 的变化，在以后某个时刻以 rbuf 和 rsize 为参数调用 munmap 把门函数库分配的缓冲区返还给系统，这些是调用者的责任。我们将随图 15.7 给出这样的一个例子。

15.3 door_create 函数

服务器进程通过调用 door_create 建立一个服务器过程。

```
#include <door.h>
typedef void Door_server_proc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
                              door_desc_t *descptr, size_t ndesc);
int door_create(Door_server_proc *proc, void *cookie, u_int attr);
                                                    返回：成功时为非负描述字，出错时为-1
```

在上述的声明中，我们加上了自己的 typedef，这样简化了服务器过程的函数原型。这个 typedef 语句说，门服务器过程(例如图 15.3 中的 servproc)是以五个参数调用的，不返回任何值。

当一个服务器调用 door_create 时，传递给该函数的第一个参数 *proc* 是一个服务器过程的地址，该服务器过程将与由该函数返回的门描述字相关联。当调用这个服务器过程时，它的第一个参数 *cookie* 是作为 door_create 的第二个参数传递进去的值。这么一来给服务器提供了向服务器过程传递某个指针的一种方式，该指针在每次有一个客户调用该过程时传递。服务器过程的以后四个参数(*dataptr*、*datasize*、*descptr*、*ndesc*)描述来自服务器的数据参数和描述字参数，也就是上一节中描述的 door_arg_t 结构的前四个成员所描述的信息。

door_create 的最后一个参数 *attr* 描述所创建服务器过程的特殊属性，它或为 0，或为以下两个常值的按位或：

DOOR_PRIVATE　门函数库随着客户请求的到达，在服务器进程中自动创建必要的新线程以调用服务器过程。按照缺省设置，这些线程放在进程范围的线程池中，可用于给服务器进程中的任何门提供客户请求的服务。

指定 DOOR_PRIVATE 属性就是告诉门函数库该门得有自己的服务器线程池，与进程范围的池分开。

DOOR_UNREF 当指代该门的描述字数从2降为1时，将第二个参数(*dataptr*)指定为DOOR_UNREF_DATA再次调用该服务器过程。这次调用的*descptr*参数是一个空指针，*datasize*和*ndesc*则均为0。我们将随图15.16的讨论开始给出这个属性的一些例子。

服务器过程的返回值声明为void，因为它们从不通过调用return或掉出函数尾返回。相反，它们调用我们将在下一节描述的door_return。

我们从图15.3中已看到，调用door_create获取一个门描述字之后，服务器通常调用fattach给该描述字关联以一个文件系统中的路径名。客户open该路径名就获得了调用door_call所需的门描述字。

> fattach不是一个Posix.1函数，但是Unix 98却需要它。另外，有一个名为fdetach的函数撤销这种关联，名为fdetach的命令则简单地激活该同名函数。

由door_create创建的描述字其文件描述字标志中设置了FD_CLOEXEC位。这意味着创建一个门描述字的进程如果调用了任意一个exec函数，该描述字就被内核关闭。至于fork，尽管父进程中已打开的所有描述字随后为子进程所共享，却只有父进程会收到来自客户的门激活请求；这些请求不会递交给子进程，即使由door_create返回的描述字在子进程中也是打开的。

> 如果我们把一个门考虑成是由一个进程ID和待调用的相应服务器过程的地址标识的(我们将从在15.6节介绍的door_info_t结构中看到这两个标识信息)，那么关于fork和exec的这两条规则就有意义了。子进程永远得不到门激活请求是因为与该门关联的进程ID是调用door_create的父进程的进程ID。遇到exec调用时门描述字必须关闭的原因则在于，即使进程ID没有改变，与该门关联的服务器过程的地址在exec之后新激活的程序中已失去意义。

15.4 door_return函数

服务器过程完成工作时通过调用door_return返回。这导致客户中相关联的door_call调用的返回。

```
#include <door.h>
int door_return(char *dataptr, size_t datasize,
                door_desc_t *descptr, size_t ndesc);
```

返回：成功时不返回调用者，出错时为−1

数据结果由*dataptr*和*datasize*指定，描述字结果由*descptr*和*ndesc*指定。

15.5　door_cred 函数

门的精致特性之一是，服务器过程能够获取每个调用对应的客户凭证。这是由 door_cred 函数完成的。

```
#include <door.h>
int door_cred(door_cred_t *cred);
                                                    返回：成功时为 0，出错时为−1
```

其中由 *cred* 指向的 door_cred_t 结构将在返回时填入客户的凭证。

```
typedef struct door_cred {
    uid_t dc_euid;      /* effective user ID of client */
    gid_t dc_egid;      /* effective group ID of client */
    uid_t dc_ruid;      /* real user ID of client */
    gid_t dc_rgid;      /* real group ID of client */
    pid_t dc_pid;       /* process ID of client */
} door_cred_t;
```

APUE 的 4.4 节讨论有效 ID 和实际 ID 之间的差别，我们将随图 15.8 给出体现这种差异的一个例子。

注意本函数中没有描述字参数。它返回发起当前的门激活请求的客户的有关信息，因而必须在服务器过程或由该过程调用的某个函数中调用。

15.6　door_info 函数

我们刚才描述的 door_cred 函数给服务器提供关于客户的信息。客户也可通过调用 door_info 函数找出有关服务器的信息。

```
#include <door.h>
int door_info(int fd, door_info_t *info);
                                                    返回：成功时为 0，出错时为−1
```

其中 *fd* 指定一个已打开的门。由 *info* 指向的 door_info_t 结构将在返回时填入关于服务器的信息。

```
typedef struct door_info {
    pid_t       di_target;      /* server process ID */
    door_ptr_t  di_proc;        /* server procedure */
    door_ptr_t  di_data;        /* cookie for server procedure */
    door_attr_t di_attributes;  /* attributes associated with door */
    door_id_t   di_uniquifier;  /* unique number */
} door_info_t;
```

其中 di_target 是服务器的进程 ID，di_proc 是所指定的服务器过程在服务器进程中的地址(对于客户来说，这个地址信息也许没什么用)。作为第一个参数传递给该服务器过程的魔饼(cookie)指针由 di_data 返回。

该门的当前属性存放在 di_attributes 中，我们已在 15.3 节中描述过两个属性：DOOR_PRIVATE 和 DOOR_UNREF。两个新属性是 DOOR_LOCAL(该过程局部于本进程)和 DOOR_REVOKE(服务器已通过调用 door_revoke 函数撤销了与该门关联的过程)。

每个门刚被创建时都被赋予一个系统范围的唯一数值，它作为 di_uniquifier 返回。

本函数通常由客户调用，以获取关于服务器的信息。然而它也可以由一个服务器过程调用，这时第一个参数指定为 DOOR_QUERY，所返回的信息是关于调用线程的。这种情形下，服务器过程的地址(di_proc)和魔饼(di_data)也许有用。

15.7 例 子

现在给出使用前述五个函数的一些例子。

door_info 函数

图 15.6 给出的程序打开一个门，调用 door_info，然后输出关于该门的信息。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char **argv)
4 {
5     int             fd;
6     struct stat stat;
7     struct door_info  info;
8     if (argc != 2)
9         err_quit("usage: doorinfo <pathname>");
10    fd = Open(argv[1], O_RDONLY);
11    Fstat(fd, &stat);
12    if (S_ISDOOR(stat.st_mode) == 0)
13        err_quit("pathname is not a door");
14    Door_info(fd, &info);
15    printf("server PID = %ld, uniquifier = %ld",
16            (long) info.di_target, (long) info.di_uniquifier);
17    if (info.di_attributes & DOOR_LOCAL)
18        printf(", DOOR_LOCAL");
19    if (info.di_attributes & DOOR_PRIVATE)
20        printf(", DOOR_PRIVATE");
21    if (info.di_attributes & DOOR_REVOKED)
22        printf(", DOOR_REVOKED");
23    if (info.di_attributes & DOOR_UNREF)
24        printf(", DOOR_UNREF");
25    printf("\n");
26    exit(0);
27 }
```

图 15.6 输出关于一个门的信息[doors/doorinfo.c]

我们 open 所指定的路径名后首先验证它是一个门。对应一个门的 stat 结构的 st_mode 成员含有一个值，该值使得 S_ISDOOR 宏求值为真。我们接着调用 door_info。

我们首先指定一个不是门的路径名运行该程序，然后针对 Solaris 2.6 所用的两个门运行它。

```
solaris % doorinfo /etc/passwd
pathname is not a door

solaris % doorinfo /etc/.name_service_door
server PID = 308, uniquifier = 18, DOOR_UNREF
solaris % doorinfo /etc/.syslog_door
server PID = 282, uniquifier = 1635

solaris % ps -f -p 308
    root   308     1   0   Apr 01 ?      0:34 /usr/sbin/nscd
solaris % ps -f -p 282
    root   282     1   0   Apr 01 ?      0:10 /usr/sbin/syslogd -n -z 14
```

我们使用 ps 命令来查看以由 door_info 返回的进程 ID 运行的是什么程序。

结果缓冲区大小

在描述 door_call 函数时我们提到过，如果结果缓冲区太小而容纳不了服务器的结果，门函数库就会自动分配一个新的缓冲区。我们现在给出展示这一特性的一个例子。图 15.7 给出了新的客户程序，它是对图 15.2 的简单修改。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 int
 3 main(int argc, char **argv)
 4 {
 5     int           fd;
 6     long  ival, oval;
 7     door_arg_t  arg;
 8     if (argc != 3)
 9         err_quit("usage: client2 <server-pathname> <integer-value>");
10     fd = Open(argv[1], O_RDWR);          /* open the door */
11         /* set up the arguments and pointer to result */
12     ival = atol(argv[2]);
13     arg.data_ptr = (char *) &ival;       /* data arguments */
14     arg.data_size = sizeof(long);  /* size of data arguments */
15     arg.desc_ptr = NULL;
16     arg.desc_num = 0;
17     arg.rbuf = (char *) &oval;           /* data results */
18     arg.rsize = sizeof(long);            /* size of data results */
19         /* call server procedure and print result */
20     Door_call(fd, &arg);
21     printf("&oval = %p, data_ptr = %p, rbuf = %p, rsize  = %d\n",
22             &oval, arg.data_ptr, arg.rbuf, arg.rsize);
23     printf("result: %ld\n", *((long *) arg.data_ptr));
24     exit(0);
25 }
```

图 15.7 输出结果的地址[doors/client2.c]

第19～23行 在这个版本的程序中，我们输出oval变量的地址、data_ptr的内容(它指向从door_call返回后的结果)以及结果缓冲区的地址和大小(rbuf和rsize)。

这时运行该程序，我们还没有修改来自图15.2的结果缓冲区的大小，因此预期data_ptr和rbuf都指向oval变量，rsize则为4字节。确实，这跟我们实际看到的一致：

```
solaris % client2 /tmp/server2 22
&oval = efffff740, data_ptr = efffff740, rbuf = efffff740, rsize = 4
result: 484
```

现在只改动图15.7中一行，把客户的结果缓冲区大小减少1字节。新版本中来自图15.7的第18行改为如下：

```
arg.rsize=sizeof(long)-1;       /* size of data results */
```

执行这个新的客户程序，我们看到已分配了一个新缓冲区，data_ptr就指向这个新缓冲区。

```
solaris % client3 /tmp/server3 33
&oval = efffff740, data_ptr = ef620000, rbuf = ef620000, rsize = 4096
result: 1089
```

所分配缓冲区的大小4096是该系统上的页面大小，我们已在12.6节中看到过这个大小。从这个例子可以看出，我们应该总是通过data_ptr指针访问服务器的结果，而不能通过其地址在rbuf中传递给服务器的变量。这就是说在我们的例子中，我们应该以*((long *)arg.data_ptr)访问长整数结果，而不是以oval来访问(图15.2中是这么做的)。

通过调用mmap分配的这个新缓冲区可使用munmap返还给系统。客户也可以给后续的door_call调用一直使用该缓冲区。

door_cred函数和客户凭证

这一次我们对图15.3中的servproc函数作修改：调用door_cred函数获取客户的凭证。图15.8给出了这个新的服务器过程；客户和服务器main函数不变，仍然是图15.2和图15.3。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
4           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
5 {
6     long  arg, result;
7     door_cred_t info;
8         /* obtain and print client credentials */
9     Door_cred(&info);
10    printf("euid = %ld, ruid = %ld, pid = %ld\n",
11           (long) info.dc_euid, (long) info.dc_ruid, (long) info.dc_pid);
12    arg = *((long *) dataptr);
13    result = arg * arg;
14    Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
15 }
```

图15.8 获取并输出客户凭证的服务器过程[doors/server4.c]

首先简单地运行客户程序，我们将如期地看到有效用户 ID 等于实际用户 ID。接着变换为超级用户，把客户程序可执行文件的属主改为 root，并使能该文件的 SUID 位，然后再次运行客户程序[2]。

```
solaris % client4 /tmp/server4 77          第一次运行客户程序
result: 5929
solaris % su                               变为超级用户
Password:
Sun Microsystems Inc.   SunOS 5.6       Generic August 1997
solaris # cd  含有客户程序可执行文件的目录
solaris # ls -l client4
-rwxrwxr-x   1 rstevens other1    139328 Apr 13 06:02 client4
solaris # chown root client4               把属主改为 root
solaris # chmod u+s client4                并打开 SUID 位
solaris # ls -l client4                    检查文件权限和属主
-rwsrwxr-x   1 root     other1    139328 Apr 13 06:02 client4
solaris # exit
solaris % ls -l client4
-rwsrwxr-x   1 root     other1    139328 Apr 13 06:02 client4
solaris % client4 /tmp/server4 77     然后再次运行客户程序
result: 5929
```

查看服务器的输出，我们看到第二次运行客户程序时，有效用户 ID 发生了变化。

```
solaris % server4 /tmp/server4
euid = 224, ruid = 224, pid = 3168
euid = 0, ruid = 224, pid = 3176
```

其中有效用户 ID 为 0 意味着超级用户。

服务器的自动线程管理

为了查看由服务器执行的线程管理，我们让服务器过程在一开始执行时输出自己所在线程的线程 ID，然后让它睡眠 5 秒钟，以此模拟一个运行时间较长的服务器过程。这段睡眠使得我们可以在已有一个客户正在接受服务期间启动多个客户。图 15.9 给出了新的服务器过程。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
4           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
5 {
6     long  arg, result;
7     arg = *((long *) dataptr);
```

---

② 译者注：SUID 是可执行文件的一个权限位。设置了该位的可执行文件运行时，相应进程的有效用户 ID 就设置成该文件的属主(本例子中就是 root)，从而可达到获取原本没有的特权之目的。典型的 SUID 程序是修改保密字用的 passwd(路径名通常为/bin/passwd 或/usr/bin/passwd，注意与/etc/passwd 区分开)，该文件的属主为 root。当普通用户执行 passwd 程序时，实际上暂时取得了超级用户的特权，能够修改原本只能读的/etc/passwd 文件，不过程序代码控制着具体的操作，使得有恶意的用户不能胡作非为。关于 SUID 属性、SUID 程序的安全性以及相关内容，可参考译者的另一本译著《UNIX 系统管理技术》。

```
 8      printf("thread id %ld, arg = %ld\n", pr_thread_id(NULL), arg);
 9      sleep(5);
10      result = arg * arg;
11      Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
12  }
```

图 15.9 输出线程 ID 后睡眠的服务器过程[doors/server5.c]

其中引入了来自我们自己的函数库的一个新函数 pr_thread_id。它需要一个参数(指向一个线程 ID 的指针或表示使用调用线程之线程 ID 的空指针),返回的是该线程的一个 long 类型的整数标识符(往往是一个小整数)。一个进程总是可以由一个整数值来标识,这就是它的进程 ID。即使我们不清楚进程 ID 是 int 类型还是 long 类型,那也只需把 getpid 的返回值类型强制转换成 long 类型后输出其值(图 9.2)。但是线程的标识符是一个 pthread_t 数据类型的值(称为线程 ID),它不必是一个整数。事实上,Solaris 2.6 使用小整数作为线程 ID,Digital Unix 则使用指针。然而我们往往希望只给线程输出一个小整数标识符(本例子就是这样),以用于调试目的。图 15.10 给出的 pr_thread_id 库函数处理这个问题。

```
245 long
246 pr_thread_id(pthread_t *ptr)
247 {
248 #if defined(sun)
249     return((ptr == NULL) ? pthread_self() : *ptr);  /* Solaris */
250 #elif defined(__osf__) && defined(__alpha)
251     pthread_t   tid;
252     tid = (ptr == NULL) ? pthread_self() : *ptr;    /* Digital Unix */
253     return(pthread_getsequence_np(tid));
254 #else
255         /* everything else */
256     return((ptr == NULL) ? pthread_self() : *ptr);
257 #endif
258 }
```

图 15.10 pr_thread_id 函数:给调用线程返回小整数标识符[lib/wrappthread.c]

如果实现没有给线程提供小整数标识符,这个函数就可能复杂得多,需要把 pthread_t 值映射成小整数,并记住这种映射关系(存放在一个数组或链表中),供以后的调用使用。[Lewis and Berg 1998]中的 thread_name 函数完成了这个工作。

返回图 15.9,我们接连运行客户程序三次。由于我们在启动下一个客户之前等待 Shell 提示符,因此知道每次在服务器端的 5 秒钟等待都是完整的。

```
solaris % client5 /tmp/server5 55
result: 3025
solaris % client5 /tmp/server5 66
result: 4356
solaris % client5 /tmp/server5 77
result: 5929
```

查看服务器的输出,我们看到同一个服务器线程为每个客户提供服务:

```
solaris % server5 /tmp/server5
thread id 4, arg = 55
thread id 4, arg = 66
```

```
thread id 4, arg = 77
```

现在同时启动三个客户：

```
solaris % client5 /tmp/server5 11 & client5 /tmp/server5 22 & \
client5 /tmp/server5 33 &
[2]     3812
[3]     3813
[4]     3814
solaris % result: 484
result:121
result: 1089
```

服务器的输出表明，服务器进程创建了两个新线程来处理同一个服务器过程的第二次和第三次激活请求。

```
thread id 4, arg = 22
thread id 5, arg = 11
thread id 6, arg = 33
```

接着同时启动另外两个客户：

```
solaris % client5 /tmp/server5 11 & client5 /tmp/server5 22 &
[2]     3830
[3]     3831
solaris % result: 484
result: 121
```

我们看到服务器使用的是以前创建的线程：

```
thread id 6, arg = 22
thread id 5, arg = 11
```

从本例子可以看出，服务器进程(实际上是跟我们的服务器代码相链接的门函数库)根据需要自动创建服务器线程。如果一个应用程序希望亲自处理线程的管理，那么它可以使用我们将在15.9节中描述的函数去这么做。

我们还验证了服务器过程是一个并发(concurrent)服务器：同时可有同一个服务器过程的多个实例在运行，它们作为彼此独立的线程给不同的客户提供服务。认定服务器并发的第一个办法是，当我们同时运行三个客户时，所有三个结果都在5秒后输出。要是服务器是迭代的(iterative)，那么第一个结果在所有三个客户都启动后过5秒输出，下一个结果再过5秒输出，最后一个结果又过5秒输出。

服务器的自动线程管理：多个服务器过程

前一个例子的服务器进程中只有一个服务器过程。我们的下一个问题是，同一服务器进程中的多个服务器过程是否可以使用同一个线程池。为测试这一点，我们给服务器进程增加了另一个服务器过程，同时重新编写了前一个例子的代码，以表现出在不同进程间处理参数和结果的一种更好的风格。

我们的第一个文件是名为squareproc.h的头文件，它给我们的求平方函数定义了一个输入参数的数据类型和一个输出参数的数据类型。它还给该过程定义了路径名。图15.11给出了该文件。

```
1 #define     PATH_SQUARE_DOOR  "/tmp/squareproc_door"
2 typedef struct {          /* input to squareproc() */
3   long      arg1;
4 } squareproc_in_t;
5 typedef struct {          /* output from squareproc() */
6   long      res1;
7 } squareproc_out_t;
```

图 15.11 squareproc.h 头件[doors/squareproc.h]

我们的新服务器过程取一个长整数输入值，返回一个 double 类型的值，该值是输入值的平方根。我们在 sqrtproc.h 头文件中定义了该过程的路径名、输入结构和输出结构，图 15.12 给出了该文件。

```
1 #define     PATH_SQRT_DOOR    "/tmp/sqrtproc_door"
2 typedef struct {          /* input to sqrtproc() */
3   long      arg1;
4 } sqrtproc_in_t;
5 typedef struct {          /* output from sqrtproc() */
6   double    res1;
7 } sqrtproc_out_t;
```

图 15.12 sqrtproc.h 头文件[doors/sqrtproc.h]

我们的客户程序在图 15.13 中给出。它只是一先一后调用那两个服务器过程，然后输出结果。该程序与本章中已给出的其他客户程序类似。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "squareproc.h"
3 #include    "sqrtproc.h"
4 int
5 main(int argc, char **argv)
6 {
7     int                 fdsquare, fdsqrt;
8     door_arg_t          arg;
9     squareproc_in_t     square_in;
10    squareproc_out_t    square_out;
11    sqrtproc_in_t       sqrt_in;
12    sqrtproc_out_t      sqrt_out;
13    if (argc != 2)
14        err_quit("usage: client7 <integer-value>");
15    fdsquare = Open(PATH_SQUARE_DOOR, O_RDWR);
16    fdsqrt = Open(PATH_SQRT_DOOR, O_RDWR);
17        /* set up the arguments and call squareproc() */
18    square_in.arg1 = atoi(argv[1]);
19    arg.data_ptr = (char *) &square_in;
20    arg.data_size = sizeof(square_in);
21    arg.desc_ptr = NULL;
22    arg.desc_num = 0;
23    arg.rbuf = (char *) &square_out;
24    arg.rsize = sizeof(square_out);
25    Door_call(fdsquare, &arg);
```

```
26          /* set up the arguments and call sqrtproc() */
27      sqrt_in.arg1 = atol(argv[1]);
28      arg.data_ptr = (char *) &sqrt_in;
29      arg.data_size = sizeof(sqrt_in);
30      arg.desc_ptr = NULL;
31      arg.desc_num = 0;
32      arg.rbuf = (char *) &sqrt_out;
33      arg.rsize = sizeof(sqrt_out);
34      Door_call(fdsqrt, &arg);
35      printf("result: %ld %g\n", square_out.res1, sqrt_out.res1);
36      exit(0);
37  }
```

图 15.13　调用求平方过程和求平方根过程的客户程序[doors/client7.c]

图 15.14 给出了我们的两个服务器过程。每个过程输出其所在线程的线程 ID 和输入参数，睡眠 5 秒钟，计算结果，然后返回。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    <math.h>
 3 #include    "squareproc.h"
 4 #include    "sqrtproc.h"
 5 void
 6 squareproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
 7             door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
 8 {
 9     squareproc_in_t    in;
10     squareproc_out_t   out;
11     memcpy(&in, dataptr, min(sizeof(in), datasize));
12     printf("squareproc: thread id %ld, arg = %ld\n",
13             pr_thread_id(NULL), in.arg1);
14     sleep(5);
15     out.res1 = in.arg1 * in.arg1;
16     Door_return((char *) &out, sizeof(out), NULL, 0);
17 }
18 void
19 sqrtproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
20           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
21 {
22     sqrtproc_in_t      in;
23     sqrtproc_out_t     out;
24     memcpy(&in, dataptr, min(sizeof(in), datasize));
25     printf("sqrtproc: thread id %ld, arg = %ld\n",
26             pr_thread_id(NULL), in.arg1);
27     sleep(5);
28     out.res1 = sqrt((double) in.arg1);
29     Door_return((char *) &out, sizeof(out), NULL, 0);
30 }
```

图 15.14　两个服务器过程[doors/server7.c]

图 15.15 给出的服务器程序 main 函数打开两个门，然后给每个门关联一个服务器过程。

```
31 int
32 main(int argc, char * * argv)
33 {
34     int   fd;
35     if (argc ! = 1)
36         err_quit("usage: server7");
37     fd = Door_create(squareproc, NULL, 0);
38     unlink(PATH_SQUARE_DOOR);
39     Close(Open(PATH_SQUARE_DOOR, O_CREAT | O_RDWR, FILE_MODE));
40     Fattach(fd, PATH_SQUARE_DOOR);
41     fd = Door_create(sqrtproc, NULL, 0);
42     unlink(PATH_SQRT_DOOR);
43     Close(Open(PATH_SQRT_DOOR, O_CREAT | O_RDWR, FILE_MODE));
44     Fattach(fd, PATH_SQRT_DOOR);
45     for ( ; ; )
46         pause();
47 }
```

图 15.15 服务器程序 main 函数[doors/server7.c]

我们运行客户程序,它需花 10 秒钟才输出结果(正如我们的预料)。

```
solaris % client7 77
result: 5929 8.77496
```

查看服务器的输出,我们看到服务器进程中同样的线程处理了该客户的先后两个请求。

```
solaris % server7
squareproc: thread id 4, arg = 77
sqrtproc: thread id 4, arg = 77
```

这个例子告诉我们,对于一个给定进程,其服务器线程池中的任意线程能够处理的客户请求可以是针对任意服务器过程的。

服务器的 DOOR_UNREF 属性

我们在 15.3 节中提到过,DOOR_UNREF 可作为一个新创建的门的属性之一指定给 door_create 函数。该函数的手册页面中说,当指代某个具备该属性的门的描述字数降为 1(即该门的引用计数从 2 变为 1)时,该门的服务器过程将有一次特殊的激活。特殊之处在于,传递给该服务器过程的第二个参数(指向数据参数的指针)是常值 DOOR_UNREF_DATA。下面列出了引用该门的三种方法。

1. 服务器中由 door_create 返回的描述字算作一个引用。事实上,激活某个不再引用过程的触发条件是其引用计数从 2 变为 1 而不是从 1 变为 0 的原因在于,服务器进程通常在其整个存活期内一直保持该描述字打开。
2. 附接到该门上的文件系统中的路径名也算作一个引用。我们可以删除这个引用,办法有:调用 fdetach 函数,运行 fdetach 程序,或者从文件系统中删除该路径名(既可调用 unlink 函数,也可运行 rm 命令)。

3. 客户中由 open 返回的描述字算作一个打开的引用，直到该描述字关闭为止，这种关闭既可以显式地调用 close 完成，也可以隐式地由客户进程的终止完成。本章中已给出的所有客户进程都是隐式地关闭门描述字的。

我们的第一个例子展示，如果服务器在调用 fattch 之后关闭所创建的门描述字，那么其服务器过程的不再引用激活将立即发生。图 15.16 给出了我们的服务器过程和服务器 main 函数。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 void
 3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
 4           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
 5 {
 6     long  arg, result;
 7     if (dataptr == DOOR_UNREF_DATA) {
 8         printf("door unreferenced\n");
 9         Door_return(NULL, 0, NULL, 0);
10     }
11     arg = *((long *) dataptr);
12     printf("thread id %ld, arg = %ld\n", pr_thread_id(NULL), arg);
13     sleep(6);
14     result = arg * arg;
15     Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
16 }
17 int
18 main(int argc, char **argv)
19 {
20     int   fd;
21     if (argc != 2)
22         err_quit("usage: serverunref1 <server-pathname>");
23         /* create a door descriptor and attach to pathname */
24     fd = Door_create(servproc, NULL, DOOR_UNREF);
25     unlink(argv[1]);
26     Close(Open(argv[1], O_CREAT | O_RDWR, FILE_MODE));
27     Fattach(fd, argv[1]);
28     Close(fd);
29         /* servproc() handles all client requests */
30     for ( ; ; )
31         pause();
32 }
```

图 15.16　需处理不再引用激活的服务器过程[doors/serverunref1.c]

第 7～10 行　服务器过程认出特殊的不再引用激活后输出一个消息。当前线程通过以两个空指针和两个值为 0 的大小调用 door_return 从这个特殊调用中返回。

第 28 行　fattach 返回后 close 所创建的门描述字。fattach 之后该描述字对于服务器的唯一用途是供调用 door_bind、door_info 或 door_revoke 之用。

启动该服务器，我们注意到不再引用激活立即发生：

```
solaris serverunref1 /tmp/door1
door unreferenced
```

追踪该门的引用计数变化情况，它在 door_create 返回后变为 1，在 fattach 返回后变为 2。服务器调用 close 使它从 2 变为 1，于是触发了不再引用激活。该门现在所剩的唯一引用是它在文件系统中的路径名，它是客户指代该门所需的手段。这就是说，客户仍能正常工作。

```
solaris % clientunref1 /tmp/door1 11
result: 121
solaris % clientunref1 /tmp/door1 22
result: 484
```

而且，该服务器过程没有进一步的不再引用激活发生。事实上对于一个给定门，只递交一次不再引用激活。

现在把我们的服务器程序改回平常的情形，也就是并不 close 所创建的门描述字。图 15.17 给出了服务器过程和服务器 main 函数。我们保留了 6 秒钟的睡眠，并在服务器过程返回之前输出信息。在一个窗口中启动服务器，在另一个窗口中验证服务器所创建的门的关联路径名存在于文件系统中，然后用 rm 命令删除该路径名：

```
solaris % ls -l /tmp/door2
Drw-r--r--   1 rstevens other1          0 Apr 16 08:58 /tmp/door2
solaris % rm /tmp/door2
```

我们一删除该路径名，相应服务器过程的不再引用激活就发生：

```
solaris % serverunref2 /tmp/door2
door unreferenced                          一旦从系统中删除路径名
```

追踪该门的引用计数变化情况，它在 door_create 返回后变为 1，在 fattach 返回后变为 2。当我们 rm 该门的路径名时，这个命令把它的引用计数从 2 降为 1，于是触发了不再引用激活。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 void
 3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
 4           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
 5 {
 6     long  arg, result;
 7     if (dataptr == DOOR_UNREF_DATA) {
 8         printf("door unreferenced\n");
 9         Door_return(NULL, 0, NULL, 0);
10     }
11     arg = *((long *) dataptr);
12     printf("thread id %ld, arg = %ld\n", pr_thread_id(NULL), arg);
13     sleep(6);
14     result = arg * arg;
15     printf("thread id %ld returning\n", pr_thread_id(NULL));
16     Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
17 }
18 int
19 main(int argc, char **argv)
```

```
20 {
21      int    fd;
22      if (argc != 2)
23          err_quit("usage: serverunref2 <server-pathname>");
24          /* create a door descriptor and attach to pathname */
25      fd = Door_create(servproc, NULL, DOOR_UNREF);
26      unlink(argv[1]);
27      Close(Open(argv[1], O_CREAT | O_RDWR, FILE_MODE));
28      Fattach(fd, argv[1]);
29          /* servproc() handles all client requests */
30      for ( ; ; )
31          pause();
32 }
```

图 15.17　不关闭所创建门描述字的服务器程序[doors/serverunref2.c]

在下面的有关该属性的最后一个例子中，我们仍然从文件系统中删除路径名，不过是在启动服务器所创建的门的三次客户激活之后。我们要展示的是，每次客户激活给引用计数加 1，只有所有三个客户都终止后不再引用激活才发生。我们使用先前的在图 15.17 中给出的服务器程序，客户程序没有变动，如图 15.2 所示。

```
solaris % clientunref2 /tmp/door2 44 & clientunref2 /tmp/door2 55 & \
clientunref2 /tmp/door2 66 &
[2]     13552
[3]     13553
[4]     13554
solaris % rm /tmp/door2          在三个客户运行期间
solaris % result: 1936
result: 3025
result: 4356
```

下面是服务器的输出：

```
solaris % serverunref2 /tmp/door2
thread id 4, arg = 44
thread id 5, arg = 55
thread id 6, arg = 66
thread id 4, returning
thread id 5, returning
thread id 6, returning
door unreferenced
```

追踪该门的引用计数变化情况，它在 door_create 返回后变为 1，在 fattach 返回后变为 2。当每个客户调用 open 时，引用计数逐次加 1，从 2 变为 3，从 3 变为 4，最后从 4 变为 5。当我们 rm 该门的路径名时，引用计数从 5 变为 4。然后随着每个客户的终止，引用计数器从 4 变为 3，从 3 变为 2，最后从 2 变为 1，最后这次减 1 触发了不再引用激活。

以上这些例子表明，尽管 DOOR_UNREF 属性的说明很简单（“当引用计数从 2 变为 1 时，不再引用激活发生”），但是要使用这一特性，必须首先理解引用计数。

15.8 描述字传递

当考虑把一个打开着的描述字从一个进程传递到另一个进程时，我们通常想到以下两点：

- 调用 fork 之后，子进程与父进程共享所有打开着的描述字。
- 调用 exec 之后，所有描述字通常仍保持打开。

前一个例子中，父进程打开一个描述字，调用 fork 派生出子进程，然后父进程关闭该描述字，由子进程来处理它。这样就把一个打开着的描述字从父进程传递给了子进程。

现今的 Unix 系统扩充了这种描述字传递概念，提供了把任何打开着的描述字从一个进程传递给任何其他进程的能力，这两个进程间可以有亲缘关系，也可以没有亲缘关系。门提供了从客户到服务器以及从服务器到客户的一个描述字传递 API。

> 我们在 UNPv1 的 14.7 节讲述过使用 Unix 域套接口的描述字传递。源自 Berkely 的内核使用这些套接口传递描述字，TCPv3 第 18 章中提供了全部细节。SVR4 内核使用另一种技术来传递描述字，即 I_SENDFD 和 I_RECVFD 这两个 ioctl 命令，它们在 APUE 的 15.5.1 节中讲述。但是 SVR4 进程仍可以使用 Unix 域套接口访问这一内核特性。

注意理解传递描述字的含义。图 4.7 中，服务器打开文件后把整个文件内容拷贝到底部的管道中。如果该文件的大小为 1M 字节，那么通过底部的管道从服务器往客户流动了 1M 字节的数据。然而如果是服务器往客户传递回一个描述字的话，通过图 4.7 中底部的管道传递的仅仅是这个描述字（我们假设它是某些特定于内核的小量信息），而不是文件本身。客户取得该描述字后读出文件内容，并把它写往标准输出。所有的文件读出操作都发生在客户中，服务器只是打开该文件。

注意，服务器不能只是通过图 4.7 中底部的管道写出描述字号，就像以下代码那样：

```
int    fd;

fd = Open(...);
Write(pipefd, &fd, sizeof(int));
```

这种方法并不奏效。描述字号是特定于进程的属性。假设 fd 的值在服务器中为 4。即使该描述字打开在客户中，也几乎可以肯定它指代的文件不同于服务器进程中描述字 4 所指代的文件（从一个进程到另一个进程描述字号意义不变的唯一时刻是穿越 fork 前后和穿越 exec 前后）。如果服务器中的最低未用描述字为 4，那么服务器中一个成功的 open 将返回 4。如果服务器把描述字 4“传递”给客户，而客户中的最低未用描述字为 7，那么我们希望客户中的描述字 7 与服务器中的描述字 4 指代同一个文件。APUE 的图 15.4 和 TCPv3 的图 18.4 展示了从内核角度看来必然发生的情况：这两个描述字（这儿的例子是服务器中的 4 和客户中的 7）必须同时指向内核中的同一文件表项。描述字传递涉及一定的内核神秘技巧，然而像门和 Unix 域套接口这样的 API 隐藏了这些内部细节，从而允许进程们简单地从一个到另一个传递描述字。

通过一个门从客户向服务器传递描述字的手段是，把 door_arg_t 结构的 desc_ptr 成员设置成指向一个 door_desc_t 结构的数组，door_num 成员则设置成这些 door_desc_t 结构的数目。从服务器向客户传递回描述字的手段是，把 door_return 的第三个参数设置成指向一个 door_desc_t 结构的数组，把该函数的第四个参数设置成待传递的描述字数。

```
typedef struct door_desc {
    door_attr_t d_attributes;          /* tag for union */
    union {
        struct {                       /* valid if tag = DOOR_DESCRIPTOR */
            int      d_descriptor;     /* descriptor number */
            door_id_t   d_id;          /* unique id */
        } d_desc;
    } d_data;
} door_desc_t;
```

该结构含有一个联合，其第一个成员是一个标识该联合中含有哪个成员的标记。不过该联合当前只定义了一个成员（描述一个描述字的 d_desc 结构），标记（d_attributes）于是必须设置为 DOOR_DESCRIPTOR。

例子

我们修改以前的文件服务器例子（回想图 1.9），使得由服务器打开文件并把打开着的描述字传递给客户，然后由客户把文件的内容拷贝到标准输出。图 15.18 展示了这样的编排。

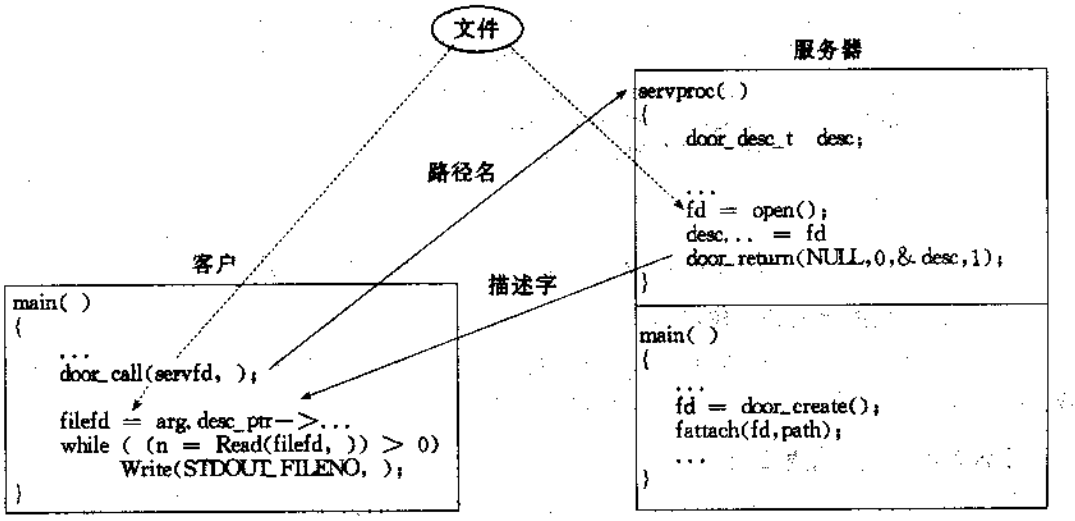


图 15.18　服务器传递回打开着描述字的文件服务器例子

图 15.19 给出了客户程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * *argv)
4 {
```

```
 5    int     door, fd;
 6    char    argbuf[BUFFSIZE], resbuf[BUFFSIZE], buff[BUFFSIZE];
 7    size_t        len, n;
 8    door_arg_t  arg;
 9    if (argc != 2)
10        err_quit("usage: clientfd1 <server-pathname>");
11    door = Open(argv[1], O_RDWR);     /* open the door */
12    Fgets(argbuf, BUFFSIZE, stdin);       /* read pathname of file to open */
13    len = strlen(argbuf);
14    if (argbuf[len-1] == '\n')
15        len--;          /* delete newline from fgets() */
16        /* set up the arguments and pointer to result */
17    arg.data_ptr = argbuf;          /* data argument */
18    arg.data_size = len + 1;        /* size of data argument */
19    arg.desc_ptr = NULL;
20    arg.desc_num = 0;
21    arg.rbuf = resbuf;              /* data results */
22    arg.rsize = BUFFSIZE;           /* size of data results */
23    Door_call(door, &arg);          /* call server procedure */
24    if (arg.data_size != 0)
25        err_quit("%.*s", arg.data_size, arg.data_ptr);
26    else if (arg.desc_ptr == NULL)
27        err_quit("desc_ptr is NULL");
28    else if (arg.desc_num != 1)
29        err_quit("desc_num = %d", arg.desc_num);
30    else if (arg.desc_ptr->d_attributes != DOOR_DESCRIPTOR)
31        err_quit("d_attributes = %d", arg.desc_ptr->d_attributes);
32    fd = arg.desc_ptr->d_data.d_desc.d_descriptor;
33    while ( (n = Read(fd, buff, BUFFSIZE)) > 0)
34        Write(STDOUT_FILENO, buff, n);
35    exit(0);
36 }
```

图15.19 描述字传递文件服务器例子的客户程序[doors/clientfd1.c]

打开门,从标准输入读入路径名

第9～15行 与待打开的门关联的路径名是一个命令行参数。打开该门后,从标准输入读入客户希望打开的文件名,并删掉结尾的换行符。

设置参数并指向结果的指针

第16～22行 设置door_arg_t结构。我们给路径名的大小多加了1,以允许服务器用空字符终止该路径名。

调用服务器过程并检查结果

第23～31行 调用服务器过程,然后检查其结果是我们预期的:没有数据,有一个描述字。我们不久将看到,服务器只在打不开客户指定的文件时才返回数据(含有一个出错消息),这种情况下,我们调用err_quit输出这个错误。

获取描述字，把文件拷贝到标准输出

第 32～34 行　从 door_desc_t 结构取得描述字，然后把相应的文件拷贝到标准输出。

图 15.20 给出了服务器过程。服务器 main 函数没有变化，如图 15.3 所示。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 void
 3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
 4           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
 5 {
 6     int     fd;
 7     char    resbuf[BUFFSIZE];
 8     door_desc_t desc;
 9     dataptr[datasize-1] = 0;          /* null terminate */
10     if ( (fd = open(dataptr, O_RDONLY)) == -1) {
11                 /* error: must tell client */
12         snprintf(resbuf, BUFFSIZE, "%s: can't open, %s",
13                  dataptr, strerror(errno));
14         Door_return(resbuf, strlen(resbuf), NULL, 0);
15     } else {
16         /* open succeeded: return descriptor */
17         desc.d_data.d_desc.d_descriptor = fd;
18         desc.d_attributes = DOOR_DESCRIPTOR;
19         Door_return(NULL, 0, &desc, 1);
20     }
21 }
```

图 15.20　打开一个文件并传递回其描述字的服务器过程[doors/serverfd1.c]

为客户打开文件

第 9～14 行　用空字符终止由客户提供的路径名，然后尝试 open 该文件。如果发生错误，数据结果就是含有相应出错消息的字符串。

成功

第 15～20 行　如果 open 成功，那就返回所得到的描述字；这时没有数据结果。

我们启动服务器，指定其待创建的门的路径名为/tmp/fd1，然后运行客户程序：

```
solaris % clientfd1 /tmp/fd1
/etc/shadow
/etc/shadow: can't open, Permission denied
solaris % clientfd1 /tmp/fd1
/no/such/file
/no/such/file: can't open, No such file or directory
solaris % clientfd1 /tmp/fd1
/etc/ntp.conf                          一个只有 2 行文本的文件
multicastclient 224.0.1.1
driftfile /etc/ntp/drift
```

前面两次我们指定了导致出错返回的路径名，最后一次服务器返回了一个只有 2 行文本的文件的描述字。

通过门传递描述字存在一个问题。在我们的例子中要看到这个问题，只需在服

务器过程中成功的 open 调用之后加一个 printf 语句。你将看到每次打开的描述字值比上一个描述字值大 1。问题在于服务器把这些描述字传递给客户后没有关闭它们。然而没有简单的办法做到这一点。执行 close 的逻辑上合适位置是在 door_return 返回之后，那时所打开的描述字已发送给客户，然而 door_return 并不返回！要是我们通过一个 Unix 域套接口使用 sendmsg 来传递该描述字，或者通过一个 SVR4 管道使用 ioctl 来传递它，那么可以在 sendmsg 或 ioctl 返回后 close 它。然而门的描述字传递规范不同于这两种技术，因为从传递描述字的函数上不会有返回发生。绕过这个问题的唯一办法是，让服务器过程以某种方式记着它已打开了一个描述字，并在以后某个时候关闭它，这么一来变得非常杂乱。

这个问题到 Solaris 2.7 中应得到纠正，办法是增加一个新的 DOOR_RELEASE 属性。发送者把 d_attributes 设置成 DOOR_DESCRIPTOR | DOOR_RELEASE，这样告诉系统把相应的描述字传递给接收者之后关闭它。

15.9 door_sever_create 函数

我们随图 15.9 展示出，当客户请求到达时，门函数库会按照处理它们的需要自动创建新线程。这些线程由该函数库作为脱离的线程创建，具有缺省的线程栈大小，禁止了线程取消功能，并具有从调用 door_create 的线程初始继承来的信号掩码和调度类。如果我们想要改变上述任何特性，或者希望亲自管理服务器线程池，那么可以调用 door_server_create 以指定我们自己的服务器创建过程(sever creation procedure)。

```
#include <door.h>
typedef void Door_create_proc(door_info_t *);
Door_create_proc *door_server_create(Door_create_proc *proc);

                                        返回：指向先前的服务器创建过程的指针
```

跟 15.3 节中 door_create 的声明一样，我们使用 C 的 typedef 语句来简化库函数的函数原型。我们的新数据类型把服务器创建过程定义为取单个参数(指向一个 door_info_t 结构的指针)，不返回任何值(void)。当我们调用 door_server_create 时，其参数是指向我们的服务器创建过程的指针，返回值是指向上一个服务器创建过程的指针。

每当需要一个新线程来给某个客户请求提供服务时，我们的服务器创建过程就被调用。至于哪个服务器过程需要这个新线程的信息则存放在其地址作为参数传递进本创建过程的 door_info_t 结构中。该结构的 di_proc 成员含有这个服务器过程的地址，di_data 成员则含有该服务器过程每次被调用时所传递进去的魔饼指针。

查看所发生的活动的最简单办法是使用例子。我们的客户程序没有变化，如图 15.2 所示。我们的服务器程序中除原来的服务器过程函数和 main 函数外，增加了两个新函数。图 15.21 给出服务器进程中四个函数的关系概貌，当时一些函数已注册，所有函数都已调用。

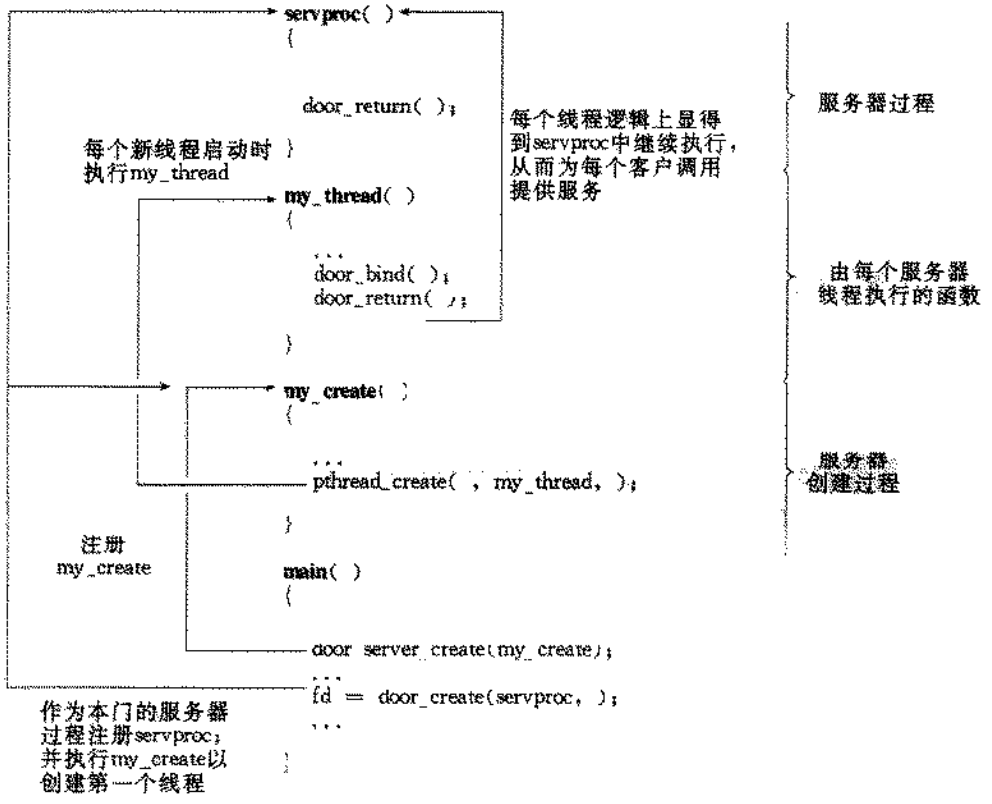


图 15.21 我们的服务器进程中四个函数的概貌

图 15.22 给出了服务器程序 main 函数。

```
42 int
43 main(int argc, char * * argv)
44 {
45     if (argc ! = 2)
46         err_quit("usage: ser\ _                    ,
47     Door_server_create(my_create);
48         /* create a door descriptor and attach to pathname */
49     Pthread_mutex_lock(&fdlock);
50     fd = Door_create(servproc, NULL, DOOR_PRIVATE);
51     Pthread_mutex_unlock(&fdlock);
52     unlink(argv[1]);
53     Close(Open(argv[1], O_CREAT | O_RDWR, FILE_MODE));
54     Fattach(fd, argv[1]);
55         /* servproc() handles all client requests */
56     for ( ; ; )
57         pause();
58 }
```

