

复习题答案

第 1 章 计算机系统概述

1.1 列出并简要地定义计算机的四个主要组成部分。

主存储器，存储数据和程序；算术逻辑单元，能处理二进制数据；控制单元，解读存储器中的指令并且使他们得到执行；输入/输出设备，由控制单元管理。

1.2 定义处理器寄存器的两种主要类别。

用户可见寄存器：优先使用这些寄存器，可以使机器语言或者汇编语言的程序员减少对主存储器的访问次数。对高级语言而言，由优化编译器负责决定把哪些变量应该分配给主存储器。一些高级语言，如 C 语言，允许程序言建议编译器把哪些变量保存在寄存器中。

控制和状态寄存器：用以控制处理器的操作，且主要被具有特权的操作系统例程使用，以控制程序的执行。

1.3 一般而言，一条机器指令能指定的四种不同操作是什么？

处理器—寄存器：数据可以从处理器传送到存储器，或者从存储器传送到处理器。

处理器—I/O：通过处理器和 I/O 模块间的数据传送，数据可以输出到外部设备，或者从外部设备输入数据。

数据处理：处理器可以执行很多关于数据的算术操作或逻辑操作。

控制：某些指令可以改变执行顺序。

1.4 什么是中断？

中断：其他模块（I/O，存储器）中断处理器正常处理过程的机制。

1.5 多中断的处理方式是什么？

处理多中断有两种方法。第一种方法是当正在处理一个中断时，禁止再发生中断。第二种方法是定义中断优先级，允许高优先级的中断打断低优先级的中断处理器的运行。

1.6 内存层次的各个元素间的特征是什么？

存储器的三个重要特性是：价格，容量和访问时间。

1.7 什么是高速缓冲存储器？

高速缓冲存储器是比主存小而快的存储器，用以协调主存跟处理器，作为最近储存地址的缓冲区。

1.8 列出并简要地定义 I/O 操作的三种技术。

可编程 I/O：当处理器正在执行程序并遇到与 I/O 相关的指令时，它给相应的 I/O 模块发布命令（用以执行这个指令）；在进一步的动作之前，处理器处于繁忙的等待中，直到该操作已经完成。

中断驱动 I/O：当处理器正在执行程序并遇到与 I/O 相关的指令时，它给相应的 I/O 模块发布命令，并继续执行后续指令，直到后者完成，它将被 I/O 模块中断。如果它对于进程等待 I/O 的完成来说是不必要的，可能是由于后续指令处于相同的进程中。否则，此进程在中断之前将被挂起，其他工作将被执行。

直接存储访问：DMA 模块控制主存与 I/O 模块间的数据交换。处理器向 DMA 模块发送一个传送数据块的请求，（处理器）只有当整个数据块传送完毕后才会被中断。

1.9 空间局部性和临时局部性间的区别是什么？

空间局部性是指最近被访问的元素的周围的元素在不久的将来可能会被访问。临时局部性（即时间局部性）是指最近被访问的元素在不久的将来可能会被再次访问。

1.10 开发空间局部性和时间局部性的策略是什么？

空间局部性的开发是利用更大的缓冲块并且在存储器控制逻辑中加入预处理机制。时间局部性的开发是利用在高速缓冲存储器中保留最近使用的指令及数据，并且定义缓冲存储的优先级。

第 2 章 操作系统概述

2.1 操作系统设计的三个目标是什么？

方便：操作系统使计算机更易于使用。

有效：操作系统允许以更有效的方式使用计算机系统资源。

扩展的能力：在构造操作系统时，应该允许在不妨碍服务的前提下有效地开发、测试和引进新的系统功能。

2.2 什么是操作系统的内核？

内核是操作系统最常使用的部分，它存在于主存中并在特权模式下运行，响应进程调度和设备中断。

2.3 什么是多道程序设计？

多道程序设计是一种处理操作，它在两个或多个程序间交错处理每个进程。

2.4 什么是进程？

进程是一个正在执行的程序，它被操作系统控制和选择。

2.5 操作系统是怎么使用进程上下文的？

执行上下文又称为进程状态，是操作系统用来管理和控制所需的内部数据。这种内部信息和进程是分开的，因为操作系统信息不允许被进程直接访问。上下文包括操作系统管理进程以及处理器正确执行进程所需要的所有信息，包括各种处理器寄存器的内容，如程序计数器和数据寄存器。它还包括操作系统使用的信息，如进程优先级以及进程是否在等待特定 I/O 事件的完成。