图 15.22 线程池管理例子程序的 main 函数[doors/server6.c]

与图15.3相比，有四个变动：(1)去掉了门描述字fd的声明(它现在是一个我们将在图15.23中给出并描述的全局变量)；(2)以一个互斥锁保护door_create调用(也在图15.23中说明)；(3)在创建门之前调用door_server_create，指定其参数为我们的服务器创建过程(my_create，它将在下面给出)；(4)door_create调用中，最后一个参数(属性)现在是DOOR_PRIVATE而不是0。DOOR_PRIVATE告诉门函数库本门将有它自己的称为私用服务器池(private server pool)的线程池。

使用DOOR_PRIVATE指定一个私用服务器池和使用door_server_create指定一个服务器创建过程是互相独立的。总共有四种可能情形：

1. 缺省情形：没有私用服务器池，也没有服务器创建过程。系统根据需要创建线程，它们都进入进程范围的线程池。
2. DOOR_PRIVATER指定，不过没有服务器创建过程。系统根据需要创建线程，对于创建时没有指定DOOR_PRIVATE属性的门，新创建的线程将进入进程范围的池，对于创建时指定了DOOR_PRIVATE属性的门，新创建的线程将进入该门的私用服务器。
3. 没有私用服务器，但是指定了一个服务器创建过程。每当需要一个新线程时，该服务器创建过程就被调用，所创建的线程都进入进程范围的线程池。
4. DOOR_PRIVATE指定，同时指定了一个服务器创建过程。每当需要一个新线程时，该服务器创建过程就被调用。一个线程创建出来后，必须调用door_bind把自己赋给合适的私用服务器池，否则它将被赋给进程范围的线程池。

图15.23给出了我们的两个新函数：my_create和my_thread。my_create是我们的服务器创建过程，它把my_thread指定为所创建的每个线程都执行的函数。

```
13 pthread_mutex_t   fdlock = PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
14 static int   fd = -1;            /* door descriptor */
15 void *
16 my_thread(void *arg)
17 {
18     int          oldstate;
19     door_info_t *iptr = arg;
20     if ((Door_server_proc *) iptr->di_proc == servproc) {
21         Pthread_mutex_lock(&fdlock);
22         Pthread_mutex_unlock(&fdlock);
23         Pthread_setcancelstate(PTHREAD_CANCEL_DISABLE, &oldstate);
24         Door_bind(fd);
25         Door_return(NULL, 0, NULL, 0);
26     } else
27         err_quit("my_thread: unknown function: %p", (Door_server_proc *) iptr->
                di_proc);
28     return(NULL);      /* never executed */
29 }
30 void
31 my_create(door_info_t *iptr)
32 {
33     pthread_t   tid;
```

```
34      pthread_attr_t      attr;
35      Pthread_attr_init(&attr);
36      Pthread_attr_setscope(&attr, PTHREAD_SCOPE_SYSTEM);
37      Pthread_attr_setdetachstate(&attr, PTHREAD_CREATE_DETACHED);
38      Pthread_create(&tid, &attr, my_thread, (void *) iptr);
39      Pthread_attr_destroy(&attr);
40      printf("my_create: created server thread %ld\n", pr_thread_id(&tid));
41  }
```

图 15.23　我们自己的线程管理函数[doors/server6.c]

服务器创建过程

第 30～41 行　my_create 每次被调用时，我们就创建一个新线程。但是在调用 pthread_create 前，我们先初始化该线程的属性，设置其竞用范围(contention scope)为 PTHREAD_SCOPE_SYSTEM，指定它为脱离的线程。接着调用 pthread_create 创建该线程，它启动执行的是 my_thread 函数。服务器创建过程以及新线程启动函数的参数都是指向待激活之门的 door_info_t 结构的指针。如果有一个带多个门的服务器，而且指定了一个服务器创建过程，该服务器创建过程就在其中任何一个门需要一个新线程时被调用。该服务器创建过程以及由它指定给 pthread_create 的线程启动函数在这些不同的服务器过程间加以区别的唯一办法是：查看该 door_info_t 结构中的 di_proc 指针。

> 把竞用范围设置成 PTHREAD_SCOPE_SYSTEM 意味着本线程将跟其他进程中的线程竞争处理器资源的使用。与之相对的 PTHREAD_SCOPE_PROCESS 意味着本线程只跟本进程内的其他线程竞争处理器资源的使用。后者对于门不起作用，因为门函数库要求执行 door_return 的内核轻权进程跟引发这个激活请求的轻权进程相同。未绑定的线程(PTHREAD_SCOPE_PROCESS)可能在执行服务器过程期间改变轻权进程[③]。
>
> 要求作为脱离的线程来创建新线程的原因是为了防止系统在该线程终止时保存有关它的任何信息，因为不会有其他线程对它调用 pthread_join。

---

③ 译者注：这儿涉及到有关线程的不少概念。首先，我们必须区分并发(concurrency)和并行(parallelism)。一个多处理机应用程序运行时的并行度是实际达到的并行执行程度，因此受限于其进程可用的物理处理器数。该应用程序的并发度则是处理器数无限的理想前提下所能达到的最大并行度。其次，并发既可在系统级提供，也可在用户级提供。内核通过认知一个进程内的多个线程(也称为热线程)并独立地调度它们来提供系统级并发。内核然后把这些线程复用到可用的处理器上。用户级并发则由应用程序通过用户级线程库提供，内核不认得这样的用户线程(也称为冷线程)，因而必须由用户级线程库管理和调度。许多系统(包括提供门 API 的 Solaris 2.6)实现了把两者结合起来的双并发模型：内核认得一个进程内的多个线程，线程库则支持不为内核所见的用户线程。再次，Solaris 2.x 支持内核线程(kernel thread)、轻权进程(lightweight process)和用户线程(user thread)。内核线程是能够被独立地调度和派遣到某个系统处理器上运行的基本轻权对象。它不必与一个用户进程相关联，是由内核根据内部需要创建、运行或撤除以执行指定的功能的。内核线程对于应用程序不可见。轻权进程是内核支持的用户可见线程，属于热线程。它基于内核线程，实际上每个轻权进程绑定在各自的内核线程上。用户线程是由线程库实现的内核不可见的更高级对象，属于冷线程。这是用户直接看到的线程。最后，一个进程内有两类用户线程：一类是绑定在某个轻权进程上的线程，一类是共享公共的轻权进程池的未绑定线程。竞用范围为 PTHREAD_SCOPE_SYSTEM 的线程属于绑定的线程，为 PTHREAD_SCOPE_PROCESS 的线程属于未绑定的线程。

线程启动函数

第15～20行 my_thread是通过调用pthread_create指定的线程启动函数。传递给它的参数是早先传递进my_create函数的指向待激活之门的door_info_t结构的指针。本进程中唯一存在的服务器过程是servproc，因此我们只是验证该参数指代这个过程。

等待描述字变为有效

第21～22行 服务器创建过程在door_create首次被调用时调用，目的是为了创建一个初始的服务器线程。门函数库中该调用是在door_create返回前发出的。然而变量fd要到door_create返回后才含有有效的门描述字。(这是一个鸡与蛋的问题。)既然知道my_thread是作为独立于调用door_create的主线程的另一个线程运行的，我们解决这个定时问题的办法于是就是按下述方式使用互斥锁fdlock：主线程在调用door_create前给该互斥锁上锁，在door_create返回并往fd中存入一个值(图15.22)后给该互斥锁解锁。我们的my_thread函数仅仅给该互斥锁上锁(也许要阻塞到主线程解开该互斥锁为止)，然后给它解锁。我们也许可以增设一个由主线程向它发送信号的条件变量，不过这儿没有这个必要，因为我们知道将发生的调用顺序。

禁止线程取消功能

第23行 当使用pthread_create创建一个新的Posix线程时，线程取消功能缺省是使能的。这种情况下，当某个客户夭折一个进展中的door_call调用时(我们将在图15.31中展示这个操作)，线程取消处理程序(如果有的话)将被调用，相应的服务器过程所在线程随后终止。在取消功能禁止的情况下(如这儿将做的那样)，当某个客户夭折一个进展中的door_call调用时，相应的服务器过程仍然完成(其所在的线程未被终止)，不过来自door_return的结果被简单地丢弃。既然取消功能使能时服务器线程有可能被终止，而且服务器过程当时可能处于为其客户执行的某个操作中途(它可能持有某些锁或信号灯)，因此门函数库(缺省)禁止了由它创建的所有线程的线程取消功能。如果一个服务器过程希望在某个客户过早终止时被取消，那么它所在的线程必须使能取消功能，并准备好处理这种事件。

> 注意，PTHREAD_SCOPE_SYSTEM竞用范围和脱离状态时在创建线程时作为属性指定的。然而取消模式只能由当事线程本身在开始运行后设置。事实上，即使我们禁止了取消功能，线程仍能在任何时候随心所欲地使能和禁止它。

把本线程捆绑到一个门

第24行 调用door_bind把调用线程捆绑到与某个门关联的私用服务器池，办法是将该门的描述字作为该函数的参数指定。既然该调用需要这个门描述字，我们于是让fd成为这个版本的服务器程序的一个全局变量。

使得本线程对于客户调用可用

第25行 通过以两个空指针和两个0长度为参数调用door_return，本线程使得其自身对于外来的门激活请求可用。

图15.24给出了服务器过程。它与图15.9中的版本相同。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
4           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
5 {
6     long  arg, result;
7     arg = *((long *) dataptr);
8     printf("thread id %ld, arg = %ld\n", pr_thread_id(NULL), arg);
9     sleep(5);
10    result = arg * arg;
11    Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
12 }
```

图 15.24　服务器过程[doors/server6.c]

为展示所发生的情况，我们首先启动服务器：

```
solaris % server6 /tmp/door6
my_create: created server thread 4
```

服务器启动后一调用 door_create，我们的服务器创建过程就被首次调用，尽管当时我们还没有启动客户。这就创建了第一个线程，它将等待第一个客户调用请求。我们然后接连运行客户程序三次。

```
solaris % client6 /tmp/door6 11
result: 121
solaris % client6 /tmp/door6 22
result: 484
solaris % client6 /tmp/door6 33
result: 1089
```

查看服务器的相应输出，我们看到第一个调用发生时创建了另一个线程(其线程 ID 为 5)，然后 ID 为 4 的线程给所有三个客户请求提供了服务。门函数库看来总是保留一个额外的线程备用。

```
my_create: created server thread 5
thread id 4, arg = 11
thread id 4, arg = 22
thread id 4, arg = 33
```

接着在后台几乎同时执行客户程序三次：

```
solaris % client6 /tmp/door6 44 & client6 /tmp/door6 55 & \
client6 /tmp/door6 66 &
[2]     4919
[3]     4920
[4]     4921
solaris % result: 1936
result: 4356
result: 3025
```

查看服务器的相应输出，我们看到创建了两个新线程(线程 ID 分别为 6 和 7)，给三个客户请求提供服务的分别是线程 4、5 和 6：

```
thread id 4, arg = 44
my_create: created server thread 6
thread id 5, arg = 66
my_create: created server thread 7
thread id 6, arg = 55
```

15.10 door_bind、door_unbind 和 door_revoke 函数

加上以下三个额外函数后，门 API 就完整了。

```
#include <door.h>
int door_bind(int fd);
int door_unbind(void);
int door_revoke(int fd);
```

全部返回：成功时为 0，出错时为 −1

我们在图 15.23 中引入了 door_bind 函数。它把调用线程捆绑到与描述字为 *fd* 的门关联的私用服务器池中。如果调用线程已绑定在另外某个门上，那就执行一个隐含的松绑操作。

door_unbind 显式地把调用线程从其已绑定的门上松绑开。

door_revoke 撤销对于由 *fd* 标识的门的访问。一个门描述字只能由其创建进程撤销。调用该函数时已在进展中的任何门激活实例仍允许正常地完成。

15.11 客户或服务器的过早终止

到此为止的所有例子都假设客户和服务器上都没有异常之事发生。我们现在考虑客户和服务器任何一方出错时发生什么情况。我们知道，当客户和服务器处于同一个进程中时（图 15.1 中的本地过程调用），客户不必担心服务器的崩溃，反之亦然，因为如果任何一方崩溃，那么整个进程崩溃。然而当客户和服务器散布到两个进程上时，我们必须考虑任何一方崩溃时发生什么情况，以及如何通知对方这种失败。客户和服务器无论是在同一台主机上还是在不同的主机上，我们都得考虑这些问题。

服务器的过早终止

客户阻塞在 door_call 调用中等待结果期间，必须知道服务器线程是否因某种原因而终止了。为了观察所发生的情况，我们让服务器过程调用 pthread_exit 以终止所在的线程。这样仅仅终止该线程本身，而不是终止整个服务器进程。图 15.25 给出了服务器过程。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
4           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
5 {
```

```
6     long   arg, result;
7     pthread_exit(NULL);        /* and see what happens at client */
8     arg = *((long *) dataptr);
9     result = arg * arg;
10    Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
11 }
```

图 15.25　被激活后终止其自身的服务器过程[doors/serverintr1.c]

服务器程序的其余部分没有变化，如图 15.3 所示，客户程序没有变化，如图 15.2 所示。

运行客户程序，我们看到如果服务器过程在返回前终止了，那么客户的 door_call 将返回一个 EINTR 错误。

```
solaris % clientintr1 /tmp/door1 11
door_call error: Interrupted system call
```

door_call 系统调用的不可中断性

door_call 的手册页面警告说，该函数不是一个可重新启动的系统调用。（门函数库中 door_call 函数激活一个同名的系统调用。）通过把服务器程序修改成其中的服务器过程在返回前睡眠 6 秒钟，我们就可以看到这种特性。图 15.26 给出了这个服务器过程。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
4           door_desc_t *desctpr, size_t ndesc)
5 {
6     long   arg, result;
7     sleep(6);          /* let client catch SIGCHLD */
8     arg = *((long *) dataptr);
9     result = arg * arg;
10    Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
11 }
```

图 15.26　睡眠 6 秒钟的服务器过程[doors/serverintr2.c]

我们然后对图 15.2 给出的客户程序进行修改，即建立一个 SIGCHLD 信号处理程序，fork 一个子进程，让子进程睡眠 2 秒钟后终止。这么一来，客户父进程调用 door_call 后约 2 秒钟，该父进程捕获 SIGCHLD 信号，接着其信号处理程序返回，从而中断 door_call 系统调用。图 15.27 给出了这个客户程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 sig_chld(int signo)
4 {
5     return;     /* just interrupt door_call() */
6 }
7 int
8 main(int argc, char **argv)
9 {
10    int            fd;
11    long           ival, oval;
```

```
12      door_arg_t   arg;
13      if (argc != 3)
14          err_quit("usage: clientintr2 <server-pathname> <integer-value>");
15      fd = Open(argv[1], O_RDWR);        /* open the door */
16          /* set up the arguments and pointer to result */
17      ival = atoi(argv[2]);
18      arg.data_ptr = (char *) &ival;        /* data arguments */
19      arg.data_size = sizeof(long); /* size of data arguments */
20      arg.desc_ptr = NULL;
21      arg.desc_num = 0;
22      arg.rbuf = (char *) &oval;          /* data results */
23      arg.rsize = sizeof(long);          /* size of data results */
24      Signal(SIGCHLD, sig_chld);
25      if (Fork() == 0) {
26          sleep(2);          /* child */
27          exit(0);          /* generates SIGCHLD */
28      }
29          /* parent: call server procedure and print result */
30      Door_call(fd, &arg);
31      printf("result: %ld\n", oval);
32      exit(0);
33  }
```

图 15.27 2秒钟后捕获SIGCHLD信号的客户程序[doors/clientintr2.c]

客户看到的错误就像服务器过程过早地终止一样，都是EINTR。

```
solaris % clientintr2 /tmp/door2 22
door_call error: Interrupted system call
```

这意味着我们必须阻塞调用door_call期间可能产生的任何信号，防止它们递交给进程，因为这些信号会中断door_call。

等势过程与非等势过程

要是我们知道刚刚捕获了一个信号，当检测到由door_call返回的EINTR错误后接着再次调用同一个服务器过程，情况会怎么样呢？这么做时我们知道错误来自被捕获的信号，而不是来自服务器过程的过早终止。然而这么做会导致我们将马上看到的问题。

首先把服务器过程修改为：(1)当被调用时输出当前线程ID；(2)睡眠6秒钟；(3)返回以前输出当前线程ID。图15.28给出了这个版本的服务器过程。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
4          door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
5 {
6     long  arg, result;
7     printf("thread id %ld called\n", pr_thread_id(NULL));
8     sleep(6);          /* let client catch SIGCHLD */
9     arg = *((long *) dataptr);
10    result = arg * arg;
```

```
11      printf("thread id %ld returning\n", pr_thread_id(NULL));
12      Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
13  }
```

图 15.28　当被调用时和准备返回时输出当前线程 ID 的服务器过程[doors/serverintr3.c]

图 15.29 给出了我们的客户程序。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  volatile sig_atomic_t    caught_sigchld;
3  void
4  sig_chld(int signo)
5  {
6      caught_sigchld = 1;
7      return;         /* just interrupt door_call() */
8  }
9  int
10 main(int argc, char **argv)
11 {
12     int             fd, rc;
13     long    ival, oval;
14     door_arg_t   arg;
15     if (argc != 3)
16         err_quit("usage: clientintr3 <server-pathname> <integer-value>");
17     fd = Open(argv[1], O_RDWR);             /* open the door */
18         /* set up the arguments and pointer to result */
19     ival = atol(argv[2]);
20     arg.data_ptr = (char *) &ival;          /* data arguments */
21     arg.data_size = sizeof(long); /* size of data arguments */
22     arg.desc_ptr = NULL;
23     arg.desc_num = 0;
24     arg.rbuf = (char *) &oval;              /* data results */
25     arg.rsize = sizeof(long);               /* size of data results */
26     Signal(SIGCHLD, sig_chld);
27     if (Fork() == 0) {
28         sleep(2);           /* child */
29         exit(0);            /* generates SIGCHLD */
30     }
31         /* parent: call server procedure and print result */
32     for ( ; ; ) {
33         printf("calling door_call\n");
34         if ( (rc = door_call(fd, &arg)) == 0)
35             break;                  /* success */
36         if (errno == EINTR && caught_sigchld) {
37             caught_sigchld = 0;
38             continue;    /* call door_call() again */
39         }
40         err_sys("door_call error");
41     }
42     printf("result: %ld\n", oval);
43     exit(0);
44 }
```

图 15.29　接收到 EINTR 错误后再次调用 door_call 的客户程序[doors/clientintr3.c]

第2～8行 声明全局变量caught_sigchld，它在SIGCHLD信号被捕获时由其信号处理程序设置为1。

第31～42行 只要返回的错误是EINTR，而且这是由我们的信号处理程序导致的，我们就在一个循环中调用door_call。

如果只看客户的输出，那么似乎没有问题：

```
solaris % clientintr3 /tmp/door3 33
calling door_call
calling door_call
result: 1089
```

第一次调用door_call后约2秒钟，我们的信号处理程序激活，把caught_sigchld设置为1，该信号处理程序的返回导致第一次door_call调用返回EINTR错误，我们于是再次调用door_call。第二次调用时服务器过程运行到完毕，从而返回预期的结果。

但是查看服务器的输出，我们发现服务器过程调用了两次：

```
solaris % serverintr3 /tmp/door3
thread id 4 called
thread id 4 returning
thread id 5 called
thread id 5 returning
```

客户的第一次door_call调用被所捕获的信号中断后，它的第二次door_call调用启动了再次调用服务器过程的另一个线程。如果该服务器过程是等势的(idempotent)，那是没有问题。但是如果该服务器过程是非等势的，那就有问题了。

等势(idempotent)一词用于描述一个过程时，意思是该过程可调用任意多次而不出问题。我们那个计算平方值的服务器过程是等势的：不论调用一次还是两次，我们都得到正确的结果。另外一个等势过程的例子是返回当前时间和日期的过程。尽管该过程每次可能返回不同的信息(譬如说它被调用了两次，彼此相差1秒，于是导致返回时间也相差1秒)，不过仍然是正确的。非等势过程的经典例子是从某个银行账户减去一笔费用的过程：除非该过程只调用了一次，否则结果是错误的。

客户的过早终止

现在看一看客户在调用door_call之后但在服务器返回之前终止时，服务器过程是如何得到通知的。图15.30给出了我们的客户程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int           fd;
6     long  ival, oval;
7     door_arg_t  arg;
8     if (argc ! = 3)
9         err_quit("usage: clientintr4 <server-pathname> <integer-value>");
10    fd = Open(argv[1], O_RDWR);     /* open the door */
```

```
11          /* set up the arguments and pointer to result */
12      ival = atol(argv[2]);
13      arg.data_ptr = (char *) &ival;          /* data arguments */
14      arg.data_size = sizeof(long); /* size of data arguments */
15      arg.desc_ptr = NULL;
16      arg.desc_num = 0;
17      arg.rbuf = (char *) &oval;          /* data results */
18      arg.rsize = sizeof(long);          /* size of data results */
19          /* call server procedure and print result */
20      alarm(3);
21      Door_call(fd, &arg);
22      printf("result: %ld\n", oval);
23      exit(0);
24  }
```

图 15.30　调用 door_call 后过早终止的客户程序[doors/clientintr4.c]

第 20 行　与图 15.2 相比唯一的变化是，在调用 door_call 之紧前调用 alarm(3)。该函数调度了一个过 3 秒钟发出的 SIGALAM 信号，但是由于我们没有捕获这个信号，因此它的缺省行为是终止客户进程。这将导致客户在 door_call 返回前终止，因为我们将在服务器过程中放置一个 6 秒钟的睡眠。

图 15.31 给出了我们的服务器过程以及它的线程取消处理程序。

```
1 #include     "unpipc.h"
2 void
3 servproc_cleanup(void *arg)
4 {
5     printf("servproc cancelled, thread id %ld\n", pr_thread_id(NULL));
6 }
7 void
8 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
9           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
10 {
11     int           oldstate, junk;
12     long  arg, result;
13     Pthread_setcancelstate(PTHREAD_CANCEL_ENABLE, &oldstate);
14     pthread_cleanup_push(servproc_cleanup, NULL);
15     sleep(6);
16     arg = *((long *) dataptr);
17     result = arg * arg;
18     pthread_cleanup_pop(0);
19     Pthread_setcancelstate(oldstate, &junk);
20     Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
21 }
```

图 15.31　检测客户过早终止的服务器过程[doors/serverintr4.c]

回想 8.5 节中就线程取消功能的讨论以及随图 15.23 进行的相关讨论。当系统检测到客户在其 door_call 调用仍然进展期间即将终止时，就向处理该调用的服务器线程发送一个取消请求。

- 如果该服务器线程禁止了取消功能，那就什么事情都不发生，该线程继续执行到完毕（调用 door_return 之时），结果则被丢弃。
- 如果该服务器线程使能了取消功能，那就调用所设置的不论是什么样的清理处理程序，该线程随后终止。

在图 15.31 给出的服务器过程中，我们首先调用 pthread_setcancelstate 以使能线程取消功能，因为门函数库创建新线程时禁止该功能。该函数还在变量 oldstate 中保存当前的取消状态，以便在本函数尾恢复状态。我们然后调用 pthread_cleanup_push 以把函数 servproc_cleanup 注册为取消处理程序。该函数只是输出本线程已被取消的消息，不过这儿正是其服务器过程在客户过早终止后做必要的清理工作的地方，譬如说释放互斥锁，写一个登记文件记录，等等。当清理处理程序返回时，本线程即终止。

我们还在服务器过程中放置了一个 6 秒钟的睡眠，以允许客户在其 door_call 调用仍在进展期间夭折。

运行客户程序两次，我们看到当它们的进程被 SIGALRM 信号所杀灭时，shell 输出了“Alarm Clock（报警时钟）”消息。

```
solaris % clientintr4 /tmp/door4 44
Alarm Clock
solaris % clientintr4 /tmp/door4 44
Alarm Clock
```

查看相应的服务器输出，我们看到每次有客户过早终止时，服务器线程确实被取消，清理处理程序也被调用。

```
solaris % serverintr4 /tmp/door4
servproc canceled, thread id 4
servproc canceled, thread id 5
```

我们运行客户程序两次是为了展示，当 ID 为 4 的线程被取消后，门函数库创建了一个新线程来处理客户的第二个服务器过程激活请求。

15.12 小 结

门提供了调用同一台主机上的另一个进程中的某个过程的能力。下一章中我们将对这种远程过程调用概念加以扩展，讲述如何调用另一台主机上的另一个进程中的某个过程。

基本的 API 函数比较简单。服务器调用 door_create 创建一个门，并给它关联一个服务器过程，然后调用 fattach 给该门附接一个文件系统中的路径名。客户对该路径名调用 open，然后调用 door_call 以调用服务器进程中的服务器过程。该服务器过程通过调用 door_return 返回。

通常情况下，对于一个门所执行的唯一权限测试是由 open 函数在打开该门时进行的，这种测试基于客户的用户 ID 和组 ID 以及该门的路径名的权限位和属主/属组 ID。门具有本书中介绍的其他 IPC 形式所不具备的一个精妙特性，即服务器具有确定客户的凭证的能力，这些凭证包括客户的有效和实际用户 ID 以及有效和实际组 ID。服务器可使用这些信息来确定自己是否想给相应客户的请求提供服务。

门允许从客户到服务器以及从服务器到客户传递描述字。这是一个非常有用的技巧，因为 Unix 中描述字代表着许多访问手段：访问文件以进行文件或设备 I/O，访问套接口或 XTI 以进行网络通信(UNPv1)，访问门以进行远程过程调用。

调用另一个进程中的过程时，我们必须考虑对方的过早终止，这是本地过程调用所不必担心的问题。如果门服务器线程过早终止，其客户通过由 door_call 返回一个 EINTR 错误得以通知。如果门客户在其 door_call 调用仍在进展期间终止，其服务器线程就通过接收到一个线程取消请求得以通知。该服务器线程必须确定是否处理这个取消请求。

15.13　习　题

15.1　由 door_call 作为参数从客户传递给服务器的信息有多少字节？

15.2　在图 15.6 中，有必要首先调用 fstat 以验证所打开的描述字是一个门吗？去掉这个调用，看一看发生了什么。

15.3　Solaris 2.6 中 sleep(3C)的手册页面这么陈述："The current process is suspended from exection.（当前进程从执行状态挂起。）"在图 15.9 中，既然这句话意味着一旦有一个线程调用 sleep，整个服务器进程即阻塞，那么为什么在第一个线程(ID 为 4)开始运行后，门函数库仍能创建第二个和第三个线程(ID 为 5 和 6)呢？

15.4　在 15.3 节中我们说过，对于使用 door_create 创建的描述字，它们的 FD_CLOEXEC 位是自动设置的。然而我们可以在 door_create 返回后，调用 fcntl 把该位关掉。如果我们这么做后调用 exec，再从某个客户中激活服务器过程，将发生什么？

15.5　在图 15.28 和图 15.29 中，将客户程序和服务器程序的各自两个 printf 调用改为输出当前时间。运行这两个程序。为什么第一次激活服务器过程在 2 秒钟后返回？

15.6　把图 15.22 和图 15.23 中保护 fd 的互斥锁去掉，验证程序不再正确工作。你看到了什么错误？

15.7　如果我们想要改变的唯一的服务器线程特性是使能取消，那么需要建立一个服务器创建过程吗？

15.8　验证 door_revoke 允许已在进行的客户调用继续完成，并确定服务器过程被取消后 door_call 的执行情况？

15.9　在上一道习题的解答以及图 15.22 中我们说过，当服务器过程或服务器创建过程需使用门描述字时，它必须是一个全局变量。这种说法并不正确。重新编写上一道习题解答的程序，让 fd 作为 main 函数中的一个自动变量。

15.10　在图 15.23 中，我们每次创建一个线程都得调用 pthread_attr_init 和 pthread_attr_destroy。这样做是最佳的吗？

第16章 Sun RPC

16.1 概 述

构筑一个应用程序时，我们首先在以下两者之间作出选择：

1. 构筑一个庞大的单一程序，完成全部工作。
2. 把整个应用程序散布到彼此通信的多个进程中。

如果我们选择后者，接下去的择决是：

2a. 假设所有进程运行在同一台主机上（允许IPC用于这些进程间的通信）。
2b. 假设某些进程会运行在其他主机上（要求使用进程间某种形式的网络通信）。

在图15.1中，顶部的情形是选择1，中部的情形是选择2a，底部的情形是选择2b。本书的大部分关注的是2a这种情况，也就是使用消息传递、共享内存区以及可能的话某种形式的同步进行的同一台主机上的进程间IPC。同一进程内不同线程间的IPC以及不同进程内各个线程间的IPC只是这种情形的特殊情况。

不同部分之间需要网络通信的应用程序大多数是使用显式的网络编程（explicit network programming）方式编写的，也就是如UNPv1中讲述的那样直接调用套接口API或XTI API。使用套接口API时，客户调用socket、connect、read和write，服务器则调用socket、bind、listen、accept、read和write。我们熟悉的大多数应用程序（Web浏览器、Web服务器、Telnet客户、Telnet服务器等等程序）就是以这种方式编写的。

编写分布式应用程序的另一种方式是使用隐式网络编程（implicit network programming）。远程过程调用（RPC）提供了这样的一个工具。我们使用早已熟悉的过程调用来编写应用程序，但是调用进程（客户）和含有被调用过程的进程（服务器）可在不同的主机上执行。客户和服务器运行在不同的主机上以及过程调用中涉及网络I/O，这样的事实对于程序员基本上是透明的。事实上衡量一个RPC软件包的测度之一就是它使得作为底层支撑的网络I/O对程序员的透明度有多大。

例子

作为RPC的一个例子，我们把图15.2和图15.3重新编写成改用Sun RPC代替门。客户以一个长整数调用服务器的过程，返回值则是该值的平方。图16.1给出了我们的第一个文件square.x。

```
1 struct square_in {            /* input (argument) */
2   long        arg1;
3 };
4 struct square_out {           /* output (result) */
5   long        res1;
```

```
6 };
7 program SQUARE_PROG {
8     version SQUARE_VERS {
9         square_out   SQUAREPROC(square_in) = 1;     /* procedure number = 1 */
10    } =   1;                          /* version number */
11 } =   0x31230000;                    /* program number */
```

图 16.1　RPC 说明书文件[sunrpc/square1/square.x]

其名字以.x 结尾的文件称为 RPC 说明书文件(RPC specification file),它们定义服务器过程以及它们的参数和结果。

定义参数和返回值

第 1～6 行　定义两个结构,一个用于参数(其成员为单个 long 变量),另一个用于结果(其成员为单个 long 变量)。

定义程序、版本和过程

第 7～11 行　定义一个名为 SQUARE_PROG 的 RPC 程序,它由一个版本(SQUARE_VERS)构成,该版本中又定义了单个名为 SQUAREPROC 的过程。该过程的参数是一个 square_in 结构,其返回值则是一个 square_out 结构。我们还给该过程赋了一个值为 1 的号,给版本赋的值为 1,给程序号赋的是一个 32 位十六进制值(我们将在图 16.9 中详细讨论程序号)。

我们使用一个随 Sun RPC 软件包提供的程序来编译这个说明书文件,该程序就是 rpcgen。

我们编写的下一个程序是调用我们的远程过程的客户程序 main 函数。图 16.2 给出了该函数。

```
1 #include    "unpipc.h"      /* our header */
2 #include    "square.h"      /* generated by rpcgen */
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     CLIENT        *cl;
7     square_in     in;
8     square_out    *outp;
9     if (argc != 3)
10        err_quit("usage: client <hostname> <integer-value>");
11    cl = clnt_create(argv[1], SQUARE_PROG, SQUARE_VERS, "tcp");
12    in.arg1 = atol(argv[2]);
13    if ( (outp = squareproc_1(&in, cl)) == NULL)
14        err_quit("%s", clnt_sperror(cl, argv[1]));
15    printf("result: %ld\n", outp->res1);
16    exit(0);
17 }
```

图 16.2　调用远程过程的客户程序 main 函数[sunrpc/square1/client.c]

包括进由 rpcgen 生成的头文件

第2行 #include 由 rpcgen 产生的 square.h 头文件。

声明客户句柄

第6行 我们声明一个名为 cl 的客户句柄(client handle)。客户句柄意在看起来像标准 I/O 的 FILE 指针(因而有全为大写的名字 CLIENT)。

获取客户句柄

第11行 我们调用 clnt_create,它运行成功时返回一个客户句柄。

```
#include <rpc/rpc.h>
CLIENT *clnt_create(const char *host, unsigned long prognum,
                    unsigned long versnum, const char *protocol);
                                        返回:成功时为非空客户句柄,出错时为 NULL
```

与标准 I/O 的 FILE 指针一样,我们并不关心客户句柄指向什么内容。它可能是由 RPC 运行时系统维护的某个信息结构。clnt_create 分配一个这样的结构,并返回指向它的指针,以后每次调用一个远程过程时,我们就把该指针传递给 RPC 运行时系统。

clnt_create 的第一个参数既可以是运行我们的服务器的主机的主机名,也可以是它的 IP 地址。第二个参数是程序名,第三个参数是版本号,这两者都来自我们的 square.x 文件(图 16.1)。最后一个参数是我们的协议选择,通常指定为 TCP 或 UDP。

调用远程过程并输出结果

第12~15行 调用我们的远程过程,其中第一个参数是指向输入结构的指针(&in),第二个参数是所获取的客户句柄。(在大多数标准 I/O 调用中,FILE 句柄是最后一个参数。类似地,RPC 函数的最后一个参数通常为 CLIENT 句柄。)返回值是指向结果结构的指针。注意,我们给输入结构分配了空间,但是结果结构是由 RPC 运行时系统分配的。

在 square.x 说明书文件中,我们称远程过程为 SQUAREPROC,但是在客户程序中,我们称它为 squareproc_1。这儿的约定是:.x 文件中的名字转换成小写字母形式,添上一个底划线后跟以版本号。

在服务器方,我们只编写服务器过程,如图 16.3 所示。服务器程序的 main 函数由 rpcgen 程序自动产生。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "square.h"
3 square_out *
4 squareproc_1_svc(square_in *inp, struct svc_req *rqstp)
5 {
6     static square_out out;
7     out.res1 = inp->arg1 * inp->arg1;
8     return(&out);
9 }
```

图 16.3 使用 Sun RPC 调用的服务器过程[sunrpc/square1/server.c]

过程参数

第 3～4 行 我们首先注意到服务器过程的名字在版本号后添加了_svc。这样允许 square.h 头文件中有两个 ANSI C 函数原型，一个用于图 16.2 中由客户调用的函数(它的一个参数是客户句柄)，另一个用于实际的服务器函数(它使用的参数与由客户调用的函数不一样)。

当我们的服务器过程被调用时，传递给它的第一个参数是指向输入结构的指针，第二个参数是指向由 RPC 运行时系统传递的一个结构的指针，该结构含有关于这次激活的信息(我们这个简单的过程忽略了这些信息)。

执行并返回

第 6～8 行 取出输入参数并计算其平方值。该结果存放在一个结构中，而该结构的地址则作为本函数的返回值。由于我们是在从函数中返回一个变量的地址，因为该变量不能是一个自动变量。我们把它声明为 static 变量。

> 机敏的读者将注意到，这样做妨碍服务器函数成为线程安全函数。我们将在 16.2 节中讨论这一点，并给出一个线程安全的版本。

现在在 Solaris 下编译我们的客户程序，在 BSD/OS 下编译我们的服务器程序，启动服务器，然后运行客户程序：

```
solaris % client bsdi 11
result: 121
solaris % client 209.75.135.35 22
result: 484
```

第一次运行时我们指定服务器主机的主机名，第二次运行时指定它的 IP 地址。这表明客户程序调用的 clnt_create 函数以及 RPC 运行时函数都是既允许使用主机名，也允许使用 IP 地址。

接着展示服务器主机不存在或者尽管存在但没有运行我们的服务器程序时，由 clnt_create 返回的一些错误。

```
solaris % client nosuchhost 11
nosuchhost: RPC: Unknown host          出自 RPC 运行时系统
clnt_create error                      出自我们的包裹函数
solaris % client localhost 11
localhost: RPC: Program not registered
clnt_create error
```

我们已编写了一个客户程序和一个服务器程序，并展示了其中没有使用任何显式的网络编程方式。我们的客户程序只是调用两个函数(clnt_create 和 squareproc_1)，而在服务器方，我们只是编写 squareproc_1_svc 函数。涉及 Solaris 下的 XTI、BSD/OS 下的套接口以及网络 I/O 的所有细节都由 RPC 运行时系统来处理。这就是 RPC 的目的：不需要显式的网络编程知识就允许编写分布式应用程序。

本例子的另一个重要之处在于，所用的两个系统(运行 Solaris 的 Sparc 系统和运行 BSD/OS 的 Intel x86 系统)具有不同的字节序(byte order)。也就是说，Sparc 系统是大端(big endian)字节序，Intel 系统是小端(little endian)字节序(我们在 UNPv1 的 3.4 节中展示了这

两种字节序)。这些字节排序上的差异也是由运行时函数库自动处理的,其中使用了一个称为XDR(external data representation,外部数据表示)的标准,我们将在16.8节中讨论。

本例子中客户程序和服务器程序的构造所涉及的步骤比本书中其他程序的构造都要多。下面是构造客户程序可执行文件所涉及的步骤:

```
solaris % rpcgen -C square.x
solaris % cc -c client.c -o client.o
solaris % cc -c square_clnt.c -o square_clnt.o
solaris % cc -c square_xdr.c -o square_xdr.o
solaris % cc -o client client.o square_clnt.o square_xdr.o libunpipc.a -lnsl
```

其中rpcgen的-C选项告诉它在square.h头文件中生成ANSI C原型。rpcgen还产生一个称为客户程序存根(client stub)的源文件square_clnt.c和一个名为square_xdr.c的处理XDR数据转换的文件。libunpipc.a是我们的函数库(存放本书中所用的函数),-lnsl选项则指定Solaris下存放网络支撑函数(包括RPC和XDR运行时系统)的系统函数库。

构造服务器程序时我们会看到类似的命令,不过rpcgen不必再运行。文件square_svc.c中含有服务器程序main函数,另外,构造客户程序时生成的含有XDR函数的square_xdr.o文件在服务器程序的构造中也需要。

```
solaris % cc -c server.c -o server.o
solaris % cc -c square_svc.c -o square_svc.o
solaris % cc -o server server.o square_svc.o square_xdr.o libunpipc.a -lnsl
```

这样构造出来的客户程序和服务器程序都运行在Solaris下。

当客户程序和服务器程序是为不同的系统构造时(例如在我们早先的例子中,客户程序运行在Solaris下,服务器程序运行在BSD/OS下),可能需要额外的步骤。举例来说,某些文件必须或者共享(例如通过NFS),或者在两个系统之间拷贝,另外,客户程序和服务器程序都使用的文件(square_xdr.o)必须在每个系统上分别编译。

图16.4汇总了构造我们的客户-服务器例子程序所需的文件和步骤。其中三个带阴影的方框是我们必须编写的文件。短划线指出了需要C伪指令#include square.h的那些文件。

图16.5汇总了一次远程过程调用中通常发生的步骤。编了号的步骤是按顺序执行的。

0. 服务器启动,它向所在主机上的端口映射器(port mapper)注册自身。客户然后启动,它调用clnt_create,该函数则与服务器主机上的端口映射器联系,以找到服务器的临时端口。clnt_create函数还建立一个与服务器的TCP连接(因为我们在图16.2中指定的协议为TCP)。我们在本图中没有展示这些步骤,留待16.3节中详细地讲述。

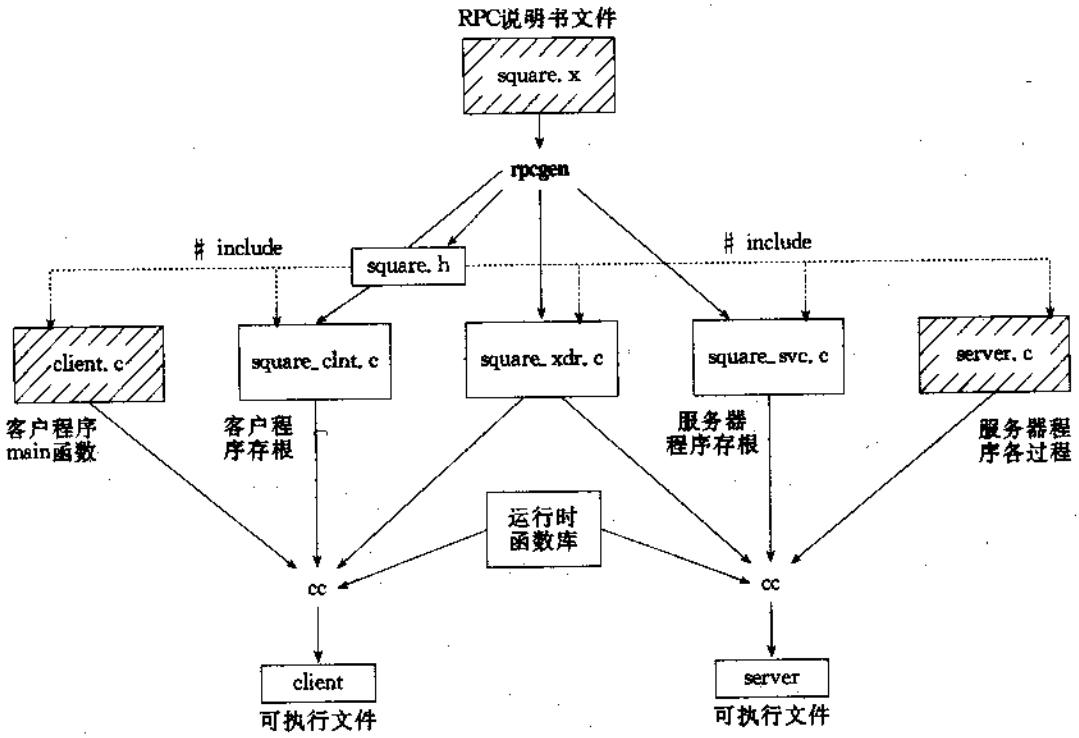


图 16.4　构造一个 RPC 客户-服务器程序所需的步骤汇总

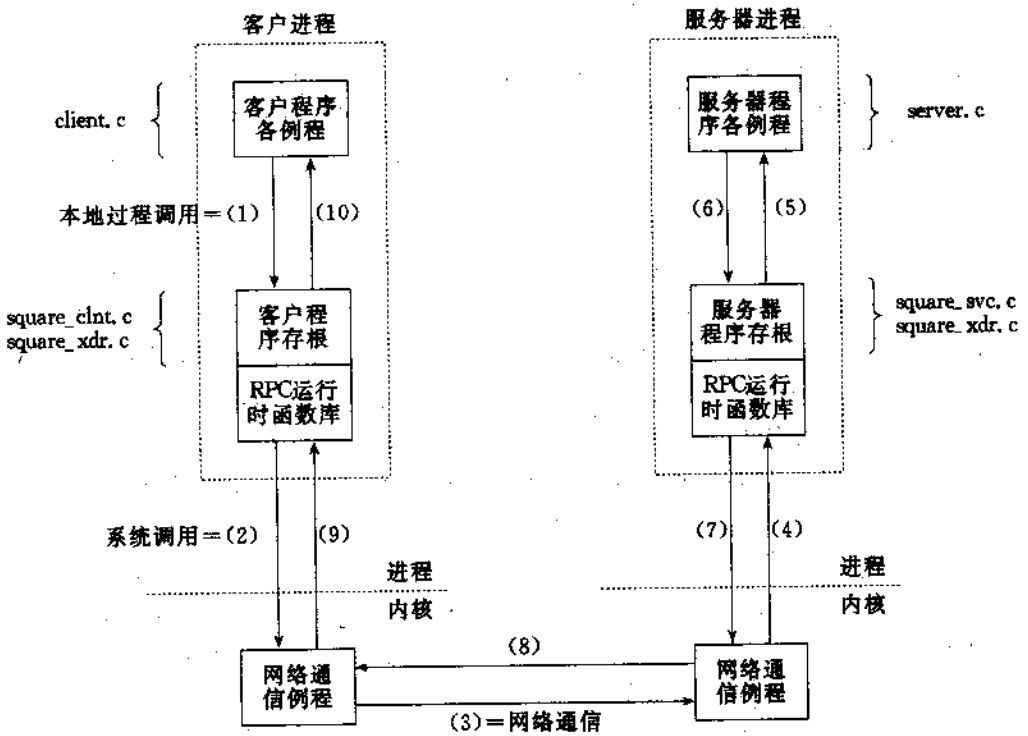


图 16.5　一次远程过程调用中涉及的步骤

1. 客户调用一个称为客户程序存根(client stub)的本地过程。在图16.2中,该过程名为squareproc_1,而含有这个客户程序存根的文件是由rpcgen产生的,名为square_clnt.c。对于客户来说,客户程序存根看起来像是它想要调用的真正的服务器过程。存根的目的在于把有待传递给远程过程的参数打成包,可能的话把它们转换成某种标准格式,然后构造一个或多个网络消息。把客户提供的参数打包成一个网络消息的过程称为集结(marshaling)。客户程序的各个例程和存根通常调用RPC运行时函数库中的函数(例如我们早先的例子中的clnt_create)。在Solaris下链接时,这些运行时库函数是从-lnsl函数库中加载的,而BSD/OS下它们是在标准C函数库中。
2. 这些网络消息由客户程序存根发送给远程系统。这通常需要一次陷入本地内核的系统调用(例如write或sendto)。
3. 这些网络消息传送到远程系统。这一步所用的典型网络协议为TCP或UDP。
4. 一个服务器程序存根(sever stub)过程一直在远程系统上等待客户的请求。它从这些网络消息中解散(unmarshaling)出参数。
5. 服务器程序存根执行一个本地过程调用以激活真正的服务器函数(图16.3中我们的squareproc_1_svc过程),传递给该函数的参数是它从来自客户的网络消息中解散出来的。
6. 当服务器过程完成时,它向服务器程序存根返回其返回值。
7. 服务器程序存根在必要时对返回值作转换,然后把它们集结到一个或多个网络消息中,以便发送回客户。
8. 这些消息通过网络传送回客户。
9. 客户程序存根从本地内核中读出这些网络消息(例如read或recvfrom)。
10. 对返回值进行可能的转换后,客户程序存根最终返回客户函数。这一步看起来像是一个普通的过程返回客户。

历史

关于RPC的最早期论文之一也许是[White 1975]。按照[Corbin 1991]的陈述,White当时转到了Xerox公司,那儿于是开发了若干个RPC系统。其中之一的Courier是作为一个产品于1981年面世的。关于RPC的经典论文是[Birrell and Nelson 1984],它讲述了20世纪80年代早期在Xerox公司的Dorado单用户工作站上运行的Cedar项目的RPC机制。Xerox在大多数人还不知道工作站是什么的时候就打算在工作站上实现RPC了!Courier的一个Unix实现版本随4.x BSD各个发行版本散布了许多年,不过现今Courier只具有历史意义了。

Sun公司于1985年发行它的RPC软件包的第一个版本。它是由Bob Lyon开发的,Bob于1983年离开Xerox加入Sun。它的正式名字是ONC/RPC:Open Network Computing Remote Procedure Call(开放的网络计算远程过程调用),不过往往被称为"Sun RPC"。技术上讲,它类似于Courier。Sun RPC的初期版本是用套接口API编写的,既能用于TCP,也能用于UDP。公开可得的源代码版本称为RPCSRC。20世纪90年代早期,Sun RPC改用TLI API重新编写,能用于内核支持的任何网络协议,其中TLI是XTI(在UNPv1第4部分讲述)的前身。套接口版本和TLI版本的公开可得源代码实现都可从ftp://playground.sun.

com/pub/rpc 中获得，前者的名字为 rpcsrc，后者的名字为 tirpcsrc（称为 TI-RPC，其中“TI”代表“传输独立(transport independent)”）。

RFC 1831[Srinivasan 1995a]提供了 Sun RPC 的一个概貌，并描述了通过网络发送的 RPC 消息的格式。RFC 1832[Srinivasan 1995b]讲述了 XDR，既包括所支持的数据类型，又包括它们的“在线上(on the wire)”格式。RFC 1833 [Srinivasan 1995c]讲述了捆绑协议：RPCBIND 及其前身端口映射器。

使用 Sun RPC 的最广泛流行的应用也许是 NFS，即 Sun 的网络文件系统。正常情况下，NFS 不是使用本章讲述的标准 RPC 工具、rpcgen 以及 RPC 运行时函数库构造的。相反，它的大多数库例程是手工优化过的，并且因性能原因而驻留在内核中。然而支持 NFS 的大多数系统也支持 Sun RPC。