2.6 列出并简要介绍操作系统的五种典型存储管理职责。

进程隔离：操作系统必须保护独立的进程，防止互相干涉数据和存储空间。

自动分配和管理：程序应该根据需要在存储层次间动态的分配，分配对程序员是透明的。因此，程序员无需关心与存储限制有关的问题，操作系统有效的实现分配问题，可以仅在需要时才给作业分配存储空间。

2.7 解释实地址和虚地址的区别。

虚地址指的是存在于虚拟内存中的地址，它有时候在磁盘中有时候在主存中。

实地址指的是主存中的地址。

2.8 描述轮循调度技术。

轮循调度是一种调度算法，所有的进程存放在一个环形队列中并按固定循序依次激活。因为等待一些事件（例如：等待一个子进程或一个 I/O 操作）的发生而不能被处理的进程将控制权交给调度器。

2.9 解释单体内核和微内核的区别。

单体内核是一个提供操作系统应该提供的功能的大内核，包括调度、文件系统、网络、设备驱动程序、存储管理等。内核的所有功能成分都能够访问它的内部数据结构和程序。典型情况下，这个大内核是作为一个进程实现的，所有元素都共享相同的地址空间。

微内核是一个小的有特权的操作系统内核，只提供包括进程调度、内存管理、和进程间通信等基本功能，要依靠其他进程担当起和操作系统内核联系作用。

2.10 什么是多线程？

多线程技术是指把执行一个应用程序的进程划分成可以同时运行的多个线程。

第 3 章 进程描述和控制

3.1 什么是指令跟踪？

指令跟踪是指为该进程而执行的指令序列。

3.2 通常那些事件会导致创建一个进程？

新的批处理作业；交互登录；操作系统因为提供一项服务而创建；由现有的进程派生。（表 3.1）

3.3 对于图 3.6 中的进程模型，请简单定义每个状态。

运行态：该进程正在执行。就绪态：进程做好了准备，只要有机会就开始执行。

阻塞态：进程在某些事件发生前不能执行，如 I/O 操作完成。

新建态：刚刚创建的进程，操作系统还没有把它加入到可执行进程组中。

退出态：操作系统从可执行进程组中释放出的进程，或者是因为它自身停止了，或者是因为某种原因被取消。

3.4 抢占一个进程是什么意思？

处理器为了执行另外的进程而终止当前正在执行的进程，这就叫进程抢占。

3.5 什么是交换，其目的是什么？

交换是指把主存中某个进程的一部分或者全部内容转移到磁盘。当主存中没有处于就绪态的进程时，操作系统就把一个阻塞的进程换出到磁盘中的挂起队列，从而使另一个进程可以进入主存执行。

3.6 为什么图 3.9 (b) 中有两个阻塞态？

有两个独立的概念：进程是否在等待一个事件（阻塞与否）以及进程是否已经被换出主存（挂起与否）。为适应这种 2*2 的组合，需要两个阻塞态和两个挂起态。

3.7 列出挂起态进程的 4 个特点。

1. 进程不能立即执行。
2. 进程可能是或不是正在等待一个事件。如果是，阻塞条件不依赖于挂起条件，阻塞事件的发生不会使进程立即被执行。
3. 为了阻止进程执行，可以通过代理把这个进程置于挂起态，代理可以是进程自己，也可以是父进程或操作系统。
4. 除非代理显式地命令系统进行状态转换，否则进程无法从这个状态中转移。

3.8 对于哪类实体，操作系统为了管理它而维护其信息表？

内存、I/O、文件和进程。

3.9 列出进程控制块中的三类信息。

进程标识，处理器状态信息，进程控制信息。

3.10 为什么需要两种模式（用户模式和内核模式）？

用户模式下可以执行的指令和访问的内存区域都受到限制。这是为了防止操作系统受到破坏或者修改。而在内核模式下则没有这些限制，从而使它能够完成其功能。

3.11 操作系统创建一个新进程所执行的步骤是什么？

1. 给新进程分配一个唯一的进程标识号。
2. 给进程分配空间。
3. 初始化进程控制块。
4. 设置正确的连接。
5. 创建或扩充其他的数据结构。

3.12 中断和陷阱有什么区别？

中断与当前正在运行的进程无关的某些类型的外部事件相关，如完成一次 I/O 操作。陷阱与当前正在运行的进程所产生的错误或异常条件相关，如非法的文件访问。

3.13 举出中断的三个例子。

时钟终端，I/O 终端，内存失效。

3.14 模式切换和进程切换有什么区别？

发生模式切换可以不改变当前正处于运行态的进程的状态。发生进程切换时，一个正在执行的进程被中断，操作系统指定另一个进程为运行态。进程切换需要保存更多的状态信息。

第 4 章 线程、对称多处理和微内核

4.1 表 3.5 列出了在一个没有线程的操作系统中进程控制块的基本元素。对于多线程系统，这些元素中那些可能属于线程控制块，那些可能属于进程控制块？

这对于不同的系统来说通常是不同的，但一般来说，进程是资源的所有者，而每个线程都有它自己的执行状态。关于表 3.5 中的每一项的一些结论如下：进程标识：进程必须被标识，而进程中的每一个线程也必须有自己的 ID。处理器状态信息：这些信息通常只与进程有关。进程控制信息：调度和状态信息主要处于线程级；数据结构在两级都可出现；进程间通信和线程间通信都可以得到支持；特权在两级都可以存在；存储管理通常在进程级；资源信息通常也在进程级。

4.2 请列出线程间的模式切换比进程间的模式切换开销更低的原因。

包含的状态信息更少。

4.3 在进程概念中体现出的两个独立且无关的特点是什么？

资源所有权和调度/执行。

4.4 给出在单用户多处理系统中使用线程的四个例子。

前台和后台操作，异步处理，加速执行和模块化程序结构。

4.5 哪些资源通常被一个进程中的所有线程共享？

例如地址空间，文件资源，执行特权等。

4.6 列出用户级线程优于内核级线程的三个优点。

1. 由于所有线程管理数据结构都在一个进程的用户地址空间中，线程切换不需要内核模式的特权，因此，进程不需要为了线程管理而切换到内核模式，这节省了在两种模式间进行切换（从用户模式到内核模式；从内核模式返回用户模式）的开销。

2. 调用可以是应用程序专用的。一个应用程序可能倾向于简单的轮询调度算法，而另一个应用程序可能倾向于基于优先级的调度算法。调度算法可以去适应应用程序，而不会扰乱底层的操作系统调度器。

3. 用户级线程可以在任何操作系统中运行，不需要对底层内核进行修改以支持用户级线程。线程库是一组供所有应用程序共享的应用级软件包。

4.7 列出用户级线程相对于内核级线程的两个缺点。

1. 在典型的操作系统中，许多系统调用都会引起阻塞。因此，当用户级线程执行一个系统调用时，不仅这个线程会被阻塞，进程中的所有线程都会被阻塞。

2. 在纯粹的用户级进程策略中，一个多线程应用程序不能利用多处理技术。内核一次只把一个进程分配给一个处理器，因此一次进程中只能有一个线程可以执行。

4.8 定义 jacketing。

Jacketing 通过调用一个应用级的 I/O 例程来检查 I/O 设备的状态，从而将一个产生阻塞的系统调用转化为一个不产生阻塞的系统调用。

4.9 简单定义图 4.8 中列出的各种结构。

SIMD：一个机器指令控制许多处理部件步伐一致地同时执行。每个处理部件都有一个相关的数据存储空间，因此，每条指令由不同的处理器在不同的数据集合上执行。

MIMD：一组处理器同时在不同的数据集合上执行不同的指令序列。主/从：操作系统内核总是在某个特定的处理器上运行，其他处理器只用于执行用户程序，还可能执行一些操作系统实用程序。

SMP：内核可以在任何处理器上执行，并且通常是每个处理器从可用的进程或线程池中进行各自的调度工作。集群：每个处理器都有一个专用存储器，而且每个处理部件都是一个独立的计算机。