20 世纪 80 年代中期，Appollo 公司针对 Sun 在工作站市场展开竞争，并自行设计了称为 NCA (Network Computing Architecture，网络计算体系结构)的 RPC 软件包竞比 Sun RPC，其实现称为 NCS(Network Computing System，网络计算系统)。NCA/RPC 是 RPC 协议，NDR(Network Data Representation，网络数据表示)类似于 Sun 的 XDR，NIDL(Network Interface Definition Language，网络接口定义语言)则定义了客户和服务器之间的接口(例如类似于图 16.1 中的.x 文件)。运行时函数库称为 NCK(Network Computing Kernel，网络计算内核)。

Apollo 于 1989 年被 Hewlett Packard(惠普)公司收购，NCA 于是发展成为开放软件基金会(OSF)的分布式计算环境(Distributed Computing Environment，简称 DCE)，其中 RPC 是一个基本元素，大多数部件就建筑在其上。有关 DCE 的详细信息可从 http://www.camb.opengroup.org/tech/dce 中得到。DCE RPC 软件包有一个实现是公开可得的，其 URL 为 ftp://gatekeeper.dec.com/pub/DEC/DCE。该目录还含有一个 171 页的文档，讲述 DCE RPC 软件包的内部工作原理。许多平台上有 DCE 可用。

> Sun RPC 比 DCE RPC 要流行得多，其原因也许是前者有免费可得的实现，而且大多数版本的 Unix 把 Sun RPC 软件包作为基本系统的一部分提供。DCE RPC 通常是作为一个增值(也就意味着单独计价)特性提供的。它的公开可得实现并没有得到广泛的移植，尽管往 Linux 上的移植正在进展中。本书中我们只讨论 Sun RPC。Courier、Sun RPC 和 DCE RPC 这三个 RPC 软件包都极其相似，因为基本的 RPC 概念是一样的。
>
> 大多数 Unix 厂家提供关于 Sun RPC 的除手册页面外的详细文档。举例来说，Sun 的文档可从 http://docs.sun.com 获取，在“Developer Collection(开发人员资料汇编)”第 1 卷中，它是名为“ONC+ Developer's Guide (ONC+开发人员指南)”的共 280 页的一个部分。Digital Unix 的文档可从 http://www.unix.digital.com/faqs/publications/pub_page/V40D_DOCS.HTM 获取，包括一本题目为“Programming with ONC RPC(使用 ONC RPC 编程)”的 116 页手册。
>
> RPC 本身是一个让人争议的主题。http://www.kohala.com/~rstevens/papers.others/rpc.comments.txt 中收集了关于这个主题的 8 篇张贴文章。

本章中我们给大多数例子假设使用 TI-RPC(早先提及的传输独立版本的 RPC),其中 TCP 和 UDP 作为 TI-RPC 支持的协议讨论,不过 TI-RPC 能够支持主机所能支持的任何协议。

16.2 多线程化

回想图 15.9,我们从中展示了由门服务器执行的自动线程管理,由此缺省提供了一个并发服务器。我们现在展示 Sun RPC 缺省提供的是一个迭代服务器(iterative server)。我们从上一节中的例子程序着手,并只修改其中的服务器过程。图 16.6 给出了这个新函数,它输出所在线程的线程 ID,睡眠 5 秒钟,再输出自己的线程 ID,然后返回。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "square.h"

3 square_out *
4 squareproc_1_svc(square_in *inp, struct svc_req *rqstp)
5 {
6     static square_out out;

7     printf("thread %ld started, arg = %ld\n",
8             pr_thread_id(NULL), inp->arg1);
9     sleep(5);
10    out.res1 = inp->arg1 * inp->arg1;
11    printf("thread %ld done\n", pr_thread_id(NULL));

12    return(&out);
13 }
```

图 16.6 睡眠 5 秒钟的服务器过程[sunrpc/square2/server.c]

我们启动服务器,然后运行客户程序三次:

```
solaris % client localhost 22 & client localhost 33 & \
client localhost 44 &
[3]     25179
[4]     25180
[5]     25181
solaris % result: 484                    shell 提示符输出后的 5 秒
result: 1936                             另一个 5 秒后
result: 1089                             再一个 5 秒后
```

尽管光看这些输出,我们不能识别每个客户输出各自的结果时彼此间有 5 秒钟的等待发生。然而要是查看服务器的输出,我们就会看到各个客户请求是迭代地处理的:每一个客户的请求处理完毕后,第二个客户的请求接着处理到完毕,最后是第三个客户的请求处理到完毕。

```
solaris % server
thread 1 started, arg = 22
thread 1 done
thread 1 started, arg = 44
thread 1 done
thread 1 started, arg = 33
thread 1 done
```

可看出单个线程在处理所有的客户请求：缺省情况下服务器并不多线程化。

第 15 章中我们的门服务器程序从 shell 启动时都运行在前台，例如：

```
solaris % server
```

这样允许我们在服务器过程中放置调试用的 printf 调用。但是 Sun RPC 服务器缺省作为守护进程运行，也就是执行了 UNPv1 的 12.4 节中概括出的若干步骤。这就要求从服务器过程中调用 syslog 来输出任何诊断信息。然而我们的做法是在编译服务器程序时指定 C 编译器标志-DDEBUG，这跟在服务器程序存根（由 rpcgen 产生的 square_svc.c 文件）中放置如下行是等效的：

```
# define DEBUG
```

这么一来阻止服务器程序 main 函数将自身变为一个守护程序，服务器于是继续连接到启动它的终端上。这就是我们可以从服务器过程中调用 printf 的原因。

Sun RPC 是随 Solaris 2.4 提供多线程化的服务器的，它通过向 rpcgen 指定一个-M 命令行选项使能。这使得由 rpcgen 产生的服务器代码线程安全。另一个选项-A 是让服务器根据处理新客户请求的需要自动创建线程。我们运行 rpcgen 时，同时使能这两个选项。

客户程序和服务器程序的源代码都需要修改，这是我们应该预期到的，因为我们在图 16.3 中使用了 static 类型变量。对 square.x 文件的唯一改动是把版本号从 1 改为 2。服务器过程的参数结构和结果结构的声明都不变。

图 16.7 给出了新的客户程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "square.h"
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     CLIENT  *cl;
7     square_in   in;
8     square_out  out;
9     if (argc != 3)
10        err_quit("usage: client <hostname> <integer-value>");
11    cl = clnt_create(argv[1], SQUARE_PROG, SQUARE_VERS, "tcp");
12    in.arg1 = atol(argv[2]);
13    if (squareproc_2(&in, &out, cl) != RPC_SUCCESS)
14        err_quit("%s", clnt_sperror(cl, argv[1]));
15    printf("result: %ld\n", out.res1);
16    exit(0);
17 }
```

图 16.7　用于多线程化服务器的客户程序 main 函数[sunrpc/square3/client.c]

声明存放结果的变量

第 8 行　声明一个 square_out 类型的变量，而不是指向该类型的一个指针。

过程调用的新参数

第12～14行 指向我们的out变量的指针成为squareproc_2的第二个参数，客户句柄则是最后一个参数。该函数返回的不再是指向结果的指针(如图16.2中所示)，而是或者返回RPC_SUCCESS，或者返回表示发生错误的某个其他值。<rpc/clnt_stat.h>头文件中列出了所有可能的出错返回值的clnt_stat枚举(enum)。

图16.8给出了新的服务器过程。与图16.6一样，它输出自己所在线程的线程ID，睡眠5秒钟，输出另一个消息，然后返回。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "square.h"
 3 bool_t
 4 squareproc_2_svc(square_in *inp, square_out *outp, struct svc_req *rqstp)
 5 {
 6     printf("thread %ld started, arg = %ld\n",
 7             pr_thread_id(NULL), inp->arg1);
 8     sleep(5);
 9     outp->res1 = inp->arg1 * inp->arg1;
10     printf("thread %ld done\n", pr_thread_id(NULL));
11     return(TRUE);
12 }
13 int
14 square_prog_2_freeresult(SVCXPRT *transp, xdrproc_t xdr_result,
15                          caddr_t result)
16 {
17     xdr_free(xdr_result, result);
18     return(1);
19 }
```

图16.8 多线程化的服务器过程[sunrpc/square3/server.c]

新的参数和返回值

第3～12行 多线程化所需的变动涉及函数参数和返回值。代替返回一个指向结果结构的指针(如图16.3中所示)的是，指向该结构的指针现在成了本函数的第二个参数。指向svc_req结构的指针现在变为第三个参数。本函数的返回值在成功时为TRUE，在发生错误时为FALSE。

释放XDR内存空间的新函数

第13～19行 我们必须完成的另一个源代码变动是提供一个释放自动分配了的内存空间的函数。该函数是在服务器过程返回并且其结果已发送给客户后从服务器程序存根中调用的。在图16.8中，我们只是调用普通的xdr_free函数。(我们将随图16.19和习题16.10详细讨论该函数。)要是我们的服务器过程曾经分配了任何必要的内存空间以容纳结果(譬如说一个链表)，这个新函数就可以释放这部分内存空间。

构造出新的客户程序和服务器程序后，我们再次同时运行客户程序的三个拷贝：

```
solaris % client localhost 55 & client localhost 66 & \
client localhost 77 &
[3]     25427
[4]     25428
```

```
[5]     25429
solaris % result: 4356
result: 3825
result: 5929
```

这一次我们能够辨别出那三个结果是一个紧接一个地输出的。查看服务器的输出，我们看到服务器使用了三个线程，它们是同时运行的。

```
solaris % server
thread 1 started, arg = 55
thread 4 started, arg = 77
thread 6 started, arg = 66
thread 6 done
thread 1 done
thread 4 done
```

按照多线程化的要求修改源代码有一个不幸的副作用，那就是并非所有系统都支持这个特性。举例来说，Digital Unix 4.0B 和 BSD/OS 3.1 提供的都是不支持多线程化的较老的 RPC 系统。这意味着如果我们想在这两种类型的系统上编译和运行一个程序，那么在其客户程序和服务器程序中必须加入一些 #ifdef 伪指令以处理在调用序列上存在的差异。当然举例来说，BSD/OS 上未线程化的一个客户仍能调用运行在 Solaris 上的一个多线程化的服务器过程，但是如果我们有一个希望在这两种类型的系统上都能编译的 RPC 客户程序（或服务器程序），那就有必要修改源代码以处理这些差异。

16.3 服务器捆绑

在描述图 16.5 时，我们掩饰了第 0 步中的细节，服务器如何向它的本地端口映射器（port mapper）注册自身，客户如何发现服务器的端口值。首先应注意的是，运行 RPC 服务器的任何主机必须在运行端口映射器。赋给端口映射器的端口是 TCP 的 111 和 UDP 的 111，它们是赋给 Sun RPC 的唯一的因特网固定端口。RPC 服务器总是先捆绑一个临时端口，再向本地端口映射器注册自己的临时端口。当一个客户启动时，它必须首先跟服务器主机上的端口映射器联系，询问服务器的临时端口号，然后跟这个临时端口上的服务器联系。端口映射器提供了一个其范围局限于所在系统的名字服务。

有些读者会声称 NFS 也有一个固定的端口号 2049。尽管许多实现缺省使用这个端口，而且某些较早的实现还把这个端口号硬编码到客户程序和服务器程序中，但是大多数当今的实现允许使用其他端口号。大多数 NFS 客户也是通过与服务器主机上的端口映射器联系来获取 NFS 服务器的端口号的。

随着 Solaris 2.x 的出现，Sun 公司把端口映射器改名为 RPCBIND。换名的原因在于，“端口”一词隐指因特网端口，而 TI-RPC 软件包能够工作在任何网络协议上，不只是工作在 TCP 和 UDP 协议上。我们还是使用传统的名字：端口映射器。另外在下面的讨论中，我们假设 TCP 和 UDP 是服务器主机上唯一受支持的协议。

服务器和客户是按如下的步骤执行的：

1. 当系统进入多用户模式时，端口映射器启动。其可执行文件名一般为 portmap 或 rpcbind。
2. 当我们的服务器启动时，它的 main 函数（该函数属于由 rpcgen 产生的服务器程序存根的一部分）调用库函数 svc_create。svc_create 确定本主机所支持的网络协议，并为每个协议创建一个传输端点（例如套接口），同时给 TCP 和 UDP 端点捆绑一个临时端口。该函数然后与本地的端口映射器联系，向它注册（TCP 和 UDP）这两个临时端口号以及调用程序的 RPC 程序号和版本号。

   端口映射器本身是一个 RPC 程序，服务器就是使用 RPC 调用向端口映射器注册自身的（不过所用端口为已知的 111）。RFC 1833[Srinivasan 1995c]中有端口映射器支持的过程的相关说明。这个 RPC 程序存在三个版本：版本 2 是历史久远的端口映射器，只处理 TCP 和 UDP 端口，版本 3 和版本 4 则采用较新的 RPCBIND 协议。

   通过执行 rpcinfo 程序，我们可以看到已向端口映射器注册了的所有 RPC 程序。我们可执行该程序来验证端口映射器本身使用端口号 111。

```
solaris % rpcinfo -p
program vers proto   port  service
 100000    4   tcp    111  rpcbind
 100000    3   tcp    111  rpcbind
 100000    2   tcp    111  rpcbind
 100000    4   udp    111  rpcbind
 100000    3   udp    111  rpcbind
 100000    2   udp    111  rpcbind
```

（我们已略掉了输出中的许多额外的行。）我们看到 Solaris 2.6 支持所有三个版本的协议，全部在端口 111 上，并且或者使用 TCP，或者使用 UDP。从 RPC 程序号到服务号的映射关系通常存放在文件/etc/rpc 中。在 BSD/OS 3.1 下执行同样的命令，结果表明它只支持版本 2 的端口映射器 RPC 程序。

```
bsdi % rpcinfo -p
   program vers proto port
    100000    2   tcp  111 portmapper
    100000    2   udp  111 portmapper
```

Digital Unix 4.0B 也只支持版本 2：

```
alpha % rpcinfo -p
   program vers proto prot
    100000    2   tcp  111 portmapper
    100000    2   udp  111 portmapper
```

我们的服务器程序然后进入睡眠，等待客户请求的到达。这种请求可以是在其 TCP 端口上的一个新连接，也可以是在其 UDP 端口上的一个 UDP 数据报的到达。启动图 16.3 给出的服务器后执行 rpcinfo，我们看到：

```
solaris % rpcinfo -p
   program vers proto   port service
   824377344  1   udp 47972
```

```
824377344 1   tcp 40849
```

其中 824377344 等于 0x31230000，它是我们在图 16.1 所赋的程序号。我们还在该图中赋了一个值为 1 的版本号。注意，服务器准备好或者使用 TCP 或者使用 UDP 接受客户请求，客户则在创建客户句柄时选择使用其中哪个协议（图 16.2 中 clnt_create 的最后一个参数）。

3. 客户启动并调用 clnt_create。该函数的参数（图 16.2）包括：服务器主机的主机名或 IP 地址、程序号、版本号及指定所用协议的字符串。客户向服务器主机的端口映射器发送一个 RPC 请求（这个 RPC 消息通常使用 UDP 作为所用协议），询问关于所指定的程序、版本和协议的信息。假设成功的话，作为答复的服务器端口号就保存到客户句柄中，供将来使用该句柄的所有 RPC 调用参考。

在图 16.1 中，我们给例子程序使用了值为 0x31230000 的程序号。这个 32 位的程序号是划分成组的，如图 16.9 所示。

程 序 号	说 明
0x00000000～0x1fffffff	由 Sun 定义
0x20000000～0x3fffffff	由用户定义
0x40000000～0x5fffffff	临时（供客户编写的应用程序用）
0x60000000～0xffffffff	保留

图 16.9 Sun RPC 的程序号范围

rpcinfo 程序显示本系统上当前已注册的程序。一个给定系统上所支持的 RPC 程序的相关信息的另一个来源是目录/usr/include/rpcsvc 中的.x 文件。

inetd 和 RPC 服务器

缺省情况下，由 rpcgen 创建的服务器可由 inetd 超级服务器激活。（UNPv1 的 12.5 节详细讨论 inetd。）查看由 rpcgen 产生的服务器程序存根，可看到服务器程序 main 函数启动时，检查标准输入是不是一个 XTI 端点，若是则假定自身是由 inetd 启动的。

为了支持这一特性，创建了一个将由 inetd 激活的一个 RPC 服务器之后，必须以该服务器的信息更新/etc/inetd.conf 配置文件，这些信息包括：RPC 程序名、所支持的程序号、所支持的协议、服务器程序可执行文件的路径名。作为一个例子，下面是出自 Solaris 配置文件中的一行：

```
rstatd/2-4   tli   rpc/datagram_v   wait   root   /usr/lib/netsvc/rstat/rpc.rstatd rpc.rstatd
```

其中第一栏是程序名（它将被映射成相应的程序号，这种映射关系存放在/etc/rpc 文件中），所支持的版本为 2、3 和 4。下一栏指定一个 XTI 端点（与套接口端点相对立），第三栏指定所有的可见数据报协议都受支持。查看文件/etc/netconfig，看到这样的协议有两个：UDP 和/dev/clts。（UNPv1 第 29 章讲述该文件和 XTI 地址。）第四栏 wait 告诉 inetd 在监听发往相应 XTI 端点的下一个客户请求前，先等待本服务器当前这次激活的终止。/etc/inetd.conf 中的所有 RPC 服务器都指定 wait 属性。

再下一栏 root 指定本程序将在这个用户 ID 下运行，最后两栏是本程序可执行文件的

路径名以及程序名，外带传递给该程序的任何命令行参数(本程序没有命令行参数)。

inetd 将给所指定的程序及版本创建 XTI 端点，并向端口映射器登记这些端点。我们可使用 rpcinfo 程序验证这一点：

```
solaris % rpcinfo | grep rstatd
100001    2    udp        0.0.0.0.128.11      rstatd    superuser
100001    3    udp        0.0.0.0.128.11      rstatd    superuser
100001    4    udp        0.0.0.0.128.11      rstatd    superuser
100001    2    ticlts     \000\000\020,       rstatd    superuser
100001    3    ticlts     \000\000\020,       rstatd    superuser
100001    4    ticlts     \000\000\020,       rstatd    superuser
```

其中第四栏是 XTI 地址的可显示格式(它是逐个字节输出的)，128×256+11=32779 是分配给该 XTI 端点的 UDP 临时端口号。

当一个 UDP 数据报到达端口 32779 时，inetd 将检测到有一个数据报已准备好被读入，它于是 fork 并 exec 程序/usr/lib/netsvc/rstat/rpc.rstatd。在 fork 和 exec 之间，该服务器的 XTI 端点被复制到描述字 0、1 和 2 上，inetd 的所有其他描述字则都被关闭(UNPv1 的图 12.7)。inetd 还将停止监听发往该 XTI 端点的新的客户请求，直到当前这次服务器激活(它是 inetd 的一个子进程)终止为止，这是因为该服务器在配置文件中指定了 wait 属性的缘故。

假设该程序是由 rpcgen 产生的，它将检测到标准输入是一个 XTI 端点，于是相应地把该端点初始化为一个 RPC 服务器端点。这是通过调用 RPC 函数 svc_tli_create 和 svc_reg 完成的，我们不再讨论它们。第二个函数并不向端口映射器登记本服务器，这步工作由 inetd 在启动时只做一次。该 RPC 服务器接着进入循环，由名为 svc_run 的函数读入待处理的数据报，并调用相应的服务器过程来处理这个客户请求。

通常情况下，由 inetd 激活的服务器处理完一个客户请求后就终止，以此允许 inetd 等待下一个客户请求。作为一种优化手段，由 rpcgen 产生的 RPC 服务器会等待一小段时间(缺省值为 2 分钟)，以防另一个客户请求在这段时间内到达。如果真是这样，这个已经在运行的现有服务器将读入新的数据报并处理其请求。这就避免了给迅速地相继到达的多个客户请求分别执行一次 fork 和一次 exec 的开销。过了这段小的等待期后，服务器将终止。这将给 inetd 产生一个 SIGCHLD 信号，从而导致它再次开始查看该 XTI 端点上有无数据报到达。

16.4 认 证

缺省情况下，RPC 请求中没有标识客户的信息。服务器回答客户的请求时并不关心客户是谁。这称为空认证(null authentication)或 AUTH_NONE。

下一个认证级别称为 Unix 认证(Unix authentication)或 AUTH_SYS。客户必须告诉 RPC 运行时系统随每个请求携带其身份信息(主机名、有效用户 ID、有效组 ID 和可能多个辅助组 ID)。我们把 16.2 节中的客户-服务器程序修改成包括 Unix 认证。图 16.10 给出了其中的客户程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "square.h"
```

```
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6     CLIENT     * cl;
7     square_in   in;
8     square_out  out;
9     if (argc ! = 3)
10        err_quit("usage: client <hostname> <integer-value>");
11    cl = Clnt_create(argv[1], SQUARE_PROG, SQUARE_VERS, "tcp");
12    auth_destroy(cl->cl_auth);
13    cl->cl_auth = authsys_create_default();
14    in.arg1 = atol(argv[2]);
15    if (squareproc_2(&in, &out, cl) ! = RPC_SUCCESS)
16        err_quit("%s", clnt_sperror(cl, argv[1]));
17    printf("result: %ld\n", out.res1);
18    exit(0);
19 }
```

图 16.10 提供 Unix 认证的客户程序[sunrpc/square4/client.c]

第 12～13 行 这两行是新的。我们首先调用 auth_destroy 销毁与本客户句柄关联的先前的认证，也就是缺省创建的空认证。然后调用函数 authsys_create_default 创建相应的 Unix认证结构，并把该结构存入客户句柄 CLIENT 结构的 cl_auth 成员中。客户程序的其余部分与图 16.7 的一样。

图 16.11 给出了新的服务器过程，它从图 16.8 修改而来。我们没有给出 square_prog_2_freeresult 函数，它没有变动。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "square.h"
3 bool_t
4 squareproc_2_svc(square_in * inp, square_out * outp, struct svc_req * rqstp)
5 {
6     printf("thread %ld started, arg = %ld, auth = %d\n",
7             pr_thread_id(NULL), inp->arg1, rqstp->rq_cred.oa_flavor);
8     if (rqstp->rq_cred.oa_flavor == AUTH_SYS) {
9         struct authsys_parms    * au;
10        au = (struct authsys_parms * ) rqstp->rq_clntcred;
11        printf("AUTH_SYS: host %s, uid %ld, gid %ld\n",
12                au->aup_machname, (long) au->aup_uid, (long) au->aup_gid);
13    }
14    sleep(5);
15    outp->res1 = inp->arg1 * inp->arg1;
16    printf("thread %ld done\n", pr_thread_id(NULL));
17    return(TRUE);
18 }
```

图 16.11 寻找 Unix 认证的服务器过程[sunrpc/square4/server.c]

第 6～8 行 现在使用总是作为一个参数传递给服务器过程的指向 svc_req 结构的指针。

```
struct svc_req {
  u_long              rq_prog;      /* program number */
  u_long              rq_vers;      /* version number */
  u_long              rq_proc;      /* procedure number */
  struct opaque_auth  rq_cred;      /* raw credentials */
  caddr_t             rq_clntcred;  /* cooked credentials (read-only) */
  SVCXPRT             *rq_xprt;     /* transport handle */
};

struct opaque_auth {
  enum_t    oa_flavor;    /* flavor; AUTH_xxx constant */
  caddr_t   oa_base;      /* address of more auth stuff */
  u_int     oa_length;    /* not to exceed MAX_AUTH_BYTES */
};
```

其中 rq_cred 成员含有原始认证信息，它的 oa_flavor 成员是一个标识认证类型的整数。“原始(raw)”一词意味着 RPC 运行时系统没有处理由 oa_base 指向的信息。然而，如果是运行时系统支持的认证类型的话，那么由 rq_clntcred 指向的成熟(cooked)凭证已被运行时系统处理成某个适合那种认证类型的结构。我们输出认证类型，并检查它是否等于 AUTH_SYS。

第 9～12 行 对于 Unix 认证，指向成熟凭证的指针(rq_clntcred)所指的是含有客户身份的一个 authsys_parms 结构：

```
struct authsys_parms {
    u_long    aup_time;     /* credentials creation time */
    char      *aup_machname; /* hostname where client is located */
    uid_t     aup_uid;      /* effective user ID */
    gid_t     aup_gid;      /* effective group ID */
    u_int     aup_len;      /* #elements in aup_gids[] */
    gid_t     *aup_gids;    /* supplementary group IDs */
};
```

我们取得指向这个结构的指针后，输出客户的主机名、有效用户 ID 和有效组 ID。

启动我们的服务器，然后运行客户程序一次，我们从服务器得到如下的输出：

```
solaris % server
thread 1 started, arg = 44, auth = 1
AUTH_SYS: host solaris.kohala.com, uid 765, gid 870
thread 1 done
```

Unix 认证很少使用，因为它极易攻破。我们可以很容易地自行构造含有 Unix 认证信息的 RPC 分组，把其中的用户 ID 和组 ID 设置成我们想要的任何值，然后发送给服务器。服务器没有办法验证我们就是所声称的客户。

> 实际上 NFS 缺省使用 Unix 认证，然而 NFS 请求通常是由 NFS 客户主机的内核发出的，而且通常使用一个保留端口(UNPv1 的 2.7 节)。有些 NFS 服务器配置成只响应从一个保留端口到达的客户请求。如果你信任想要往其上安装你的文件系统的客户主机，那么你也在信任该客户主机的内核能正确地标识自己的用户。要是服务器不要求客户使用一个保留端口，黑客们就能够自行编写出向 NFS 服务器发送 NFS 请求的程序，其中的 Unix 认证 ID 可设置成

任意想要的值。即使服务器要求客户使用一个保留端口，如果你拥有一个自己具有超级用户特权的系统，而且你能够把自己的系统接入网络中，那么你仍可以向服务器发送自己的NFS请求。

不论是请求还是应答，一个RPC分组中实际都含有两个与认证相关的字段：凭证(credential)和验证器(verifier)(图16.30和图16.32)。一个常用的类比是带相片的身份证件(护照、驾驶执照，等等)。凭证是印制的信息(姓名、住址、出生日期，等等)，验证器则是相片。验证器还有其他的形式，不过相片的效果要比列出身高、体重、性别等更好。如果我们有一个没有任何形式的标识信息的身份证件(图书馆借书卡往往是这样的例子)，那么我们是光有凭证而没有验证器，因而任何人都可以使用它并声称是它的主人。

在空认证的情况下，凭证和验证器都是空的。使用Unix认证时，凭证中含有主机名、用户ID和组ID，但是验证器是空的。RPC还支持其他形式的认证，它们的凭证和验证器含有的信息也不一样：

AUTH_SHORT　另一种形式的Unix认证，在从服务器返回客户的RPC应答的验证器字段中发送。它的信息量比完整的Unix认证少，客户可以在后续的请求中把它作为凭证发送回服务器。这种认证类型的意图在于节省网络带宽和服务器主机的CPU时间。

AUTH_DES　DES是数据加密标准(Data Encryption Standard)的首字母缩写，这种认证形式基于私钥和公钥加密机制。这种方案也称为安全的RPC(secure RPC)，当用作NFS的基础时，这样的NFS称为安全的NFS(secure NFS)。

AUTH_KERB　这种方案基于MIT的Kerberos认证系统。

[Garfinkel and Spafford 1996]第19章详细讨论后两种形式的认证，包括它们的设置和使用。

16.5 超时和重传

现在查看Sun RPC使用的超时和重传策略。Sun RPC使用了两个超时值：

1. 总超时(total timeout)：一个客户等待其服务器的应答的总时间量。TCP和UDP都使用该值。
2. 重试超时(retry timeout)：只用于UDP，是一个客户等待其服务器的应答期间每次重传请求的相隔时间。

首先应注意使用TCP不需要重试超时，因为TCP是一个可靠的协议。如果服务器主机没有接收到客户的请求，客户主机的TCP就会超时并重传该请求。当服务器主机接收到客户的请求时，服务器主机的TCP会向客户主机的TCP确认这次收到。如果服务器的确认丢失，导致客户主机的TCP重传该请求，那么当服务器主机的TCP接收到这个重复的数据时，它将丢弃该数据，并再次发出一个确认。有了可靠的协议后，可靠性(超时、重传、重复数据或重复确认的处理)就由传输层提供，RPC运行时系统不再关心它。由客户主机RPC层

发出的一个请求将由服务器主机RPC层作为一个请求接收(如果这个请求从未得到过确认,那么客户主机RPC层将得到一个出错指示),而不管在网络层和传输层上发生什么。

创建一个客户句柄后,我们可以调用clnt_control查询或设置影响该句柄的选项。这类似于给一个描述字调用fcntl,或者给一个套接口调用getsockopt和setsockopt。

```
#include <rpc/rpc.h>
bool_t clnt_control(CLIENT *cl, unsigned int request, char *ptr);
                                                返回:成功时为TRUE,出错时为FALSE
```

其中*cl*是客户句柄,由*ptr*指向的内容则取决于*request*。

我们把图16.2给出的客户程序修改为调用该函数并输出RPC的两个超时值。图16.12给出了这个新的客户程序。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "square.h"
 3 int
 4 main(int argc, char **argv)
 5 {
 6     CLIENT    *cl;
 7     square_in    in;
 8     square_out   *outp;
 9     struct timeval    tv;
10     if (argc != 4)
11         err_quit("usage: client <hostname> <integer-value> <protocol>");
12     cl = clnt_create(argv[1], SQUARE_PROG, SQUARE_VERS, argv[3]);
13     clnt_control(cl, CLGET_TIMEOUT, (char *) &tv);
14     printf("timeout = %ld sec, %ld usec\n", tv.tv_sec, tv.tv_usec);
15     if (clnt_control(cl, CLGET_RETRY_TIMEOUT, (char *) &tv) == TRUE)
16         printf("retry timeout = %ld sec, %ld usec\n", tv.tv_sec, tv.tv_usec);
17     in.arg1 = atol(argv[2]);
18     if ( (outp = squareproc_1(&in, cl)) == NULL)
19         err_quit("%s", clnt_sperror(cl, argv[1]));
20     printf("result: %ld\n", outp->res1);
21     exit(0);
22 }
```

图16.12 查询并输出两个RPC超时值的客户程序[sunrpc/square5/client.c]

协议是一个命令行选项

第10~12行 现在作为另一个命令行选项来指定协议,并把它用作clnt_create的最后一个参数。

取得总超时

第13~14行 clnt_control的第一个参数是客户句柄,第二个参数是请求,第三个参数则通常是指向一个缓冲区的指针。我们的第一个请求是CLGET_TIMEOUT,它在其地址为第三个参数的timeval结构中返回总超时值。该请求对所有协议都有效。

尝试取得重试超时

第 15～16 行　我们的下一个请求是获取重试超时的 CLGET_RETRY_TIMEOUT，不过这个超时只对 UDP 有效。因此，如果返回值为 FALSE，我们就什么都不输出。

我们还把图 16.6 给出的服务器程序修改为睡眠 1000 秒而不是 5 秒，以保证客户的请求超时。在主机 bsdi 上启动服务器后运行客户程序两次，一次指定 TCP 协议，一次指定 UDP 协议，然而结果并不是我们所预期的：

```
solaris % date ; client bsdi 44 tcp ; date
Wed Apr 22 14:46:57 MST 1998
timeout = 30 sec, 0 usec              超时值说是 30 秒
bsdi: RPC: Timed out
Wed Apr 22 14:47:22 MST 1998          但这是在 25 秒后输出的
solaris % date ; client bsdi 55 udp ; date
Web Apr 22 14:48:05 MST 1998
timeout = -1 sec, -1 usec             奇怪
retry timeout = 15 sec, 0 usec        这倒是正确的
bsdi: RPC: Timed out
Wed Apr 22 14:48:31 MST 1998          大约 25 秒之后
```

在使用 TCP 的情况下，由 cntl_control 返回的总超时值为 30 秒，但是我们的测量给出一个 25 秒的超时值。至于使用 UDP 的情况，所返回的总超时值为 -1。

为查看究竟发生了什么，我们分析由 rpcgen 产生的客户程序存根文件 square_clnt.c 中的 squareproc_1 函数。该函数调用 clnt_call，传递给它的最后一个参数是名为 TIMEOUT 的一个 timeval 结构，这个变量在该文件中声明，它的初始值为 25 秒。传递给 clnt_call 的这个参数覆盖了用于 TCP 的缺省 30 秒超时值和用于 UDP 的缺省 -1 值。这个参数一直沿用到客户以一个 CLSET_TIMEOUT 请求调用 clnt_control 显式地设置总超时值为止。如果我们想改变总超时值，那就应该调用 clnt_control，而不应该修改客户程序存根中的 timeval 结构变量 TIMEOUT。

> 验证 UDP 重试超时的唯一办法是使用 tcpdump 观察分组。这种观察表明，第一个数据报是在客户一启动后就发送的，下一个数据报的发送则在约 15 秒之后。

TCP 连接管理

使用 tcpdump 观察刚才描述的客户-服务器程序的运行情况，我们首先看到 TCP 的三路握手，然后是客户发送其请求，服务器确认这个请求。大约 25 秒后，客户发送一个 FIN 分节，它是由客户进程即将终止引起的，接着是 TCP 连接终止序列的其余三个分节。UNPv1 的 2.5 节详细讲述这些分节。

我们想要展示 Sun RPC 在使用 TCP 连接上的以下特征：客户通过调用 clnt_create 建立一个新的 TCP 连接，这个连接由与所指定的程序和版本相关联的所有过程调用使用。一个客户的 TCP 连接或者通过调用 clnt_destroy 显式地终止，或者由客户进程的终止隐式地终止。

```
#include <rpc/rpc.h>
void clnt_destroy(CLIENT *cl);
```

我们从图16.2的客户程序着手，把它修改成调用服务器过程两次，然后调用clnt_destroy，接着pause。图16.13给出了这个新的客户程序。

```
1 #include    "unpipc.h"     /* our header */
2 #include    "square.h"     /* generated by rpcgen */
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     CLIENT     *cl;
7     square_in   in;
8     square_out  *outp;
9     if (argc != 3)
10        err_quit("usage: client <hostname> <integer-value>");
11    cl = clnt_create(argv[1], SQUARE_PROG, SQUARE_VERS, "tcp");
12    in.arg1 = atol(argv[2]);
13    if ( (outp = squareproc_1(&in, cl)) == NULL)
14        err_quit("%s", clnt_sperror(cl, argv[1]));
15    printf("result: %ld\n", outp->res1);
16    in.arg1 *= 2;
17    if ( (outp = squareproc_1(&in, cl)) == NULL)
18        err_quit("%s", clnt_sperror(cl, argv[1]));
19    printf("result: %ld\n", outp->res1);
20    clnt_destroy(cl);
21    pause();
22    exit(0);
23 }
```

图16.13 检查TCP连接使用情况的客户程序[sunrpc/square9/client.c]

运行这个程序得到了预期的输出：

```
solaris % client kalae 5
result: 25
result: 100
                                程序只是等待，直到我们杀死它为止
```

不过验证我们早先给出的声明只能通过观察tcpdump的输出。这个输出表明，有一个TCP连接被创建了(通过调用clnt_create)，而且两个客户请求都使用这个连接。该连接然后由clnt_destroy调用终止，尽管当时客户进程还没有终止。

事务ID

超时和重传策略的另一部分是使用事务ID(transaction ID)即XID来标识客户请求和服务器应答。当一个客户发出一个RPC调用时，RPC运行时系统给这个调用赋一个32位整数XID，该值伴随RPC消息发送。服务器必须伴随其应答返回这个XID。RPC运行时系统重传一个请求时，XID并不改变。使用XID的目的有两个：

1. 客户验证应答的XID等于早先随请求发送的XID；否则的话客户忽略这个应答。如果使用的是TCP协议，那么客户收到XID不正确的应答的机会非常稀罕，然而如果使用的是UDP协议，而且存在重传请求的可能，网络也易于丢失分组，那么接收到

XID 不正确的应答是绝对可能的。

2. 服务器允许维护一个存放已发送的应答的高速缓存(cache),而用于确定一个请求是否为一个重复请求的条目之一是 XID。我们稍后讨论这个高速缓存。

TI-RPC 软件包使用以下算法来给一个新请求选择一个 XID,其中 ^ 运算符是 C 的按位异或:

```
struct timeval now;
gettimeofday(&now, NULL);
xid = getpid() ^ now.tv_sec ^ now.tv_usec;
```

服务器重复请求高速缓存

为使能 RPC 运行时系统维护一个重复请求高速缓存,服务器必须调用 svc_dg_enablecache。一旦使能了这个高速缓存,就没有办法关掉它(除非服务器进程终止)。

```
#include <rpc/rpc.h>
int svc_dg_enablecache(SVCXPRT *xprt, unsigned long size);
                                                    返回:成功时为 1,出错时为 0
```

其中 *xprt* 是一个传输句柄,该指针是 svc_req 结构的一个成员(16.4 节)。而该结构的地址是作为一个参数传递给服务器过程的。*size* 是需为之分配内存空间的高速缓存项数。

使能该高速缓存后,服务器给它发送的所有应答维护一个 FIFO(先进先出)高速缓存。每个应答是由如下信息唯一标识的:

- 程序号
- 版本号
- 过程号
- XID
- 客户地址(IP 地址和 UDP 端口号)

服务器中的 RPC 运行时系统每次接收到一个客户请求时,首先搜索重复请求高速缓存,看其中是否已有该请求的一个应答。如果有的话,这个高速缓存的应答就返回给客户,而不再调用相应的服务器过程。

重复请求高速缓存的目的是:当接收到对于某个服务器过程的多个重复请求时,避免多次调用该服务器过程,因为该过程也许不是等势的。在网络中接收到重复请求的可能原因是应答丢失或者客户重传请求超前于应答的接收。注意,这种重复请求高速缓存只适用于像 UDP 这样的数据报协议,因为使用 TCP 协议时应用绝对看不到重复的请求;请求的重复问题是由 TCP 处理的(见习题 16.6)。

16.6　调 用 语 义

在图 15.29 给出的门客户程序中,当客户的 door_call 调用被一个捕获的信号所中断

时，客户向服务器重传其请求。然而我们接下去展示出这将导致相应的服务器过程被调用两次，而不是一次。我们随后把服务器过程划分成等势(能够任意多次无差错地调用)和非等势(例如从某个银行账户上减去一笔费用)两大类。

过程调用可划分成以下三个类别：

1. 准确地一次(exactly once)：过程只能不多不少地执行一次。这类操作难于实现，因为服务器存在崩溃的可能。
2. 最多一次(at most once)：过程根本不执行或只执行一次。如果正常地返回到调用者，我们就知道该过程执行了一次。然而如果是出错返回，我们就不能肯定该过程执行了一次还是根本没有执行。
3. 最少一次(at least once)：过程至少执行一次，不过有可能是多次。这对于等势过程没有问题，客户只需一直传送其请求，直到接收到一个有效的响应为止。然而如果客户非得不止一次地发送其请求以接收一个有效的响应，那么该过程执行一次以上的可能是存在的。

对于一个本地过程调用，如果它返回。我们就知道它精确地执行了一次，但是如果当前进程在调用该过程后崩溃，我们就不知道它到底执行了一次还是根本没有执行。对于一个远程过程调用，我们必须考虑如下各种情形：

- 如果使用的是 TCP 协议，而且接收到了一个应答，我们就知道该远程过程被准确地调用了一次。但是如果没有接收到应答(譬如说服务器主机崩溃了)，我们就不知道该服务器过程已在其主机崩溃之前执行完毕，还是尚未被调用(最多一次的语义)。在服务器主机可能崩溃，而且网络存在停止运作可能的前提下，提供精确地一次的语义需要一个事务处理系统，它已超出了 RPC 软件包的能力。
- 如果使用的是 UDP 协议，而且服务器主机没有崩溃，应答也接收到了，我们就知道该服务器过程至少被调用了一次，不过也可能是多次(最少一次语义)。
- 如果使用的是 UDP 协议，而且使能了一个服务器高速缓存，应答也接收到了，我们就知道该服务器过程被准确地调用了一次。然而如果没有接收到应答，那就具有最多一次的语义，这跟 TCP 情形类似。

给定如下三种选择：

1. TCP
2. UDP，带有一个服务器高速缓存
3. UDP，没有任何服务器高速缓存

我们的建议是：

- 总是使用 TCP，除非 TCP 连接的开销对于应用来说过分昂贵。
- 给正确执行的意义相当重大的非等势过程(例如银行账户、机票预订，等等)使用一个事务处理系统。
- 对于非等势过程，使用 TCP 要比使用 UDP 带一个服务器高速缓存更为可取。TCP 一开始就设计成可靠的，而往一个 UDP 应用中添加可靠性很少可达到单纯使用 TCP 的效果(例如 UNPv1 的 20.5 节)。

- 对于等势过程使用 UDP 且不带服务器高速缓存不成问题。
- 对于非等势过程使用 UDP 且不带服务器高速缓存则是危险的。

我们将在下一节讨论使用 TCP 的其他优势。

16.7　客户或服务器的过早终止

现在考虑客户或服务器之一过早终止，而且 TCP 用作传输协议时发生什么情况。既然 UDP 是无连接的，因而打开着某个 UDP 端点的一个进程终止时，不会有任何信息发送给对方。在使用 UDP 的情形下，当有一方崩溃时所发生的全部情况为：对方将超时，可能会重传，最终放弃，这是上一节中讨论过的。然而，当具有某个打开着的 TCP 连接的一个进程终止时，该连接也终止，从而向对方发送一个 FIN 分节（UNPv1 第 36～37 页[①]），我们就想看一看当 RPC 运行时系统接收到来自对方的这个未曾料到的 FIN 时做些什么。

服务器的过早终止

我们首先在服务器仍在处理一个客户请求时过早地终止它。对客户程序所作的唯一变动是：把图 16.2 中 clnt_create 调用的“tcp”参数挪走，改成作为一个命令行参数指定所用的传输协议，就像图 16.12 中的那样。在服务器过程中，我们增加一个 abort 函数调用。该调用终止服务器进程，导致服务器主机的 TCP 向客户主机的 TCP 发送一个 FIN，这一点可使用 tcpdump 验证。

我们首先对 BSD/OS 系统上的服务器运行 Solaris 系统上的客户程序：

```
solaris % client bsdi 22 tcp
bsdi: RPC: Unable to receive; An event requires attention
```

当客户主机接收到服务器主机的 FIN 时，其 RPC 运行时系统正在等待服务器的应答。它检测到这个并非预期的应答后，从我们的 squareproc_1 调用返回一个错误。该错误（RPC_CANTRECV）由运行时系统保存在客户句柄中，（从我们的 Clnt_create 包裹函数中）调用 clnt_sperror 将把该错误输出成“Unable to receive（无法接收）”。该出错消息的其余部分“An event requires attention（有一个事件需要留意）”相应于由运行时系统保存的 XTI 错误，它也由 clnt_sperror 输出。一个客户调用一个远程过程时能够返回大约 30 个不同的 RPC_*xxx* 错误，它们列在<rpc/clnt_stat.h>头文件中。

对换客户和服务器的运行主机，我们看到同样的情形，由 RPC 运行时系统返回同样的错误（RPC_CANTRECV），不过最后输出的消息不一样。

```
bsdi % client solaris 11 tcp
solaris: RPC: Unable to receive; errno = Connection reset by peer
```

上面我们夭折的 Solaris 服务器不是作为一个多线程化的服务器程序编译的，因此当我们调用 abort 时，整个进程被终止。如果我们运行一个多线程化的服务器程序，事情就有变化，也就是说只有给客户的调用提供服务的线程才终止。为迫使这种情形的出现，我们把

① 译者注：中译本为第 31～32 页。

abort 调用替换成 pthread_exit 调用，就像我们在图 15.25 中对使用门的例子所做的那样。然后在 BSD/OS 系统上运行客户程序，在 Solaris 系统上运行多线程化的服务器程序。

```
bsdi % client solaris 33 tcp
solaris: RPC: Timed out
```

当服务器线程终止时，与客户的 TCP 连接并未关闭；也就是说它仍然在服务器进程中保持打开。因此，服务器主机没有给客户发送 FIN，客户于是仅仅超时。在客户请求已发送给服务器，并且服务器主机的 TCP 已确认该请求后，如果服务器主机崩溃，那么我们将看到同样的情况。

客户的过早终止

当一个 RPC 客户在其使用 TCP 的某个 RPC 过程调用仍在进展期间终止时，客户主机的 TCP 将向服务器主机的 TCP 发送一个 FIN。我们的问题是：服务器的 RPC 运行时系统是否检测到了这个条件，从而可能向服务器过程发出通知（回想 15.11 节，当客户过早终止时，门服务器线程被取消）。

为产生这个条件，我们的客户程序在调用服务器过程的紧前调用 alarm(3)，我们的服务器过程则调用 sleep(6)。（图 15.30 和图 15.31 中使用门的例子就是这么做的。由于客户没有捕获 SIGALRM，其进程将在服务器的应答返回前约 3 秒钟时由内核终止。）我们在 BSD/OS 系统上运行客户程序，在 Solaris 系统上运行服务器程序。

```
bsdi % client solaris 44 tcp
Alarm call
```

在客户方发生的情况是我们预期的，但在服务器方没有发生任何特殊之事。服务器过程结束其 6 秒钟的睡眠后返回。用 tcpdump 查看所发生的情况，我们看到：

- 当客户终止时（在启动后约 3 秒钟时），客户主机的 TCP 向服务器主机的 TCP 发送一个 FIN，服务器主机的 TCP 对它作了确认。按照 TCP 的术语，这个过程称为半关闭（half_close，TCPv1 的 18.5 节）。
- 客户和服务器启动后约 6 秒钟时，服务器发送其应答，该应答由服务器主机的 TCP 发送给客户。（正如 UNPv1 第 130～132 页[②]中讲述的那样，接收到一个 FIN 后通过同一 TCP 连接发送数据没有问题，因为 TCP 连接是全双工的。）客户主机的 TCP 响应以一个 RST 分节（复位），因为客户进程已经终止。服务器下一次在这个连接上读或写时将认出这个现状，然而目前什么都不发生。

我们汇总一下本节探讨的几个关键点：

- 使用 UDP 的客户和服务器永远不知道对方是否过早终止。当接收不到响应时，它们可能超时，不过无法分辨错误类型：进程过早终止、对方主机崩溃、网络不可达，等等。
- 使用 TCP 的客户和服务器检测出存在于对方的问题的机会要大得多，因为对方进

② 译者注：中译本为第 110～111 页。

程的过早终止自动导致对方主机的 TCP 关闭其所在端的连接。但是如果对方是一个线程化的服务器，这一点就不起作用，因为对方线程的终止并不会关闭其所在端的连接。另外这一点也无助于检测对方主机的崩溃，因为发生这种情况时，对方主机的 TCP 并没关闭它的打开着的连接。为处理所有这些情形，超时机制仍然是必需的。

16.8 XDR：外部数据表示

使用前一章中讲述的门从一个进程调用另一个进程中的某个过程时，这两个进程处于同一台主机上，因而没有数据转换问题。但是对于不同主机间的 RPC，各种各样的主机可能使用不同的数据格式。首先，各个基本的 C 数据类型可能有不同的大小（例如某些系统上 long 数据类型占据 32 位，其他系统上却占据 64 位）。其次，各个位真正的先后顺序可能不一样（也就是大端字节序和小端字节序的差异，我们在 UNPv1 第 66～69 页[③] 和第 137～140 页[④] 中讨论过）。我们已随图 16.3 碰到过这个问题，那时我们在小端字节序的 x86 系统上运行服务器程序，在大端字节序的 Sparc 系统上运行客户程序，然而这样的两台主机之间仍能正确地交换长整数。

Sun RPC 使用 XDR 即外部数据表示（External Data Representation）标准来描述和编码数据（RFC 1832 [Srinivasan 1995b]）。XDR 既是一个用于描述数据的语言，又是一组用于编码数据的规则。XDR 使用隐式类型指定（implicit typing）方式，它意味着发送者和接收者都得知道数据的类型和字节序，例如两个 32 位整数值后跟一个单精度浮点数值，再跟一个字符串。

> 作为比较，在 OSI 领域中 ASN.1（抽象语法表示 1，Abstract Syntax Notation one）是描述数据的通常方式，BER（基本编码规则，Basic Encoding Rules）是一种编码数据的常用方式。这种方案还使用显式类型指定（explicit typing）方式，它意味着每个数据值之前冠以描述所跟数据之类型的某个值（称为“指定符（specifier）”）。对应刚才这个例子的字节流按顺序含有以下各个字段：说下一个值是一个整数的指定符、整数值、说下一个值是一个整数的指定符、整数值、说下一个值是一个浮点数的指定符、浮点数值、说下一个值是一个字符串的指定符、字符串。

所有数据类型的 XDR 表示都需要 4 的倍数的字节数，这些字节总是以大端字节序传送的。带符号整数值使用二进制补码（two's complement）记法存放，浮点数值则使用 IEEE 格式存放。可变长度字段总是在其末端含有最多 3 个字节的填充，这样下一个条目总是落在某个 4 字节的边界。例如一个 5 字节的 ASCII 字符串将作为 12 个字节来传送：

- 一个 4 字节的整数计数，其值为 5
- 5 字节的字符串本身

---

③ 译者注：中译本为第 54～57 页。

④ 译者注：中译本为第 116～118 页。

- 3个字节的值为0的填充

在讲述XDR和它支持的数据类型时，我们考虑以下三个问题：

1. 如何在RPC说明书文件(.x文件)中给rpcgen声明各种类型的变量？到此为止的唯一一个例子(图16.1)只使用一个长整数。
2. rpcgen把定义在.x文件中的变量转换成自己产生的.h头文件中的哪一个C数据类型？
3. 所传送数据的真正格式是什么？

图16.14回答了前两个问题。为产生这张表格，我们创建了一个RPC说明书文件，它用到所有受支持的XDR数据类型。该文件通过rpcgen运行后，我们查看所产生的C头文件构造出该表格。

	RPC说明书文件(.x)	C头文件(.h)
1	const *name* = *value*;	#define *name value*
2	typedef *declaration*;	typedef *declaration*;
3	char *var*; short *var*; int *var*; long *var*; hyper *var*;	char *var*; short *var*; int *var*; long *var*; longlong_t *var*;
4	unsigned char *var*; unsigned short *var*; unsigned int *var*; unsigned long *var*; unsigned hyper *var*;	u_char *var*; u_short *var*; u_int *var*; u_long *var*; u_longlong_t *var*;
5	float *var*; double *var*; quadruple *var*;	float *var*; double *var*; quadruple *var*;
6	bool *var*;	bool_t *var*;
7	enum *var* { *name* = *const*, ... };	enum *var* { *name* = *const*, ... }; typedef enum *var var*;
8	opaque *var*[*n*];	char *var*[*n*];
9	opaque *var*<*m*>;	struct { u_int *var*_len; char * *var*_val; } *var*;
10	string *var*<*m*>;	char * *var*;
11	*datatype var*[*n*];	*datatype var*[*n*];
12	*datatype var*<*m*>;	struct { u_int *var*_len; *datatype* * *var*_val; } *var*;

（续表）

	RPC 说明书文件(.x)	C 头文件(.h)
13	struct *var* { *members* ... };	struct *var* { *members* ... }; typedef struct *var* *var*;

14	union *var* switch (int *disc*) {
	case *discvalueA*: *armdeclA*;
	case *discvalueB*: *armdeclB*;
	...
	default: *defaultdecl*;
	};
		struct *var* {
		int *disc*;
		union {
		armdeclA;
		armdeclB;
		...
		defaultdecl;
		} *var*_u;
		};
		typedef struct *var* *var*;

15	*datatype* *name;	*datatype* *name;

图 16.14 XDR 和 rpcgen 支持的数据类型的汇总

我们现在详细描述各个表项，并以第一栏中给出的顺序号(1～15)指称它们。

1. const 声明转换成 C 的 #define。
2. typedef 声明转换成 C 的 typedef。
3. 这些是总共 5 个的带符号整数数据类型。其中前 4 个是由 XDR 作为 32 位值传送的，最后一个是由 XDR 作为 64 位值传送的。

   对于许多 C 编译器来说，64 位整数的类型为 long long int 或 long long。然而不是所有的编译器和操作系统都支持它们。既然所生成的.h 文件声明这样的 C 变量的类型为 longlong_t，因此某个头文件中必须有如下的定义：

   ```
   typedef long long longlong_t;
   ```

   XDR 的 long 类型占据 32 位，但是 64 位 Unix 系统上的 C 语言 long 类型占据 64 位(例如 UNPv1 第 27 页[5] 描述的 LP64 模型)。这些 10 年前的 XDR 名字在当今的世界中确实是不幸的。更好的名字可能是 int8_t、int16_t、int32_t、int64_t 等等。

4. 这些是总共 5 个的无符号整数数据类型。其中前 4 个是由 XDR 作为 32 位值传送的，最后一个是由 XDR 作为 64 位值传送的。
5. 这些是总共 3 个的浮点数数据类型。其中第一个作为 32 位值传送，第二个作为 64 位值传送，第三个作为 128 位值传送。

   四精度浮点数在 C 语言中的类型为 long double。然而不是所有的编译器和操作系统都支持它们。(你的编译器也许允许 long double，但只是把它作为 double 类型处理。)既然所生成的.h 文件声明这样的 C 变量的类型为

[5] 译者注：中译本为第 22～23 页。

quadruple，因此某个头文件中必须有如下的定义：

```
typedef long double quadruple;
```

举例来说，Solaris 2.6 下我们必须在.x 文件的开始处包含如下的行：

```
%#include <floatingpoint.h>
```

因为该头文件包含了所需的定义。该行开头的百分号告诉 rpcgen 把本行剩余部分原封不动地放入所产生的.h 头文件中。

6. 布尔(boolean)数据类型与一个带符号整数等效。RPC 头文件同时定义常值 TRUE 为 1，常值 FALSE 为 0。
7. 一个枚举(enumeration)数据类型与一个带符号整数等效，且跟 C 语言的 enum 数据类型一样。rpcgen 还给所指定的变量名产生一个 typedef 定义。
8. 固定长度不透明数据(fixed-length opaque data)是作为 8 位值传送的确定数目(n)的字节，运行时函数库不解释它。
9. 可变长度不透明数据(variable-length opaque data)也是作为 8 位值传送的不作解释的一个字节序列，不过真正的字节数是作为一个无符号整数先于数据传送的。发送这种类型的数据时(例如先于某个 RPC 调用填写传递给它的参数时)，应在发出调用之前设置长度。接收这种类型的数据时，必须检查其长度以确定后跟多少数据。声明中的最大长度 m 可被忽略。但是如果编译时指定了长度，那么运行时函数库将检查真正的长度(我们作为相应 C 结构的 *var*_len 成员给出的内容)没有超过 m 的值。
10. 一个字符串(string)是一个 ASCII 字符序列。字符串在内存中是作为一个普通的以空字符结尾的 C 字符串存放的，但在传输中时却冠以一个指定后跟的实际字符数(不包括结尾的空字符)的无符号整数。发送这种类型的数据时，运行时系统通过调用 strlen 确定字符数。接收这种类型的数据时，它是作为一个以空字符结尾的 C 字符串存放的。

    声明中的最大长度 m 可被忽略。但是如果编译时指定了长度，那么运行时函数库将检查真正的长度没有超过 m 的值。
11. 一个任意数据类型的固定长度数组(fixed-length array)是作为该数据类型的一个 n 个元素的序列传送的。
12. 一个任意数据类型的可变长度数组(variable-length array)作为指定该数组中实际元素数的一个无符号整数以及后跟的各个数组元素传送。

    声明中的最大长度 m 可被忽略。但是如果编译时指定了长度，那么运行时函数库将检查真正的长度没有超过 m 的值。
13. 一个结构(structure)是通过轮流传送其各个成员来传送的。rpcgen 还给所指定的变量名产生一个 typedef 定义。
14. 一个带判别式的联合(discriminated union)由一个整数判别式后跟基于该判别式的值的一组数据类型(称为分支(arm))构成。在图 16.14 中给出的判别式是一个 int，但它也可以是一个 unsigned int、一个 enum 或一个 bool(所有这些判别式都作为一个 32 位整数值传送)。传送一个带判别式的联合时，其判别式的 32 位值首先传送，

然后传送相应与该判别式的值的唯一一个分支值。这种联合的 default 声明往往是 void，它的意思是在判别式的 32 位值之后不跟任何数据。我们稍后给出这样的一个例子。

15. 可选数据(optional data)是一种特殊类型的联合，我们将随图 16.24 中给出的一个例子描述它。这种数据类型的 XDR 声明看着像是一个 C 指针声明，它就是所生成的.h 文件所包含的内容。

图 16.16 汇总了 XDR 给它的各种数据类型采用的编码格式(见下页)。

例子：不涉及 RPC 使用 XDR

现在给出一个不涉及 RPC 使用 XDR 的例子。也就是说，我们将使用 XDR 把一个二进制数据的结构编码成一种可在其他系统上加以处理的机器无关表示。这种技巧可用于以一种与机器无关的格式书写文件，或者以一种与机器无关的格式通过网络向另一台计算机发送数据。图 16.15 给出了我们的 RPC 说明书文件 data.x，它实际上只是一个 XDR 说明书文件，因为我们没有声明任何 RPC 过程。

```
1 enum result_t {
2     RESULT_INT = 1, RESULT_DOUBLE = 2
3 };
4 union union_arg switch (result_t result) {
5   case RESULT_INT:
6       int         intval;
7   case RESULT_DOUBLE:
8       double      doubleval;
9   default:
10      void;
11 };
12 struct data {
13   short       short_arg;
14   long        long_arg;
15   string      vstring_arg<128>;   /* variable-length string */
16   opaque      fopaque_arg[3];     /* fixed-length opaque */
17   opaque      vopaque_arg<>;      /* variable-length opaque */
18   short       fshort_arg[4];      /* fixed-length array */
19   long        vlong_arg<>;        /* variable-length array */
20   union_arg uarg;
21 };
```

图 16.15　XDR 说明书文件[sunrpc/xdr1/data.x]

文件名后缀.x 来自“XDR 说明书文件”一词。RPC 规范(RFC 1831)中说，有时称为 RPCL 的 RPC 语言与 XDR 语言(在 RFC 1832 中定义)基本相同，差别只是后者增加了程序定义(用于描述程序、版本和过程)。

声明枚举和带判别式的联合

第 1～11 行　声明一个共两个值的枚举数据类型，后跟一个把该枚举类型作为判别式的带判别式的联合。如果该判别式的值为 RESULT_INT，那么该判别式的值之后传送的是一个整数值。如果该判别式的值为 RESULT_DOUBLE，那么该判别式的值之后传送的是一个双精度浮点数值。否则的话，该判别式的值之后不传送任何数据。

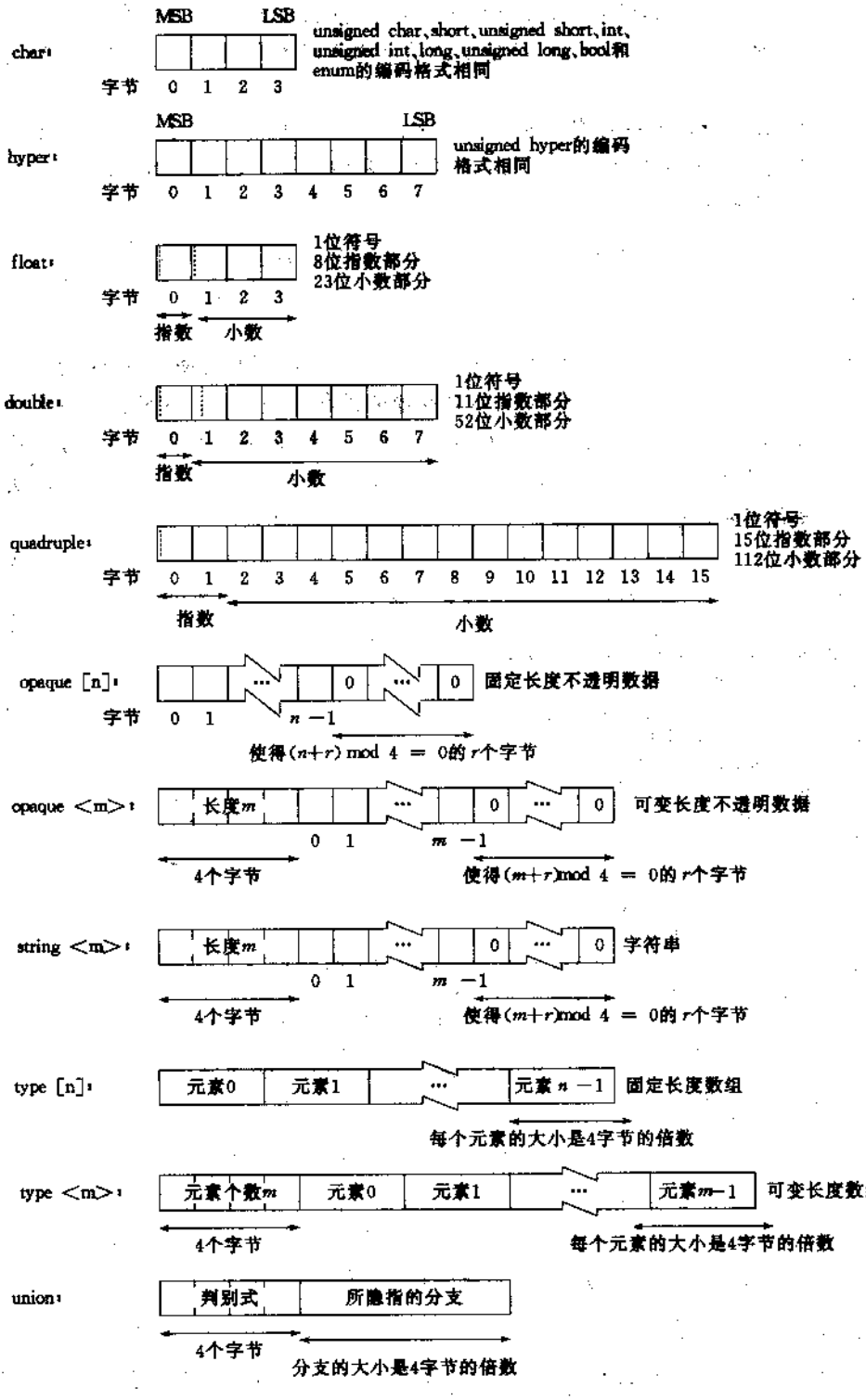


图 16.16 XDR 给它的各种数据类型采用的编码格式

声明结构

第 12～21 行　声明一个包含多个 XDR 数据类型的结构。

既然 data.x 没有声明任何 RPC 过程，当查看图 16.4 中由 rpcgen 产生的所有文件时，我们看到 rpcgen 并没有产生客户程序存根和服务器程序存根。不过它仍然产生了 data.h 头文件和 data_xdr.c 文件，其中 data_xdr.c 含有用于编码或解码在我们的 data.x 文件中声明的数据条目的 XDR 函数。

图 16.17 给出了所产生的 data.h 头文件。按照图 16.14 中给出的转换规则，该头文件的内容正是我们所预期的。

```
1 /*
2  * Please do not edit this file.   It was generated using rpcgen.
3  */
4 #ifndef _DATA_H_RPCGEN
5 #define _DATA_H_RPCGEN
6 enum result_t {
7     RESULT_INT = 1,
8     RESULT_DOUBLE = 2
9 };
10 typedef enum result_t result_t;
11 struct union_arg {
12     result_t result;
13     union {
14         int intval;
15         double doubleval;
16     } union_arg_u;
17 };
18 typedef struct union_arg union_arg;
19 struct data {
20     short short_arg;
21     long long_arg;
22     char * vstring_arg;
23     char fopaque_arg[3];
24     struct {
25         u_int vopaque_arg_len;
26         char * vopaque_arg_val;
27     } vopaque_arg;
28     short fshort_arg[4];
29     struct {
30         u_int vlong_arg_len;
31         long * vlong_arg_val;
32     } vlong_arg;
33     union_arg uarg;
34 };
35 typedef struct data data;
36     /* the xdr functions */
37 extern  bool_t xdr_result_t(XDR *, result_t *);
38 extern  bool_t xdr_union_arg(XDR *, union_arg *);
39 extern  bool_t xdr_data(XDR *, data *);
40 #endif /* !_DATA_H_RPCGEN */
```

图 16.17　由 rpcgen 从图 16.15 产生的头文件[sunrpc/xdr1/data.h]

在data_xdr.c文件中定义了一个名为xdr_data的函数，我们可调用它来编译或解码已定义的data结构的内容。(函数名后缀_data来自图16.15中定义的结构的名字。)我们编写的第一个程序的文件名为write.c，它设置data结构中所有变量的值，调用xdr_data函数把所有字段编码成XDR格式，然后把结果写往标准输出。

图16.18给出了这个程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "data.h"

3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     XDR     xhandle;
7     data    out;          /* the structure whose values we store */
8     char    *buff;        /* the result of the XDR encoding */
9     char    vop[2];
10    long    vlong[3];
11    u_int size;

12    out.short_arg = 1;
13    out.long_arg = 2;
14    out.vstring_arg = "hello, world";   /* pointer assignment */

15    out.fopaque_arg[0] = 99;            /* fixed-length opaque */
16    out.fopaque_arg[1] = 88;
17    out.fopaque_arg[2] = 77;

18    vop[0] = 33;          /* variable-length opaque */
19    vop[1] = 44;
20    out.vopaque_arg.vopaque_arg_len = 2;
21    out.vopaque_arg.vopaque_arg_val = vop;

22    out.fshort_arg[0] = 9999;         /* fixed-length array */
23    out.fshort_arg[1] = 8888;
24    out.fshort_arg[2] = 7777;
25    out.fshort_arg[3] = 6666;

26    vlong[0] = 123456;        /* variable-length array */
27    vlong[1] = 234567;
28    vlong[2] = 345678;
29    out.vlong_arg.vlong_arg_len = 3;
30    out.vlong_arg.vlong_arg_val = vlong;

31    out.uarg.result = RESULT_INT; /* discriminated union */
32    out.uarg.union_arg_u.intval = 123;

33    buff = Malloc(BUFFSIZE);      /* must be aligned on 4-byte boundary */
34    xdrmem_create(&xhandle, buff, BUFFSIZE, XDR_ENCODE);

35    if (xdr_data(&xhandle, &out) != TRUE)
36        err_quit("xdr_data error");
37    size = xdr_getpos(&xhandle);
38    Write(STDOUT_FILENO, buff, size);

39    exit(0);
40 }
```

图16.18 初始化data结构并以XDR格式将它写出[sunrpc/xdr1/write.c]

把结构成员设置成某个非零值

第 12～32 行　首先把 data 结构的所有成员设置成某个非零值。对于可变长度成员，我们必须设置一个计数以及这个数目的值。对于带判别式的联合，我们设置判别式的值为 RESULT_INT，对应的结果整数值为 123。

分配适当地对齐的缓冲区

第 33 行　调用 malloc 分配 XDR 例程将往其中存入数据的缓冲区空间。既然该缓冲区必须在某个 4 字节的边界上对齐，因此简单地静态分配一个 char 数组不能保证这种对齐要求。

创建 XDR 内存流

第 34 行　运行时库函数 xdrmem_create 把由 buff 指向的缓冲区初始化成供 XDR 用作一个内存流。我们分配一个名为 xhandle 的 XDR 类型的变量，并把该变量的地址作为第一个参数传递给该函数。XDR 运行时系统在这个变量中维护相关信息(缓冲区指针、缓冲区中的当前位置，等等)。最后一个参数是 XDR_ENCODE，它告诉 XDR 我们需从主机格式(我们的 out 结构)转换成 XDR 格式。

编码结构

第 35～36 行　调用由 rpcgen 在 data_xdr.c 文件中产生的 xdr_data 函数，它把 out 结构编码成 XDR 格式。返回值为 TRUE 表示成功。

获取编码后数据的大小并 write

第 37～38 行　函数 xdr_getpos 返回 XDR 运行时系统在输出缓冲区中的当前位置(也就是待存入的下一个字节的字节偏移)，我们用它作为 write 调用的长度参数。

图 16.19 给出了我们的 read 程序，它读入由前一个程序写出的文件，输出 data 结构所有成员的值。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "data.h"

3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6     XDR     xhandle;
7     int     i;
8     char    *buff;
9     data    in;
10    ssize_t     n;

11    buff = Malloc(BUFFSIZE);        /* must be aligned on 4-byte boundary */
12    n = Read(STDIN_FILENO, buff, BUFFSIZE);
13    printf("read %ld bytes\n", (long) n);

14    xdrmem_create(&xhandle, buff, n, XDR_DECODE);
15    memset(&in, 0, sizeof(in));
16    if (xdr_data(&xhandle, &in) != TRUE)
17        err_quit("xdr_data error");

18    printf("short_arg = %d, long_arg = %ld, vstring_arg = '%s'\n",
19            in.short_arg, in.long_arg, in.vstring_arg);
```

```
20      printf("fopaque[] = %d, %d, %d\n",
21              in.fopaque_arg[0], in.fopaque_arg[1], in.fopaque_arg[2]);
22      printf("vopaque<> =");
23      for (i = 0; i < in.vopaque_arg.vopaque_arg_len; i++)
24          printf(" %d", in.vopaque_arg.vopaque_arg_val[i]);
25      printf("\n");
26      printf("fshort_arg[] = %d, %d, %d, %d\n", in.fshort_arg[0],
27              in.fshort_arg[1], in.fshort_arg[2], in.fshort_arg[3]);
28      printf("vlong<> =");
29      for (i = 0; i < in.vlong_arg.vlong_arg_len; i++)
30          printf(" %ld", in.vlong_arg.vlong_arg_val[i]);
31      printf("\n");
32      switch (in.uarg.result) {
33      case RESULT_INT:
34          printf("uarg (int) = %d\n", in.uarg.union_arg_u.intval);
35          break;
36      case RESULT_DOUBLE:
37          printf("uarg (double) = %g\n", in.uarg.union_arg_u.doubleval);
38          break;
39      default:
40          printf("uarg (void)\n");
41          break;
42      }
43      xdr_free(xdr_data, (char *) &in);
44      exit(0);
45  }
```

图 16.19 读入 XDR 格式的 data 结构并输出其值[sunrpc/xdr1/read.c]

分配适当地对齐的缓冲区

第 11～13 行 调用 malloc 分配一个适当地对齐的缓冲区，把由前一个程序生成的文件读入该缓冲区。

创建 XDR 内存流，初始化缓冲区，然后解码

第 14～17 行 初始化一个 XDR 内存流，这次指定 XDR_DECODE 以指示我们希望从 XDR 格式转换成主机格式。把我们的 in 结构初始化为 0 后调用 xdr_data，从而把缓冲区 buff 中的数据解码到 in 结构中。我们必须把 XDR 目的地(in 结构)初始化为 0，因为有些 XDR 例程(例如 xdr_string)需要这一点。xdr_data 与我们从图 16.18 中调用的同名函数是一样的，有变化的是 xdrmem_create 的最后一个参数：前一个程序中指定的是 XDR_ENCODE，本程序中指定的是 XDR_DECODE。该值由 xdrmem_create 保存在 XDR 句柄(xhandle)中，XDR 运行时系统就用它来确定是编码数据还是解码数据。

输出结构的值

第 18～42 行 输出我们的 data 结构的所有成员的值。

释放由 XDR 分配的任何内存空间

第 43 行 调用 xdr_free 释放 XDR 运行时系统可能已动态分配的内存空间(参见习题 16.10)。

我们在一台 Sparc 主机上运行 write 程序，并把标准输出重新定向到一个名为 data 的文件：

```
solaris % write > data
solaris % ls -l data
-rw-rw-r--   1 rstevens other1        76 Apr 23 12:32 data
```

我们看到文件大小为 76 字节，这跟图 16.20 是对应的，该图详细展示了数据的存放情况(19 个 4 字节值)。

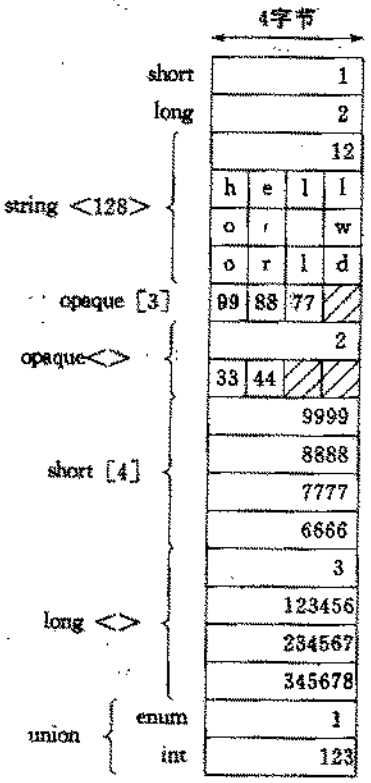


图 16.20　由图 16.18 写出的 XDR 流的格式

在 BSD/OS 或 Digital Unix 下读这个二进制文件，结果跟我们预料的一致：

```
bsdi % read < data
read 76 bytes
short_arg = 1, long_arg = 2, vstring_arg = 'hello, world'
fopaque[] = 99, 88, 77
vopaque<> = 33 44
fshort_arg[] = 9999, 8888, 7777, 6666
vlong<> = 123456 234567 345678
uarg (int) = 123

alpha % read < data
read 76 bytes
short_arg = 1, long_arg = 2, vstring_arg = 'hello, world'
fopaque[] = 99, 88, 77
vopaque<> = 33 44
```

```
fshort_arg[] = 9999, 8888, 7777, 6666
vlong<> = 123456 234567 345678
uarg (int) = 123
```

例子：计算缓冲区的大小

在前一个例子中我们分配了一个长度为BUFFSIZE(该常值在图C.1给出的unpipc.h头文件中定义为8192)的缓冲区，它的大小足够了。不幸的是，计算XDR编码一个给定的结构所需的总的大小不存在简单的方法。只是计算该结构的sizeof值是不对的，因为该结构的每个成员由XDR分别编码。我们必须逐个成员地遍历这个结构，把XDR将用于编码各个成员的大小加在一起。举例来说，图16.21给出了一个有3个成员的结构。

```
1 const MAXC = 4;

2 struct example {
3   short     a;
4   double    b;
5   short     c[MAXC];
6 };
```

图16.21 一个简单的结构的XDR说明书文件[sunrpc/xdr1/example.x]

图16.22给出的程序计算出XDR编码这个结构所需的字节数为28。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "example.h"

 3 int
 4 main(int argc, char **argv)
 5 {
 6     int         size;
 7     example     foo;

 8     size = RNDUP(sizeof(foo.a)) + RNDUP(sizeof(foo.b)) +
 9            RNDUP(sizeof(foo.c[0])) * MAXC;
10     printf("size = %d\n", size);
11     exit(0);
12 }
```

图16.22 计算XDR编码所需的字节数的程序[sunrpc/xdr1/example.c]

第8～9行 宏RNDUP定义在<rpc/xdr.h>头文件中，它把它的参数向上舍入到下一个BYTES_PER_XDR_UNIT(4)的倍数。对于一个固定长度的数组，使用该宏计算出每个元素的大小后乘以元素数即可。

这种技巧问题出在可变长度数据类型上。如果我们声明string d<10>，那么所需的最大字节数为RNDUP(sizeof (int))(用于存放长度)加上RNDUP(sizeof (char) * 10)(用于存放字符)。但是我们无法计算不带最大值的可变长度数据类型的大小，例如float e<>。最简单的办法是分配一个应该足够大的缓冲区，并检查XDR例程的失败情况(参见习题16.5)。

例子：可选数据

XDR说明书文件中有三种指定可选数据的方式，图16.23给出了所有这三种方式。

```
1 union optlong switch (bool flag) {
2   case TRUE:
```

```
 3      long val;
 4    case FALSE:
 5      void;
 6  };
 7  struct args {
 8    optlong    arg1;        /* union with boolean discriminant */
 9    long       arg2<1>;     /* variable-length array with one element */
10    long       *arg3;       /* pointer */
11  };
```

图 16.23 展示指定可选数据的三种方式的 XDR 说明书文件[sunrpc/xdr1/opt1.x]

声明一个带布尔型判别式的联合

第 1～8 行 定义一个带 TRUE 和 FALSE 两个分支的联合，并把某个结构成员定义为该类型。当判别式 flag 为 TRUE 时，后跟的是一个 long 类型的值，否则什么都不跟。XDR 运行时系统编码该参数时，它将被编码成以下两种格式之一：

- 值为 1(TRUE)的 4 字节标志后跟一个 4 字节的值
- 值为 0(FALSE)的 4 字节标志

声明可变长度数组

第 9 行 指定一个最多一个元素的可变长度数组时，它将被编码成以下两种格式之一：

- 值为 1 的 4 字节长度后跟一个 4 字节的值
- 值为 0 的 4 字节长度

声明 XDR 指针

第 10 行 成员 arg3 展示了指定可选数据的一种新方式(它相应于图 16.14 中的最后一行)。该参数将被编码成以下两种格式之一：

- 值为 1 的 4 字节标志后跟一个 4 字节值
- 值为 0 的 4 字节标志

具体取决于编码数据时相应的 C 指针的值。如果该指针非空，那就使用第一种编码格式(8 个字节)；否则使用第二种编码格式(4 个字节的 0)。当一个可选数据在代码中是通过指针来访问时，这是编码该数据的较为便利的方式。

使得前两个声明产生同样的编码格式的一个实现上的细节是 TRUE 的值为 1，它恰好是只有一个元素的可变长度数组的长度。

图 16.24 给出了由 rpcgen 为这个说明书文件产生的.h 文件。

```
 7  struct optlong {
 8      int flag;
 9      union {
10          long val;
11      } optlong_u;
12  };
13  typedef struct optlong optlong;
14  struct args {
15      optlong arg1;
16      struct {
```

```
17          u_int   arg2_len;
18          long    *arg2_val;
19      } arg2;
20      long *arg3;
21 };
22 typedef struct args args;
```

图 16.24 由 rpcgen 给图 16.23 产生的 C 头文件[sunrpc/xdr1/opt1.h]

第 14～21 行 尽管所有三个参数都将由 XDR 运行时系统编码成同样的格式，在 C 代码中设置和取出它们的值的方法却各不相同。

图 16.25 是一个简单的程序，它设置上述所有三个参数的值，使得其编码中没有一个 long 类型的值出现。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "opt1.h"
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6       int     i;
7       XDR     xhandle;
8       char    *buff;
9       long    *lptr;
10      args    out;
11      size_t      size;
12      out.arg1.flag = FALSE;
13      out.arg2.arg2_len = 0;
14      out.arg3 = NULL;
15      buff = Malloc(BUFFSIZE);        /* must be aligned on 4-byte boundary */
16      xdrmem_create(&xhandle, buff, BUFFSIZE, XDR_ENCODE);
17      if (xdr_args(&xhandle, &out) != TRUE)
18          err_quit("xdr_args error");
19      size = xdr_getpos(&xhandle);
20      lptr = (long *) buff;
21      for (i = 0; i < size; i += 4)
22          printf("%ld\n", (long) ntohl(*lptr++));
23      exit(0);
24 }
```

图 16.25 使得三个参数都不编码 long 类型值的程序[sunrpc/xdr1/opt1z.c]

设置各个值

第 12～14 行 把对应第一个参数的联合中的判别式设置为 FALSE，把对应第二个参数的可变长度数组的长度设置为 0，把对应第三个参数的指针设置为 NULL。

分配适当地对齐的缓冲区并编码

第 15～19 行 分配一个缓冲区，把我们的 out 结构编码到一个 XDR 内存流中。

输出 XDR 缓冲区

第 20～22 行 使用 ntohl 函数(网络到主机长整数转换函数)把对应该内存流的缓冲区中的数据从 XDR 使用的大端字节序转换成当前主机的字节序，然后每个 4 字节值一次地

输出。该输出准确地展示了由 XDR 运行时系统编码到该缓冲区中的数据。

```
solaris % opt1z
0
0
0
```

正如我们预期的那样，每个参数作为值全为 0 的 4 个字节编码，指示后面不跟任何值。

图 16.26 是对前一个程序的修改，它给所有三个参数赋值，把它们编码到一个 XDR 内存流中，然后输出这个流。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    "opt1.h"
 3 int
 4 main(int argc, char **argv)
 5 {
 6     int     i;
 7     XDR     xhandle;
 8     char    *buff;
 9     long    lval2, lval3, *lptr;
10     args    out;
11     size_t      size;
12     out.arg1.flag = TRUE;
13     out.arg1.optlong_u.val = 5;
14     lval2 = 9876;
15     out.arg2.arg2_len = 1;
16     out.arg2.arg2_val = &lval2;
17     lval3 = 123;
18     out.arg3 = &lval3;
19     buff = Malloc(BUFFSIZE);        /* must be aligned on 4-byte boundary */
20     xdrmem_create(&xhandle, buff, BUFFSIZE, XDR_ENCODE);
21     if (xdr_args(&xhandle, &out) != TRUE)
22         err_quit("xdr_args error");
23     size = xdr_getpos(&xhandle);
24     lptr = (long *) buff;
25     for (i = 0; i < size; i += 4)
26         printf("%ld\n", (long) ntohl(*lptr++));
27     exit(0);
28 }
```

图 16.26　给来自图 16.23 的所有三个参数赋值[sunrpc/xdr1/opt1.c]

设置各个值

第 12～18 行　为给对应第一个参数的联合赋一个值，我们把它的判别式设置成 TRUE，然后设置它的值。为给对应第二个参数的可变长度数据赋一个值，我们把它的长度设置为 1，并把与它关联的指针设置成指向它的值。为给对应第三个参数的指针赋一个值，我们把它设置成存放其值的变量的地址。

运行这个程序，输出的是预期的 6 个 4 字节值：

```
solaris % opt1
```

```
1                          判别式值为 TRUE
5
1                          可变长度数组的长度
9876
1                          非空指针变量的标志
123
```

例子：链表处理

有了前面的例子所介绍的编码可选数据的能力后，我们就可以对 XDR 的指针表示进行扩充，用它来编码和解码含有可变数目的元素的链表。我们的例子是一个名-值对(name-value pair)链表，图 16.27 给出了它的 XDR 说明书文件。

```
1 struct mylist {
2   string     name<>;
3   long       value;
4   mylist     *next;
5 };
6 struct args {
7   mylist   *list;
8 };
```

图 16.27 名-值对链表的 XDR 说明书文件[sunrpc/xdr1/opt2.x]

第 1～5 行 我们的 mylist 结构含有一个名-值对和一个指向下一个结构的指针。该链表中的最后一个结构将有一个值为空的 next 指针。

图 16.28 给出了由 rpcgen 从图 16.27 产生的.h 文件。

```
 7 struct mylist {
 8       char *name;
 9       long  value;
10       struct mylist *next;
11 };
12 typedef struct mylist mylist;
13 struct args {
14       mylist *list;
15 };
16 typedef struct args args;
```

图 16.28 对应于图 16.27 的 C 声明[sunrpc/xdr1/opt2.h]

图 16.29 给出的程序先初始化一个含有 3 个名-值对的链表，然后调用 XDR 运行时系统对它进行编码。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "opt2.h"
3 int
4 main(int argc, char **argv)
5 {
6       int     i;
7       XDR     xhandle;
8       long    *lptr;
9       args    out;                    /* the structure that we fill */
```

```
10      char    *buff;                  /* the XDR encoded result */
11      mylist          nameval[4];     /* up to 4 list entries */
12      size_t          size;
13      out.list = &nameval[2];         /* [2] -> [1] -> [0] */
14      nameval[2].name = "name1";
15      nameval[2].value = 0x1111;
16      nameval[2].next = &nameval[1];
17      nameval[1].name = "namee2";
18      nameval[1].value = 0x2222;
19      nameval[1].next = &nameval[0];
20      nameval[0].name = "nameee3";
21      nameval[0].value = 0x3333;
22      nameval[0].next = NULL;
23      buff = Malloc(BUFFSIZE);        /* must be aligned on 4-byte boundary */
24      xdrmem_create(&xhandle, buff, BUFFSIZE, XDR_ENCODE);
25      if (xdr_args(&xhandle, &out) != TRUE)
26          err_quit("xdr_args error");
27      size = xdr_getpos(&xhandle);
28      lptr = (long *) buff;
29      for (i = 0; i < size; i += 4)
30          printf("%8lx\n", (long) ntohl(*lptr++));
31      exit(0);
32  }
```

图 16.29　初始化一个链表，对它编码后输出结果[sunrpc/xdr1/opt2.c]

初始化链表

第 11～22 行　分配 4 个链表项的空间，但只初始化其中 3 个。第一项为 nameval[2]，第二项为 nameval[1]，第三项为 nameval[0]。链表的头(out.list)设置成 &nameval[2]。以这样的顺序初始化该链表的目的只在于展示 XDR 运行时系统依循指针规则，而且所编码的链表项顺序跟所用的数组元素没有关系。我们还把各个链表项的值初始化成十六进制值，因为长整数值是以十六进制输出的，这使得查看每个字节中的各个 ASCII 值更为容易。

程序的输出表明，前三个链表项之前有一个为 1 的 4 字节值(我们既可以认为它是一个可变长度数组值为 1 的长度，也可以认为它是布尔值 TRUE)，第四个表项仅由一个为 0 的 4 字节值构成，指示链表的结尾。

```
solaris % opt2
       1          后跟一个元素
       5          字符串长度
6e616d65          n a m e
31000000          1，3 个填充字节
    1111          相应的值
       1          后跟一个元素
       6          字符串长度
6e616d65          n a m e
65320000          e 2，2 个填充字节
    2222          相应的值
       1          后跟一个元素
       7          字符串长度
6e616d65          n a m e
65653300          e e 3，1 个填充字节
```

```
3333        相应的值
0           后面不跟元素:链表尾
```

当XDR给这种格式的链表解码时,它将给链表项和指针动态分配内存空间,并把各个指针链接起来,以允许我们在C中方便地遍历整个链表。

16.9 RPC分组格式

图16.30展示了封装在一个TCP分节中的一个RPC请求的格式。

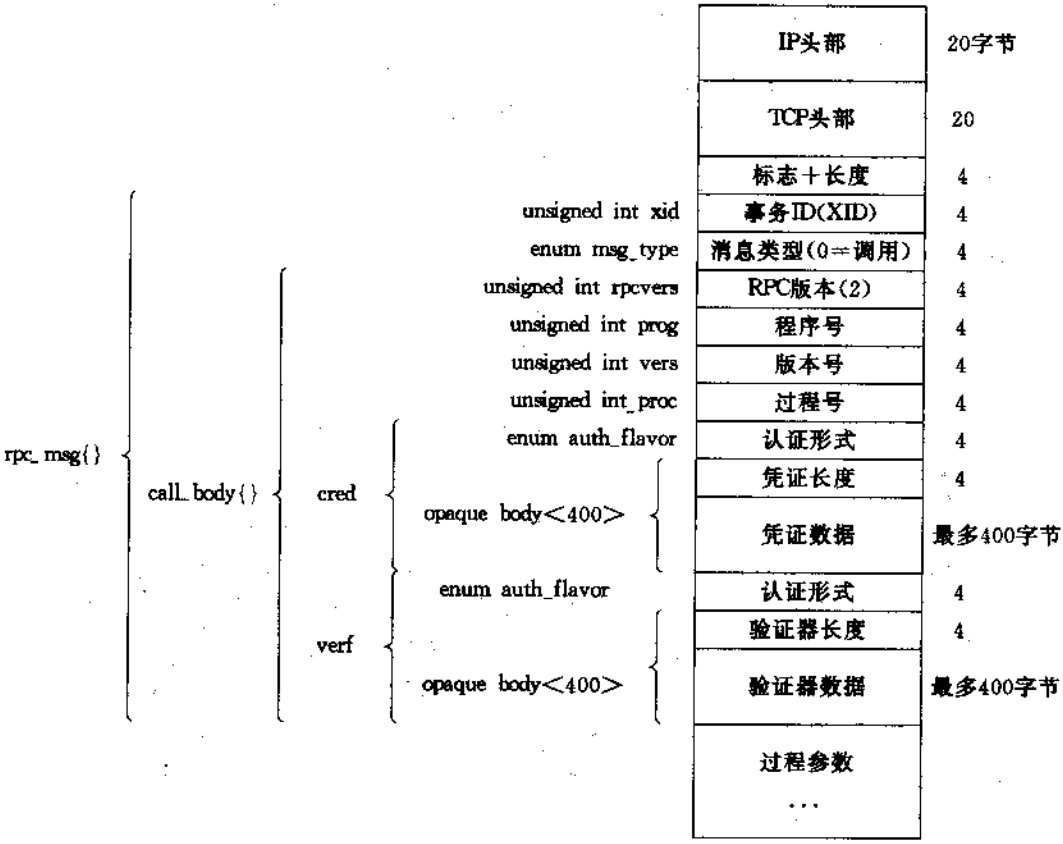


图16.30 封装在一个TCP分节中的RPC请求

既然TCP是一个字节流,不提供消息边界,因此应用程序必须提供界定各个消息的某种方法。Sun RPC定义了既可作为请求也可作为应答的记录(record),每个记录由一个或多个片段(fragment)构成。每个片段以一个4字节值开头:其中最高位是最后一个片段的标志,低序31位是计数。如果最后一个片段标志位为0,那么构成当前记录的还有别的片段。

> 这个4字节值跟所有的4字节XDR整数一样,是以大端字节序传送的,但是本字段却不在标准的XDR格式中,因为XDR并不传送位字段。

如果所用的是UDP而不是TCP,那么紧跟在UDP头部之后的第一个字段是XID,如图16.32(见后页)所示。

使用 TCP 时，RPC 请求和应答的大小几乎不存在限制，因为可使用任意数目的片段，而每个片段又有一个 31 位的长度字段。然而使用 UDP 时，请求和应答都必须适合单个 UDP 数据报，而一个数据报能容纳的最大数据量是 65507 字节（假设网络协议为 IPv4）。先于 TI-RPC 软件包的许多实现还把请求或应答的大小进一步限制到 8192 字节左右，因此如果请求或应答需要多于约 8000 个字节的话，那就得改用 TCP。

我们现在给出取自 RFC 1831 的一个 RPC 请求的真正 XDR 说明书。图 16.30 中给出的名字就出自该说明书。

```
enum auth_flavor {
    AUTH_NONE  = 0,
    AUTH_SYS   = 1,
    AUTH_SHORT = 2
      /* and more to be defined */
};
struct opaque_auth {
    auth_flavor  flavor;
    opaque       body<400>;
};
enum msg_type
    CALL  = 0,
    REPLY = 1
}
struct call_body {
    unsigned int rpcvers;      /* RPC version; must be 2 */
    unsigned int prog;         /* program number */
    unsigned int vers;         /* version number */
    unsigned int proc;         /* procedure number */
    opaque_auth cred;          /* caller's credentials */
    opaque_auth verf;          /* caller's verifier */
      /* procedure-specific parameters start here */
};
struct rpc_msg {
    unsigned int  xid;
    union switch (msg_type mtype) {
    case CALL:
        call_body    cbody;
    case REPLY:
        reply_body   rbody;
    } body;
};
```

含有凭证和验证器的可变长度不透明数据的内容取决于认证形式。对于空认证（缺省形式）来说，该不透明数据的长度应为 0。对于 Unix 认证来说，该不透明数据含有如下信息：

```
struct authsys_parms {
    unsigned int stamp;
    string       machinename<255>;
    unsigned int uid;
```

```
        unsigned int gid;
        unsigned int gids<16>;
    };
```

当凭证的认证形式为 AUTH_SYS 时，验证器的认证形式应为 AUTH_NONE。

RPC 应答的格式比请求的格式复杂，因为请求的处理中可能发生错误。图 16.31 展示了 RPC 应答的各种可能。

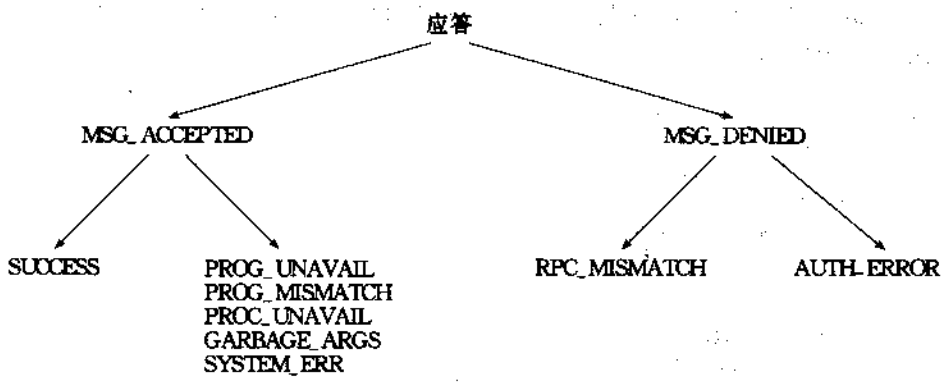


图 16.31 可能的 RPC 应答

图 16.32 展示了一个成功的 RPC 应答的格式，不过这一次封装在一个 UDP 数据报中。

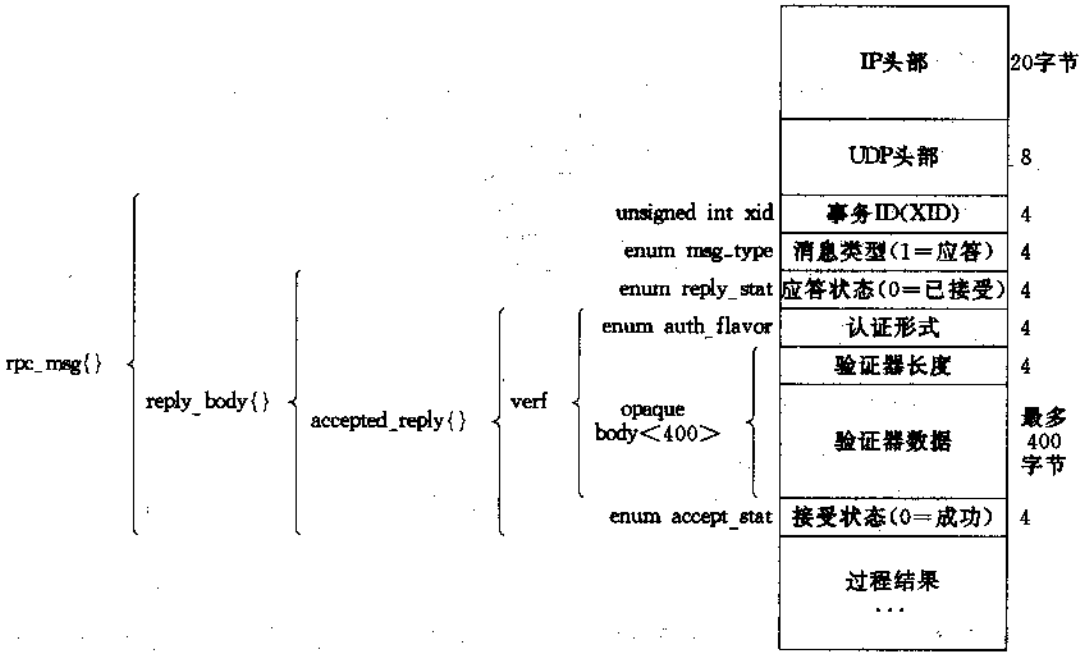


图 16.32 作为一个 UDP 数据报封装的成功的 RPC 请求

我们现在给出取自 RFC 1831 的一个 RPC 应答的真正 XDR 说明书。

```
enum reply_stat {
    MSG_ACCEPTED = 0,
```

```
        MSG_DENIED      = 1
    }

    enum accept_stat {
        SUCCESS         = 0,        /* RPC executed successfully */
        PROG_UNAVAIL    = 1,        /* program # unavailable */
        PROG_MISMATCH   = 2,        /* version # unavailable */
        PROG_UNAVAIL    = 3,        /* procedure # unavailable */
        GARBAGE_ARGS    = 4,        /* cannot decode arguments */
        SYSTEM_ERR      = 5         /* memory allocation failure, etc. */
    };

    struct accepted_reply {
        opaque_auth verf;
        union switch (accept_stat stat) {
        case SUCCESS:
            opaque results[0];      /* procedure-specific results start here */
        case PROG_MISMATCH:
            struct {
                unsigned int low;   /* lowest version # supported */
                unsigned int high;  /* highest version # supported */
            } mismatch_info;
        default: /* PROG_UNAVAIL, PROC_UNAVAIL, GARBAGE_ARGS, SYSTEM_ERR */
            void;
        } reply_data;
    };

    union reply_body switch (reply_stat stat) {
        case MSG_ACCEPTED:
            accepted_reply areply;
        case MSG_DENIED:
            rejected_reply rreply;
    } reply;
```

如果 RPC 版本号有误，或者发生认证错误，服务器就可能拒绝调用请求。

```
    enum reject_stat {
        RPC_MISMATCH = 0, /* RPC version number not 2 */
        AUTH_ERROR   = 1  /* authentication error */
    };

    enum auth_stat {
        AUTH_OK             = 0,    /* success */
          /* following are failures at server end */
        AUTH_BADCRED        = 1,    /* bad credential (seal broken) */
        AUTH_REJECTEDCRED   = 2,    /* client must begin new session */
        AUTH_BADVERF        = 3,    /* bad verifier (seal broken) */
        AUTH_REJECTEDVERF   = 4,    /* verifier expired or replayed */
        AUTH_TOOWEAK        = 5,    /* rejected for security reasons */
          /* following are failures at client end */
        AUTH_INVALIDRESP    =6,     /* bogus response verifier */
        AUTH_FAILED         =7,     /* reason unknown */
    };

    union rejected_reply switch (reject_stat stat) {
        case RPC_MISMATCH:
            struct {
                unsigned int low;   /* lowest RPC version # supported */
```

```
            unsigned int high;      /* highest RPC version # supported */
        } mismatch_info;
    case AUTH_ERROR:
        auth_stat   stat;
};
```