4.10 列出 SMP 操作系统的主要设计问题。

同时的并发进程或线程，调度，同步，存储器管理，可靠性和容错。

4.11 给出在典型的单体结构操作系统中可以找到且可能是微内核操作系统外部子系统中的服务和功能。

设备驱动程序，文件系统，虚存管理程序，窗口系统和安全服务。

4.12 列出并简单解释微内核设计相对于整体式设计的七个优点。

一致接口：进程不需要区分是内核级服务还是用户级服务，因为所有服务都是通过消息传递提供的。

可扩展性：允许增加新的服务以及在同一个功能区域中提供多个服务。

灵活性：不仅可以在操作系统中增加新功能，还可以删减现有的功能，以产生一个更小、更有效的实现。

可移植性：所有或者至少大部分处理器专用代码都在微内核中。因此，当把系统移植到一个处理器上时只需要很少的变化，而且易于进行逻辑上的归类。

可靠性：小的微内核可以被严格地测试，它使用少量的应用程序编程接口（API），这就为内核外部的操作系统服务产生高质量的代码提供了机会。

分布式系统支持：微内核通信中消息的方向性决定了它对分布式系统的支持。

面向对象操作系统环境：在微内核设计和操作系统模块化扩展的开发中都可以借助面向对象方法的原理。

4.13 解释微内核操作系统可能存在的性能缺点。

通过微内核构造和发送信息、接受应答并解码所花费的时间比一次系统调用的时间要多。

4.14 列出即使在最小的微内核操作系统中也可以找到的三个功能。

低级存储器管理，进程间通信（IPC）以及 I/O 和中断管理。

4.15 在微内核操作系统中，进程或线程间通信的基本形式是什么？
消息。

第 5 章 并发性：互斥和同步

5.1 列出与并发相关的四种设计问题

进程间的交互，共享资源之间的竞争，多个进程的同步问题，对进程的处理器时间分配问题

5.2 列出并发的三种上下文

多个应用程序，结构化应用程序，操作系统结构

5.3 执行并发进程的最基本要求是什么？

加强互斥的能力

5.4 列出进程间的三种互相知道的程度，并简单地给出各自的定义。

进程间互相不知道对方：这是一些独立的进程，他们不会一起工作。

进程间间接知道对方：这些进程并不需要知道对方的进程 ID 号，但他们共享访问某些对象，如一个 I/O 缓冲区。

进程间直接知道对方：这些进程可以通过进程 ID 号互相通信，用于合作完成某些活动。

5.5 竞争进程和合作进程间有什么区别。

竞争进程需要同时访问相同的资源，像磁盘，文件或打印机。合作进程要么共享访问一个共有的资源，像一个内存访问区，要么就与其他进程相互通信，在一些应用程序或活动上进行合作。

5.6 列出与竞争进程相关的三种控制问题，并简单地给出各自的定义。

互斥：竞争进程仅可以访问一个临界资源（一次仅有一个进程可以访问临界资源），并发机制必须满足一次只有一个进程可以访问临界资源这个规则。

死锁：如果竞争进程需要唯一的访问多于一个资源，并且当一个进程控制着一个进程，且在等待另一个进程，死锁可能发生。

饥饿：一组进程的一个可能会无限期地拒绝进入到一个需要资源，因为其他成员组成垄断这个资源。

5.7 列出对互斥的要求。

1. 必须强制实施互斥：在具有关于相同资源或共享对象的临界区的所有进程中，一次只允许一个进程进入临界区。

2. 一个在临界区停止的进程必须不干涉其他进程。

3. 绝不允许出现一个需要访问临界区的进程被无限延迟的情况，即不会饿死或饥饿。

4. 当没有进程在临界区中时，任何需要进入临界区的进程必须能够立即进入。

5. 对相关进程的速度和处理器的数目没有任何要求和限制。

6. 一个进程驻留在临界区中的时间是有限的。

5.8 在信号量上可以执行什么操作。

1. 一个信号量可以初始化成非负数。

2. wait 操作使信号量减 1，如果值为负数，那么进程执行 wait 就会受阻。3signal 操作使信号量增加 1，如果小于或等于 0，则被 wait 操作阻塞的进程被解除阻塞。