16.10 小 结

Sun RPC 允许我们编写分布式应用程序，让客户运行在一台主机上，服务器运行在另一台主机上。我们首先定义了客户能够调用的服务器过程，然后编写了一个描述这些过程的参数和返回值的 RPC 说明书文件。我们接着编写了调用服务器过程的客户程序 main 函数以及服务器过程本身。客户程序的代码看起来只是简单地调用服务器过程，但在其背后却由各种各样的 RPC 运行时例程掩盖了网络通信正在发生的事实。

rpcgen 程序是构造使用 RPC 的应用程序的一个基本工具。它读入我们的说明书文件，产生客户程序存根和服务器程序存根，同时产生调用所需的 XDR 运行时例程以处理所有数据转换的函数。XDR 运行时系统也是构造使用 RPC 的应用程序过程中的一个基本部件。XDR 定义了在不同的系统间交换各种数据格式的一种标准方法，这些系统可能具有不同的整数大小、不同的字节序、不同的浮点数格式，等等。正如我们所示的那样，XDR 可独立于 RPC 软件包单独使用，其目的纯粹是为以一种标准的格式交换数据，而数据的交换可以使用任意形式的真正传送数据的通信手段（例如使用套接口或 XTI 编写的程序、软盘、CD-ROM，等等）。

Sun RPC 提供了自己的命名形式，这种命名使用 32 位程序号、32 位版本号和 32 位过程号。运行一个 RPC 服务器的每台主机必须运行一个名为端口映射器（现在称为 RPCBIND）的程序。RPC 服务器捆绑临时的 TCP 和 UDP 端口后向端口映射器注册，从而把这些临时端口与由服务器提供的程序号和版本号关联起来。当一个 RPC 客户启动时，它首先跟服务器主机上的端口映射器联系以获取所需的端口号，然后跟服务器本身联系，通常情况下要么使用 TCP，要么使用 UDP。

缺省情况下，RPC 客户不提供任何认证信息，RPC 服务器则处理所收到的任何客户请求。这跟我们使用套接口或 XTI 编写自己的客户-服务器程序一样。Sun RPC 提供了另外三种认证形式：Unix 认证（提供客户的主机名、用户 ID 和组 ID）、DES 认证（基于私钥和公钥加密技术）和 Kerberos 认证。

理解作为底层支撑的 RPC 软件包中的超时和重传策略对于使用 RPC（以至于进行任何形式的网络编程）至关重要。当使用诸如 TCP 这样的可靠传输层时，RPC 客户只需要一个总超时，因为任何丢失或重复的分组都是由传输层完全处理的。然而当使用诸如 UDP 这样的不可靠传输层时，除总超时外，RPC 软件包还有一个重试超时。RPC 客户使用事务 ID 来验证某个接收到的应答是期望的应答。

任何过程调用可划归为具有准确地一次语义、最多一次语义或最少一次语义。对于本地过程调用，我们通常忽略这些问题；但是对于 RPC，我们必须清楚这几种语义的差异，并理解等势过程（能够不出问题地调用任意多次的过程）和非等势过程（必须只调用一次的过程）之间的差别。

Sun RPC 是一个庞大的软件包，而我们只是触及了它的皮毛而已。不过有了本章中讨论的基本知识后，就能编写出完整的应用程序。rpcgen 的使用隐藏了许多细节，并简化了代码编写工作。Sun 的手册中把使用 RPC 的代码编写工作划分成多个级别——简化的接口、顶级、中间级、专家级和底级，不过这样的划分毫无意义。RPC 运行时系统总共提供 164 个函数，划分成以下六类：

- 11 个 auth_ 函数(认证)
- 26 个 clnt_ 函数(客户方)
- 5 个 pmap_ 函数(端口映射器访问)
- 24 个 rpc_ 函数(一般性)
- 44 个 svc_ 函数(服务器方)
- 54 个 xdr 函数(XDR 转换)

比较一下，套接口 API 和 XTI API 分别有约 25 个函数，门 API、Posix 和 System V 各自的消息队列 API、信号灯 API 和共享内存区 API 分别有少于 10 个的函数。处理 Posix 线程的函数有 15 个，处理 Posix 条件变量的函数有 10 个，处理 Posix 读写锁的函数有 11 个，处理 fcntl 记录上锁的函数只有 1 个。

16.11 习 题

16.1 当启动某个 RPC 服务器时，它向端口映射器注册其自身。如果终止该服务器(譬如说使用终端中断键)，那么它的注册会有什么变化？如果发往该服务器的某个客户请求在此后某个时刻到达，那会发生什么？

16.2 假设有一个基于 UDP 使用 RPC 的客户-服务器系统，它没有服务器应答高速缓存。客户发送一个请求给服务器，但是服务器将其应答发回要花 20 秒。客户在 15 秒后超时，导致服务器过程被再次调用。该服务器的第二个应答将发生什么？

16.3 XDR 的 string 数据类型总是编码成在一个长度之后跟以其各个字符。如果我们想要定长的字符串，譬如说以 char c[10]代替 string s<10>，那么需做哪些变动？

16.4 把图 16.15 中 string 的最大大小由 128 改为 10，然后运行 write 程序，发生了什么？现在把最大长度指定符号从 string 声明中去掉，也就是说写成 string vstring_arg<>，比较修改前后分别产生的 data_xdr.c 文件，有什么变化？

16.5 把图 16.18 中 xdrmem_create 的第三个参数(缓冲区大小)改为 50，看发生了什么。

16.6 在 16.5 节中我们讲述了当使用 UDP 时可被使能的重复请求高速缓存。我们可以说 TCP 维护着自己的重复请求高速缓存。这具体指什么，另外这个 TCP 重复请求高速缓存有多大？(提示：TCP 是如何检测收到重复数据的？)

16.7 给定唯一标识服务器重复请求高速缓存中每一项的那 5 个元素，当比较某个新的请求和高速缓存中各个项时，这 5 个值以怎样的顺序比较所需比较次数最少？

16.8 观察 16.5 节中使用 TCP 的客户-服务器系统的真正分组传递，可看到请求分节

的大小为48字节，应答分节的大小为32字节（忽略IPv4头部和TCP头部）。分析这两个大小（例如如图16.30和图16.32那样）。如果改用UDP代替TCP，那么这两个大小是多少？

16.9 在不支持线程的系统上的RPC客户能调用编译成支持线程的服务器过程吗？我们在16.2节中叙述的调用参数上的差异情况怎么样？

16.10 在图16.19的read程序中，我们分配读入文件用的缓冲区空间，而该缓冲区中含有指针vstring_arg。请问由vstring_arg所指的字符串存放在哪儿？修改该程序以验证你的假设。

16.11 Sun RPC把空过程（null procedure）定义为过程号为0的过程（这就是我们总是以1开始过程编号的原因，如图16.1所示）。另外，由rpcgen生成的每个服务器存根自动定义该过程（这一点只需查看由本章中的例子生成的任何服务器存根就能轻而易举地验证）。空过程不需要参数，也不返回东西，往往用于验证给定服务器正在运行，或者测量到服务器的往返时间。然而要是我们查看客户存根，那么会发现rpcgen并没有给空过程产生存根。查看clnt_call函数的手册页面，并用它来对本章中给出的任意一个服务器调用空过程。

16.12 图A.2中对于使用UDP的Sun RPC来说，为什么不存在消息大小为65536的项？图A.4中对于使用UDP的Sun RPC来说，为什么不存在消息大小为16384和32768的项？

16.13 验证在图16.19中省略xdr_free调用将引入内存空间遗漏（memory leak）。在调用xdrmem_create的紧前插入以下语句：

```
for ( ; ; ) {
```

再把配对的右花括弧放在调用xdr_free的紧前。运行该程序，使用ps观察它的内存空间大小。然后把配对的右花括弧改放到调用xdr_free之后，再运行该程序，观察它的内存空间大小。

后 记

本书详细讲述了用于进程间通信(IPC)的四种不同技术：

1. 消息传递(管道、FIFO、Posix 和 System V 消息队列)
2. 同步(互斥锁、条件变量、读写锁、文件和记录锁、Posix 和 System V 信号灯)
3. 共享内存区(匿名共享内存区、有名 Posix 共享内存区、有名 System V 共享内存区)
4. 过程调用(Solaris 门、Sun RPC)

消息队列和过程调用往往单独使用，也就是说它们通常提供了自己的同步机制。相反，共享内存区通常需要由应用程序提供的某种同步形式才能正确工作。同步技术有时候单独使用，也就是说不涉及其他形式的 IPC。

讨论了共 16 章内容的细节后，很显然的一个问题是：解决某个特定问题应使用哪种形式的 IPC？遗憾的是不存在关于 IPC 的简单判定。Unix 提供的类型如此之多的 IPC 表明，不存在解决全部(或者甚至于大部分)问题的单一办法。你能做的仅仅是：逐渐熟悉各种 IPC 形式提供的机制，然后根据特定应用的要求比较它们的特性。

我们首先列出必须考虑的四个前提，因为它们对于你的应用程序相当重要。

1. 连网的(networked)还是非连网的(nonnetworked)。我们假设已作出这个决定，IPC 就是用于单台主机上的进程或线程间的。如果应用程序有可能散布到多台主机上，那就考虑使用套接口代替 IPC，从而简化以后向连网的应用程序转移的工作。
2. 可移植性(portability)。回想图 1.5，几乎所有 Unix 系统都支持 Posix 管道、Posix FIFO 和 Posix 记录上锁。到了 1998 年，大多数 Unix 系统支持 System V IPC(消息、信号灯和共享内存区)，而支持 Posix IPC(消息、信号灯和共享内存区)的仅有几个系统。Posix IPC 应该出现更多实现，然而(遗憾的是)它在 Unix 98 中只是个选项。许多 Unix 系统支持 Posix 线程(包括互斥锁和条件变量在内)，或者应在不久的将来支持它们。有些支持 Posix 线程的系统不支持互斥议锁和条件变量的进程间共享属性。Unix 98 需要的读写锁应被 Posix 所采纳，而且许多版本的 Unix 已在支持某种类型的读写锁。内存映射 I/O 得到广泛支持，大多数 Unix 系统还提供匿名内存映射(或者使用/dev/zero，或者使用 MAP_ANON)。几乎所有 Unix 系统都可使用 Sun RPC，门则是 Solaris 特有的特性(到目前为止是这样)。
3. 性能(performance)。如果性能是应用程序设计中的一个关键前提，那就在你自己的系统上运行附录 A 中开发的程序。更好的做法是，把这些程序修改成模拟特定应用的实际环境，再在这样的环境中测量它们的性能。
4. 实时调度(realtime scheduling)。如果你的应用需要这一特性，而且你的系统支持 Posix 实时调度选项，那就考虑使用 Posix 的消息传递和同步函数(消息队列、信号灯、互斥锁、条件变量)。举例来说，当某个线程挂出一个有多个线程阻塞在其上的信号灯时，待解阻塞的线程是以一种适合于所阻塞线程的调度策略和参数的方式选择

的。相反,System V 信号灯不能保证实时调度。

为帮助理解各种类型 IPC 的一些特性和局限,我们汇总了它们的一些主要差异:

- 管道和 FIFO 是字节流,没有消息边界。Posix 消息和 System V 消息则有从发送者向接收者维护的记录边界。(考虑到 UNPv1 中讲述的网际协议族,TCP 是没有记录边界的字节流,UDP 则提供具有记录边界的消息。)
- 当有一个消息放置到一个空队列中时,Posix 消息队列可向一个进程发送一个信号,或者启动一个新的线程。System V 消息队列不提供类似的通知形式。这两种消息队列都不能直接跟 select 或 poll(UNPv1 第 6 章)一起使用,不过我们分别在图 5.14 和 6.9节中提供了间接的方法。
- 管道或 FIFO 中的数据字节是先进先出的。Posix 消息和 System V 消息具备由发送者赋予的优先级。从一个 Posix 消息队列读出时,首先返回的总是最高优先级的消息。从一个 System V 消息队列读出时,读出者可以要求想要的任意优先级的消息。
- 当有一个消息放置到一个 Posix 或 System V 消息队列,或者写到一个管道或 FIFO 时,只有一个拷贝递交给仅仅一个线程。这些 IPC 形式不存在窥探能力(即类似于套接口 API 的 MSG_PEEK 标志;UNPv1 的 13.7 节),它们的消息也不能广播或多播到多个接收者(这对于使用 UDP 协议的套接口程序和 XTI 程序是可能的;UNPv1 第 18 章和第 19 章)。
- 互斥锁、条件变量和读写锁都是无名的,也就是说它们是基于内存的。它们能够很容易地在单个进程内的不同线程间共享。然而只有存放在不同进程间共享的内存区中时,它们才可能为这些进程所共享。相反,Posix 信号灯一来就有两种形式:有名的和基于内存的。有名信号灯总能在不同进程间共享(因为它们是用 Posix IPC 名字标识的),基于内存的信号灯也能在不同进程间共享,条件是必须存放在这些进程间共享的内存区中。System V 信号灯也是有名的,不过所用的是 key_t 数据类型,它往往是从某个文件的路径名获取的。这些信号灯能够很容易地在不同进程间共享。
- 如果持有某个锁的进程没有释放它就终止,内核就自动释放 fcntl 记录锁。System V 信号灯将这一特性作为一个选项提供。互斥锁、条件变量、读写锁和 Posix 信号灯不具备该特性。
- 每个 fcntl 锁都与通过其相应的描述字访问的文件中的某个字节范围(我们称之为一个"记录")相关联。读写锁则不与任何类型的记录关联。
- Posix 共享内存区和 System V 共享内存区都具有随内核的持续性。它们一直存在到显式地删除为止,即使当前没有任何进程在使用它们也这样。
- Posix 共享内存区对象的大小可在其使用期间扩张。System V 共享内存区的大小则是在创建时固定下来的。
- 总共三种类型的 System V IPC 所存在的内核限制往往需要系统管理员对它们进行调整,因为它们的缺省值通常不能满足现实应用的需要(3.8 节)。也是三种类型的 Posix IPC 所存在的内核限制则通常根本不需要调整。
- 有关 System V IPC 对象的信息(当前大小、属主 ID、最后修改时间,等等)可使用三个 *XXX*ctl 函数的 IPC_STAT 命令获取,也可执行 ipcs 命令获取。有关 Posix IPC

对象的信息则不存在标准的获取方式。如果这些对象是用文件系统中的文件实现的，而且我们知道从 Posix IPC 名字到路径名的映射关系，那么这些对象的信息可使用 stat 函数或 ls 命令获取。但是如果这些对象不是使用文件实现的，那么可能获取不了这样的信息。

- 在众多的同步技术——互斥锁、条件变量、读写锁、记录锁、Posix 信号灯和 System V 信号灯——中，可从一个信号处理程序中调用的函数(图 5.10)只有 sem_post 和 fcntl。
- 在众多的消息传递技术——管道、FIFO、Posix 消息队列和 System V 消息队列——中，可从一个信号处理程序中调用的函数只有 read 和 write(适用于管道和 FIFO)。
- 在所有的消息传递技术中，只有门向服务器准确地提供了客户的标识(15.5 节)。在 5.4 节中我们提到过，另外两种消息传递类型也标识客户：BSD/OS 在使用 Unix 域套接口时提供这种标识(UNPv1 的 14.8 节)，SVR4 则在通过某个管道传递一个描述字时通过同一个管道传递发送者的标识(APUE 的 15.3.1 节)。

第6部分 附 录

附录A 性能测量

A.1 概 述

本书讨论了六种类型的消息传递：

- 管道
- FIFO
- Posix 消息队列
- System V 消息队列
- 门
- Sun RPC

和五种类型的同步：

- 互斥锁和条件变量
- 读写锁
- fcntl 记录上锁
- Posix 信号灯
- System V 信号灯

我们现在开发一些简单的程序来测量这些 IPC 类型的性能，这样有助于我们就何时该使用某种特定形式的 IPC 做出明智的决策。

比较不同形式的消息传递时，我们感兴趣的是两种测量尺度：

1. 带宽(bandwidth)：数据通过 IPC 通道转移的速度。为测量该值，我们从一个进程向另一个进程发送大量数据(几百万字节)。我们还给不同大小的 I/O 操作(例如管道和 FIFO 的 write 和 read 操作)测量该值，期待发现带宽随每个 I/O 操作的数据量的增长而增长的规律。
2. 延迟(latency)：一个小的 IPC 消息从一个进程到另一个进程再返回所花的时间。我们测量的是只有 1 个字节的消息从一个进程到另一个进程再回来的时间(往返时间)。

在现实世界中，带宽告诉我们大块数据通过一个 IPC 通道发送出去需花多长时间，然而 IPC 也用于传送小的控制消息，系统处理这些小消息所需的时间就由延迟提供。这两个数都很重要。

为测量各种同步形式的性能，我们修改将处于共享内存区中的一个计数器持续加1的程序，该程序或者由多个线程给该计数器每次加1，或者由多个进程给该计数器每次加1。既然加1是个简单的操作，因此它所需的时间差不多由同步原语操作的时间决定。

本附录中用于测量各种形式IPC之性能的简单程序大体上基于[McVoy and Staelin 1996]中描述的lmbench标准测量程序(benchmark)套件。这是一套复杂精致的标准测量程序，用于测量一个Unix系统的许多特征(上下文切换时间、I/O吞吐量，等等)，而不光是IPC。它们的源代码是公开可得的：http://www.bitmover.com/lmbench。

本附录中给出的各个数值是为让我们比较本书中讲述的各种技术而提供的。藏在背后的一个动机是展示测量这些值是多么地简单。在各种技术间作出选择之前，你必须测量自己的系统的这些性能数值。不幸的是，就像数值之测量的容易程度一样，当检测到反常现象时，解释起来往往非常困难，何况没法访问出问题的内核或函数库的源代码。

A.2 结 果

现在汇总出自本附录的所有结果，目的是为在逐个查看我们给出的各个程序的过程中提供方便的指引。

用于所有测量的两个系统是运行Solaris 2.6的一台SparcStation 4/110和运行Digital Unix 4.0B的一台Digital Alpha (DEC 3000型号300，Pelican)。往该Solaris系统的/etc/system文件中添加了以下各行：

```
set msgsys:msginfo_msgmax = 16384
set msgsys:msginfo_msgmnb = 32768
set msgsys:msginfo_msgseg = 4096
```

这样允许在System V消息队列中出现16384字节大小的消息(图A.2)。通过作为sysconfig程序的输入指定以下各行，对该Digital Unix系统进行同样的修改：

```
ipc:
        msg-max = 16384
        msg-mnb = 32768
```

消息传递带宽结果

图A.2列出了在运行Solaris 2.6的一台Sparc主机上测得的带宽结果，图A.3图示了这些值。图A.4列出了在运行Digital Unix 4.0B的一台Alpha主机上测得的带宽结果，图A.5图示了这些值。

消息大小	带宽(M字节/秒)							
	管道	Posix 消息队列	System V 消息队列	门	Sun RPC TCP	Sun RPC UDP	TCP 套接口	Unix域 套接口
1024	6.3	3.7	4.9	6.3	0.5	0.5		
2048	8.7	5.3	6.3	10.0	0.9	1.0		
4096	9.8	8.4	6.6	12.6	1.6	2.8		
8192	12.7	10.2	5.8	14.4	2.4	2.8		
16384	13.1	11.6	6.1	16.8	3.2	3.4		
32768	13.2	13.4		11.4	3.5	4.3		
65536	13.7	14.4		12.2	3.7		13.2	11.3

图 A.2 各种类型消息传递的带宽(Solaris 2.6)

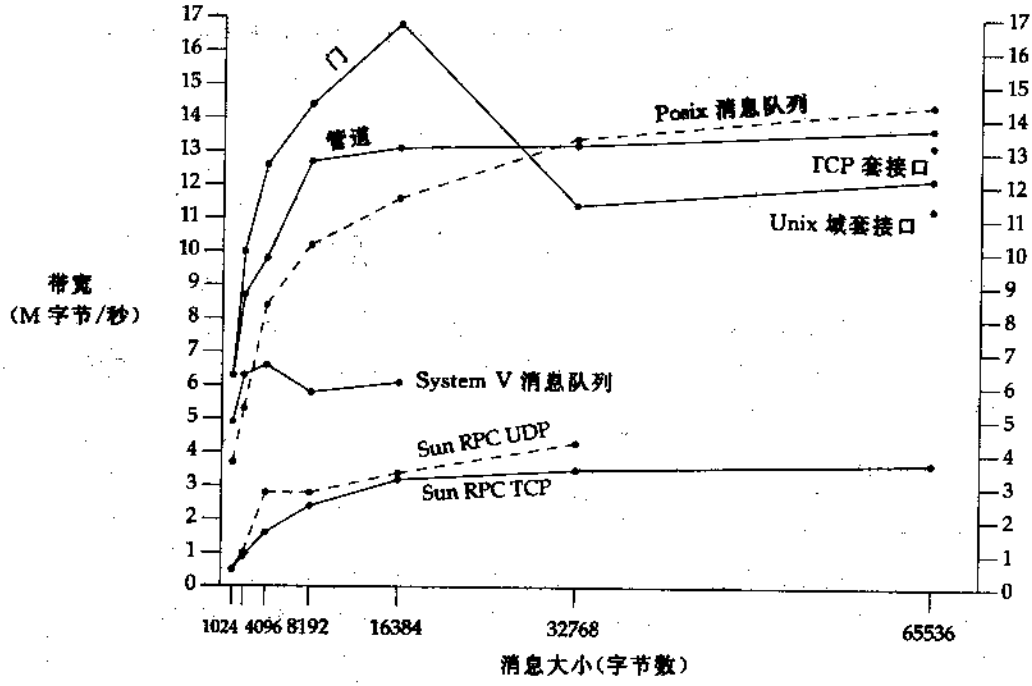


图 A.3 各种类型消息传递的带宽(Solaris 2.6)

消息大小	带宽(M字节/秒)						
	管道	Posix 消息队列	System V 消息队列	Sun RPC TCP	Sun RPC UDP	TCP 套接口	Unix域 套接口
1024	9.9	1.8	12.7	0.6	0.6		
2048	15.2	3.5	15.0	0.8	1.0		
4096	17.1	5.9	21.1	1.3	1.8		
8192	16.5	8.6	17.1	1.8	2.5		
16384	17.3	11.7	17.3	2.3			
32768	15.9	14.0		2.6			
65536	14.2	9.4		2.8		4.6	18.0

图 A.4 各种类型消息传递的带宽(Digital Unix 4.0B)

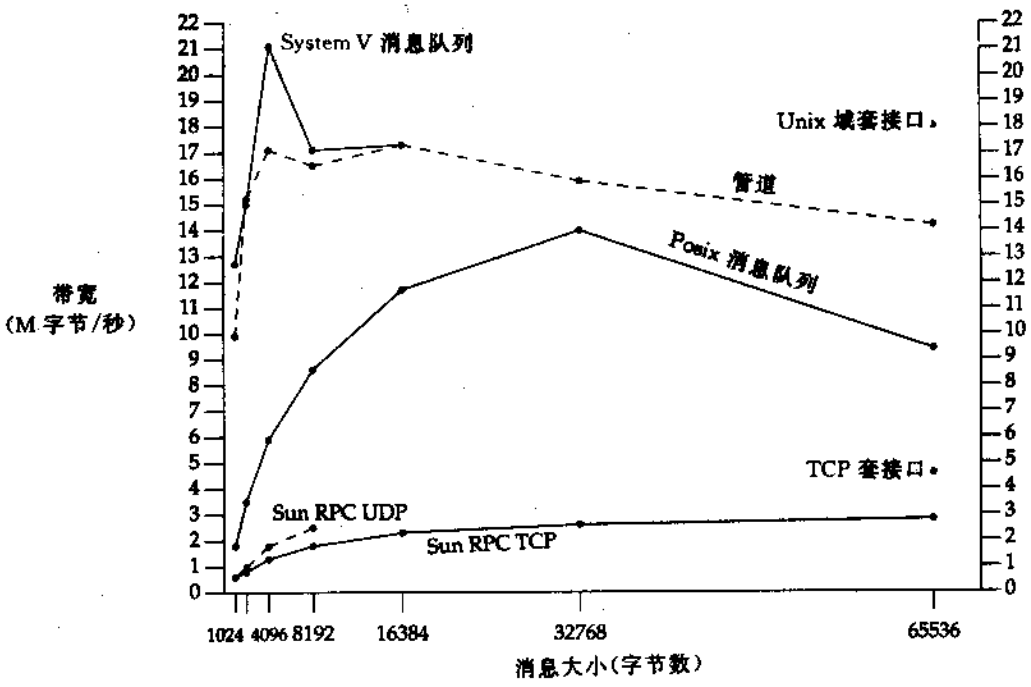


图 A.5 各种类型消息传递的带宽(Digital Unix 4.0B)

正如我们可能预期的那样,带宽通常随消息大小的增长而增长。由于 System V 消息队列的实现具有较小的内核限制值(3.8 节),因此最大的消息是 16384 字节,而且即使对于这个大小的消息,内核缺省值也不得不增加。Solaris 系统的带宽在 4096 字节以上时减小的可能原因在于内部消息队列限制的配置。为跟 UNPv1 比较,我们还给出了 TCP 套接口和 Unix 域套接口的值。这两个值是使用 lmbench 软件包中的程序测得的,只使用了 65536 字节大小的一种消息。对于 TCP 套接口测量情况,它的两个进程处于同一台主机中。

消息传递延迟结果

图 A.1 列出了在 Solaris 2.6 和 Digital Unix 4.0B 下测得的延迟结果。

	延迟(微秒)								
	管道	Posix 消息队列	System V 消息队列	门	Sun RPC TCP	Sun RPC UDP	TCP 套接口	UDP 套接口	Unix 域 套接口
Solaris 2.6	324	584	260	121	1891	1677	798	755	465
DUnix 4.0B	574	995	625		1648	1373	848	639	289

图 A.1 使用各种形式的 IPC 交换一个 1 字节消息的延迟

在 A.4 节中我们将给出测量其中前 6 个值的程序,剩下 3 个值则出自 lmbench 套件。对于 TCP 和 UDP 测量情况,它们的两个进程都处于同一台主机中。

线程同步结果

图 A.6 列出了 Solaris 2.6 下使用各种形式的同步，由一个或多个线程给处于共享内存区中的一个计数器持续加 1 所需的时间，图 A.7 图示了这些值。每个线程给该计数器加 1 共 1000 000 次，这样的线程数则从 1 到 5 变化。图 A.8 列出了 Digital Unix 4.0B 下的这些值，图 A.9 图示了这些值。

线程数	给共享内存区中的一个计数器持续加 1 所需时间(秒)						
	Posix 互斥锁	读写锁	Posix 基于内存信号灯	Posix 有名信号灯	System V 信号灯	带 UNDO 的 System V 信号灯	fcntl 记录上锁
1	0.7	2.0	4.5	15.4	16.3	21.1	89.4
2	1.5	5.4	9.0	31.1	31.5	37.5	
3	2.2	7.5	14.4	46.5	48.3	57.7	
4	2.9	13.7	18.2	62.5	65.8	75.8	
5	3.7	19.7	22.8	76.8	81.8	90.0	

图 A.6 给处于共享内存区中的一个计数器持续加 1 所需的时间(Solaris 2.6)

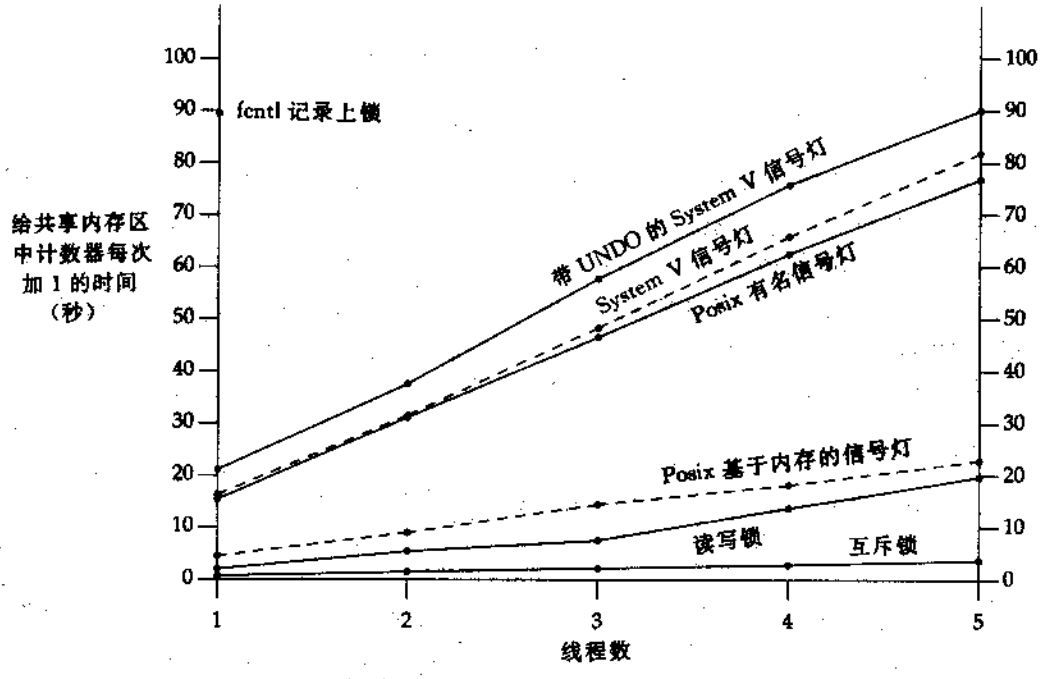


图 A.7 给处于共享内存区中的一个计数器持续加 1 所需的时间(Solaris 2.6)

线程数	给共享内存区中的一个计数器持续加1所需时间(秒)						
	Posix 互斥锁	读写锁	Posix 基于内存信号灯	Posix 有名信号灯	System V 信号灯	带 UNDO 的 System V 信号灯	fcntl 记录上锁
1	2.9	12.9	13.2	14.2	26.6	46.6	96.4
2	11.4	40.8	742.5	771.6	54.9	93.9	
3	28.4	73.2	1080.5	1074.7	84.5	141.9	
4	49.3	95.0	1534.1	1502.2	109.9	188.4	
5	67.3	126.3	1923.3	1764.1	137.3	233.6	

图 A.8 给处于共享内存区中的一个计数器持续加1所需的时间(Digital Unix 4.0B)

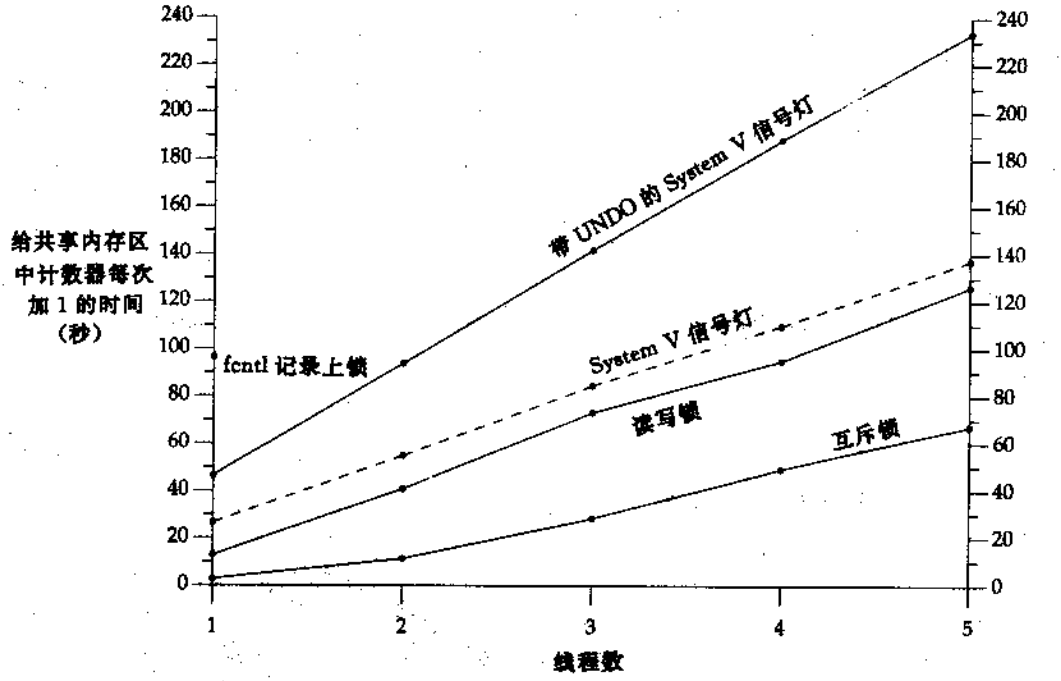


图 A.9 给处于共享内存区中的一个计数器持续加1所需的时间(Digital Unix 4.0B)

增加线程数的原因在于验证使用同步技术的代码是正确的,并查看时间是否随线程数的增加而开始非线性地增长。对于 fcntl 记录上锁我们只能测量单个线程,因为这种同步形式工作于进程间,而不是单个进程内的多个线程间。

Digital Unix 下,线程数多于一个时两种 Posix 信号灯类型的时间变得非常大,表明存在某种类型的反常。我们没有图示这些值。

> 出现这些比预期值大的数值的可能原因之一是,本程序是一个病态的同步测试程序。也就是说,各个线程除同步外什么都不干,因而其中的锁基本上所有时间都为某个线程所锁住。既然缺省情况下线程是以进程竞用范围属性创建的,因此每当一个线程失去它的时间片时,它的可能仍持有该锁,于是切换来运行的新线程可能立即阻塞。

进程同步结果

图 A.6、A.7、A.8 和 A.9 展示了各种同步技术用于同步单个进程内的各个线程时测得的结果。图 A.10 和图 A.11 给出了 Solaris 2.6 下在不同进程间共享计数器时这些同步技术的性能。图 A.12 和图 A.13 给出了 Digital Unix 4.0B 下的进程同步结果。这些结果与对应的线程同步结果类似，不过两种 Posix 信号灯形式的值现在类似于 Solaris 的结果。我们只画出了 fcntl 记录上锁的第一个值，因为其余各值太大了。正如我们在 7.2 节中注出的那样，Digital Unix 4.0B 不支持 PTHREAD_PROCESS_SHARED 特性，因此我们无法测量不同进程间的互斥锁值。在 Digital Unix 下当涉及多个进程时，我们再次看到了 Posix 信号灯的某种类型的反常。

	给共享内存区中的一个计数器持续加 1 所需时间(秒)						
进程数	Posix 互斥锁	读写锁	Posix 基于内存信号灯	Posix 有名信号灯	System V 信号灯	带 UNDO 的 System V 信号灯	fcntl 记录上锁
1	0.8	1.9	13.6	14.3	17.3	22.1	90.7
2	1.6	3.9	29.2	29.2	34.9	41.6	244.5
3	2.3	6.4	41.6	42.9	54.0	60.1	376.4
4	3.1	12.2	57.3	58.8	72.4	81.9	558.0
5	4.0	20.4	70.4	73.5	87.8	102.6	764.0

图 A.10 给处于共享内存区中的一个计数器持续加 1 所需的时间(Solaris 2.6)

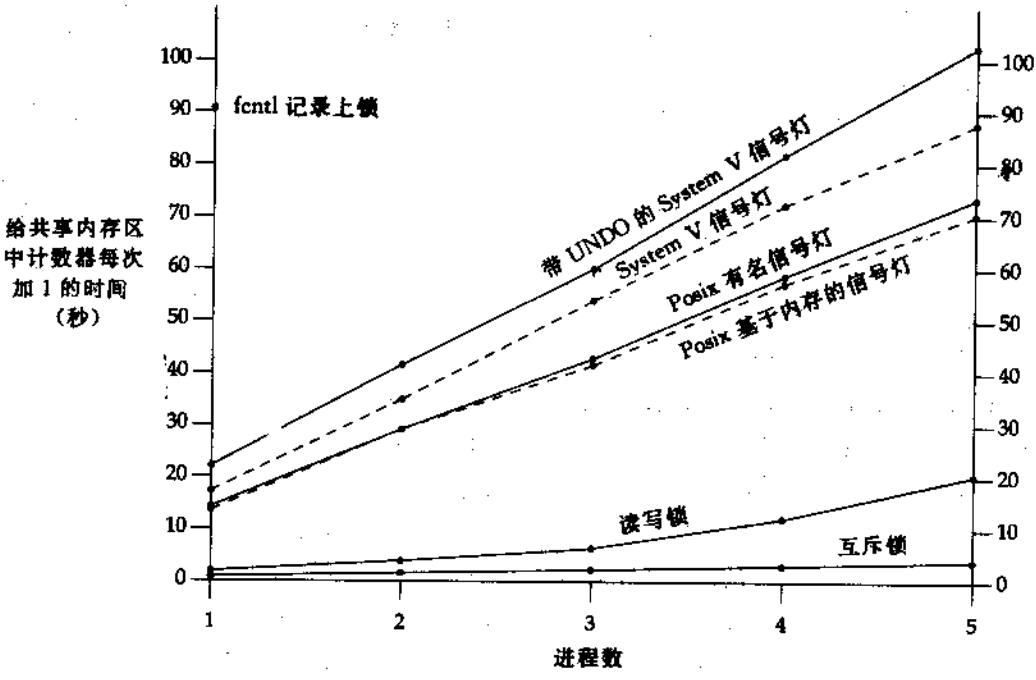


图 A.11 给处于共享内存区中的一个计数器持续加 1 所需的时间(Solaris 2.6)

进程数	给共享内存区中的一个计数器持续加1所需时间(秒)				
	Posix 基于内存信号灯	Posix 有名信号灯	System V 信号灯	带 UNDO 的 System V 信号灯	fcntl 记录上锁
1	12.8	12.5	30.1	49.0	98.1
2	664.8	659.2	58.6	95.7	477.1
3	1236.1	1269.8	96.4	146.2	1785.2
4	1772.9	1804.1	120.3	197.0	2582.8
5	2179.9	2196.8	147.7	250.9	3419.2

图 A.12 给处于共享内存区中的一个计数器持续加1所需的时间(Digital Unix 4.0B)

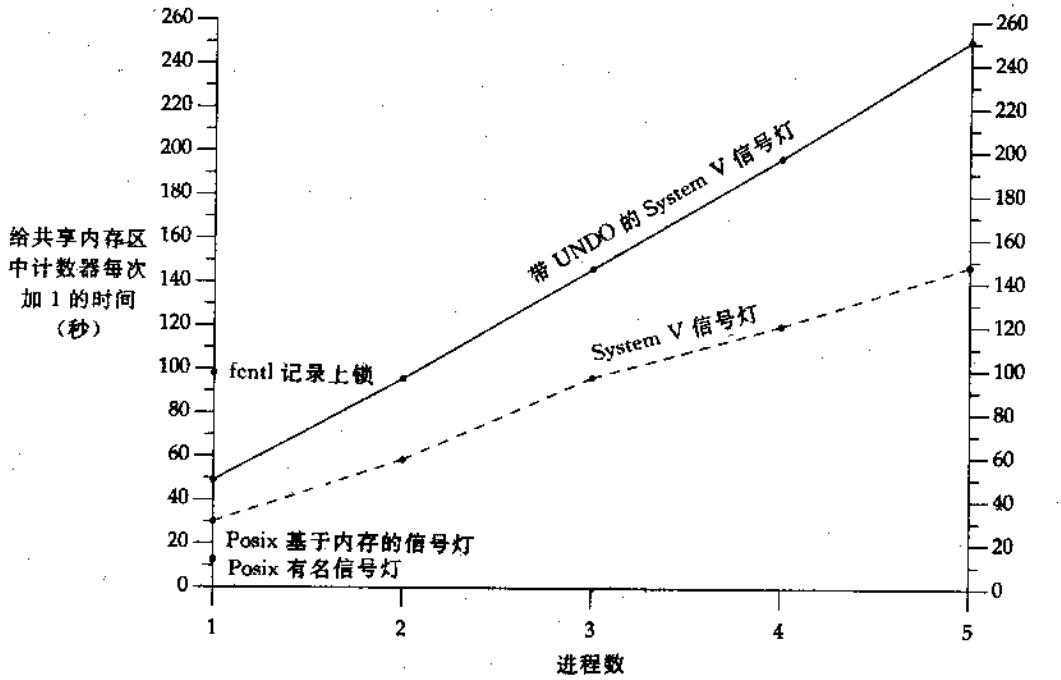


图 A.13 给处于共享内存区中的一个计数器持续加1所需的时间(Digital Unix 4.0B)

A.3 消息传递带宽程序

本节给出测量管道、Posix 消息队列、System V 消息队列、门和 Sun RPC 的带宽的各个程序。我们已在图 A.2 和图 A.4 给出了这些程序的结果。

管道带宽程序

图 A.14 展示了我们将描述的程序的概貌。

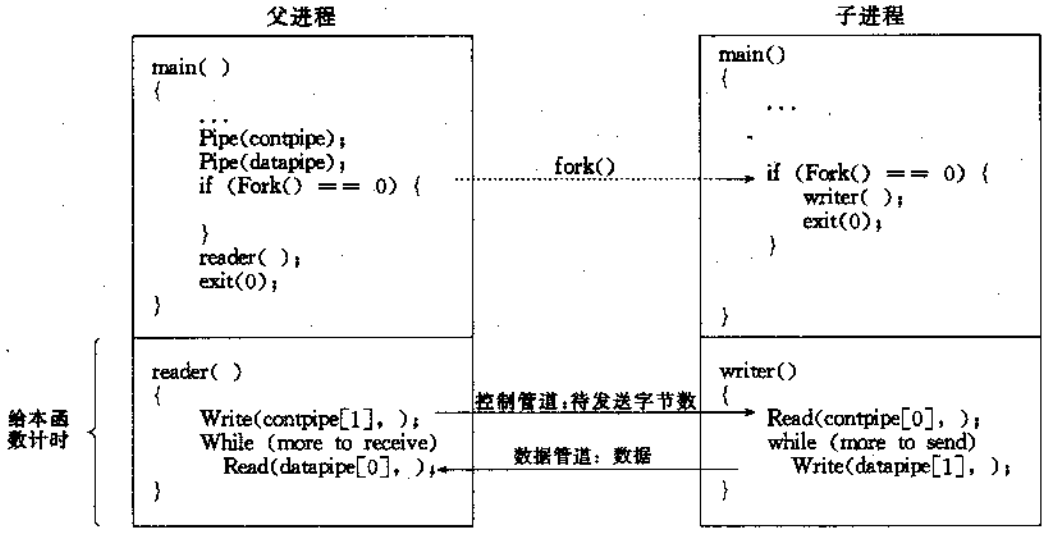


图 A.14 测量一个管道的带宽的程序的概貌

图 A.15 给出了我们的 bw_pipe 程序的前半部分,它测量一个管道的带宽。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  void   reader(int, int, int);
3  void   writer(int, int);
4  void    *buf;
5  int           totalnbytes, xfersize;
6  int
7  main(int argc, char **argv)
8  {
9      int           i, nloop, contpipe[2], datapipe[2];
10     pid_t childpid;
11     if (argc != 4)
12         err_quit("usage: bw_pipe <#loops> <#mbytes> <#bytes/write>");
13     nloop = atoi(argv[1]);
14     totalnbytes = atoi(argv[2]) * 1024 * 1024;
15     xfersize = atol(argv[3]);
16     buf = Valloc(xfersize);
17     Touch(buf, xfersize);
18     Pipe(contpipe);
19     Pipe(datapipe);
20     if ( (childpid = Fork()) == 0) {
21         writer(contpipe[0], datapipe[1]);    /* child */
22         exit(0);
23     }
24         /* parent */
25     Start_time();
26     for (i = 0; i < nloop; i++)
27         reader(contpipe[1], datapipe[0], totalnbytes);
28     printf("bandwidth: %.3f MB/sec\n",
```

```
29              totalnbytes / Stop_time() * nloop);
30      kill(childpid, SIGTERM);
31      exit(0);
32  }
```

图 A.15 测量一个管道的带宽的程序的 main 函数[bench/bw_pipe.c]

命令行参数

第 11～15 行 命令行参数指定待执行的循环数(以下测量中的典型值为 5)、待传送的 M 字节[①] 数(值为 10 的参数导致传送 10×1024×1024 字节)以及每次 write 和 read 的字节数(我们给出的测量结果中该值在 1024 和 65536 之间变化)。

分配缓冲区并触及它的各个页面

第 16～17 行 valloc 是 malloc 的版本之一,它从某个页面边界开始分配所请求数量的内存空间。我们的函数 touch(图 A.17)在该缓冲区的每个页面中存入 1 字节的数据,从而迫使内核把构成该缓冲区的每个页面置换进内存。我们在进行计时之前完成这些工作。

> valloc 不属于 Posix.1 函数,Unix 98 把它列为一个"代传(legacy)"接口:早期版本的 X/Open 规范需要它,但它现在是可选的。如果 valloc 不受支持,我们的 Valloc 包裹函数就调用 malloc 来实现它的功能。

创建两个管道

第 18～19 行 创建两个管道,其中 contpipe[0]和 contpipe[1]用于在开始每次传送之前同步一读一写两个进程,datapipe[0]和 datapipe[1]用于真正的数据传送。

调用 fork 派生子进程

第 20～31 行 派生一个子进程,该子进程(它的 fork 返回值为 0)调用 writer 函数,父进程则调用 reader 函数。父进程中 reader 函数调用 nloop 次。我们的 start_time 函数在该循环开始时紧前调用,我们的 stop_time 函数在该循环终止时紧后调用。图 A.17 给出了这两个函数。所输出的带宽为每次循环传送的总字节数除以传送数据所花的时间(stop_time 返回自调用 start_time 以来流逝的微秒数),再乘以循环次数。子进程随后被父进程发送的 SIGTERM 信号杀死,程序随后终止。

图 A.16 给出了 bw_pipe 程序的后半部分,它包含两个函数 writer 和 reader。

```
33 void
34 writer(int contfd, int datafd)
35 {
36      int         ntowrite;

37      for ( ; ; ) {
38          Read(contfd, &ntowrite, sizeof(ntowrite));

39          while (ntowrite > 0) {
40              Write(datafd, buf, xfersize);
41              ntowrite -= xfersize;
42          }
```

① 译者注: megabyte 一词存在歧义。我们在它代表 2^{20} 字节时译为 M 字节,在它代表 10^6 字节时译为兆字节。kilobyte 和 gigabyte 两词也有类似译法。

```
43      }
44  }
45  void
46  reader(int contfd, int datafd, int nbytes)
47  {
48      ssize_t  n;
49      Write(contfd, &nbytes, sizeof(nbytes));
50      while ((nbytes > 0) &&
51             ((n = Read(datafd, buf, xfersize)) > 0)) {
52          nbytes -= n;
53      }
54  }
```

图 A.16 测量一个管道的带宽的 writer 和 reader 函数[bench/bw_pipe.c]

writer 函数

第 33～44 行 本函数是由子进程调用的一个无限循环。它通过在控制管道读出一个整数来等待父进程说自己已准备好接收数据，该整数指定子进程应写入数据管道的字节数。接收到这个通知后，子进程通过管道向父进程写入数据，每次 write 调用写 xfersize 个字节。

reader 函数

第 45～54 行 本函数是由父进程在一个循环中调用的。它每次被调用时往控制管道写入一个整数，告诉子进程应往数据管道中写入多少字节的数据。本函数随后在一个循环中调用 read，直到全部数据都接收完为止。

图 A.17 给出了我们的 start_time、stop_time 和 touch 函数。

```
 1  #include    "unpipc.h"
 2  static struct timeval    tv_start, tv_stop;
 3  int
 4  start_time(void)
 5  {
 6      return(gettimeofday(&tv_start, NULL));
 7  }
 8  double
 9  stop_time(void)
10  {
11      double        clockus;
12      if (gettimeofday(&tv_stop, NULL) == -1)
13          return(0.0);
14      tv_sub(&tv_stop, &tv_start);
15      clockus = tv_stop.tv_sec * 1000000.0 + tv_stop.tv_usec;
16      return(clockus);
17  }
18  int
19  touch(void *vptr, int nbytes)
20  {
21      char    *cptr;
22      static int   pagesize = 0;
23      if (pagesize == 0) {
```

```
24          errno = 0;
25 #ifdef       _SC_PAGESIZE
26          if ( (pagesize = sysconf(_SC_PAGESIZE)) == -1)
27              return(-1);
28 #else
29              pagesize = getpagesize();           /* BSD */
30 #endif
31      }
32      cptr = vptr;
33      while (nbytes > 0) {
34          *cptr = 1;
35          cptr += pagesize;
36          nbytes -= pagesize;
37      }
38      return(0);
39 }
```

图 A.17 计时函数:start_time、stop_time 和 touch[lib/timing.c]

图 A.18 给出了 tv_sub 函数;它在两个 timeval 结构间做减法运算,并把结果存回第一个结构中。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 tv_sub(struct timeval *out, struct timeval *in)
4 {
5     if ( (out->tv_usec -= in->tv_usec) < 0) { /* out -= in */
6         --out->tv_sec;
7         out->tv_usec += 1000000;
8     }
9     out->tv_sec -= in->tv_sec;
10 }
```