5.9 二元信号量与一般信号量有什么区别。

二元信号量只能取 0 或 1，而一般信号量可以取任何整数。

5.10 强信号量与弱信号量有什么区别。

强信号量要求在信号量上等待的进程按照先进先出的规则从队列中移出。弱信号量没有此规则。

5.11 .什么是管程。

管程是由一个或多个过程，一个初始化序列和局部数据组成的软件模块。

5.12 对于消息，有阻塞和无阻塞有什么区别？

发送者和接收者任一方阻塞则消息传递需要等待，都无阻塞则不需等待。

5.13 通常与读者-写者问题相关联的有哪些条件？

1. 任意多的读进程可以同时读这个文件
2. 一次只有一个写进程可以往文件中写
3. 如果一个写进程正在往文件中写时，则禁止任何读进程读文件。

第 6 章 并发性：死锁和饥饿

6.1 给出可重用资源和可消费资源的例子。

可重用资源：处理器，I/O 通道，主存和辅存，设备以及诸如文件，数据库和信号量之类的数据结构。

可消费资源：中断，信号，消息和 I/O 缓冲区中的信息。

6.2 可能发生死锁所必须的条件是什么？

互斥，占有且等待，非抢占。

6.3 产生死锁的第 4 个条件是什么？

循环等待。

6.4 如何防止占有且等待的条件？

可以要求进程一次性地请求所有需要的资源，并且阻塞这个资源直到所有请求都同时满足。

6.5 给出防止无抢占条件的两种方法。

第一种，如果占有某些资源的一个进程进行进一步资源请求被拒绝，则该进程必须释放它最初占用的资源，如果有必要，可再次请求这些资源和另外的资源。

第二种，如果一个进程请求当前被另一个进程占有的一个资源，则操作系统可以抢占另一个进程，要求它释放资源。

6.6 如何防止循环等待条件？

可以通过定义资源类型的线性顺序来预防。如果一个进程已经分配到了 R 类型的资源，那么它接下来请求的资源只能是那些排在 R 类型之后的资源类型。

6.7 死锁避免，检测和预防之间的区别是什么？

死锁预防是通过间接地限制三种死锁必要条件的至少一个或是直接地限制循环等待的发生来避免死锁的出现。死锁避免允许可能出现的必要条件发生，但是采取措施确保不会出现死锁的情况。而死锁检测允许资源的自由分配，采取周期性的措施来发现并处理可能存在的死锁情况。

第 7 章 内存管理

7.1 内存管理需要满足哪些需求？

重定位、保护、共享、逻辑组织和物理组织。

7.2 为什么需要重定位进程的能力？

通常情况下，并不能事先知道在某个程序执行期间会有哪个程序驻留在主存中。此外还希望通过提供一个巨大的就绪进程池，能够把活动进程换入和换出主存，以便使处理器的利用率最大化。在这两种情况下，进程在主存中的确切位置是不可预知的。

7.3 为什么不可能在编译时实施内存保护？

由于程序在主存中的位置是不可预测的，因而在编译时不可能检查绝对地址来确保保护。并且，大多数程序设计语言允许在运行时进行地址的动态计算（例如，通过计算数组下标或数据结构中的指针）。因此，必须在运行时检查进程产生的所有存储器访问，以便确保它们只访问了分配给该进程的存储空

间。

7.4 允许两个或多个进程访问进程的某一特定区域的原因是什么？

如果许多进程正在执行同一程序，则允许每个进程访问该程序的同一个副本要比让每个进程有自己单独的副本更有优势。同样，合作完成同一任务的进程可能需要共享访问同一个数据结构。

7.5 在固定分区方案中，使用大小不等的分区有什么好处？

通过使用大小不等的固定分区：1. 可以在提供很多分区的同时提供一到两个非常大的分区。大的分区允许将很大的进程全部载入主存中。2. 由于小的进程可以被放入小的分区中，从而减少了内部碎片。

7.6 内部碎片和外部碎片有什么区别？

内部碎片是指由于被装入的数据块小于分区大小而导致的分区内部所浪费的空间。外部碎片是与动态分区相关的一种现象，它是指在所有分区外的存储空间会变成越来越多的碎片的。

7.7 逻辑地址、相对地址和物理地址间有什么区别？

逻辑地址是指与当前数据在内存中的物理分配地址无关的访问地址，在执行对内存的访问之前必须把它转化成物理地址。相对地址是逻辑地址的一个特例，是相对于某些已知点（通常是程序的开始处）的存储单元。物理地址或绝对地址是数据在主存中的实际位置。