图 A.18 tv_sub 函数:两个 timeval 结构相减[lib/tv_sub.c]

在运行 Solaris 2.6 的一台 Sparc 主机上接连运行我们的程序 5 次,得到如下结果:

```
solaris % bw_pipe 5 10 65536
bandwidth: 13.722 MB/sec
solaris % bw_pipe 5 10 65536
bandwidth: 13.781 MB/sec
solaris % bw_pipe 5 10 65536
bandwidth: 13.685 MB/sec
solaris % bw_pipe 5 10 65536
bandwidth: 13.665 MB/sec
solaris % bw_pipe 5 10 65536
bandwidth: 13.584 MB/sec
```

每次我们指定 5 轮循环,每轮循环传送 10 485 760 个字节,每次 write 和 read 调用收发 65536 个字节。这 5 次程序运行的平均值为图 A.2 中所示的 13.7M 字节/秒。

Posix 消息队列带宽程序

图 A.19 是测量一个 Posix 消息队列的带宽的程序的 main 函数。图 A.20 给出了其中的 writer 和 reader 函数。该程序与前面那个测量一个管道的带宽的程序类似。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     NAME   "bw_pxmsg"

3 void   reader(int, mqd_t, int);
4 void   writer(int, mqd_t);

5 void   *buf;
6 int    totalnbytes, xfersize;

7 int
8 main(int argc, char **argv)
9 {
10      int     i, nloop, contpipe[2];
11      mqd_t mq;
12      pid_t childpid;
13      struct mq_attr      attr;

14      if (argc != 4)
15          err_quit("usage: bw_pxmsg <#loops> <#mbytes> <#bytes/write>");
16      nloop = atoi(argv[1]);
17      totalnbytes = atoi(argv[2]) * 1024 * 1024;
18      xfersize = atoi(argv[3]);

19      buf = Valloc(xfersize);
20      Touch(buf, xfersize);

21      Pipe(contpipe);
22      mq_unlink(Px_ipc_name(NAME)); /* error OK */
23      attr.mq_maxmsg = 4;
24      attr.mq_msgsize = xfersize;
25      mq = Mq_open(Px_ipc_name(NAME), O_RDWR | O_CREAT, FILE_MODE,
                &attr);

26      if ( (childpid = Fork()) == 0) {
27          writer(contpipe[0], mq);          /* child */
28          exit(0);
29      }
30          /* parent */
31      Start_time();
32      for (i = 0; i < nloop; i++)
33          reader(contpipe[1], mq, totalnbytes);
34      printf("bandwidth: %.3f MB/sec\n",
35              totalnbytes / Stop_time() * nloop);

36      kill(childpid, SIGTERM);
37      Mq_close(mq);
38      Mq_unlink(Px_ipc_name(NAME));
39      exit(0);
40 }
```

图 A.19 测量一个 Posix 消息队列的带宽的程序的 main 函数[bench/bw_pxmsg.c]

```
41 void
42 writer(int contfd, mqd_t mqsend)
43 {
44      int             ntowrite;

45      for ( ; ; ) {
46          Read(contfd, &ntowrite, sizeof(ntowrite));

47          while (ntowrite > 0) {
```

```
48              Mq_send(mqsend, buf, xfersize, 0);
49              ntowrite -= xfersize;
50          }
51      }
52 }
53 void
54 reader(int contfd, mqd_t mqrecv, int nbytes)
55 {
56      ssize_t     n;
57      Write(contfd, &nbytes, sizeof(nbytes));
58      while ((nbytes > 0) &&
59             ((n = Mq_receive(mqrecv, buf, xfersize, NULL)) > 0)) {
60          nbytes -= n;
61      }
62 }
```

图 A.20 测量一个 Posix 消息队列的带宽的 wirter 和 reader 函数[bench/bw_pxmsg.c]

注意，该程序在我们创建消息队列时必须指定其上能存在的最大消息数，我们把它指定为 4。IPC 通道的容量能够影响性能，因为写进程在阻塞于某个 mq_send 调用之前能够发送这么多的消息，然后由内核将上下文切换到读进程。因此本程序的性能依赖于这个魔数。Solaris 2.6 下把该数从 4 改为 8 并不影响图 A.2 中的各个数值，然而 Digital Unix 4.0B 下的同样变动却使性能下降了 12%。我们原本会猜想消息数较多时性能将增长，因为这可以让上下文切换数降低一半。然而如果用到了内存映射文件，那么这样一来将使该文件的大小增加一倍，所映射的内存区大小也增长一倍。

System V 消息队列带宽程序

图 A.21 是测量一个 System V 消息队列的带宽的程序的 main 函数，图 A.22 给出了其中的 writer 和 reader 函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void  reader(int, int, int);
3 void  writer(int, int);
4 struct msgbuf      *buf;
5 int           totalnbytes, xfersize;
6 int
7 main(int argc, char **argv)
8 {
9       int           i, nloop, contpipe[2], msqid;
10      pid_t childpid;
11      if (argc != 4)
12          err_quit("usage: bw_svmsg <#loops> <#mbytes> <#bytes/write>");
13      nloop = atoi(argv[1]);
14      totalnbytes = atoi(argv[2]) * 1024 * 1024;
15      xfersize = atoi(argv[3]);
16      buf = Valloc(xfersize);
17      Touch(buf, xfersize);
```

```
18      buf->mtype = 1;
19      Pipe(contpipe);
20      msqid = Msgget(IPC_PRIVATE, IPC_CREAT | SVMSG_MODE);
21      if ( (childpid = Fork()) == 0) {
22          writer(contpipe[0], msqid);      /* child */
23          exit(0);
24      }
25      Start_time();
26      for (i = 0; i < nloop; i++)
27          reader(contpipe[1], msqid, totalnbytes);
28      printf("bandwidth: %.3f MB/sec\n",
29              totalnbytes / Stop_time() * nloop);
30      kill(childpid, SIGTERM);
31      Msgctl(msqid, IPC_RMID, NULL);
32      exit(0);
33  }
```

图 A.21 测量一个 System V 消息队列的带宽的程序的 main 函数[bench/bw_svmsg.c]

```
34  void
35  writer(int contfd, int msqid)
36  {
37      int             ntowrite;
38      for ( ; ; ) {
39          Read(contfd, &ntowrite, sizeof(ntowrite));
40          while (ntowrite > 0) {
41              Msgsnd(msqid, buf, xfersize - sizeof(long), 0);
42              ntowrite -= xfersize;
43          }
44      }
45  }
46  void
47  reader(int contfd, int msqid, int nbytes)
48  {
49      ssize_t      n;
50      Write(contfd, &nbytes, sizeof(nbytes));
51      while ((nbytes > 0) &&
52             ( (n = Msgrcv(msqid, buf, xfersize - sizeof(long), 0, 0)) > 0)) {
53          nbytes -= n + sizeof(long);
54      }
55  }
```

图 A.22 测量一个 System V 消息队列的带宽的 writer 和 reader 函数[bench/bw_svmsg.c]

门带宽程序

测量门 API 的带宽的程序比本节中先前给出的程序要复杂，因为在创建其中的门之前必须 fork 出子进程。父进程接着创建该门，并通过写一个管道来通知子进程该门能被打开。

不像图 A.14 的另一个变化是，reader 函数不接收数据。相反，数据是由名为 server 的函数接收的，它是对应其中的门的服务器过程。图 A.23 给出了该程序的概貌。

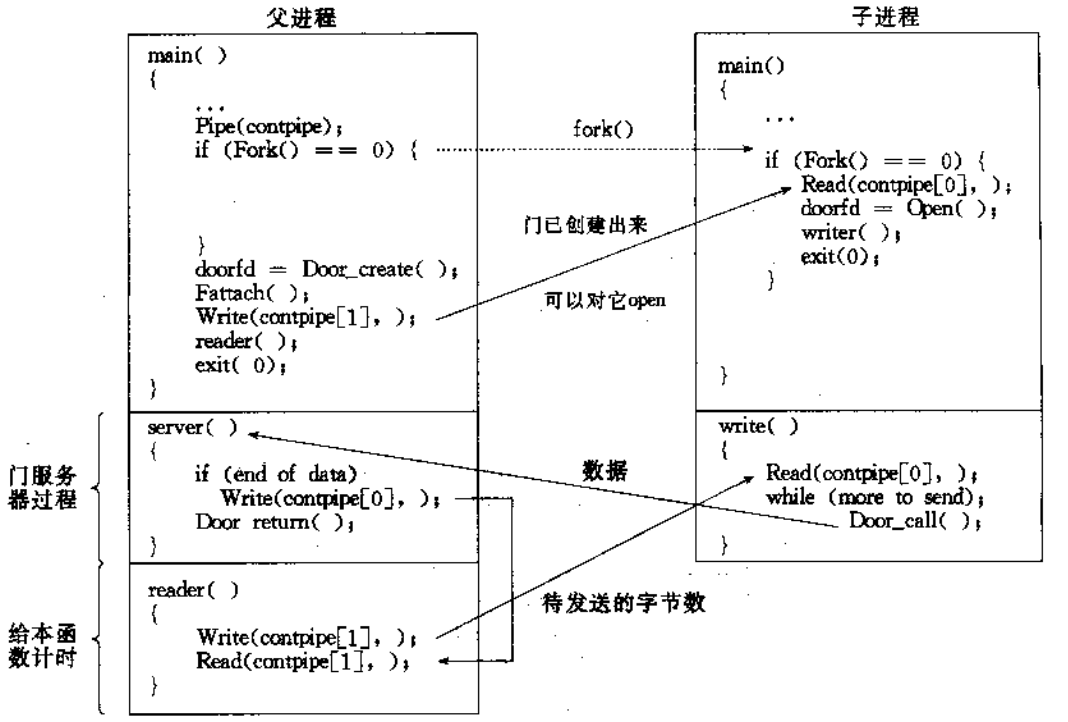


图 A.23 测量门 API 的带宽的程序的概貌

既然门只在 Solaris 下受支持，我们于是通过假设采用全双工管道(4.4 节)来简化程序本身。

与先前的程序相比，另一个变化在于消息传递和过程调用间的基本差异。例如在我们的 Posix 消息队列程序中，写入者只是在一个循环中往一个队列写入消息，这种写操作是异步的。到某个时刻队列满了，或者写进程丧失了自己的处理器时间片，读出者就开始运行，读出这些消息。举例来说，如果该队列可容纳 8 个消息，而且写入者每次运行时写入 8 个消息，读出者每次运行时读出所有 8 个消息，那么发送 N 个消息将涉及 N/4 次上下文切换(其中 N/8 次是从写入者到读出者，另外 N/8 次是从读出者到写入者)。然而门 API 是同步的：调用者每次调用 door_call 时阻塞，直到服务器过程返回才能恢复。交换 N 个消息现在涉及 N×2 次上下文切换。测量 RPC 调用的带宽时，我们将碰到同样的问题。尽管上下文切换数增加了，从图 A.3 可以看出，当消息大小在约 25000 字节或以上时，门却提供了最快的 IPC 带宽。

图 A.24 给出了该程序的 main 函数。writer、server 和 reader 函数则在图 A.25 中给出。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void  reader(int, int);
3 void  writer(int);
4 void  server(void *, char *, size_t, door_desc_t *, size_t);
5 void   *buf;
6 int          totalnbytes, xfersize, contpipe[2];
7 int
8 main(int argc, char **argv)
```

```
 9 {
10      int             i, nloop, doorfd;
11      char    c;
12      pid_t childpid;
13      ssize_t         n;
14      if (argc != 5)
15          err_quit("usage: bw_door <pathname> <#loops> <#mbytes> <#bytes/
                write>");
16      nloop = atoi(argv[2]);
17      totalnbytes = atoi(argv[3]) * 1024 * 1024;
18      xfersize = atoi(argv[4]);
19      buf = Valloc(xfersize);
20      Touch(buf, xfersize);
21      unlink(argv[1]);
22      Close(Open(argv[1], O_CREAT | O_EXCL | O_RDWR, FILE_MODE));
23      Pipe(contpipe);             /* assumes full-duplex SVR4 pipe */
24      if ( (childpid = Fork()) == 0) {
25              /* child = client = writer */
26          if ( (n = Read(contpipe[0], &c, 1)) != 1)
27              err_quit("child: pipe read returned %d", n);
28          doorfd = Open(argv[1], O_RDWR);
29          writer(doorfd);
30          exit(0);
31      }
32          /* parent = server = reader */
33      doorfd = Door_create(server, NULL, 0);
34      Fattach(doorfd, argv[1]);
35      Write(contpipe[1], &c, 1);      /* tell child door is ready */
36      Start_time();
37      for (i = 0; i < nloop; i++)
38          reader(doorfd, totalnbytes);
39      printf("bandwidth: %.3f MB/sec\n",
40              totalnbytes / Stop_time() * nloop);
41      kill(childpid, SIGTERM);
42      unlink(argv[1]);
43      exit(0);
44 }
```

图 A.24 测量门 API 的带宽的程序的 main 函数[bench/bw_door.c]

```
45 void
46 writer(int doorfd)
47 {
48      int             ntowrite;
49      door_arg_t   arg;
50      arg.desc_ptr = NULL;        /* no descriptors to pass */
51      arg.desc_num = 0;
52      arg.rbuf = NULL;            /* no return values expected */
53      arg.rsize = 0;
54      for ( ; ; ) {
55          Read(contpipe[0], &ntowrite, sizeof(ntowrite));
```

```
56          while (ntowrite > 0) {
57              arg.data_ptr = buf;
58              arg.data_size = xfersize;
59              Door_call(doorfd, &arg);
60              ntowrite -= xfersize;
61          }
62      }
63 }
64 static int   ntoread, nread;
65 void
66 server(void *cookie, char *argp, size_t arg_size,
67       door_desc_t *dp, size_t n_descriptors)
68 {
69      char   c;
70      nread += arg_size;
71      if (nread >= ntoread)
72          Write(contpipe[0], &c, 1);      /* tell reader() we are all done */
73      Door_return(NULL, 0, NULL, 0);
74 }
75 void
76 reader(int doorfd, int nbytes)
77 {
78      char   c;
79      ssize_t      n;
80      ntoread = nbytes; /* globals for server() procedure */
81      nread = 0;
82      Write(contpipe[1], &nbytes, sizeof(nbytes));
83      if ( (n = Read(contpipe[1], &c, 1)) != 1)
84          err_quit("reader: pipe read returned %d", n);
85 }
```

图 A.25 测量门 API 的带宽的 writer、server 和 reader 函数[bench/bw_door.c]

Sun RPC 带宽程序

既然 Sun RPC 中的过程调用是同步的，我们于是有已随前面的门程序提到过的同样限制。使用 RPC 时生成一个客户一个服务器两个程序更为容易，因为它们是由 rpcgen 生成的。图 A.26 给出了本程序的 RPC 说明书文件。我们声明了单个过程，它以一个可变长度不透明数据作为输入，不返回任何东西。

```
1 %#define      DEBUG          /* so server runs in foreground */
2 struct data_in {
3      opaque      data<>;      /* variable-length opaque data */
4 };
5 program BW_SUNRPC_PROG {
6      version BW_SUNRPC_VERS {
7          void      BW_SUNRPC(data_in) = 1;
8      } = 1;
9 } = 0x31230001;
```

图 A.26 测量 Sun RPC 的带宽的程序的 RPC 说明书文件[bench/bw_sunrpc.x]

图A.27给出了我们的客户程序，图A.28给出了我们的服务器过程。我们把协议(TCP或UDP)作为客户程序的一个命令行参数指定，以允许分别测量这两种协议。

```
#include    "unpipc.h"
#include    "bw_sunrpc.h"
void    *buf;
int     totalnbytes, xfersize;
int
main(int argc, char **argv)
{
    int     i, nloop, ntowrite;
    CLIENT  *cl;
    data_in in;
    if (argc != 6)
        err_quit("usage: bw_sunrpc_client <hostname> <#loops>"
                 " <#mbytes> <#bytes/write> <protocol>");
    nloop = atoi(argv[2]);
    totalnbytes = atoi(argv[3]) * 1024 * 1024;
    xfersize = atoi(argv[4]);
    buf = Valloc(xfersize);
    Touch(buf, xfersize);
    cl = Clnt_create(argv[1], BW_SUNRPC_PROG, BW_SUNRPC_VERS, argv[5]);
    Start_time();
    for (i = 0; i < nloop; i++) {
        ntowrite = totalnbytes;
        while (ntowrite > 0) {
            in.data.data_len = xfersize;
            in.data.data_val = buf;
            if (bw_sunrpc_1(&in, cl) == NULL)
                err_quit("%s", clnt_sperror(cl, argv[1]));
            ntowrite -= xfersize;
        }
    }
    printf("bandwidth: %.3f MB/sec\n",
           totalnbytes / Stop_time() * nloop);
    exit(0);
}
```

图A.27 测量Sun RPC的带宽的RPC客户程序[bench/bw_sunrpc_client.c]

```
#include    "unpipc.h"
#include    "bw_sunrpc.h"
#ifndef     RPCGEN_ANSIC
#define     bw_sunrpc_1_svc    bw_sunrpc_1
#endif
void *
bw_sunrpc_1_svc(data_in *inp, struct svc_req *rqstp)
{
    static int  nbytes;
    nbytes = inp->data.data_len;
    return(&nbytes);   /* must be nonnull, but xdr_void() will ignore */
}
```

图A.28 测量Sun RPC的带宽的RPC服务器过程[bench/bw_sunrpc_server.c]

A.4 消息传递延迟程序

本节给出测量管道、Posix 消息队列、System V 消息队列、门和 Sun RPC 的延迟的各个程序。图 A.1 给出了它们的性能值。

管道延迟程序

图 A.29 给出了测量一个管道的延迟的程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 doit(int readfd, int writefd)
4 {
5     char   c;
6     Write(writefd, &c, 1);
7     if (Read(readfd, &c, 1) != 1)
8         err_quit("read error");
9 }
10 int
11 main(int argc, char **argv)
12 {
13     int          i, nloop, pipe1[2], pipe2[2];
14     char   c;
15     pid_t childpid;
16     if (argc != 2)
17         err_quit("usage: lat_pipe <#loops>");
18     nloop = atoi(argv[1]);
19     Pipe(pipe1);
20     Pipe(pipe2);
21     if ( (childpid = Fork()) == 0) {
22         for ( ; ; ) {          /* child */
23             if (Read(pipe1[0], &c, 1) != 1)
24                 err_quit("read error");
25             Write(pipe2[1], &c, 1);
26         }
27         exit(0);
28     }
29         /*  parent */
30     doit(pipe2[0], pipe1[1]);
31     Start_time();
32     for (i = 0; i < nloop; i++)
33         doit(pipe2[0], pipe1[1]);
34     printf("latency: %.3f usec\n", Stop_time() / nloop);
35     Kill(childpid, SIGTERM);
36     exit(0);
37 }
```

图 A.29 测量一个管道的延迟的程序[bench/lat_pipe.c]

doit 函数

第 2～9 行 本函数在父进程中运行，它所花的壁钟时间将被测量出来。它往一个管道写入 1 个字节(该字节将由子进程读出)后从另一个管道读出 1 个字节(该字节由子进程写入)。这就是我们所描述的延迟：从发送一个小消息到接收作为应答的一个小消息所花的时间。

创建管道

第 19～20 行 创建两个管道，fork 一个子进程，达到图 4.6 所示的布局(不过没有关闭每个管道的未用端，这是不会有问题的)。本测试程序确实需要两个管道，因为管道是半双工的，而我们希望父了进程间有双向通信。

子进程回射只有 1 个字节的消息

第 22～27 行 子进程执行一个无限循环，每次读出一个只有 1 个字节的消息后就把它发射回来。

测量父进程

第 29～34 行 父进程首先调用 doit 给子进程发送一个只有 1 个字节的消息，并读出它的也是只有 1 个字节的应答。这使得两个进程都处于运行状态。父进程然后在一个循环中调用 doit 函数，同时测量所花的壁钟时间。

在运行 Solaris 2.6 的一台 Sparc 主机上接连运行该程序 5 次，得到如下结果：

```
solaris % lat_pipe 10000
latency: 278.633 usec
solaris % lat_pipe 10000
latency: 397.810 usec
solaris % lat_pipe 10000
latency: 392.567 usec
solaris % lat_pipe 10000
latency: 266.572 usec
solaris % lat_pipe 10000
latency: 284.559 usec
```

这 5 次程序运行的平均值为 324 微秒，它就是图 A.1 中给出的值。这些时间包括两次上下文切换(从父进程到子进程，然后是从子进程到父进程)、四个系统调用(父进程的 write、子进程的 read、子进程的 write、父进程的 read)以及每个方向 1 字节数据的管道开销。

Posix 消息队列延迟程序

图 A.30 给出了测量一个 Posix 消息队列的延迟的程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define NAME1 "lat_pxmsg1"
3 #define NAME2 "lat_pxmsg2"
4 #define MAXMSG          4       /* room for 4096 bytes on queue */
5 #define MSGSIZE      1024

6 void
7 doit(mqd_t mqsend, mqd_t mqrecv)
8 {
9     char  buff[MSGSIZE];
```

```
10      Mq_send(mqsend, buff, 1, 0);
11      if (Mq_receive(mqrecv, buff, MSGSIZE, NULL) != 1)
12          err_quit("mq_receive error");
13  }
14  int
15  main(int argc, char **argv)
16  {
17      int             i, nloop;
18      mqd_t mq1, mq2;
19      char    buff[MSGSIZE];
20      pid_t childpid;
21      struct mq_attr      attr;
22      if (argc != 2)
23          err_quit("usage: lat_pxmsg <#loops>");
24      nloop = atoi(argv[1]);
25      attr.mq_maxmsg = MAXMSG;
26      attr.mq_msgsize = MSGSIZE;
27      mq1 = Mq_open(Px_ipc_name(NAME1), O_RDWR | O_CREAT, FILE_MODE,
                &attr);
28      mq2 = Mq_open(Px_ipc_name(NAME2), O_RDWR | O_CREAT, FILE_MODE,
                &attr);
29      if ( (childpid = Fork()) == 0) {
30          for ( ; ; ) {           /* child */
31              if (Mq_receive(mq1, buff, MSGSIZE, NULL) != 1)
32                  err_quit("mq_receive error");
33              Mq_send(mq2, buff, 1, 0);
34          }
35          exit(0);
36      }
37          /* parent */
38      doit(mq1, mq2);
39      Start_time();
40      for (i = 0; i < nloop; i++)
41          doit(mq1, mq2);
42      printf("latency: %.3f usec\n", Stop_time() / nloop);
43      Kill(childpid, SIGTERM);
44      Mq_close(mq1);
45      Mq_close(mq2);
46      Mq_unlink(Px_ipc_name(NAME1));
47      Mq_unlink(Px_ipc_name(NAME2));
48      exit(0);
49  }
```

图 A.30 测量一个 Posix 消息队列的延迟的程序[bench/lat_pxmsg.c]

第 25～28 行 创建两个消息队列，一个用于从父进程到子进程的消息传递，另一个用于从子进程到父进程的消息传递。尽管 Posix 消息具有优先级，从而允许我们给两个不同方向的消息赋不同的优先级，mq_receive 却总是返回队列中的下一个消息。因此，我们不能给本测试程序只用一个队列。

System V 消息队列延迟程序

图 A.31 给出了测量一个 System V 消息队列的延迟的程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 struct msgbuf      p2child = { 1, { 0 } };        /* type = 1 */
3 struct msgbuf      child2p = { 2, { 0 } };        /* type = 2 */
4 struct msgbuf      inbuf;
5 void
6 doit(int msgid)
7 {
8     Msgsnd(msgid, &p2child, 0, 0);
9     if (Msgrcv(msgid, &inbuf, sizeof(inbuf.mtext), 2, 0) != 0)
10        err_quit("msgrcv error");
11 }
12 int
13 main(int argc, char **argv)
14 {
15    int           i, nloop, msgid;
16    pid_t childpid;
17    if (argc != 2)
18        err_quit("usage: lat_svmsg <#loops>");
19    nloop = atol(argv[1]);
20    msgid = Msgget(IPC_PRIVATE, IPC_CREAT | SVMSG_MODE);
21    if ( (childpid = Fork()) == 0) {
22        for ( ; ; ) {          /* child */
23            if (Msgrcv(msgid, &inbuf, sizeof(inbuf.mtext), 1, 0) != 0)
24                err_quit("msgrcv error");
25            Msgsnd(msgid, &child2p, 0, 0);
26        }
27        exit(0);
28    }
29        /* parent */
30    doit(msgid);
31    Start_time();
32    for (i = 0; i < nloop; i++)
33        doit(msgid);
34    printf("latency: %.3f usec\n", Stop_time() / nloop);
35    Kill(childpid, SIGTERM);
36    Msgctl(msgid, IPC_RMID, NULL);
37    exit(0);
38 }
```

图 A.31 测量一个 System V 消息队列的延迟的程序[bench/lat_svmsg.c]

本程序只创建一个消息队列，它含有两个不同方向的消息：从父进程到子进程和从子进程到父进程。前者的类型字段为 1，后者的类型字段为 2。doit 中 msgrcv 的第四个参数为 2，子进程中 msgrcv 的第四个参数为 1，它们都只读出所指定类型的消息。

在 9.3 节和 11.3 节中我们提到过，许多由内核定义的结构不能静态地初始化，因为 Posix.1 和 Unix 98 只保证在这样的结构中存在特定的成员。这两个

标准不保证这些成员的顺序，更何况这样的结构还可以含有其他的非标准成员。然而在本程序中我们还是静态地初始化 msgbuf 结构，因为 system V 消息列保证该结构含有一个 long 类型的消息类型成员，后跟真正的数据。

门延迟程序

图 A.32 给出了测量门 API 的延迟的程序。子进程创建其中的门，然后给该门关联以 server 函数。父进程接着打开该门，并在一个循环中激活 door_call。作为参数传递的是 1 个字节的数据，返回值则不存在。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 server(void *cookie, char *argp, size_t arg_size,
4       door_desc_t *dp, size_t n_descriptors)
5 {
6     char  c;
7     Door_return(&c, sizeof(char), NULL, 0);
8 }
9 int
10 main(int argc, char **argv)
11 {
12     int          i, nloop, doorfd, contpipe[2];
13     char  c;
14     pid_t childpid;
15     door_arg_t  arg;
16     if (argc != 3)
17         err_quit("usage: lat_door <pathname> <#loops>");
18     nloop = atoi(argv[2]);
19     unlink(argv[1]);
20     Close(Open(argv[1], O_CREAT | O_EXCL | O_RDWR, FILE_MODE));
21     Pipe(contpipe);
22     if ( (childpid = Fork()) == 0) {
23         doorfd = Door_create(server, NULL, 0);
24         Fattach(doorfd, argv[1]);
25         Write(contpipe[1], &c, 1);
26         for ( ; ; )          /* child = server */
27             pause();
28         exit(0);
29     }
30     arg.data_ptr = &c;          /* parent = client */
31     arg.data_size = sizeof(char);
32     arg.desc_ptr = NULL;
33     arg.desc_num = 0;
34     arg.rbuf = &c;
35     arg.rsize = sizeof(char);
36     if (Read(contpipe[0], &c, 1) != 1)   /* wait for child to create */
37         err_quit("pipe read error");
38     doorfd = Open(argv[1], O_RDWR);
39     Door_call(doorfd, &arg);          /* once to start everything */
```

```
40      Start_time();
41      for (i = 0; i < nloop; i++)
42          Door_call(doorfd, &arg);
43      printf("latency: %.3f usec\n", Stop_time() / nloop);
44      Kill(childpid, SIGTERM);
45      unlink(argv[1]);
46      exit(0);
47  }
```

图 A.32 测量门 API 的延迟的程序[bench/lat_door.c]

Sun RPC 延迟程序

为测量 Sun RPC API 的延迟，我们编写一个客户一个服务器两个程序(类似于测量 Sun RPC 带宽的做法)。我们使用同样的 RPC 说明书文件(图 A.26)，不过这次我们的客户程序调用空过程。回想习题 16.11，我们知道该过程没有参数，也没有返回值，而这正好是测量延迟所需的。图 A.33 给出了客户程序。跟习题 16.11 的解答一样，我们必须直接调用 clnt_call 来调用空过程，客户程序存根中不提供它的存根函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    "lat_sunrpc.h"
3 int
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6       int             i, nloop;
7       CLIENT          * cl;
8       struct timeval      tv;
9       if (argc != 4)
10          err_quit("usage: lat_sunrpc_client <hostname> <#loops> <protocol>");
11      nloop = atoi(argv[2]);
12      cl = Clnt_create(argv[1], BW_SUNRPC_PROG, BW_SUNRPC_VERS, argv[3]);
13      tv.tv_sec = 10;
14      tv.tv_usec = 0;
15      Start_time();
16      for (i = 0; i < nloop; i++) {
17          if (clnt_call(cl, NULLPROC, xdr_void, NULL,
18                        xdr_void, NULL, tv) != RPC_SUCCESS)
19              err_quit("%s", clnt_sperror(cl, argv[1]));
20      }
21      printf("latency: %.3f usec\n", Stop_time() / nloop);
22      exit(0);
23  }
```

图 A.33 测量 Sun RPC 延迟的 Sun RPC 客户程序[bench/lat_sunrpc_client.c]

我们使用图 A.28 中的服务器函数编译出服务器程序，不过该函数从来不被调用。既然是使用 rpcgen 来构造客户程序和服务器程序的，因而我们需要定义至少一个服务器过程，但是可不调用它。使用 rpcgen 的原因在于它自动产生带空过程的服务器程序的 main 函数，而我们正需要这些。

A.5 线程同步程序

为测量各种同步技术所需的时间，我们创建一定数目的线程(图A.6和图A.8给出的测量结果使用1个到5个线程)，每个线程给处于共享内存区中的一个计数器加1一个很大的次数，各线程使用相应于当前测量的同步形式来协调对于该共享计数器的访问。

Posix互斥锁程序

图A.34给出了测量Posix互斥锁的程序的全局变量和main函数。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #define MAXNTHREADS 100
 3 int       nloop;
 4 struct {
 5   pthread_mutex_t mutex;
 6   long        counter;
 7 } shared = {
 8     PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER
 9 };
10 void    *incr(void *);
11 int
12 main(int argc, char **argv)
13 {
14     int             i, nthreads;
15     pthread_t    tid[MAXNTHREADS];
16     if (argc != 3)
17         err_quit("usage: incr_pxmutex1 <#loops> <#threads>");
18     nloop = atol(argv[1]);
19     nthreads = min(atol(argv[2]), MAXNTHREADS);
20         /* lock the mutex */
21     Pthread_mutex_lock(&shared.mutex);
22         /* create all the threads */
23     Set_concurrency(nthreads);
24     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
25         Pthread_create(&tid[i], NULL, incr, NULL);
26     }
27         /* start the timer and unlock the mutex */
28     Start_time();
29     Pthread_mutex_unlock(&shared.mutex);
30         /* wait for all the threads */
31     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
32         Pthread_join(tid[i], NULL);
33     }
34     printf("microseconds: %.0f usec\n", Stop_time());
35     if (shared.counter != nloop * nthreads)
36         printf("error: counter = %ld\n", shared.counter);
37     exit(0);
38 }
```

图A.34 测量Posix互斥锁同步的全局变量和main函数[bench/incr_pxmutex1.c]

共享的数据

第4～9行 各线程间共享的数据由互斥锁本身和计数器构成。该互斥锁是静态初始化的。

给互斥锁上锁并创建线程

第20～26行 主线程在创建其他线程前给共享数据的互斥锁上锁，这样在所有线程都创建出来并且主线程释放该互斥锁之前，没有一个线程能够获取该互斥锁。主线程接着调用我们的set_concurrency函数，然后创建出各个线程。每个线程执行接下去给出的incr函数。

启动定时器并释放互斥锁

第27～36行 一旦所有线程都已创建，主线程就启动定时器并释放互斥锁。它接下去等待所有线程结束，到时候就停止定时器，输出所计的总微秒数。

图A.35给出了每个线程执行的incr函数。

```
39 void *
40 incr(void *arg)
41 {
42     int          i;
43     for (i = 0; i < nloop; i++) {
44         Pthread_mutex_lock(&shared.mutex);
45         shared.counter++;
46         Pthread_mutex_unlock(&shared.mutex);
47     }
48     return(NULL);
49 }
```

图A.35 使用一个Posix互斥锁给一个共享的计数器加1[bench/incr_pxmutex1.c]

在临界区中给计数器加1

第44～46行 获取共享数据的互斥锁后给共享的计数器加1。接着释放该互斥锁。

读写锁程序

使用读写锁的程序由刚才使用Posix互斥锁的程序稍加修改而成。每个线程在给共享的计数器加1前必须获取该计数器的读写锁中的写入锁。

> 实现第8章中讲述的Posix读写锁的系统并不多，Posix读写锁是Unix 98的一部分内容，Posix.1j工作组目前正在考虑它的标准化。本附录中给出的读写锁测量结果是在Solaris 2.6下做出的，它使用在rwlock(3T)手册页面中描述的Solaris读写锁。该实现提供与提议中的读写锁同样的功能，以我们在第8章中给出的函数为接口使用这些函数所需的包裹函数非常简单。
>
> Digital Unix 4.0B下的测量结果是使用Digital的线程无关服务读写锁做出的，这种读写锁在tis_rwlock手册页面中描述。我们不再给出为这样的读写锁进行的对图A.36和图A.37的简单修改。

图A.36给出了main函数，图A.37给出了incr函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #include    <synch.h>       /* Solaris header */
```

```
3 void    Rw_wrlock(rwlock_t *rwptr);
4 void    Rw_unlock(rwlock_t *rwptr);
5 #define      MAXNTHREADS 100
6 int          nloop;
7 struct {
8   rwlock_t  rwlock;              /* the Solaris datatype */
9   long      counter;
10 } shared;                       /* init to 0 -> USYNC_THREAD */
11 void   *incr(void *);
12 int
13 main(int argc, char **argv)
14 {
15     int          i, nthreads;
16     pthread_t    tid[MAXNTHREADS];
17     if (argc != 3)
18         err_quit("usage: incr_rwlock1 <#loops> <#threads>");
19     nloop = atoi(argv[1]);
20     nthreads = min(atoi(argv[2]), MAXNTHREADS);
21         /* obtain write lock */
22     Rw_wrlock(&shared.rwlock);
23         /* create all the threads */
24     Set_concurrency(nthreads);
25     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
26         Pthread_create(&tid[i], NULL, incr, NULL);
27     }
28         /* start the timer and release the write lock */
29     Start_time();
30     Rw_unlock(&shared.rwlock);
31         /* wait for all the threads */
32     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
33         Pthread_join(tid[i], NULL);
34     }
35     printf("microseconds: %.0f usec\n", Stop_time());
36     if (shared.counter != nloop * nthreads)
37         printf("error: counter = %ld\n", shared.counter);
38     exit(0);
39 }
```

图 A.36 测量读写锁同步的程序的 main 函数[bench/incr_rwlock1.c]

```
40 void *
41 incr(void *arg)
42 {
43     int          i;
44     for (i = 0; i < nloop; i++) {
45         Rw_wrlock(&shared.rwlock);
46         shared.counter++;
47         Rw_unlock(&shared.rwlock);
48     }
49     return(NULL);
50 }
```

图 A.37 使用一个读写锁给一个共享的计数器加 1[bench/incr_rwlock1.c]

Posix 基于内存的信号灯程序

我们既测量 Posix 基于内存的信号灯，也测量 Posix 有名信号灯。图 A.39 给出了测量基于内存的信号灯的程序的 main 函数，图 A.38 给出了它的 incr 函数。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     MAXNTHREADS 100
3 int         nloop;
4 struct {
5   sem_t     mutex;              /* the memory-based semaphore */
6   long      counter;
7 } shared;
8 void   *incr(void *);
9 int
10 main(int argc, char **argv)
11 {
12     int          i, nthreads;
13     pthread_t    tid[MAXNTHREADS];
14     if (argc != 3)
15         err_quit("usage: incr_pxsem1 <#loops> <#threads>");
16     nloop = atoi(argv[1]);
17     nthreads = min(atoi(argv[2]), MAXNTHREADS);
18         /* initialize memory-based semaphore to 0 */
19     Sem_init(&shared.mutex, 0, 0);
20         /* create all the threads */
21     Set_concurrency(nthreads);
22     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
23         Pthread_create(&tid[i], NULL, incr, NULL);
24     }
25         /* start the timer and release the semaphore */
26     Start_time();
27     Sem_post(&shared.mutex);
28         /* wait for all the threads */
29     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
30         Pthread_join(tid[i], NULL);
31     }
32     printf("microseconds: %.0f usec\n", Stop_time());
33     if (shared.counter != nloop * nthreads)
34         printf("error: counter = %ld\n", shared.counter);
35     exit(0);
36 }
```

图 A.39 测量 Posix 基于内存信号灯的同步的程序的 main 函数[bench/incr_pxsem1.c]

第 18～19 行 创建一个值为 0 的信号灯，而把给 sem_init 的第二个参数指定为 0 是说所创建的信号灯将在调用进程的各个线程间共享。

第 20～27 行 创建出所有的线程后，主线程启动定时器并调用 sem_post 一次。

```
37 void *
38 incr(void *arg)
```

```
39 {
40      int             i;
41      for (i = 0; i < nloop; i++) {
42          Sem_wait(&shared.mutex);
43          shared.counter++;
44          Sem_post(&shared.mutex);
45      }
46      return(NULL);
47 }
```

图 A.38 使用一个 Posix 基于内存的信号灯给一个共享的计数器加 1[bench/incr_pxsem1.c]

Posix 有名信号灯程序

图 A.41 给出了测量 Posix 有名信号灯的程序的 main 函数，图 A.40 给出了它的 incr 函数。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #define MAXNTHREADS 100
 3 #define NAME   "incr_pxsem2"
 4 int            nloop;
 5 struct {
 6   sem_t       *mutex;             /* pointer to the named semaphore */
 7   long        counter;
 8 } shared;
 9 void   *incr(void *);
10 int
11 main(int argc, char **argv)
12 {
13      int             i, nthreads;
14      pthread_t       tid[MAXNTHREADS];
15      if (argc != 3)
16          err_quit("usage: incr_pxsem2 <#loops> <#threads>");
17      nloop = atoi(argv[1]);
18      nthreads = min(atoi(argv[2]), MAXNTHREADS);
19          /* initialize named semaphore to 0 */
20      sem_unlink(Px_ipc_name(NAME));              /* error OK */
21      shared.mutex = Sem_open(Px_ipc_name(NAME), O_CREAT | O_EXCL, FILE_
        MODE, 0);
22          /* create all the threads */
23      Set_concurrency(nthreads);
24      for (i = 0; i < nthreads; i++) {
25          Pthread_create(&tid[i], NULL, incr, NULL);
26      }
27          /* start the timer and release the semaphore */
28      Start_time();
29      Sem_post(shared.mutex);
30          /* wait for all the threads */
31      for (i = 0; i < nthreads; i++) {
32          Pthread_join(tid[i], NULL);
33      }
```

```
34      printf("microseconds: %.0f usec\n", Stop_time());
35      if (shared.counter != nloop * nthreads)
36          printf("error: counter = %ld\n", shared.counter);
37      Sem_unlink(Px_ipc_name(NAME));
38      exit(0);
39  }
```

图 A.41 测量 Posix 有名信号灯的同步的程序的 main 函数[bench/incr_pxsem2.c]

```
40  void *
41  incr(void *arg)
42  {
43      int         i;
44      for (i = 0; i < nloop; i++) {
45          Sem_wait(shared.mutex);
46          shared.counter++;
47          Sem_post(shared.mutex);
48      }
49      return(NULL);
50  }
```

图 A.40 使用一个 Posix 有名信号灯给一个共享的计数器加 1[bench/incr_pxsem2.c]

System V 信号灯程序

图 A.42 给出了测量 System V 信号灯的程序的 main 函数，图 A.43 给出它的 incr 函数。

```
1  #include    "unpipc.h"
2  #define MAXNTHREADS 100
3  int     nloop;
4  struct {
5    int semid;
6    long      counter;
7  } shared;
8  struct sembuf     postop, waitop;
9  void   *incr(void *);
10 int
11 main(int argc, char **argv)
12 {
13     int         i, nthreads;
14     pthread_t   tid[MAXNTHREADS];
15     union semun arg;
16     if (argc != 3)
17         err_quit("usage: incr_svsem1 <#loops> <#threads>");
18     nloop = atoi(argv[1]);
19     nthreads = min(atoi(argv[2]), MAXNTHREADS);
20         /* create semaphore and initialize to 0 */
21     shared.semid = Semget(IPC_PRIVATE, 1, IPC_CREAT | SVSEM_MODE);
22     arg.val = 0;
23     Semctl(shared.semid, 0, SETVAL, arg);
24     postop.sem_num = 0;     /* and init the two semop() structures */
```

```
25      postop.sem_op  = 1;
26      postop.sem_flg = 0;
27      waitop.sem_num = 0;
28      waitop.sem_op  = -1;
29      waitop.sem_flg = 0;
30          /* create all the threads */
31      Set_concurrency(nthreads);
32      for (i = 0; i < nthreads; i++) {
33          Pthread_create(&tid[i], NULL, incr, NULL);
34      }
35          /* start the timer and release the semaphore */
36      Start_time();
37      Semop(shared.semid, &postop, 1);        /* up by 1 */
38          /* wait for all the threads */
39      for (i = 0; i < nthreads; i++) {
40          Pthread_join(tid[i], NULL);
41      }
42      printf("microseconds: %.0f usec\n", Stop_time());
43      if (shared.counter != nloop * nthreads)
44          printf("error: counter = %ld\n", shared.counter);
45      Semctl(shared.semid, 0, IPC_RMID);
46      exit(0);
47  }
```

图 A.42 测量 System V 信号灯的同步的程序的 main 函数[bench/incr_svsem1.c]

第 20～23 行 创建一个仅有一个成员的信号灯集，并把它的值初始化为 0。

第 24～29 行 初始化两个 semop 结构，一个用于挂出该信号灯，另一个用于等待该信号灯。注意这两个结构的 sem_flg 成员均为 0，也就是说没有指定 SEM_UNDO 标志。

```
48  void *
49  incr(void *arg)
50  {
51      int     i;
52      for (i = 0; i < nloop; i++) {
53          Semop(shared.semid, &waitop, 1);
54          shared.counter++;
55          Semop(shared.semid, &postop, 1);
56      }
57      return(NULL);
58  }
```

图 A.43 使用一个 System V 信号灯给一个共享的计数器加 1[bench/incr_svsem1.c]

带 SEM_UNDO 特性的 System V 信号灯程序

测量具有 SEM_UNDO 特性的 System V 信号灯的程序与图 A.42 相比的唯一差别是：前者把两个 semop 结构的 sem_flg 成员设置成 SEM_UNDO 而不是 0。我们不再给出这个简单修改后的版本。

fcntl 记录上锁程序

最后一个程序使用 fcntl 记录上锁提供同步。图 A.45 给出了它的 main 函数。该程序只在指定单个线程时才会成功地运行，因为 fcntl 锁是在不同进程间而不是单个进程的不同线程间共享的。当指定多个线程时，每个线程总能获取所请求的锁(也就是说 writew_lock 调用从不阻塞，因为调用进程早已拥有该锁)，因而计数器的最终值是错误的。

```
 4 #include    "unpipc.h"
 5 #define MAXNTHREADS 100
 6 int       nloop;
 7 struct {
 8   int fd;
 9   long       counter;
10 } shared;
11 void    *incr(void *);
12 int
13 main(int argc, char **argv)
14 {
15     int       i, nthreads;
16     char    *pathname;
17     pthread_t    tid[MAXNTHREADS];
18     if (argc != 4)
19         err_quit("usage: incr_fcntl1 <pathname> <#loops> <#threads>");
20     pathname = argv[1];
21     nloop = atoi(argv[2]);
22     nthreads = min(atoi(argv[3]), MAXNTHREADS);
23         /* create the file and obtain write lock */
24     shared.fd = Open(pathname, O_RDWR | O_CREAT | O_TRUNC, FILE_MODE);
25     Writew_lock(shared.fd, 0, SEEK_SET, 0);
26         /* create all the threads */
27     Set_concurrency(nthreads);
28     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
29         Pthread_create(&tid[i], NULL, incr, NULL);
30     }
31         /* start the timer and release the write lock */
32     Start_time();
33     Un_lock(shared.fd, 0, SEEK_SET, 0);
34         /* wait for all the threads */
35     for (i = 0; i < nthreads; i++) {
36         Pthread_join(tid[i], NULL);
37     }
38     printf("microseconds: %.0f usec\n", Stop_time());
39     if (shared.counter != nloop * nthreads)
40         printf("error: counter = %ld\n", shared.counter);
41     Unlink(pathname);
42     exit(0);
43 }
```

图 A.45 测量 fcntl 记录上锁的程序的 main 函数[bench/incr_fcntl1.c]

第 18～22 行 待创建并然后用于上锁的文件的路径名是作为一个命令行参数指定的。

这样允许我们就驻留在不同文件系统上的文件测量这个程序。我们预期当该文件是在某个通过NFS安装的文件系统上时，该程序的运行变慢，这种情况要求两个系统(NFS客户主机和NFS服务器主机)都支持NFS记录上锁。

图A.44给出了使用记录上锁的incr函数。

```
44 void *
45 incr(void *arg)
46 {
47     int             i;
48     for (i = 0; i < nloop; i++) {
49         Writew_lock(shared.fd, 0, SEEK_SET, 0);
50         shared.counter++;
51         Un_lock(shared.fd, 0, SEEK_SET, 0);
52     }
53     return(NULL);
54 }
```

图A.44 使用fcntl记录上锁给一个共享的计数器加1[bench/incr_fcntl1.c]

A.6 进程同步程序

上一节给出的程序中，多个线程间共享一个计数器比较简单：我们只需把该计数器作为一个全局变量存放。我们现在修改这些程序以提供不同进程间的同步。

为在一个父进程和它的各个子进程间共享该计数器，我们把它存放在由图A.46给出的my_shm函数分配的共享内存区中。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 void *
 3 my_shm(size_t nbytes)
 4 {
 5     void    *shared;
 6 #if           defined(MAP_ANON)
 7     shared = mmap(NULL, nbytes, PROT_READ | PROT_WRITE,
 8                   MAP_ANON | MAP_SHARED, -1, 0);
 9 #elif defined(HAVE_DEV_ZERO)
10     int       fd;
11         /* memory map /dev/zero */
12     if ( (fd = open("/dev/zero", O_RDWR)) == -1)
13         return(MAP_FAILED);
14     shared = mmap(NULL, nbytes, PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_SHARED, fd,
       0);
15     close(fd);
16 # else
17 # error cannot determine what type of anonymous shared memory to use
18 # endif
19     return(shared);          /* MAP_FAILED on error */
20 }
```

图A.46 给一个父进程和它的各个子进程创建一个共享内存区[lib/my_shm.c]

如果系统支持 MAP_ANON 标志(12.4 节),我们就使用它;否则我们把/dev/zero(12.5 节)映射到内存。

进一步的修改依赖于同步类型以及调用 fork 时底层支撑数据类型发生的变化。我们已在 10.12 节讲述过其中一些细节。

- Posix 互斥锁:互斥锁必须存放在共享内存区中(跟共享的计数器在一起),而且初始化互斥锁时必须设置 PTHREAD_PROCESS_SHARED 属性。我们稍后给出这个程序的代码。
- Posix 读写锁:读写锁必须存放在共享内存区中(跟共享的计数器在一起),而且初始化读写锁时必须设置 PTHREAD_PROCESS_SHARED 属性。
- Posix 基于内存的信号灯:信号灯必须存放在共享内存区中(跟共享的计数器在一起),而且 sem_init 的第二个参数必须为 1,从而指定该信号灯是在进程间共享的。
- Posix 有名信号灯:我们既可以让父进程和每个子进程都调用 sem_open,也可以只让父进程调用 sem_open,因为我们知道该信号灯将通过 fork 由子进程共享。
- System V 信号灯:不必编写任何特殊的代码,因为这种信号灯总是能够在进程间共享。子进程只需知道父进程创建的信号灯的标识符。
- fcntl 记录上锁:不必编写任何特殊的代码,因为描述字可通过 fork 由子进程共享。

我们只给出 Posix 互斥锁程序的代码。

Posix 互斥锁程序

Posix 互斥锁程序的 main 函数使用一个 Posix 互斥锁来提供进程间的同步形式,如图 A.48 所示。图 A.47 给出了它的 incr 函数。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #define MAXNPROC    100
 3 int     nloop;
 4 struct shared {
 5   pthread_mutex_t mutex;
 6   long        counter;
 7 } *shared;     /* pointer; actual structure in shared memory */
 8 void   *incr(void *);
 9 int
10 main(int argc, char **argv)
11 {
12     int     i, nprocs;
13     pid_t childpid[MAXNPROC];
14     pthread_mutexattr_t     mattr;
15     if (argc != 3)
16         err_quit("usage: incr_pxmutex5 <#loops> <#processes>");
17     nloop = atoi(argv[1]);
18     nprocs = min(atoi(argv[2]), MAXNPROC);
19         /* get shared memory for parent and children */
20     shared = My_shm(sizeof(struct shared));
21         /* initialize the mutex and lock it */
```

```
22      Pthread_mutexattr_init(&mattr);
23      Pthread_mutexattr_setpshared(&mattr, PTHREAD_PROCESS_SHARED);
24      Pthread_mutex_init(&shared->mutex, &mattr);
25      Pthread_mutexattr_destroy(&mattr);
26      Pthread_mutex_lock(&shared->mutex);
27          /* create all the children */
28      for (i = 0; i < nprocs; i++) {
29          if ( (childpid[i] = Fork()) == 0) {
30              incr(NULL);
31              exit(0);
32          }
33      }
34          /* parent: start the timer and unlock the mutex */
35      Start_time();
36      Pthread_mutex_unlock(&shared->mutex);
37          /* wait for all the children */
38      for (i = 0; i < nprocs; i++) {
39          Waitpid(childpid[i], NULL, 0);
40      }
41      printf("microseconds: %.0f usec\n", Stop_time());
42      if (shared->counter != nloop * nprocs)
43          printf("error: counter = %ld\n", shared->counter);
44      exit(0);
45  }
```

图 A.48 测量进程间 Posix 互斥锁上锁的程序的 main 函数[bench/incr_pxmutex5.c]

第 19～20 行 既然使用多个进程(一个父进程的多个子进程),我们就必须把 shared 结构置于共享内存区中。我们调用图 A.46 给出的 my_shm 函数做到这一点。

第 21～26 行 既然互斥锁处于共享内存区中,我们就不能静态地对它初始化,而必须在设置一个 PTHREAD_PROCESS_SHARED 属性对象后调用 pthread_mutex_init 初始化它。该互斥锁一开始是锁着的。

第 27～36 行 创建出所有子进程后,父进程启动定时器,并给互斥锁解锁。

第 37～43 行 父进程等待所有子进程都结束,然后停止定时器。

```
46 void *
47 incr(void *arg)
48 {
49      int     i;
50      for (i = 0; i < nloop; i++) {
51          Pthread_mutex_lock(&shared->mutex);
52          shared->counter++;
53          Pthread_mutex_unlock(&shared->mutex);
54      }
55      return(NULL);
56  }
```

图 A.47 测量进程间 Posix 互斥锁上锁的 incr 函数[bench/incr_pxmutex5.c]

附录B 线程入门

B.1 概 述

本附录汇总基本的Posix线程函数。在传统的Unix模型中，当一个进程需要由另一个实体来执行某件事时，它就fork一个子进程，让子进程去进行处理。举例来说，Unix下的大多数网络服务器程序就是这么编写的。

尽管这种模式已成功地使用了很多年，但是fork仍然暴露出了以下问题：

- fork的开销很大。内存映像要从父进程拷贝到子进程，所有描述字要在子进程中复制一份，等等。当前的系统实现使用一种称为写时拷贝(copy-on-write)的技术，可避免父进程数据空间一开始就向子进程拷贝，直到子进程确实需要自己的拷贝为止。尽管有这种优化技术，fork的开销仍然很大。
- fork子进程后，需要用进程间通信(IPC)在父子进程之间传递信息。fork之前由父进程准备好的信息容易传递，因为子进程是从父进程的数据空间及所有描述字的一个拷贝开始运行的。但是从子进程返回信息给父进程却颇费周折。

线程有助于解决这两个问题。线程有时称为轻权进程(lightweight process)，因为线程比进程"权轻"①。也就是说，创建线程可能比创建进程快10～100倍。

一个进程内的所有线程共享同一个全局内存空间。这使得线程间很容易共享信息，但是这种容易性也带来了同步(synchronization)问题。一个进程内的所有线程不光共享全局变量，以下信息也是它们所共享的：

- 进程指令
- 大多数数据
- 打开的文件(例如描述字)
- 信号处理程序和信号处置
- 当前工作目录
- 用户ID和组ID

但是下列信息却是特定于每个线程的：

- 线程ID
- 寄存器集合，包括程序计数器和栈指针
- 栈(用于存放局部变量和返回地址)
- errno

① 译者注：线程和轻权进程实际上是不同的概念。Solaris 2.x下实际存在内核线程、轻权进程和用户线程三个概念。

- 信号掩码
- 优先级

B.2 基本线程函数:创建和终止

本节讨论5个基本线程函数。

pthread_create 函数

当一个程序由exec启动执行时,系统将创建一个称为初始线程(initial thread)或主线程(main thread)的单个线程。其余线程则由pthread_create函数创建。

```
#include <pthread.h>
int pthread_create(pthread_t *tid, const pthread_attr_t *attr,
                   void *(*func)(void *), void *arg);
                                        返回:成功时为0,出错时为正的Exxx值
```

一个进程内的各个线程是由线程ID(thread ID)标识的,它的数据类型为pthread_t。如果新的线程创建成功,它的ID就通过*tid*指针返回。

每个线程有多个属性(attribute):优先级、初始栈大小、是否应该是一个守护线程,等等。当创建线程时,我们可通过初始化一个pthread_attr_t变量来指定这些属性以覆盖缺省值。我们通常采用缺省值,这种情况下,我们只需把*attr*参数指定为一个空指针。

最后,当创建一个线程时,我们应指定一个它将执行的函数,称为它的线程启动函数(thread start function)。这个线程以调用该函数开始,以后或者显式地终止(调用pthread_exit),或者隐式地终止(让该函数返回)。该函数的地址作为*func*参数指定,该函数的唯一调用参数则是一个指针*arg*。如果需要给该函数传递多个参数,我们就得把它们打包成一个结构,然后将其地址作为这个唯一的参数,传递给线程启动函数。

注意*func*和*arg*的声明。*func*函数取一个通用指针参数(void *),返回一个通用指针(void *)。这就使得我们可以给线程传递一个指针(指向任何我们想要指向的东西),再由线程返回一个指针(同样地指向任何我们想要指向的东西)。

Pthread函数的返回值有两种:成功时返回0,出错时返回非零。与出错时返回-1,并置errno为某个正值的大多数系统函数不同,Pthread函数作为函数的返回值本身返回正的出错指示。例如,如果pthread_create函数因为超过了对于系统线程数目的限制而不能创建新线程,那么它的返回值将是EAGAIN。Pthread函数并不设置errno。成功时返回0,出错时返回非零的约定不成问题,因为在<sys/errno.h>头文件中的所有Exxx值都大于0。0值永远不会赋给任何一个Exxx常值。

pthread_join 函数

我们可以调用pthread_join等待一个线程终止。把线程和Unix进程相比,pthread_create类似于fork,pthread_join则类似于waitpid。

```
#include <pthread.h>
int pthread_join(pthread_t tid, void **status);
                                        返回:成功时为0,出错时为正的Exxx值
```

我们必须指定要等待的线程的 *tid*。遗憾的是,我们没有办法等待任意一个线程的终止(类似于给 waitpid 的进程 ID 参数传递-1 值的情况)。

如果 *status* 指针非空,那么所等待线程的返回值(指向某个对象的指针)将存放在 *status* 指向的位置。

pthread_self 函数

每个线程都有在某个给定的进程内标识自身的一个 ID。这个线程 ID 由 pthread_create 函数返回,我们已看到 pthread_join 函数就用到它。一个线程使用 pthread_self 取得自己的线程 ID。

```
#include <pthread.h>
pthread_t pthread_self(void);
                                        返回:调用线程的线程ID
```

把线程和 Unix 进程相比较,pthread_self 类似于 getpid。

pthread_detach 函数

线程或者是可汇合的(joinable),或者是脱离的(detached)。当可汇合的线程终止时,其线程 ID 和退出状态将保留,直到另外一个线程调用 pthread_join。脱离的线程则像守护进程:当它终止时,所有的资源都将释放,因此我们不能等待它终止。如果一个线程需要知道另一个线程的终止时间,那就最好保留第二个线程的可汇合性。

pthread_detach 函数将指定的线程变为脱离的。

```
#include <pthread.h>
int pthread_detach(pthread_t tid);
                                        返回:成功时为0,出错时为正的Exxx值
```

该函数通常由想让自己脱离的线程使用,例如:

```
pthread_detach(pthread_self());
```

pthread_exit 函数

终止一个线程的方法之一是调用 pthread_exit。

```
#include <pthread.h>
void pthread_exit (void *status);
                                        不返回调用者
```

如果该线程未脱离，那么其线程ID和退出状态将一直保留到调用进程内的另外某个线程调用pthread_join为止。

指针*status*不能指向局部于调用线程的对象（例如该线程的启动函数中的某个自动变量），因为该线程终止时那个对象也消失了。

使一个线程终止还有其他两种方法：

- 启动该线程的函数（pthread_create的第三个参数）可以调用return。既然该函数必须声明成返回一个void指针，该返回值便是该线程的终止状态。
- 如果本进程的main函数返回，或者某个线程调用了exit或_exit，那么该进程将立即终止，包括它的仍在运行的任意线程在内。

附录C 杂凑的源代码

C.1 unpipc.h头文件

本书正文中几乎每个程序都包括进了我们的unpipc.h头文件，它如图C.1所示。该头文件包括进了大多数网络程序需要的所有标准系统头文件以及一些普通的系统头文件。它还定义了诸如MAXLINE等常值以及我们已在正文中定义过的函数(例如px_ipc_name)及所用到的所有包裹函数的ANSI C函数原型。不过这儿没有给出这些原型。

```
1 /* Our own header.  Tabs are set for 4 spaces, not 8 */
2 #ifndef __unpipc_h
3 #define __unpipc_h
4 #include "../config.h"          /* configuration options for current OS */
5                                 /* "../config.h" is generated by configure */
6 /* If anything changes in the following list of #includes, must change
7    ../aclocal.m4 and ../configure.in also, for configure's tests. */
8 #include <sys/types.h>          /* basic system data types */
9 #include <sys/time.h>           /* timeval{} for select() */
10 #include <time.h>              /* timespec{} for pselect() */
11 #include <errno.h>
12 #include <fcntl.h>             /* for nonblocking */
13 #include <limits.h>            /* PIPE_BUF */
14 #include <signal.h>
15 #include <stdio.h>
16 #include <stdlib.h>
17 #include <string.h>
18 #include <sys/stat.h>          /* for S_xxx file mode constants */
19 #include <unistd.h>
20 #include <sys/wait.h>
21 #ifdef HAVE_MQUEUE_H
22 #include <mqueue.h>            /* Posix message queues */
23 #endif
24 #ifdef HAVE_SEMAPHORE_H
25 # include <semaphore.h>        /* Posix semaphores */
26 #ifndef SEM_FAILED
27 #define SEM_FAILED ((sem_t *)(-1))
28 #endif
29 #endif
30 #ifdef HAVE_SYS_MMAN_H
31 # include <sys/mman.h>         /* Posix shared memory */
32 #endif
33 #ifnde MAP_FAILED
34 #defin MAP_FAILED ((void *)(-1))
```

```
35 #endif

36 #ifdef  HAVE_SYS_IPC_H
37 # include          <sys/ipc.h>     /* System V IPC */
38 #endif

39 #ifdef  HAVE_SYS_MSG_H
40 # include          <sys/msg.h>     /* System V message queues */
41 #endif

42 #ifdef  HAVE_SYS_SEM_H
43 #ifdef  __bsdi__
44 #undef  HAVE_SYS_SEM_H           /* hack: BSDI's semctl() prototype is wrong */
45 #else
46 # include          <sys/sem.h>     /* System V semaphores */
47 #endif

48 #ifndef  HAVE_SEMUN_UNION
49 union semun {                    /* define union for semctl() */
50   int            val;
51   struct semid_ds *buf;
52   unsigned short  *array;
53 };
54 #endif
55 #endif     /* HAVE_SYS_SEM_H */

56 #ifdef          HAVE_SYS_SHM_H
57 # include          <sys/shm.h>     /* System V shared memory */
58 #endif

59 #ifdef  HAVE_SYS_SELECT_H
60 # include          <sys/select.h> /* for convenience */
61 #endif

62 #ifdef  HAVE_POLL_H
63 # include          <poll.h>        /* for convenience */
64 #endif

65 #ifdef  HAVE_STROPTS_H
66 # include          <stropts.h>     /* for convenience */
67 #endif

68 #ifdef  HAVE_STRINGS_H
69 # include          <strings.h>     /* for convenience */
70 #endif

71 /* Next three headers are normally needed for socket/file ioctl's:
72  * <sys/ioctl.h>, <sys/filio.h>, and <sys/sockio.h>.
73  */
74 #ifdef  HAVE_SYS_IOCTL_H
75 # include          <sys/ioctl.h>
76 #endif
77 #ifdef  HAVE_SYS_FILIO_H
78 # include          <sys/filio.h>
79 #endif

80 #ifdef  HAVE_PTHREAD_H
81 # include          <pthread.h>
82 #endif

83 #ifdef  HAVE_DOOR_H
```

```
 84 # include          <door.h>                /* Solaris doors API */
 85 #endif
 86 #ifdef  HAVE_RPC_RPC_H
 87 #ifdef BSX4_NSPACE_H_TS                    /* Digital Unix 4.0b hack, hack, hack */
 88 #undef     SUCCESS
 89 #endif
 90 # include          <rpc/rpc.h>             /* Sun RPC */
 91 #endif
 92 /* Define bzero() as a macro if it's not in standard C library.  */
 93 #ifndef  HAVE_BZERO
 94 #define     bzero(ptr,n)          memset(ptr, 0, n)
 95 #endif
 96 /* Posix.1g requires that an #include of <poll.h> DefinE INFTIM, but many
 97    systems still DefinE it in <sys/stropts.h>.  We don't want to include
 98    all the streams stuff if it's not needed, so we just DefinE INFTIM here.
 99    This is the standard value, but there's no guarantee it is -1.  */
100 #ifndef INFTIM
101 #define INFTIM     (-1)          /* infinite poll timeout */
102 #ifdef  HAVE_POLL_H
103 #define INFTIM_UNPH              /* tell unpxti.h we defined it */
104 #endif
105 #endif
106 /* Miscellaneous constants */
107 #ifndef PATH_MAX                 /* should be in <limits.h> */
108 #define PATH_MAX     1024            /* max # of characters in a pathname */
109 #endif
110 #define MAX_PATH     1024
111 #define MAXLINE      4096            /* max text line length */
112 #define BUFFSIZE     8192            /* buffer size for reads and writes */
113 #define FILE_MODE (S_IRUSR | S_IWUSR | S_IRGRP | S_IROTH)
114                       /* default permissions for new files */
115 #define DIR_MODE     (FILE_MODE | S_IXUSR | S_IXGRP | S_IXOTH)
116                        /* default permissions for new directories */
117 #define SVMSG_MODE     (MSG_R | MSG_W | MSG_R>>3 | MSG_R>>6)
118                         /* default permissions for new SV message queues */
119 #define SVSEM_MODE     (SEM_R | SEM_A | SEM_R>>3 | SEM_R>>6)
120                         /* default permissions for new SV semaphores */
121 #define SVSHM_MODE     (SHM_R | SHM_W | SHM_R>>3 | SHM_R>>6)
122                         /* default permissions for new SV shared memory */
123 typedef void     Sigfunc(int);          /* for signal handlers */
124 #ifdef HAVE_SIGINFO_T_STRUCT
125 typedef void     Sigfunc_rt(int, siginfo_t *, void *);
126 #endif
127 #define min(a,b)     ((a) < (b) ? (a) : (b))
128 #define max(a,b)          ((a) > (b) ? (a) : (b))
129 #ifndef HAVE_TIMESPEC_STRUCT
130 struct timespec {
131   time_t   tv_sec;      /* seconds */
132   long     tv_nsec;     /* and nanoseconds */
133 };
```

```
#endif
/*
 * In our wrappers for open(), mq_open(), and sem_open() we handle the
 * optional arguments using the va_XXX() macros.  But one of the optional
 * arguments is of type "mode_t" and this breaks under BSD/OS because it
 * uses a 16-bit integer for this datatype.  But when our wrapper function
 * is called, the compiler expands the 16-bit short integer to a 32-bit
 * integer.  This breaks our call to va_arg().  All we can do is the
 * following hack.  Other systems in addition to BSD/OS might have this
 * problem too ...
 */
#ifdef  __bsdi__
#define va_mode_t   int
#else
#define va_mode_t   mode_t
#endif
                /* our record locking macros */
#define read_lock(fd, offset, whence, len) \
                    lock_reg(fd, F_SETLK, F_RDLCK, offset, whence, len)
#define readw_lock(fd, offset, whence, len) \
                    lock_reg(fd, F_SETLKW, F_RDLCK, offset, whence, len)
#define write_lock(fd, offset, whence, len) \
                    lock_reg(fd, F_SETLK, F_WRLCK, offset, whence, len)
#define writew_lock(fd, offset, whence, len) \
                    lock_reg(fd, F_SETLKW, F_WRLCK, offset, whence, len)
#define un_lock(fd, offset, whence, len) \
                  lock_reg(fd, F_SETLK, F_UNLCK, offset, whence, len)
#define is_read_lockable (fd, offset, whence, len) \
                          lock_test(fd, F_RDLCK, offset, whence, len)
#define is_write_lockable(fd, offset, whence, len) \
                          lock_test(fd, F_WRLCK, offset, whence, len)
```

图 C.1 我们的头文件 unpipc.h[lib/unpipc.h]

C.2 config.h 头文件

本书中使用了 GNU autoconf 工具以辅助所有源代码的移植。它可以从 ftp://prep.ai.mit.edu/pub/gnu 获取。这个工具生成一个名为 configure 的 shell 脚本，把软件下载到你的系统后你必须运行它。这个脚本确定由你的 Unix 系统提供的特性：支持 System V 消息队列吗？定义 unit8_t 数据类型了吗？提供 gethostname 函数了吗？等等，最终生成一个名为 config.h 的头文件。它是上节介绍的 unpipc.h 头文件中包括进的第一个头文件。图 C.2 给出了使用 gcc 编译器前提下在 Solaris 2.6 系统上生成的 config.h 头文件。

其中从第 1 列开始以 #define 开头的行代表系统提供了的特性。注释掉并且含有 #undef 的行代表系统没有提供的特性。

```
1 /* config.h.  Generated automatically by configure.  */
2 /* Define the following if you have the corresponding header */
3 #define CPU_VENDOR_OS "sparc-sun-solaris2.6"
4 #define HAVE_DOOR_H 1                    /* <door.h> */
5 #define HAVE_MQUEUE_H 1                  /* <mqueue.h> */
```

```
 6 #define HAVE_POLL_H 1                          /* <poll.h> */
 7 #define HAVE_PTHREAD_H 1                       /* <pthread.h> */
 8 #define HAVE_RPC_RPC_H 1                       /* <rpc/rpc.h> */
 9 #define HAVE_SEMAPHORE_H 1                     /* <semaphore.h> */
10 #define HAVE_STRINGS_H 1                       /* <strings.h> */
11 #define HAVE_SYS_FILIO_H 1                     /* <sys/filio.h> */
12 #define HAVE_SYS_IOCTL_H 1                     /* <sys/ioctl.h> */
13 #define HAVE_SYS_IPC_H 1                       /* <sys/ipc.h> */
14 #define HAVE_SYS_MMAN_H 1                      /* <sys/mman.h> */
15 #define HAVE_SYS_MSG_H 1                       /* <sys/msg.h> */
16 #define HAVE_SYS_SEM_H 1                       /* <sys/sem.h> */
17 #define HAVE_SYS_SHM_H 1                       /* <sys/shm.h> */
18 #define HAVE_SYS_SELECT_H 1                    /* <sys/select.h> */
19 /* #undef HAVE_SYS_SYSCTL_H */                 /* <sys/sysctl.h> */
20 #define HAVE_SYS_TIME_H 1                      /* <sys/time.h> */
21 /* Define if we can include <time.h> with <sys/time.h> */
22 #define TIME_WITH_SYS_TIME 1
23 /* Define the following if the function is provided */
24 #define HAVE_BZERO 1
25 #define HAVE_FATTACH 1
26 #define HAVE_POLL 1
27 /* #undef HAVE_PSELECT */
28 #define HAVE_SIGWAIT 1
29 #define HAVE_VALLOC 1
30 #define HAVE_VSNPRINTF 1
31 /* Define the following if the function prototype is in a header */
32 #define HAVE_GETHOSTNAME_PROTO 1               /* <unistd.h> */
33 #define HAVE_GETRUSAGE_PROTO 1                 /* <sys/resource.h> */
34 /* #undef HAVE_PSELECT_PROTO */                /* <sys/select.h> */
35 #define HAVE_SHM_OPEN_PROTO 1                  /* <sys/mman.h> */
36 #define HAVE_SNPRINTF_PROTO 1                  /* <stdio.h> */
37 #define HAVE_THR_SETCONCURRENCY_PROTO 1        /* <thread.h> */
38 /* Define the following if the structure is defined. */
39 #define HAVE_SIGINFO_T_STRUCT 1                /* <signal.h> */
40 #define HAVE_TIMESPEC_STRUCT 1                 /* <time.h> */
41 /* #undef HAVE_SEMUN_UNION */                  /* <sys/sem.h> */
42 /* Devices */
43 #define       HAVE_DEV_ZERO 1
44 /* Define the following to the appropriate datatype, if necessary */
45 /* #undef int8_t */                            /* <sys/types.h> */
46 /* #undef int16_t */                           /* <sys/types.h> */
47 /* #undef int32_t */                           /* <sys/types.h> */
48 /* #undef uint8_t */                           /* <sys/types.h> */
49 /* #undef uint16_t */                          /* <sys/types.h> */
50 /* #undef uint32_t */                          /* <sys/types.h> */
51 /* #undef size_t */                            /* <sys/types.h> */
52 /* #undef ssize_t */                           /* <sys/types.h> */
53 #define POSIX_IPC_PREFIX "/"
54 #define RPCGEN_ANSIC 1              /* defined if rpcgen groks -C option */
```

图 C.2 Solaris 2.6 上的 config.h 头文件[sparc-sun-solaris2.6/config.h]

C.3 标准错误处理函数

我们定义自己的一组错误处理函数，它们用在整本书中以处理出错情况。定义自己的一

组错误处理函数的原因在于，我们可以用一行简单的 C 代码编写错误处理过程，就像如下所示：

```
if (出错条件)
    err_sys (带任意数目的参数的 printf 格式串)
```

而不是如下所示用多个行：

```
if (出错条件) {
    char buff[200];
    snprintf(buff, sizeof(buff), 带任意数目的参数的 printf 格式串);
    perror(buff);
    exit(1);
}
```

我们的错误处理函数使用来自 ANSI C 的可变长度参数表机制。具体细节参见[Kernighan and Ritchie 1988]的 7.3 节。

图 C.1 列出了各个错误处理函数之间的差异。如果全局整数 daemon_proc 非零，那么当前出错消息将按指定的级别传递给 syslog(关于 syslog 的细节参见 UNPv1 第 12 章)；否则，当前出错消息输出到标准错误输出。

函数	strerror(errno)?	结束语句	syslog 级别
err_dump	是	abort();	LOG_ERR
err_msg	否	return;	LOG_INFO
err_quit	否	exit(1);	LOG_ERR
err_ret	是	return;	LOG_INFO
err_sys	是	exit(1);	LOG_ERR

图 C.3 标准错误处理函数汇总

图 C.4 给出了图 C.3 所示的 5 个函数。

```
 1 #include    "unpipc.h"
 2 #include    <stdarg.h>          /* ANSI C header file */
 3 #include    <syslog.h>          /* for syslog() */
 4 int         daemon_proc;        /* set nonzero by daemon_init() */
 5 static void err_doit(int, int, const char *, va_list);
 6 /* Nonfatal error related to a system call.
 7  * Print a message and return. */
 8 void
 9 err_ret(const char *fmt, ...)
10 {
11     va_list         ap;
12     va_start(ap, fmt);
13     err_doit(1, LOG_INFO, fmt, ap);
14     va_end(ap);
15     return;
16 }
17 /* Fatal error related to a system call.
```

```
18 * Print a message and terminate.  */
19 void
20 err_sys(const char *fmt, ...)
21 {
22     va_list         ap;
23     va_start(ap, fmt);
24     err_doit(1, LOG_ERR, fmt, ap);
25     va_end(ap);
26     exit(1);
27 }
28 /* Fatal error related to a system call.
29  * Print a message, dump core, and terminate.  */
30 void
31 err_dump(const char *fmt, ...)
32 {
33     va_list         ap;
34     va_start(ap, fmt);
35     err_doit(1, LOG_ERR, fmt, ap);
36     va_end(ap);
37     abort();            /* dump core and terminate */
38     exit(1);            /* shouldn't get here */
39 }
40 /* Nonfatal error unrelated to a system call.
41  * Print a message and return.  */
42 void
43 err_msg(const char *fmt, ...)
44 {
45     va_list         ap;
46     va_start(ap, fmt);
47     err_doit(0, LOG_INFO, fmt, ap);
48     va_end(ap);
49     return;
50 }
51 /* Fatal error unrelated to a system call.
52  * Print a message and terminate.  */
53 void
54 err_quit(const char *fmt, ...)
55 {
56     va_list         ap;
57     va_start(ap, fmt);
58     err_doit(0, LOG_ERR, fmt, ap);
59     va_end(ap);
60     exit(1);
61 }
62 /* Print a message and return to caller.
63  * Caller specifies "errnoflag" and "level".  */
64 static void
65 err_doit(int errnoflag, int level, const char *fmt, va_list ap)
66 {
```

```
67      int             errno_save, n;
68      char    buf[MAXLINE];
69      errno_save = errno;             /* value caller might want printed */
70  #ifdef      HAVE_VSNPRINTF
71      vsnprintf(buf, sizeof(buf), fmt, ap);       /* this is safe */
72  #else
73      vsprintf(buf, fmt, ap);             /* this is not safe */
74  #endif
75      n = strlen(buf);
76      if (errnoflag)
77          snprintf(buf+n, sizeof(buf)-n, ": %s", strerror(errno_save));
78      strcat(buf, "\n");
79      if (daemon_proc) {
80          syslog(level, buf);
81      } else {
82          fflush(stdout);       /* in case stdout and stderr are the same */71
83          fputs(buf, stderr);
84          fflush(stderr);
85      }
86      return;
87  }
```

图 C.4 我们的标准错误处理函数[lib/error.c]

附录D 部分习题解答

第1章

1.1 这两个进程只需给open函数指定O_APPEND标志，或者给fopen函数指定添加模式。内核保证每次write都将新的数据添加到该文件的末尾。这是可指定的最容易的文件同步形式(APUE第60～61页对此有具体的讨论)。当更新文件中的已有数据时，同步问题会变得复杂起来，数据库系统中的情况就是这样。

1.2 典型的定义类似如下：

```
#ifdef  _REENTRANT
#define errno  (*_errno())
#else
extern int errno;
#endif
```

如果_REENTRANT已定义，引用errno时就调用一个名为_errno的函数，该函数返回调用线程的errno变量的地址。该变量可能是作为线程特定数据(UNPv1的23.5节)存储的。如果_REENTRANT未定义，errno就是一个全局int变量。

第2章

2.1 这两位能改变待运行程序的有效用户ID和/或有效组ID。2.4节中用到了这两个有效ID。

2.2 首先同时指定O_CREAT和O_EXCL标志，如果成功返回，那么已创建了一个新对象。然而如果以EEXIST错误失败返回，那么对象已经存在，程序于是得再次调用打开函数，不过不再同时指定O_CREAT和O_EXCL标志。第二次调用应该成功，但是以ENOENT错误失败返回的机会仍然存在(尽管很小)，它表明在这两次调用之间，另外某个线程或进程已将该对象删除了。

第3章

3.1 我们的程序如图D.1所示。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int             i, msqid;
6     struct msqid_ds   info;
7     for (i = 0; i < 10; i++) {
8         msqid = Msgget(IPC_PRIVATE, SVMSG_MODE | IPC_CREAT);
9         Msgctl(msqid, IPC_STAT, &info);
10        printf("msqid = %d, seq = %lu\n", msqid, info.msg_perm.seq);
```

```
11          Msgctl(msqid, IPC_RMID, NULL);
12      }
13      exit(0);
14  }
```

图 D.1　输出标识符和槽位使用序列号[svmsg/slotseq.c]

3.2　第二个程序运行时，第一次调用 msgget 使用的是第一个可用的消息队列，其槽位使用序列号在运行图 3.7 中的程序两次之后变为 20，因而返回的标识符值为 1000。假设下一个可用的消息队列从未使用过，其槽位使用序列号于是为 0，因而返回的标识符值为 1。

3.3　我们的简单程序如图 D.1 中所示。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     Msgget(IPC_PRIVATE, 0666 | IPC_CREAT | IPC_EXCL);
6     unlink("/tmp/fifo.1");
7     Mkfifo("/tmp/fifo.1", 0666);
8     exit(0);
9 }
```

图 D.2　测试 msgget 是否使用文件模式创建掩码[svmsg/testumask.c]

从下面的程序运行例子可以看出，文件模式创建掩码是 2(关掉其他用户写位)，该位在 FIFO 中确实关掉，在消息队列中却并未关掉。

```
solaris % umask
02
solaris % testumask
solaris % ls -l /tmp/fifo.1
prw-rw-r--   1 rstevens other1      0 Mar 25 16:05  /tmp/fifo.1
solaris % ipcs -q
IPC status from <running system> as of Wed Mar 25 16:06:03 1998
T         ID      KEY         MODE        OWNER    GROUP
Message Queues:
q        200      00000000    --rw-rw-rw-    rstevens    other1
```

3.4　使用 ftok 的话，系统中另外某个路径名所导致的键与我们的服务器所用的键相同的可能性总是存在。使用 IPC_PRIVATE 的话，服务器尽管知道它是在创建新的消息队列，但它必须接着把所创建消息队列的标识符写到某个文件中，供客户读取。

3.5　下面是检测冲突的方法之一：

```
solaris % find / -links 1 -not -type l -print |
xargs -n1 ftok1 > temp.1
solaris % wc -l temp.1
  109351 temp.1
solaris % sort +0 -1 temp.1 |
nawk ' { if (lastkey == $1)
             print lastline, $0
```

```
            lastline = $0
            lastkey = $1
    }' > temp.2
solaris % wc -l temp.2
    82188 temp.2
```

在 find 程序中，我们忽略链接数不止一个的文件(因为每个链接都有相同的索引节点)，符号链接也忽略(因为 stat 函数沿循符号链接，也就是说解释并替换符号链接，直到不再有新的符号链接)。很高的冲突比率(75.2%)是由于 Solaris 2.x 只使用了索引节点号中的 12 位。这意味着在文件数多于 4096 的任何文件系统中，有许多冲突会发生。例如索引节点号分别为 4096、8192、12288 和 16384 的 4 个文件都有相同的 IPC 键(假设它们在同一个文件系统中)。

下一个例子运行在同样的文件系统上，但使用的是来自 BSD/OS 的 ftok 函数。由于该函数把整个索引节点号加到键中，因此冲突数只有 849(少于 1%)。

第 4 章

4.1 当父进程终止时，如果子进程中 fd[1]处于打开状态，那么子进程对 fd[0]的 read 不会返回文件结束符，因为 fd[1]在子进程中仍然打开。在子进程中关闭 fd[1]保证一旦父进程终止，它的所有描述字即关闭，从而使得子进程对 fd[0]的 read 返回 0。

4.2 如果调用关系反转了，另外某个进程就有可能在本进程的 open 和 mkfifo 两个调用之间创建本进程想要创建的 FIFO，结果导致本进程的 mkfifo 调用失败。

4.3 如果执行如下命令：

```
solaris % mainpopen 2>temp.stderr
/etc/ntp.conf > /myfile
solaris % cat temp.stderr
sh:  /myfile: cannot create
```

那么我们看到 popen 返回成功，但是我们用 fgets 读到的只是一个文件结束符。该 shell 的出错消息是写到标准错误输出的。

4.5 把第一个 open 调用改为指定非阻塞标志：

```
readfifo = Open(SERV_FIFO, O_RDONLY | O_NONBLOCK, 0);
```

该调用将立即返回，接下去的 open 调用(用于只写)也立即返回，因为它要打开的 FIFO 已经由第一个 open 调用打开用于读。但是为了避免从 readline 返回错误，描述字 readfifo 的 O_NONBLOCK 标志必须在调用 readline 之前关掉。

4.6 如果客户在打开服务器的众所周知 FIFO(用于只写)之前先打开它的客户特定 FIFO(用于只读)，那么会发生死锁。避免这种死锁的唯一办法是如图 4.24 中所示的顺序 open 这两个 FIFO，也可以使用非阻塞标志。

4.7 写进程关闭管道或 FIFO 的信息通过文件结束符传递给读进程。

4.8 图 D.3 给出了我们的程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
```

```
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int     fd[2];
6     char    buff[7];
7     struct  stat info;
8     if (argc ! = 2)
9         err_quit("usage: test1 <pathname>");
10    Mkfifo(argv[1], FILE_MODE);
11    fd[0] = Open(argv[1], O_RDONLY | O_NONBLOCK);
12    fd[1] = Open(argv[1], O_WRONLY | O_NONBLOCK);
13        /* check sizes when FIFO is empty */
14    Fstat(fd[0], &info);
15    printf("fd[0]: st_size = %ld\n", (long) info.st_size);
16    Fstat(fd[1], &info);
17    printf("fd[1]: st_size = %ld\n", (long) info.st_size);
18    Write(fd[1], buff, sizeof(buff));
19        /* check sizes when FIFO contains 7 bytes */
20    Fstat(fd[0], &info);
21    printf("fd[0]: st_size = %ld\n", (long) info.st_size);
22    Fstat(fd[1], &info);
23    printf("fd[1]: st_size = %ld\n", (long) info.st_size);
24    exit(0);
25 }
```

图 D.3 判定 fstat 是否返回在某个 FIFO 中的字节数[pipe/test1.c]

4.9 select 返回说该描述字是可写的，但调用 write 却引发 SIGPIPE 信号。这个概念在 UNPv1 第 153～155 页[①] 说明，当发生读(或写)错误时，select 返回说相应描述字是可读的(或可写的)，真正的错误则由 read(或 write)返回。图 D.4 给出了我们的程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int     fd[2], n;
6     pid_t   childpid;
7     fd_set wset;
8     Pipe(fd);
9     if ( (childpid = Fork()) == 0) {        /* child */
10        printf("child closing pipe read descriptor\n");
11        Close(fd[0]);
12        sleep(6);
13        exit(0);
14    }
15        /* parent */
16    Close(fd[0]);    /* in case of a full-duplex pipe */
```

① 译者注：中译本为第 129～131 页。

```
17      sleep(3);
18      FD_ZERO(&wset);
19      FD_SET(fd[1], &wset);
20      n = select(fd[1] + 1, NULL, &wset, NULL, NULL);
21      printf("select returned %d\n", n);
22      if (FD_ISSET(fd[1], &wset)) {
23          printf("fd[1] writable\n");
24          Write(fd[1], "hello", 5);
25      }
26      exit(0);
27  }
```

图 D.4 当一个管道的读出端关闭时，判定 select 为可写条件返回什么[pipe/test2.c]

第 5 章

5.1 先不指定任何属性创建该队列，紧接着调用 mq_getattr 取得缺省属性。随后删除该队列并重新创建，对未指定的那个属性使用其缺省值。

5.2 对应第二个消息的信号没有产生是因为注册在每次通知发生之后即撤销。

5.3 对应第二个消息的信号没有产生是因为接收该消息时队列不空。

5.4 Solaris 2.6 把这两个常值定义成调用 sysconf，其上的 GNU C 编译器将产生如下出错消息：

```
test1.c:13: warning: int format, long int arg (arg 2)
test1.c:13: warning: int format, long int arg (arg 3)
```

5.5 在 Solaris 2.6 下，我们指定 1 000 000 个消息，每个消息 10 字节。这导致一个 20 000 536字节的文件大小，它与我们运行图 5.5 中程序所得的结果是一致的：每个消息占据 10 字节数据、8 字节开销(也许是为存放指针)以及另外 2 字节开销(也许因 4 字节对齐之需)，每个文件再占据 536 字节开销。在调用 mq_open 之前，由 ps 所报告的该程序大小为 1052K 字节，该消息队列创建之后，大小变为 20M 字节。这使得我们认为 Posix 消息队列是使用内存映射文件实现的，mq_open 把该文件映射到调用进程的地址空间中。在 Digital Unix 4.0B 下我们也取得了类似的结果。

5.6 对于 ANSI C mem*XXX* 函数来说，大小参数为 0 不成问题。最初的 1989 ANSI C 标准 X3.159-1989(也称为 ISO/IEC 9899:1990)并没有这么说，作者能找到的手册页面也没有一个提及这一点，然而"*Technical Corrigendum Number 1*(1 号技术勘误)"却明确陈述大小为 0 可行(不过指针参数仍必须有效)。有关 C 语言的信息，http://www.lysator.liu.se/c/是个颇值访问的地方。

5.7 两进程之间的双向通信需 2 个消息队列(图 A.30 是这样的一个例子)。事实上，要是我们把图 4.14 中程序改为使用 Posix 消息队列而不是管道，就会看到父进程读回它写到队列中的东西。

5.8 互斥锁和条件变量包含在内存映射文件中，而该文件是由打开了相应队列的所有进程共享的。其他进程也许打开着该队列，因此即将关闭该队列本地句柄的一个进程不能摧毁该互斥锁和条件变量。

5.9 C 语言中数组不能通过等号赋值，结构却可以。

5.10 main 函数几乎把所有时间都花在 select 调用的阻塞之中，等待管道变为可读。每次提交相应信号时，从其信号处理程序的返回中断这个 select 调用，使得它返回一个 EINTR 错误。为处理这种情形，我们的 Select 包裹函数检查这个错误，并重新调用 select，如图 D.5 所示。

```
313 int
314 Select(int nfds, fd_set *readfds, fd_set *writefds, fd_set *exceptfds,
315         struct timeval *timeout)
316 {
317     int             n;

318 again:
319     if ( (n = select(nfds, readfds, writefds, exceptfds, timeout)) < 0) {
320         if (errno == EINTR)
321             goto again;
322         else
323             err_sys("select error");
324     } else if (n == 0 && timeout == NULL)
325         err_quit("select returned 0 with no timeout");
326     return(n);          /* can return 0 on timeout */
327 }
```

图 D.5 处理 EINTR 的 Select 包裹函数[lib/wrapunix.c]

UNPv1 第 124 页[②] 有关于被中断的系统调用的详细讨论。

第 6 章

6.1 其余程序必须接受数值形式的消息队列标识符，而不是路径名（回想一下图 6.3 中程序的输出）。这些程序上的如此变动既可通过增设一个新的命令行选项做到，也可假设完全是数值的路径名参数是标识符而不是真的路径名。既然传递给 ftok 的多数路径名是绝对路径名而不是相对路径名（也就是说它们至少包含一个斜杠符），这样的假设也许可行。

6.2 类型为 0 的消息是不允许的，而客户是决不可能有 1 这个进程 ID 的，因为它通常是 init 进程的进程 ID。

6.3 当如图 6.14 所示只使用一个队列时，这个恶意的客户影响所有其他客户。当给每个客户准备一个返送队列时（图 6.19），这个客户只能影响它自己的队列。

第 7 章

7.2 进程将终止，而且可能是在消费者线程完成之前，因为调用 exit 将终止任何仍在运行中的线程。

7.3 Solaris 2.6 下，省略 destroy 函数的调用导致内存遗漏，暗示 init 函数是在执行动态内存分配。在 Digital Unix 4.0B 下，我们没有看到这种现象，这意味着实现上存在差异。不过调用匹配的 destroy 函数仍是需要的。从实现的角度看，Digital Unix

② 译者注：中译本为第 104 页。

像是把 attr_t 变量用作属性对象本身，Solaris 则把该变量用作指向动态分配对象的指针。这两种实现都是可行的。

第9章

9.1 你可能需要把原来为 20 的循环计数加大才能看到这些错误，这取决于你的系统。

9.2 要使得标准 I/O 流不缓冲，我们在 main 函数的 for 循环之前插入如下行：

```
setvbuf (stdout, NULL, _IONBF, 0);
```

这么修改不应该有任何效果，因为 printf 调用只有一个，而且所输出字符串是以换行符结尾的。通常情况下，标准输出是行缓冲的，因此不论哪种缓冲方式(行缓冲或不缓冲)，这个单独的 printf 调用最终变为向内核的单个 write 调用。

9.3 我们把 printf 调用改为：

```
snprintf(line, sizeof(line), "%s: pid = %ld, seq# = %d\n",
        argv[0], (long) pid, seqno);
for (ptr = line; (c = *ptr++) != 0; )
    putchar(c);
```

并声明 c 是一个整数，ptr 的类型为 char *。保留上一道习题所加的 setvbuf 调用不变，从而使得标准输出变为不缓冲，于是标准 I/O 函数库给所输出的每个字符调用一次 write，而不是每行调用一次。这么一来需要更多的 CPU 时间，内核在两个进程之间来回切换的机会也增多。我们应该从这个程序的运行中看到更多的错误。

9.4 既然对于一个文件的同一区段允许多个进程有读出锁，因此就我们的例子而言，这与没有任何锁是一样的。

9.5 没有任何变化，因为一个描述字的非阻塞标志对于 fcntl 劝告性上锁没有影响。决定 fcntl 调用是否阻塞的是其命令：F_SETLKW 总是阻塞，F_SETLK 则永不阻塞。

9.6 loopfcntlnonb 程序运行如常，因为我们已在上一道习题展示，非阻塞标志对于执行 fcntl 上锁的程序没有影响。然而非阻塞标志确实影响不执行上锁的 loopnonenonb 程序。我们在 9.5 节说过，对于使能了强制性上锁的文件进行的 read 或 write 非阻塞调用，如果与已有的锁发生冲突，那么返回一个 EAGAIN 错误。我们看到的这个错误或者是：

```
read error: Resource temporarily unavailable
```

或者是：

```
write error: Resource temporarily unavailable
```

通过执行如下命令就能验证这个错误是 EAGAIN：

```
solaris % grep Resource /usr/include/sys/errno.h
#define EAGAIN  11      /* Resource temporarily unavailable */
```

9.7 Solaris 2.6 下，强制性上锁增加了约 16%的时钟时间和约 20%的系统 CPU 时

间。用户CPU时间保持不变，正如我们所预期的那样，这是因为额外的时间花在内核对每个read和write调用的检查上，而不是在用户进程上。

9.8 锁是以每个进程为基而不是以每个线程为基授予的。要看到上锁请求的竞争现象，我们必须让不同的进程来尝试获取锁。

9.9 如果本守护进程的另一个拷贝正在运行，当使用O_TRUNC标志open时，由本守护进程的第一个拷贝存放的进程ID就会被冲掉。我们只有获悉自己是唯一在运行的拷贝后，才能截掉文件内容。

9.10 SEEK_SET总是最可取的。SEEK_CUR的问题是它取决于文件中的当前偏移量，而该值是由lseek指定的。但是如果在调用lseek之后调用fcntl，那么我们是在使用两个函数调用执行单个操作之事，而这两个函数调用之间存在另外一个线程通过调用lseek修改当前偏移量的机会。(回想一下所有线程共享相同的描述字。另外回想一下fcntl记录锁用于不同进程之间的上锁，而不是单个进程内的不同线程之间的上锁。)同样，如果我们指定SEEK_END，那么在基于所认定的文件尾获得一个锁之前，另外一个线程有可能已往该文件添加数据。

第10章

10.1 以下是在Solaris 2.6下的结果输出：

```
solaris % deadlock 100
prod: calling sem_wait(nempty)          生产者i=0时的循环
prod: got sem_wait(nempty)
prod: calling sem_wait(mutex)
prod: got sem_wait(mutex),storing 0

prod: calling sem_wait(nempty)          生产者i=1时的循环
prod: got sem_wait(nempty)
prod: calling sem_wait(mutex)
prod: got sem_wait(mutex),storing 1

prod: calling sem_wait(nempty)          开始下一轮循环，但没有空槽位
                                        上下文从生产者切换到消费者
cons: calling sem_wait(mutex)           消费者i=0时的循环
cons: got sem_wait(mutex)
cons: calling sem_wait(nstored)
cons: got sem_wait(nstored)
cons: fetched 0

cons: calling sem_wait(mutex)           消费者i=1时的循环
cons: got sem_wait(mutex)
cons: calling sem_wait(nstored)
cons: got sem_wait(nstored)
cons: fetched 1

cons: calling sem_wait(mutex)
cons: got sem_wait(mutex)
cons: calling sem_wait(nstored)         消费者永远阻塞于此
                                        上下文从消费者切换到生产者
prod: got sem_wait(nempty)
prod: calling sem_wait(mutex)           生产者永远阻塞于此
```

10.2 在我们描述 sem_open 时指出的信号灯初始化规则前提下，这是可行的。该规则说，如果信号灯已经存在，它就不被初始化。因此这 4 个进程中，只有第一个调用 sem_open 的进程才真正把信号灯的值初始化为 1。当其余 3 个进程以 O_CREAT 标志调用 sem_open 时，所需信号灯已经存在，其值于是不再被初始化。

10.3 这确实是个问题。信号灯在该进程终止时被自动关闭，但是其值并没有改变。这将妨碍其他 3 个进程的任何一个取得所需的锁，从而导致另外一种类型的死锁。

10.4 要是我们没有把这两个描述字初始化为－1，那么它们的初始值是不确定的，因为 malloc 并不对它分配的内存进程初始化。这么一来，如果有一个 open 调用失败，error 标号处的 close 调用就可能关闭该进程正在使用的某个描述字。把描述字初始化为－1 后，我们就能肯定因 open 调用失败而导致的 close 调用不会有什么后果(除返回一个我们忽略掉的错误外)。

10.5 尽管很小，却存在这样的机会：close 调用虽然针对一个有效的描述字，仍可能返回某个错误，从而把 errno 由我们想返回的值改为其他值。既然我们想要保存返回给调用者的 errno 值，显式地去做总比依赖某些副作用(例如当关闭的是一个有效的描述字时，close 调用不会返回错误)来得好。

10.6 这个函数中不存在竞争状态，因为如果所需的 FIFO 已经存在，mkfifo 函数将返回一个错误。如果有两个进程几乎同时调用这个函数，那么相应的 FIFO 只创建一次。调用 mkfifo 的第二个进程将收到一个 EEXIST 错误，导致 O_CREAT 标志被关掉，从而防止再次初始化同一个 FIFO。

10.7 图 10.37 没有我们随图 10.43 描述的竞争状态，因为其信号灯的初始化是通过写数据到相应的 FIFO 完成的。如果创建该 FIFO 的进程在调用 mkfifo 之后但在 write 数据字节到该 FIFO 之前被内核挂起，那么第二个进程只是打开该 FIFO，随后在首次调用 sem_wait 处阻塞，因为这个新创建的 FIFO 在第一个进程(即创建该 FIFO 的进程)往它写数据字节前一直为空。

10.8 图 D.6 给出了该测试程序。Solaris 2.6 和 Digital Unix 4.0B 上的实现都检测被某个捕获的信号中断的情况，并返回 EINTR 错误。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     NAME   "testeintr"
3 static void sig_alrm(int);
4 int
5 main(int argc, char * * argv)
6 {
7     sem_t *sem1, sem2;
8         /* first test a named semaphore */
9     sem_unlink(Px_ipc_name(NAME));
10    sem1 = Sem_open(Px_ipc_name(NAME), O_RDWR | O_CREAT |
11                    O_EXCL, FILE_MODE, 0);
12    Signal(SIGALRM, sig_alrm);
13    alarm(2);
14    if (sem_wait(sem1) == 0)
15        printf("sem_wait returned 0? \n");
```