7.8 页和帧之间有什么区别？

在分页系统中，进程和磁盘上存储的数据被分成大小固定相等的小块，叫做页。而主存被分成了同样大小的小块，叫做帧。一页恰好可以被装入一帧中。

7.9 页和段之间有什么区别？

分段是细分用户程序的另一种可选方案。采用分段技术，程序和相关的被划分成一组段。尽管有一个最大段长度，但并不需要所有的程序的所有段的长度都相等。

第8章 虚拟内存

8.1 简单分页与虚拟分页有什么区别？

简单分页：一个程序中的所有页都必须在主存储器中程序才能正常运行，除非使用覆盖技术。

拟内存分页：不是程序的每一页都必须在主存储器的帧中来使程序运行，页在需要的时候进行读取。

8.2 解释什么是抖动。

虚拟内存结构的震动现象，在这个过程中处理器大部分的时间都用于交换块，而不是执行指令。

8.3 为什么在使用虚拟内存时，局部性原理是至关重要的？

可以根据局部性原理设计算法来避免抖动。总的来说，局部性原理允许算法预测哪一个当前页在最近的未来是最少可能被使用的，并由此就决定候选的替换出的页。

8.4 哪些元素是页表项中可以找到的元素？简单定义每个元素。

帧号：用来表示主存中的页来按顺序排列的号码。

存在位（P）：表示这一页是否当前在主存中。

修改位（M）：表示这一页在放进主存后是否被修改过。

8.5 转移后备缓冲器的目的是什么？

转移后备缓冲器（TLB）是一个包含最近经常被使用过的页表项的高速缓冲存储器。它的目的是为了减少从磁盘中恢复一个页表项所需的时间。

8.6 简单定义两种可供选择的页读取策略。

在请求式分页中，只有当访问到某页中的一个单元时才将该页取入主存。

在预约式分页中，读取的并不是页错误请求的页。

8.7 驻留集管理和页替换策略有什么区别？

驻留集管理主要关注以下两个问题：（1）给每个活动进程分配多少个页帧。（2）被考虑替换的页集是仅限在引起页错误的进程的驻留集中选择还是在主存中所有的页帧中选择。

页替换策略关注的是以下问题：在考虑的页集中，哪一个特殊的页应该被选择替换。

8.8 FIFO 和 Clock 页替换算法有什么区别？

时钟算法与 FIFO 算法很接近，除了在时钟算法中，任何一个使用位为一的页被忽略。

8.9 页缓冲实现的是什么？

(1) 被替换出驻留集的页不久又被访问到时，仍在主存中，减少了一次磁盘读写。

(2) 被修改的页以簇的方式被写回，而不是一次只写一个，这就大大减少了 I/O 操作的数目，从而减少了磁盘访问的时间。

8.10 为什么不可能把全局替换策略和固定分配策略组合起来？

固定分配策略要求分配给一个进程的帧的数目是确定的，当一个进程中取入一个新的页时，这个进程驻留页集中的一页必须被替换出来（保持分配的帧的数目不变），这是一种局部替换策略。

8.11 驻留集和工作集有什么区别？

一个进程的驻留集是指当前在主存中的这个进程的页的个数。一个进程的工作集是指这个进程最近被使用过的页的个数。

8.12 请求式清除和预约式清除有什么区别？

在请求式清除中，只有当一页被选择用于替换时才被写回辅存；

在预约式清除中，将这些被修改的多个页在需要用到它们所占据的页帧之前成批的写回辅存。

第 9 章 单处理器调度

9.1 简要描述三种类型的处理器调度。

长程调度：决定加入到待执行的进程池中；

中程调度：决定加入到部分或全部在主存中的进程集合中；

短程调度：决定哪一个可用进程将被处理器执行。

9.2 在交互式操作系统中，通常最重要的性能要求是什么？

反应时间

9.3 周转时间和响应时间有什么区别？

周转时间是一个要求花费在系统上的包括等待时间和服务时间的总的时间。响应时间对一个交互进程，这是指从提交一个请求到开始接受响应之间的时间间隔。通常进程在处理该请求的同时，就开始给用户产生一些输出。

9.4 对进程调度，较小的优先级值表示较低的优先级还是较高的优先级？

在 UNIX 和许多其他系统中，大的优先级值表示低优先级进程。许多系统，比如 WINDOWS，刚好相反，大数值表示高优先级。

9.5 抢占式和非抢占式调度有什么区别？

非抢占：在这种情况下，一旦进程处于运行态，他就不断执行直到终止，或者为等待 I/O 或请求某些操作系统服务而阻塞自己。

抢占：当前正在运行的进程可能被操作系统中断，并转移到就绪态。关于抢占的决策可能是在一个新进程到达时，或者在一个中断发生后把一个被阻塞的进程置为就绪态时，或者基于周期性的时间中断。