```
16      else
17          err_ret("sem_wait error");
18      Sem_close(sem1);
19          /* now a memory-based semaphore with process scope */
20      Sem_init(&sem2, 1, 0);
21      alarm(2);
22      if (sem_wait(&sem2) == 0)
23          printf("sem_wait returned 0? \n");
24      else
25          err_ret("sem_wait error");
26      Sem_destroy(&sem2);
27      exit(0);
28  }
29  static void
30  sig_alrm(int signo)
31  {
32      printf("SIGALRM caught\n");
33      return;
34  }
```

图 D.6　测试 sem_wait 是否返回 EINTR[pxsem/testeintr.c]

我们使用 FIFO 的实现返回 EINTR，因为 sem_wait 阻塞在对于一个 FIFO 的某个 read 调用中，而 read 调用必须返回 EINTR 错误。我们使用内存映射 I/O 的实现不返回任何错误，因为 sem_wait 阻塞在某个 pthread_cond_wait 调用中，而该函数被一个捕获的信号中断时并不返回 EINTR。(我们在图 5.29 中看到过另外一个例子。)我们使用 System V 信号量的实现返回 EINTR，因为 sem_wait 阻塞在某个 semop 调用中，而 semop 调用返回 EINTR 错误。

10.9　使用 FIFO 的实现(图 10.40)是异步信号安全的，因为 write 是异步信号安全的。使用内存映射文件的实现(图 10.47)则不是，因为没有一个 pthread_*XXX* 函数是异步信号安全的。使用 System V 信号灯的实现(图 10.56)也不是，因为 Unix 98 没有把 semop 列为异步信号安全函数。

第 11 章

11.1　只需修改其中一行：

```
<           semid = Semget(Ftok(argv[optind], 0), 0, 0);
---
>           semid = atoi(argv[optind]);
```

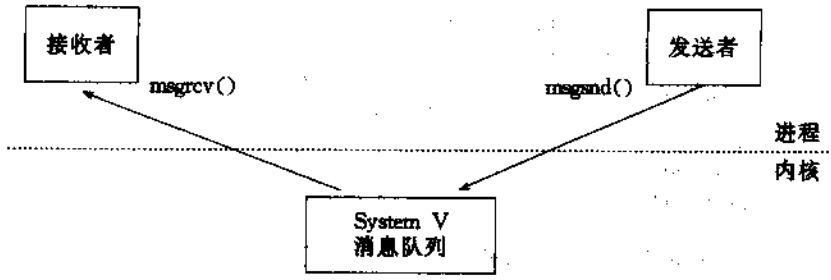
11.2　ftok 调用将失败，从而导致我们的 Ftok 包裹函数的终止。my_lock 函数可在调用 semget 之前调用 ftok，检查是否返回 ENOENT 错误，若 LOCK_PATH 文件不存在则创建它。

第 12 章

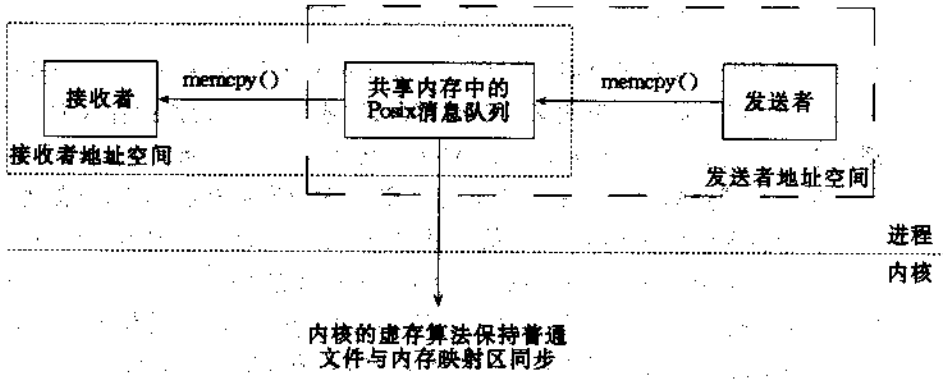
12.1　文件大小将再增长 4096 字节(达到 36864 字节)，最后一个 printf 所作的对新文件结束符(ptr 字符数组的对应下标为 36863)的访问可能引发 SIGSEGV 信号，

因为内存映射区的大小为32768字节。我们说"可能"而不是"将"的原因在于,该信号产生与否取决于页面大小。

12.2 图D.7是使用System V消息队列发送消息的示意图,图D.8是使用通过mmap实现的Posix消息队列发送消息的示意图。图D.8中发送者的memcpy发生在调用mq_send期间(图5.30),接收者的memcpy则发生在调用mq_receive期间(图5.32)。



图D.7 使用System V消息队列发送消息



图D.8 使用通过mmap实现的Posix消息队列发送消息

12.3 对/dev/zero设备文件的任何read,所返回的是所请求数目的全为0的字节。write到该设备的任何数据被简单地丢弃掉,就像write到/dev/null设备一样。

12.4 该文件的最终内容为4字节的0(假设int类型为32位)。

12.5 图D.9给出了我们的程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     MAXMSG      (8192 + sizeof(long))
3 int
4 main(int argc, char * *argv)
5 {
6     int           pipe1[2], pipe2[2], mqid;
7     char    c;
8     pid_t childpid;
9     fd_set        rset;
10    ssize_t       n, nread;
11    struct msgbuf * buff;
```

```
12      if (argc != 2)
13          err_quit("usage: svmsgread <pathname>");
14      Pipe(pipe1);                /* 2-way communication with child */
15      Pipe(pipe2);
16      buff = My_shm(MAXMSG);   /* anonymous shared memory with child */
17      if ( (childpid = Fork()) == 0) {
18          Close(pipe1[1]);                /* child */
19          Close(pipe2[0]);
20          mqid = Msgget(Ftok(argv[1], 0), MSG_R);
21          for ( ; ; ) {
22                      /* block, waiting for message, then tell parent */
23              nread = Msgrcv(mqid, buff, MAXMSG, 0, 0);
24              Write(pipe2[1], &nread, sizeof(ssize_t));
25                      /* wait for parent to say shm is available */
26              if ( (n = Read(pipe1[0], &c, 1)) != 1)
27                  err_quit("child: read on pipe returned %d", n);
28          }
29          exit(0);
30      }
31          /* parent */
32      Close(pipe1[0]);
33      Close(pipe2[1]);
34      FD_ZERO(&rset);
35      FD_SET(pipe2[0], &rset);
36      for ( ; ; ) {
37          if ( (n = select(pipe2[0] + 1, &rset, NULL, NULL, NULL)) != 1)
38              err_sys("select returned %d", n);
39          if (FD_ISSET(pipe2[0], &rset)) {
40              n = Read(pipe2[0], &nread, sizeof(ssize_t));
41              if (n != sizeof(ssize_t))
42                  err_quit("parent: read on pipe returned %d", n);
43              printf("read %d bytes, type = %ld\n", nread, buff->mtype);
44              Write(pipe1[1], &c, 1);
45          } else
46              err_quit("pipe2[0] not ready");
47      }
48      Kill(childpid, SIGTERM);
49      exit(0);
50  }
```

图 D.9 父子进程设置成对 System V 消息使用 select 的例子[shm/svmsgread.c]

第 13 章

13.1 图 D.10 给出了图 12.16 的修改后版本，图 D.11 给出了图 12.19 的修改后版本。注意在第一个程序中，我们必须使用 ftruncate 设置共享内存对象的大小，而不能使用 lseek 和 write。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 int
```

```
3 main(int argc, char * * argv)
4 {
5     int         fd, i;
6     char    * ptr;
7     size_t      shmsize, mmapsize, pagesize;
8     if (argc ! = 4)
9         err_quit("usage: test1 <name> <shmsize> <mmapsize>");
10    shmsize = atol(argv[2]);
11    mmapsize = atoi(argv[3]);
12        /* open shm: create or truncate; set shm size */
13    fd = Shm_open(Px_ipc_name(argv[1]), O_RDWR | O_CREAT |
14                  O_TRUNC, FILE_MODE);
15    Ftruncate(fd, shmsize);
16      ptr = Mmap (NULL, mmapsize, PROT_ READ | PROT_ WRITE, MAP_
            SHARED,fd,0);
17    Close(fd);
18    pagesize = Sysconf(_SC_PAGESIZE);
19    printf("PAGESIZE = %ld\n", (long) pagesize);
20    for (i = 0; i < max(shmsize, mmapsize); i += pagesize) {
21        printf("ptr[%d] = %d\n", i, ptr[i]);
22        ptr[i] = 1;
23        printf("ptr[%d] = %d\n", i + pagesize - 1, ptr[i + pagesize - 1]);
24        ptr[i + pagesize - 1] = 1;
25    }
26    printf("ptr[%d] = %d\n", i, ptr[i]);
27    exit(0);
28 }
```

D.10 访问其大小可能不同于共享内存区大小的 mmap[pxshm/test1.c]

```
1 #include    "unpipc.h"
2 #define     FILE   "test.data"
3 #define     SIZE   32768
4 int
5 main(int argc, char * * argv)
6 {
7     int         fd, i;
8     char    * ptr;
9         /*  open shm: create or truncate; then mmap shm */
10    fd = Shm_open(Px_ipc_name(FILE), O_RDWR | O_CREAT | O_TRUNC,
          FILE_MODE);
11    ptr = Mmap(NULL, SIZE, PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_SHARED,
          fd, 0);
12    for (i = 4096; i <= SIZE; i += 4096) {
13        printf("setting shm size to %d\n", i);
14        Ftruncate(fd, i);
15        printf("ptr[%d] = %d\n", i-1, ptr[i-1]);
16    }
17    exit(0);
18 }
```

图 D.11 允许共享内存区大小增长的内存映射例子[pxshm/test2.c]

13.2 *ptr++可能存在的问题之一是由 mmap 返回的指针被改掉，从而妨碍以后调用 munmap。如果该指针以后要用到，我们就得把它保存起来，或者不作修改。

第 14 章

14.1 只有一行需要改动：

```
13c13
<       id = Shmget(Ftok(argv[1], 0), 0, SVSHM_MODE);
---
>       id = atoi(argv[1]);
```

第 15 章

15.1 这样的参数的字节数为 data_size+(desc_num × sizeof(door_desc_t))。

15.2 没有调用 fstat 的必要。如果所打开的描述字指代的不是一个门，那么 door_info 将返回一个 EBADF 错误：

```
solaris % doorinfo /etc/passwd
door_info error: Bad file number
```

15.3 该手册页面是错误的。Posix.1 对此的正确陈述为“The *sleep*() function shall cause the current thread to be suspended from execution.（sleep 函数会导致当前线程从执行状态挂起。）”

15.4 结果难以预料（尽管核心转储是一个相当安全的猜测），因为与其中的门关联的服务器过程的地址会导致在新执行的程序中，某段随机的代码作为一个函数被调用。

15.5 当客户的 door_call 被所捕获的信号中断时，服务器进程必须通知到，因为它需随后向处理该客户的服务器线程（它的 ID 在我们的输出例子中为 4）发送一个取消请求，然而我们随图 15.23 说过，对于由门函数库自动创建的所有服务器线程来说，取消是禁止的，我们正讨论的线程于是不会因取消而终止。相反，当客户的 door_call 被终止时，服务器过程阻塞在其上的 sleep(6)调用看来过早地在该过程被调用后约 2 秒钟就返回了。但是执行该过程的服务器线程仍持续运行到完成为止。

15.6 我们看到的错误如下：

```
solaris % server6 /tmp/door6
my_create:created server thread 4
door_bind error: Bad file number
```

当我们一连串启动该服务器 20 次时，该错误出现了 5 次。该错误是不确定的。

15.7 不需要。我们需做的只是如图 15.31 中那样，每次服务器过程被调用时就使能取消。这种技术尽管在服务器过程每次被激活时都要调用 pthread_setcancelstate，而不是在执行该过程的线程启动时调用一次，其开销却可能很小。

15.8 为验证这一点，我们将某个服务器程序（譬如说图 15.9）改为从服务器过程中调用 door_revoke。既然门描述字是 door_revoke 的参数，因此我们还得把 fd 改成

一个全局变量。我们随后执行相应的客户程序(譬如说图15.2)两次:

```
solaris % client8 /tmp/door8 88
result: 7744
solaris % client8 /tmp/door8 99
door_call error: Bad file number
```

第一次激活服务器过程成功返回,从而证实door_revoke不影响已在进行的调用。第二次激活告知从door_call返回的错误是EBADF。

15.9 为避免使得fd成为一个全局变量,我们使用传递给door_create的魔饼指针,该指针随后在服务器过程每次被调用时传递给它。图D.12给出了服务器程序。

```
1 #include    "unpipc.h"
2 void
3 servproc(void *cookie, char *dataptr, size_t datasize,
4           door_desc_t *descptr, size_t ndesc)
5 {
6     long  arg, result;
7     Door_revoke(*((int *) cookie));
8     arg = *((long *) dataptr);
9     printf("thread id %ld, arg = %ld\n", pr_thread_id(NULL), arg);
10    result = arg * arg;
11    Door_return((char *) &result, sizeof(result), NULL, 0);
12 }
13 int
14 main(int argc, char **argv)
15 {
16    int           fd;
17    if (argc != 2)
18        err_quit("usage: server9 <server-pathname>");
19        /* create a door descriptor and attach to pathname */
20    fd = Door_create(servproc, &fd, 0);
21    unlink(argv[1]);
22    Close(Open(argv[1], O_CREAT | O_RDWR, FILE_MODE));
23    Fattach(fd, argv[1]);
24        /* servproc() handles all client requests */
25    for ( ; ; )
26        pause();
27 }
```

图D.12 使用魔饼指针以避免使得fd成为一个全局变量[doors/server9.c]

我们可以很容易地对图15.22和图15.23作同样的修改,因为魔饼指针对于我们的my_create函数是可得的(该指针在door_info_t结构中),而该函数又把指向该结构的指针传递给新创建的线程(它需要为调用door_bind提供该门的描述字)。

15.10 本例中线程属性从不改变,因此我们可以只初始化一次线程属性(在main函数中完成)。

第 16 章

16.1 端口映射器并不监视已向它注册的各个服务器，因而无法检测它们是否崩溃。终止其中某个服务器后，它在端口映射器中注册的映射关系并不注销，这一点可使用 rpcinfo 程序来验证。这么一来，该服务器终止后，与端口映射器联系以获取该服务器端口号的某个客户将得到肯定的答复，由端口映射器返回该服务器在终止之前使用的端口号。假设该服务器是一个 TCP 服务器，当该客户试图与它联系时，客户方 RPC 运行时环境将收到作为它的 SYN 分节的响应的 RST(复位)分节(前提是自该服务器终止以来，服务器主机上没有其他进程被赋予同样的端口)，从而导致从 clnt_create 返回一个错误。UDP 客户调用 clnt_create 将成功(因为没有连接需要建立)。但是当它向以前的服务器端口发送 UDP 数据报时，什么应答都不会返回(同样假设自该服务器终止以来，服务器主机上没有其他进程被赋予同样的端口)，该客户的远程过程调用最终将超时。

16.2 当收到服务器的第一个应答后，RPC 运行时环境把它返回给客户，这发生在客户发出远程过程调用后约 20 秒。因超时重传导致的服务器的下一个应答将一直存留在客户方端点的网络缓冲区中，直到该端点被关闭，或者由 RPC 运行时环境下一次读该缓冲区为止。现在假设客户在收到第一个应答后立即向服务器再次发出调用[③]，再假设没有网络分组丢失现象，下一个到达客户方端点的数据报将是服务器对于客户的超时重传的应答。然而 RPC 运行时环境将忽略这个应答，因为它的 XID 对应于客户的第一次远程过程调用，它不可能与客户的第二次过程调用所用的 XID 相同。

16.3 构造一个成员为 char c[10]的 C 结构，不过 XDR 将把它编码成 10 个 4 字节整数。要是你确实需要定长的字符串，那就使用定长的不透明数据类型。

16.4 xdr_data 调用返回 FALSE，因为它的 xdr_string 调用返回 FALSE(参见 data_xdr.c 文件)。

当指定一个最大长度时，它作为 xdr_string 的最后一个参数编码。当省略这个最大长度时，最后一个参数是 0 的反码(one's complement)(在 32 位整数前提下，其值为 $2^{32}-1$)。

16.5 所有的 XDR 例程都检查缓冲区中是否有足够的空间以存放将编码到其中的数据，当缓冲区满时返回 FALSE 错误。不幸的是，没有办法区别来自 XDR 函数的各种不同的可能错误。

16.6 我们可以说 TCP 使用序列号检测重复数据在效果上等同于重复请求高速缓存，因为作为含有 TCP 已确认过的重复数据而到达的任何旧的分节，这些序列号都能标识出来。对于一个给定的连接(例如对于一个给定客户的 IP 地址和端口)，该高速缓存的大小是 TCP 的 32 位序列号空间的一半，也就是 2^{31} 或约 2G 字节。

16.7 既然对于一个给定的请求来说，它的所有 5 个值必须与某个高速缓存项的对应

---

③ 译者注：注意区别这个由客户主动发出的再次调用和因超时重传导致的由 RPC 运行时环境完成的再次调用，后者对客户不可见。

值都相同才算比较成功，因此第一个比较的值应该是最可能不等的，而最后一个比较的值应该是最可能相等的。在 TI-RPC 软件包中，真正的比较顺序是：(1) XID，(2)过程号，(3)版本号，(4)程序号，(5)客户地址。在 XID 随每个请求变化的前提下，首先比较它是明智的。

16.8 在图 16.30 中，从标志/长度字段开始，包括 4 字节的长整数过程参数在内，共有 12 个 4 字节字段，合计 48 字节。按照缺省的无认证配置，凭证数据和验证器数据均为空。也就是说，凭证和验证器均占用 8 字节：4 字节指定认证方式(AUTH_NONE)，另 4 字节指定认证长度(其值为 0)。

在应答分节中(看图 16.32，但要意识到由于在使用 TCP，因此在 XID 之前有一个 4 字节的标志/长度字段)，共有 8 个 4 字节字段，从标志/长度字段开始，到 4 字节的长整数过程结果结束，共计 32 字节。

当使用 UDP 时，请求/应答分节与请求/应答数据报的唯一变动是后者不存在 4 字节的标志/长度字段。因此请求数据报中数据的大小为 44 字节，应答数据报中数据的大小为 28 字节，这一点可使用 tcpdump 验证。

16.9 可以。不论在客户端还是在服务器端，参数处理上的差异都局限于主机，而与穿越网络的分组无关。客户的 main 函数调用客户存根中的某个函数以产生一个网络记录，服务器的 main 函数则调用服务器存根中的某个函数处理这个网络记录。跨越网络传送的 RPC 记录是由 RPC 协议定义的，而 RPC 协议不论客户端或服务器端是否支持线程都不变。

16.10 XDR 运行时环境给这些字符串动态分配字间。给 read 程序增加下面一行就能验证这个事实：

```
printf("sbrk() = %p, buff = %p, in.vstring_arg = %p\n",
    sbrk(NULL),buff,in.vstring_arg);
```

其中 sbrk 函数返回在程序数据段顶部的当前地址，而在此下的内存空间通常就是 malloc 从中分配内存的区段。运行该程序产生如下输出：

```
sbrk() = 29638,buff = 25e48, in.vstring_arg = 27e58
```

它表明指针 vstring_arg 指向 malloc 使用的内存区段内。8192 字节的 buff 地址为 0x25e48～0x27e47，字符串就存放在该缓冲区之后。

16.11 图 D.13 给出了客户程序。注意 clnt_call 的最后一个参数是一个真正的 timeval 结构，而不是指向某个这种结构的指针。还要注意 clnt_call 的第三个和第五个参数必须是指向 XDR 例程的非空函数指针，因此我们指定的是不做任何工作的 XDR 函数 xdr_void。(编写一个很小的 RPC 规范文件，其中定义一个既没有参数也没有返回值的函数，运行 rpcgen，然后检查所生成的客户存根，这样你就能验证图 D.13 中给出的确实是调用一个既没有参数又没有返回值的函数的方法。)

```
1 #include    "unpipc.h"          /* our header */
2 #include    "square.h"          /* generated by rpcgen */

3 int
```

```
4 main(int argc, char * * argv)
5 {
6     CLIENT              * cl;
7     struct timeval tv;
8     if (argc ! = 3)
9         err_quit("usage: client <hostname> <protocol>");
10    cl = Clnt_create(argv[1], SQUARE_PROG, SQUARE_VERS, argv[2]);
11    tv.tv_sec = 10;
12    tv.tv_usec = 0;
13    if (clnt_call(cl, NULLPROC, xdr_void, NULL,
14                  xdr_void, NULL, tv) ! = RPC_SUCCESS)
15        err_quit("%s", clnt_sperror(cl, argv[1]));
16    exit(0);
17 }
```

图 D.13 调用服务器空过程的客户程序[sunrpc/square10/client.c]

16.12 所导致的 UDP 数据报大小(65536+20+RPC 开销)超过了 IPv4 数据报的最大大小 65535。图 A.4 中对于使用 UDP 的 RPC 来说,不存在消息大小为 16384 和 32768 的项的原因是,这是一个较早的 RPCSRC 4.0 实现,它把 UDP 数据报的大小限制在约 9000 字节左右。

附录E 参考文献

要是能找到本参考文献所引用的论文或报告的电子文档的话，我们就给出它们的URL。需留意的是，这些URL可能随时间而变动，因此读者应经常访问作者在http://www.kohala.com/~rstevens的WWW主页，检查本书的最新勘误表。

Bach, M. J. 1986. *The Design of the UNIX Operating System*. Prentice Hall, Englewood Cliffs, N. J.

Birrell, A. D., and Nelson, B. J. 1984. "Implementing Remote Procedure Calls," *ACM Transactions on Computer Systems*, vol. 2, no. 1, pp. 39-59 (Feb.).

Butenhof, D. R. 1997. *Programming with* POSIX *Threads*. Addison-Wesley, Reading, Mass.

Corbin, J. R. 1991. *The Art of Distributed Applications: Programming Techniques for Remote Procedure Calls*. Springer-Verlag, New York.

Garfinkel, S. L., and Spafford, E. H. 1996. *Practical UNIX and Internet Security, Second Edition*. O'Reilly & Associates, Sebastopol, Calif.

Goodheart, B., and Cox, J. 1994. *The Magic Garden Explained: The Internals of UNIX System V Release* 4, *An Open Systems Design*. Prentice Hall, Englewood Cliffs, N. J.

Hamilton, G., and Kougiouris, P. 1993. "The Spring Nucleus: A Microkernel for Objects," *Proceedings of the* 1993 *Summer USENIX Conference*, pp. 147-159, Cincinnati, Oh.

http://www.kohala.com/~rstevens/papers.others/springnucleus.1993.ps

IEEE. 1996. " Information Technology—Portable Operating System Interface (POSIX)—Part 1: System Application Program Interface (API) [C Language]," IEEE Std 1003.1, 1996 Edition, Institute of Electrical and Electronics Engineers, Piscataway, N. J. (July).

这个版本的Posix.1含有1990年版基本API、1003.1b实时扩展(1993年)、1003.1c Pthreads (1995年)以及1003-li技术性更正(1995年)。它同时也是国际标准ISO/IEC 9945-1:1996(E)。IEEE正式标准和草案标准的定购信息可从http://www.ieee.org获取。遗憾的是，因特网上IEEE标准不是免费可得的。

Josey, A., ed. 1997. *Go Solo* 2: *The Authorized Guide to Version* 2 *of the Single UNIX Specification*. Prentice Hall, Upper Saddle River, N. J.

另请注意，许多Unix 98的规范(例如所有的手册页面)可从http://www.UNIX-systems.org/online.html在线获取。

Kernighan, B. W., and Pike, R. 1984. *The UNIX Programming Environment*. Pren-

tice Hall, Englewood Cliffs, N. J.

Kernighan, B. W., and Ritchie, D. M. 1988. *The C Programming Language, Second Edition.* Prentice Hall, Englewood Cliffs, N. J.

Kleiman, S., Shah, D., and Smaalders, B. 1996. *Programming with Threads.* Prentice Hall, Upper Saddle River, N. J.

Lewis, B., and Berg, D. J. 1998. *Multithreaded Programming with Pthreads.* Prentice Hall, Upper Saddle River, N. J.

McKusick, M. K., Bostic, K., Karels, M. J., and Quarterman, J. S. 1996. *The Design and Implementation of the 4.4BSD Operating System.* Addison-Wesley, Reading, Mass.

McVoy, L., and Staelin, C. 1996. "Imbench: Portable Tools for Performance Analysis," *Proceedings of the* 1996 *Winter Technical Conference*, pp. 279-294, San Diego, Calif.

这套标准性能测试工具以及本论文可从 http://www.bitmover.com/lmbench 获取。

Rochkind, M. J. 1985. *Advanced UNIX Programming.* Prentice Hall, Englewood Cliffs, N. J.

Salus, P. H. 1994. *A Quarter Century of Unix.* Addison-Wesley, Reading, Mass.

Srinivasan, R. 1995a. "RPC: Remote Procedure Call Protocol Specification Version 2," RFC 1831, 18 pages (Aug.).

Srinivasan, R. 1995b. "XDR: External Data Representation Standard," RFC 1832, 24 pages (Aug.).

Srinivasan, R. 1995c. "Binding Protocols for ONC PRC Version 2," RFC 1833, 14 pages (Aug.).

Stevens, W. R. 1992. *Advanced Programming in the UNIX Environment.* Addison-Wesley, Reading, Mass.

全部 Unix 编程细节。本书称之为 APUE。

Stevens, W. R. 1994. *TCP/IP Illustrated, Volume* 1: *The Protocols.* Addison-Wesley, Reading, Mass.

对于网际协议的完整介绍。本书称之为 TCPv1。

Stevens, W. R. 1996. *TCP/IP Illustrated, Volume* 3: *TCP for Transactions, HTTP, NNTP, and the UNIX Domain Protocols.* Addison-Wesley, Reading, Mass.

本书称之为 TCPv3。

Stevens, W. R. 1998. *UNIX Network Programming, Volume* 1, *Second Edition, Networking APIs: Sockets and XTI.* Prentice Hall, Upper Saddle River, N. J.

本书称之为 UNPv1。

Vahalia, U. 1996. *UNIX Internals: The New Frontiers.* Prentice Hall, Upper Saddle River, N. J.

White, J. E. 1975. "A High-Level Framework for Network-Based Resource Sharing," RFC 707, 27 pages (Dec.).

http://www.kohala.com/~rstevens/papers.others/rfc707.txt

Wright, G. R., and Stevens, W. R. 1995. *TCP/IP Illustrated, Volume 2: The Implementation*. Addison-Wesley, Reading, Mass.

网际协议在 4.4BSD-Lite 操作系统上的实现。本书称之为 TCPv2。

附录F　函数和宏定义索引表

bool_t **clnt_control**(CLIENT *cl, unsigned int request, char *ptr); 362

CLIENT ***clnt_create**(const char *host, unsigned long prognum, unsigned long versnum, const char *protocol); 346

void **clnt_destroy**(CLIENT *cl); 363

int **door_bind**(int fd); 336

int **door_call**(int fd, door_arg_t *argp); 309

int **door_create**(Door_server_proc *proc, void *cookie, u_int attr); 311

int **door_cred**(door_cred_t *cred); 313

int **door_info**(int fd, door_info_t *info); 313

int **door_return**(char *dataptr, size_t datasize, door_desc_t *descptr, size_t ndesc); 312

int **door_revoke**(int fd); 336

Door_create_proc ***door_server_create**(Door_create_proc *proc); 330

int **door_unbind**(void); 336

void **err_dump**(const char *fmt, ...); 442

void **err_msg**(const char *fmt, ...); 442

void **err_quit**(const char *fmt, ...); 442

void **err_ret**(const char *fmt, ...); 441

void **err_sys**(const char *fmt, ...); 442

int **fcntl**(int fd, int cmd, ... /* struct flock *arg */); 168

int **fstat**(int fd, struct stat *buf); 282

key_t **ftok**(const char *pathname, int id); 22

int **ftruncate**(int fd, off_t length); 282

int **mkfifo**(const char *pathname, mode_t mode); 42

void ***mmap**(void *addr, size_t len, int prot, int flags, int fd, off_t offset); 265

int **msync**(void *addr size_t len, int flgs); 267

int **munmap**(void *addr size_t len); 266

int **mq_close**(mqd_t mqdes); 62

int **mq_getattr**(mqd_t mqdes, struct mq_attr *attr); 65

int **mq_notify**(mqd_t mqdes, const struct sigevent *notification); 72

mqd_t **mq_open**(const char *name, int oflag, ... /* mode_t mode, struct mq_attr *attr */ 62

ssize_t **mq_receive**(mqd_t *mqdes*, char * *ptr*, size_t *len*, unsigned int * *priop*); 68
int **mq_send**(mqd_t *mqdes*, const char * *ptr*, size_t *len*, unsigned int *prio*); 68
int **mq_setattr**(mqd_t *mqdes*, const struct mq_attr * *attr*, struct mq_attr * *oattr*); 65
int **mq_unlink**(const char * *name*); 63
int **msgctl**(int *msqid*, int *cmd*, struct msqid_ds * *buff*); 114
int **msgget**(key_t *key*, int *oflag*); 111
ssize_t **msgrcv**(int *msqid*, void * *ptr*, size_t *length*, long *type*, int *flag*); 113
int **msgsnd**(int *msqid*, const void * *ptr*, size_t *length*, int *flag*); 111
int **pclose**(FILE * *stream*); 40
int **pipe**(int *fd*[2]); 33
FILE * **popen**(const char * *command*, const char * *type*); 40
int **pthread_cancel**(pthread_t *tid*); 157
void **pthread_cleanup_pop**(int *execute*); 157
void **pthread_cleanup_push**(viod (* function)(void *), void * *arg*); 157
int **pthread_create**(pthread_t * *tid*, const pthread_attr_t * *attr*, void * (* *func*) (void *), void * *arg*); 433
int **pthread_detach**(pthread_t *tid*); 434
void **pthread_exit**(void * *status*); 434
int **pthread_join**(pthread_t *tid*, void * *status*); 434
pthread_t **pthread_self**(void); 434
int **pthread_condattr_destroy**(pthread_condattr_t * *attr*); 145
int **pthread_condattr_getpshared**(const pthread_condattr_t * *attr*, int * *valptr*); 145
int **pthread_condattr_init**(pthread_condattr_t * *attr*); 145
int **pthread_condattr_setpshared**(pthread_condattr_t * *attr*, int *value*); 145
int **pthread_cond_broadcast**(pthread_cond_t * *cptr*); 144
int **pthread_cond_destroy**(pthread_cond_t * *cptr*); 144
int **pthread_cond_init**(pthread_cond_t * *cptr*, const pthread_condattr_t * *attr*); 144
int **pthread_cond_signal**(pthread_cond_t * *cptr*); 140
int **pthread_cond_timedwait**(pthread_cond_t * *cptr*, pthread_mutex_t * *mptr*, const struct timespec * *abstime*); 144
int **pthread_cond_wait**(pthread_cond_t * *cptr*, pthread_mutex_t * *mptr*); 140
int **pthread_mutexattr_destroy**(pthread_mutexattr_t * *attr*); 145
int **pthread_mutexattr_getpshared**(const pthread_mutexattr_t * *attr*, int * *valptr*); 145

int **pthread_mutexattr_init**(pthread_mutexattr_t *attr); 145
int **pthread_mutexattr_setpshared**(pthread_mutexattr_t *attr, int value); 145
int **pthread_mutex_destroy**(pthread_mutex_t *mptr); 144
int **pthread_mutex_init**(pthread_mutex_t *mptr, const pthread_mutexattr_t *attr); 144
int **pthread_mutex_lock**(pthread_mutex_t *mptr); 134
int **pthread_mutex_trylock**(pthread_mutex_t *mptr); 134
int **pthread_mutex_unlock**(pthread_mutex_t *mptr); 134
int **pthread_rwlockattr_destroy**(pthread_rwlockattr_t *attr); 150
int **pthread_rwlockattr_getpshared**(const pthread_rwlockattr_t *attr, int *valptr); 150
int **pthread_rwlockattr_init**(pthread_rwlockattr_t *attr); 150
int **pthread_rwlockattr_setpshared**(pthread_rwlockattr_t *attr, int value); 150
int **pthread_rwlock_destroy**(pthread_rwlock_t *rwptr); 149
int **pthread_rwlock_init**(pthread_rwlock_t *rwptr, const pthread_rwlockattr_t *attr); 149
int **pthread_rwlock_rdlock**(pthread_rwlock_t *rwptr); 149
int **pthread_rwlock_tryrdlock**(pthread_rwlock_t *rwptr); 149
int **pthread_rwlock_trywrlock**(pthread_rwlock_t *rwptr); 149
int **pthread_rwlock_unlock**(pthread_rwlock_t *rwptr); 149
int **pthread_rwlock_wrlock**(pthread_rwlock_t *rwptr); 149
long **pr_thread_id**(pthread_t *ptr); 318
char *__px_ipc_name__(const char *name); 16
int **sem_close**(sem_t *sem); 191
int **sem_destroy**(sem_t *sem); 203
int **sem_getvalue**(sem_t *sem, int *valp); 192
int **sem_init**(sem_t *sem, int shared, unsigned int value); 203
sem_t *__sem_open__(const char *name, int oflag, ... /* mode_t mode, unsigned int value */); 190
int **sem_post**(sem_t *sem); 192
int **sem_trywait**(sem_t *sem); 192
int **sem_unlink**(const char *name); 191
int **sem_wait**(sem_t *sem); 192
int **semctl**(int semid, int semnum, int cmd, ... /* union semun arg */); 248
int **semget**(key_t key, int nsems, int oflag); 243
int **semop**(int semid, struct sembuf *opsptr, size_t nops); 245

int **shm_open**(const char ***name*, int *oflag*, mode_t *mode*); 281
int **shm_unlink**(const char ***name*); 281
void ***shmat**(int *shmid*, const void ***shmaddr*, int *flag*); 297
int **shmctl**(int *shmid*, int *cmd*, struct shmid_ds ***buff*); 298
int **shmdt**(const void ***shmaddr*); 297
int **shmget**(key_t *key*, size_t *size*, int *oflag*); 296
Sigfunc_rt ***signal_rt**(int signo, Sigfunc_rt ***func*); 89
int **sigwait**(const sigset_t ***set*, int ***sig*); 79
int **start_time**(void); 406
double **stop_time**(void); 406
int **svc_dg_enablecache**(SVCXPRT ***xprt*, unsigned long *size*); 365
int **touch**(void ***vptr*, int *nbytes*); 406
void **tv_sub**(struct timeval ***out*, struct timeval ***in*); 407

附录G 结构定义索引表

accepted_reply 389
authsys_parms 360

call_body 387

d_desc 327
door_arg_t 310
door_cred_t 313
door_desc_t 327
door_info_t 313

flock 168

ipc_perm 23

mismath_info 389
mq_attr 65
msgbuf 112
msg_perm 110
msqid_ds 110

opaque_auth 360

rejected_reply 389
reply_body 389
rpc_msg 387

sem 242
sembuf 245
semid_ds 242
sem_perm 242
semun 248
shmid_ds 296
shm_perm 296
sigaction 90
sigevent 72
siginfo_t 84
sigval 72
stat 282
svc_req 359

timespec 144

附录H 中英文词汇对照表

64-bit architectures	64位系统结构,64位体系结构
absolute time	绝对时间
ACE(Adaptive Communications Environment)	适应性通信环境
address,IP	地址
advisory locking	劝告性上锁
anonymous memory mapping	匿名内存映射
ANSI(American National Standards Institute)	ANSI(美国国家标准局)
API(Application program interface)	API(应用程序接口)
arm	分支
array datatype,XDR	数组数据类型
ASCII(American Standard Code for Information Interchange)	ASCII(信息交换用美国标准代码)
ASN.1(Abstract Syntax Notation One)	ASN.1(抽象语法表示1)
asynchronous event notification	异步事件通知
asynchronous I/O	异步I/O
asynchronous procedure call	异步过程调用
async-signal-safe	异步信号安全
at-lease-once RPC call semantics	最少一次RPC调用语义
at-most-once RPC call semantics	最多一次RPC调用语义
atomic	原子的
atomicity of pipe and FIFO write	管道和FIFO写操作的原子性
attributes	属性
authentication	认证
bandwidth	带宽
BER(Basic Encoding Rules)	BER(基本编码规则)
big-endian byte order	大端字节序
binary semaphore	二值信号灯
black magic	神秘技巧
bounded buffer problem	有界缓冲区问题
Bourne shell	Bourne shell,bsh
buffers,multiple	缓冲区
byte order	字节序
byte range	字节范围
byte stream	字节流

C function prototype	C 函数原型
C shell	C shell,csh
C standard	C 标准
call semantics,RPC	调用语义
cancellation,thread	取消
CDE(Common Desktop Environment)	CDE(公共桌面环境)
client handle	客户句柄
client identity	客户标识,客户身份
client stub	客户程序存根
coding style	编程式样,编程风格
concurrency,thread	并发(性)
concurrent server	并发服务器(程序)
condition variable	条件变量
condition variable attributes	条件变量属性
contention scope	竞用范围
conventions	约定
cooperating processes	协作进程
cooperative locks	协作锁
copy-on-write	写时拷贝
counting semaphore	计数信号灯
CR(carriage return)	CR(回车)
creator ID	创建者 ID
credentials	凭证
critical region	临界区
daemon	守护进程{动态} 守护程序{作为守护进程运行的程序本身,静态}
datatypes,XDR	数据类型
DCE(Distributed Computing Environment)(分布式计算环境)	DCE
deadlock	死锁
delta time	相差时间,相对时间
denial-of-service attack	拒绝服务型攻击
DES(Data Encryption Standard)	DES(数据加密标准)
descriptor passing	描述字传递
detached thread	脱离的线程,已脱离线程
discriminant	判别式
discriminated union	带判别式的联合
doors	门

door attributes 门属性
DoS(denial-of-service) DoS(拒绝服务)
double buffering 双缓冲
duplicate data 重复数据
duplicate request cache,RPC server 重复请求高速缓存
effective group ID 有效组 ID
effective user ID 有效用户 ID
environment variable 环境变量
ephemeral port 临时端口
error functions 错误处理函数
exactly-once RPC call semantics 准确地一次 RPC 调用语义
examples road map 例子导读图
explicit file I/O 显式文件 I/O
explicit network programming 显式网络编程
explicit synchronization 显式同步
explicit thread termination 显式线程终止
explicit typing 显式类型指定
FIFO(first in, first out) FIFO(先进先出)
FIFO limits FIFO 限制
FIFO order FIFO 顺序
FIFO permissions FIFO 权限
file locking 文件上锁
file mode creation mask 文件模式创建掩码
file permissions 文件权限
filesystem persistence 随文件系统的持续性
FIN(finish flag),TCP header FIN(完成标志,TCP 分节之一)
floating point format,IEEE 浮点格式
fragment,XDR 片段
FTP(File Transfer Protocol) FTP(文件传送协议)
full-duplex pipe 全双工管道
GNU(GNU's Not Unix) GNU(GNU 不是 UNIX)
granularity,locking 粒度
group ID 组 ID
hostname 主机名
HTTP(Hypertext Transfer Protocol) HTTP(超文本传送协议)
idempotent 等势(的)
identifier reuse,System V IPC 标识符重用
identity,client 标识,身份
IEC(International Electrotechnical Commission) IEC(国际电工委员会)

IEEE(Institute of Electrical and Electronics Engineers)	IEEE(电气与电子工程师学会)
implementation	实现
implicit synchronization	隐式同步
implicit thread termination	隐式线程终止
implicit typing	隐式类型指定
initial thread	初始线程(同主线程)
interrupted system call	被中断的系统调用
i-node	索引节点
IP(Internet Protocol)	IP(网际协议)
IPC(interprocess communication)	IPC(进程间通信)
IPC key	IPC 键
IPC name space	IPC 名字空间
IPC persistence	IPC 持续性
IPv4(Internet Protocol version 4)	IPv4(网际协议版本 4)
ISO(International Organization for Standardization)	ISO(国际标准化组织)
iterative,server	迭代
joinable thread	可联接线程{反义:已脱离线程}
kernel limits,System V IPC	内核限制
kernel persistence	随内核的持续性
key,IPC	键
Korn Shell	Korn Shell,ksh
latency	延迟
LF(linefeed)	LF(换行)
LIFO(last in,first out)	LIFO(后进先出)
lightweight process	轻权进程
limits	限制(值)
little-endian byte order	小端字节序
local procedure call	本地过程调用
lock files	作锁用文件
lock priority	锁优先级
locking	上锁
locking conflicts	上锁冲突
locking granularity	上锁粒度
LP64,programming model	LP64
magic number	魔数
main thread	主线程(同初始线程)
mandatory locking	强制性上锁

many-to-few thread implementation	多对少线程实现
marshaling	集结
memory leak	内存空间遗漏
memory mapping	内存映射
memory object	内存区对象
memory-mapped file	内存映射文件
memory-mapped I/O	内存映射 I/O
message boundary	消息边界
message queues, Posix	消息队列
message queues, System V	消息队列
message queue attributes	消息队列属性
message queue descriptor	消息队列描述字
message queue ID	消息队列 ID
message queue limits, Posix	消息队列限制
message queue limits, System V	消息队列限制
message queue priority	消息队列优先级
M-to-N thread implementation	M 对 N 线程实现
multiple buffers	多个缓冲区
multiplexing messages	复用消息
multithreading, RPC	多线程化
mutex	互斥锁
mutual exclusion	互斥
name space, IPC	名字空间
named pipe	有名管道
names, Posix IPC	名字
NCA(Network Computing Architecture)	NCA(网络计算体系结构)
NCK(Network Computing Kernel)	NCK(网络计算内核)
NCS(Network Computing System)	NCS(网络计算系统)
NDR(Network Data Representation)	NDR(网络数据表示)
networked IPC	连网的 IPC
NFS(Network File System)	NFS(网络文件系统)
NFS locking	NFS 上锁
NIDL(Network Interface Definition Language)	NIDL(网络接口定义语言)
NNTP(Network News Transfer Protocol)	NNTP(网络新闻传送协议)
NOAO(National Optical Astronomy Observatories)	NOAO(国家光学天文台)
nonblocking	非阻塞
noncooperating processes	非协作进程
nondeterministic	非确定的

nonnetworked IPC	非连网的 IPC
null authentication	空认证
null procedure	空过程
null signal	空信号
ONC(Open Network Computing)	ONC(开放网络计算)
opaque data	不透明数据
Operation Support System	操作支持系统
OSF(Open Software Foundation)	OSF(开放软件基金会)
OSI(open system interconnection)	开放系统互连
owner ID	属主 ID
packet formats,RPC	分组格式
performance	性能
permissions	权限
persistence	持续性
pipe	管道
pipe limits	管道限制
polling	轮询
port	端口
port mapper	端口映射器
Posix(Portable Operating System Interface)	Posix(可移植操作系统接口)
Posix IPC	Posix IPC
Posix IPC names	Posix IPC 名字
Posix IPC permissions	Posix IPC 权限
Posix message queues	Posix 消息队列
Posix message queue limits	Posix 消息队列限制
Posix read-write lock	Posix 读写锁
Posix realtime signals	Posix 实时信号
Posix semaphores	Posix 信号灯
Posix semaphore limits	Posix 信号灯限制
Posix shared memory	Posix 共享内存区
premature termination of client,doors	客户过早终止
premature termination of client,RPC	客户过早终止
premature termination of server,doors	服务器过早终止
premature termination of server,RPC	服务器过早终止
priority	优先级
private server pool	私用服务器池
procedure call	过程调用
procedure,null	过程
process persistence	随进程的持续性

process-shared attribute 进程间共享的属性
producer-consumer problem 生产者—消费者问题
queued signals 排入队的信号
read ahead 超前读
reader-and-writers [locks, problem] 读出者与写入者[锁,问题]
read-write lock 读写锁
read-write lock attributes 读写锁属性
real group ID 实际组 ID
real user ID 实际用户 ID
realtime scheduling 实时调度
realtime signals,Posix 实时信号
record locking 记录上锁
reserved port 保留端口
retransmission 重传
RFC(Request for Comments) RFC(请求注解)
road map,examples 导航图
round-trip time 往返时间
RPC(remote procedure call) RPC(远程过程调用)
RPC authentication RPC 认证
RPC call semantics RPC 调用语义
RPC packet format RPC 分组格式
RPC server binding RPC 服务器捆绑
RPC server duplicate request cache RPC 服务器重复请求高速缓存
RPC timeout and retransmission RPC 超时与重传
RPC transaction ID RPC 事务 ID
RPCL(remote procedure call language) RPCL(远程过程调用语言)
RPCSRC(remote procedure call source code) RPCSRC(远程过程调用源代码)
RST(reset flag,TCP header) RST(复位标志,TCP 分节之一)
scheduling,realtime 调度
scope,contention 范围
secure [NFS, RPC] 安全[NFS,RPC]
security 安全[性]
semaphores,Posix 信号灯
semaphores,System V 信号灯
semaphore ID 信号灯 ID
semaphore limits,Posix 信号灯限制
semaphore limits,System V 信号灯限制
sequence number,slot usage 序列号
server binding,RPC 服务器捆绑

server creation procedure	服务器创建过程
server duplicate request cache, RPC	服务器重复请求高速缓存
server stub	服务器程序存根
session	会话
set-group-ID	SGID(本概念难以简洁译出,按字面译往往更难理解。既然文件属性中有 SGID 位,译成 SGID 更好些。其含义是可执行文件执行时以文件属组即 group 的 ID 作为相应进程的有效组 ID,而不是用执行者自己所在组的 ID)
set-user-ID	SUID(本概念难以简洁译出,按字面译往往更难理解。既然文件属性中有 SUID 位,译成 SUID 更好些。其含义是可执行文件执行时以文件属主即 user 的 ID 作为相应进程的有效用户 ID,而不是用执行者自己的 ID)
shared memory, Posix	共享内存区
shared memory, System V	共享内存区
shared memory ID	共享内存区 ID
shared memory limits, System V	共享内存区限制
shared memory object	共享内存区对象
shared-exclusive locking	共享-独占上锁
signal disposition	信号处置
signal handler	信号处理程序
signal mask	信号掩码
silver bullet	简单判定(意译)
Single Unix Specification	单一 Unix 规范
slot usage sequence number	槽位使用序列号
slow system call	慢系统调用
SMTP(Simple Mail Transfer Protocol)	SMTP(简单的邮件传送协议)
socket, Unix domain	套接口
sockets API	套接口 API
spinning	轮转
spurious wakeup	虚假唤醒
standards, Unix	标准
streams versus messages	字节流与消息
stub	存根
superuser	超级用户
supplementary group ID	辅助组 ID

SVR2(System V Release 3)	SVR3(System V Release 2)
SVR3(System V Release 3)	SVR3(System V Release 3)
SVR4(System V Release 4)	SVR4(System V Release 4)
SYN(synchronize sequence numbers flag), TCP header	SYN(同步序列号标志,TCP 分节之一)
synchronization	同步
synchronous procedure call	同步过程调用
synchronous signal	同步信号
system call	系统调用
System V IPC	System V IPC
System V IPC identifier reuse	System V IPC 重用
System V IPC kernel limits	System V IPC 内核限制
System V IPC permissions	System V IPC 权限
System V message queues	System V 消息队列
System V message queue limits	System V 消息队列限制
System V semaphores	System V 信号灯
System V semaphore limits	System V 信号灯限制
System V shared memory	System V 共享内存区
System V shared memory limits	System V 共享内存区限制
TCP(Transmission Control Protocol)	TCP(传输控制协议)
TCP connection management,RPC	TCP 连接管理
TCP three-way handshake	TCP 三路握手
Telnet(remote rerminal protocol)	Telnet(远程终端协议)
termination of client,doors	客户(进程)终止
termination of client,RPC	客户(进程)终止
termination of server,doors	服务器(进程)终止
termination of server,RPC	服务器(进程)终止
threads	线程
thread attributes	线程属性
thread cancellation	线程取消
thread ID	线程 ID
thread management,doors	线程管理
thread priority	线程优先级
thread start function	线程启动函数
thread termination	线程终止
three-way shake,TCP	三路握手
timeout	超时
TI-RPC(transport independent RPC)	TI-RPC(传输独立 RPC)
TLI(Transport Layer Interface)	TLI(传输层接口)

T/TCP(TCP for Transaction)	T/TCP(事务 TCP)
two-level thread implementation	二级线程实现
typing,explicit	类型指定
typing,implicit	类型指定
UDP(User Datagram Protocol)	UDP(用户数据报协议)
Unix authentication	Unix 认证
Unix domain socket	Unix 域套接口
Unix Specification,Single	Unix 规范
Unix standards	Unix 标准
Unix versions and portability	Unix 版本与兼容性
URL(uniform resource locator)	URL(统一资源定位器)
user ID	用户 ID
UTC(Coordinated Universal Time)	UTC(国际标准时间)〔意译〕
UUCP(Unix-to-Unix Copy)	UUCP(Unix 到 Unix 拷贝)
verifier	验证器
wakeup,spurious	唤醒
well-known [key, pathnane]	众所周知[键,路径名]
wrapper function	包裹函数
XDR(external data representation)	XDR(外部数据表示)
XID(transaction ID)	XID(事务 ID)
XPG(X/Open Portablity Guide)	XPG(X/Open 可移植性指南)
XTI(X/Open Transport Interface)	XTI(X/Open 传输接口)
zombie	僵尸