9.6 简单定义 FCFS 调度。

当每个进程就绪后，它加入就绪队列。当当前正在运行的进程停止执行时，选择在就绪队列中存在时间最长的进程运行。

9.7 简单定义轮转调度

以一个周期性间隔产生时钟中断，当中断产生时，当前正在运行的进程被置于就绪队列中，然后基于 FCFS 策略选择下一个就绪作业运行。

9.8 简单定义最短进程优先调度。

这是一个非抢占的策略，其原则是下一次选择所需处理时间最短的进程。

9.9 简单定义最短剩余时间调度。

最短剩余时间是针对 SPN 增加了抢占机制的版本。在这种情况下，调度器总是选择预期剩余时间最短的进程。当一个新进程加入到就绪队列时，他可能比当前运行的进程具有更短的剩余时间，因此，只

有新进程就绪，调度器就可能抢占当前正在运行的进程。

9.10 简单定义最高响应比优先调度。

在当前进程完成或被阻塞时，选择 R 值最大的就绪进程。 $R = (w + s) / s$, w 等待处理器的时间， s 期待的服务时间。

9.1.1 简单定义反馈调度。

调度基于抢占原则并且使用动态优先级机制。当一个进程第一次进入系统时，它被放置在 RQ_0 。当它第一次被抢占后并返回就绪状态时，它被防止在 RQ_1 。在随后的时间里，每当它被抢占时，它被降级到下一个低优先级队列中。一个短进程很快会执行完，不会在就绪队列中降很多级。一个长进程会逐级下降。因此，新到的进程和短进程优先于老进程和长进程。在每个队列中，除了在优先级最低的队列中，都使用简单的 FCFS 机制。一旦一个进程处于优先级最低的队列中，它就不可能再降低，但是会重复地返回该队列，直到运行结束。

第 10 章 多处理器和实时调度

10.1 列出并简单定义五种不同级别的同步粒度。

细粒度：单指令流中固有的并行；

中等粒度：在一个单独应用中的并行处理或多任务处理；

粗粒度：在多道程序环境中并发进程的多处理；

非常粗粒度：在网络节点上进行分布处理，以形成一个计算环境；

无约束粒度：多个无关进程。

10.2 列出并简单定义线程调度的四种技术。

加载共享：进程不是分配到一个特定的处理器，而是维护一个就绪进程的全局队列，每个处理器只要空闲就从队列中选择一个线程。这里使用术语加载共享来区分这种策略和加载平衡方案，加载平衡是基于一种比较永久的分配方案分配工作的。

组调度：一组相关的线程基于一对一的原则，同时调度到一组处理器上运行。

专用处理器分配：在程序执行过程中，每个程序被分配给一组处理器，处理器的数目与程序中的线程的数目相等。当程序终止是，处理器返回到总的处理器池中，可供分配给另一个程序。

动态调度：在执行期间，进程中线程的数目可以改变。

10.3 列出并简单定义三种版本的负载分配。

先来先服务（FCFS）：当一个作业到达时，它的所有线程都被连续地放置在共享队列末尾。当一个处理器变得空闲时，它选择下一个就绪线程执行，直到完成或阻塞。

最少线程数优先：共享就绪队列被组织成一个优先级队列，如果一个作业包含的未调度线程数目最少，则给它指定最高的优先级。具有同等优先级的队列按作业到达的顺序排队。和 FCFS 一样，被调度的线程一直运行到完成或阻塞。

可抢占的最少线程数优先：最高的的优先级给予包含的未被调度的线程数目最少的作业。刚到达的作业如果包含的线程数目少于正在执行的作业，它将抢占属于这个被调度作业的线程。

10. 硬实时任务和软实时任务有什么区别？

硬实时任务指必须满足最后期限的限制，否则会给系统带来不可接受的破坏或者致命的错误。

软实时任务也有一个与之相关联的最后期限，并希望能满足这个期限的要求，但是这并不是强制的，即使超过了最后期限，调度和完成这个任务仍然是有意义的。

10.5 周期性实时任务和非周期性实时任务有什么区别？

非周期任务有一个必须结束或开始的最后期限，或者有一个关于开始时间和结束时间的约束。而对于周期任务，这个要求描述成“每隔周期 T 一次”或“每隔 T 个单位”。

10.6 列出并简单定义对实时操作系统的五方面的要求。

可确定性：在某中程度上是指它可以按固定的、预先确定的时间或时间间隔执行操作。

可响应性：它关注的是在知道中断之后操作系统未中断提供服务的时间

用户控制：用户应该能够区分硬实时任务和软实时任务，并且在每一类中确定相对优先级。实时系统还允许用户指定一些特性，例如使用分页还是进程交换、哪一个进程必须常驻主存、使用何种磁盘算法、不同的优先级的进程各有哪些权限等。

可靠性：可靠性必须提供这样一种方式，以继续满足实时最后期限。

故障弱化操作：故障弱化操作指系统在故障时尽可能多的保存其性能和数据的能力。

10.7 列出并简单定义四类实时调度算法。

静态表驱动法：执行关于可行调度的静态分析。分析的结果是一个调度，它用于确定在运行时一个任务何时必须开始执行。

静态优先级驱动抢占法：同样，执行一个静态分析，但是没有制定调度，而且用于给任务指定优先级，使得可以使用传统的优先级驱动的抢占式调度器。

基于动态规划调度法：在运行是动态地确定可行性，而不是在开始运行前离线的确定（静态）。一个到达的任务，只有当能够满足它的时间约束时，才可以被接受执行。可行性分析的结果是一个调度或规划，可用于确定何时分派这个任务。

动态尽力调度法：不执行可行性分析。系统试图满足所有的最后期限，并终止任何已经开始运行但错过最后期限的进程。

10.8 关于一个任务的哪些信息在实时调度是非常有用？

就绪时间：任务开始准备执行的时间。对于重复或周期性的任务，这实际上是一个事先知道的时间序列。而对于非周期性的任务，或者也事先知道这个时间，或者操作系统仅仅知道什么时候任务真正就绪。

启动最后期限：任务必须开始的时间。

完成最后期限：任务必须完成的时间。典型的实时应用程序或者有启动最后期限，或者有完成最后期限，但不会两者都存在。

处理时间：从执行任务直到完成任务所需的时间。在某些情况下，可以提供这个时间，而在另外一些情况下，操作系统度量指数平均值。其他调度系统没有使用这个信息。

资源需求：任务在执行过程中所需的资源集合（处理器以外的资源）。

优先级：度量任务的相对重要性。硬实时任务可能具有绝对的优先级，因为如果错过最后期限则会导致系统失败。如果系统无论如何也要继续运行，则硬实时任务和软实时任务可以被指定相关的优先级，以指导调度器。

子任务结构：一个任务可以分解成一个必须执行的子任务和一个可选的子任务。只有必须执行的子任务拥有硬最后期限。

第 11 章 I/O 管理和磁盘调度

11.1 列出并简单定义执行 I/O 的三种技术。

可编程 I/O：处理器代表进程给 I/O 模块发送给一个 I/O 命令，该进程进入忙等待，等待操作的完成，然后才可以继续执行。

中断驱动 I/O：处理器代表进程向 I/O 模块发送一个 I/O 命令，然后继续执行后续指令，当 I/O 模块完成工作后，处理器被该模块中断。如果该进程不需要等待 I/O 完成，则后续指令可以仍是该进程中的指令，否则，该进程在这个中断上被挂起，处理器执行其他工作。

直接存储器访问（DMA）：一个 DMA 模块控制主存和 I/O 模块之间的数据交换。为传送一块数据，处理器给 DMA 模块发送请求，只有当整个数据块传送完成后，处理器才被中断。

11.2 逻辑 I/O 和设备 I/O 有什么区别？

逻辑 I/O：逻辑 I/O 模块把设备当作一个逻辑资源来处理，它并不关心实际控制设备的细节。逻辑 I/O 模块代表用户进程管理的一般 I/O 功能，允许它们根据设备标识符以及诸如打开、关闭、读、写之类的简单命令与设备打交道。

设备 I/O：请求的操作和数据（缓冲的数据、记录等）被转换成适当的 I/O 指令序列、通道命令和控

制器命令。可以使用缓冲技术，以提高使用率。

11.3 面向块的设备 and 面向流的设备有什么区别？请举例说明。

面向块的设备将信息保存在块中，块的大小通常是固定的，传输过程中一次传送一块。通常可以通过块号访问数据。磁盘和磁带都是面向块的设备。

面向流的设备以字节流的方式输入输出数据，其未使用块结构。终端、打印机通信端口、鼠标和其他指示设备以及大多数非辅存的其他设备，都属于面向流的设备。

11.4 为什么希望用双缓冲区而不是单缓冲区来提高 I/O 的性能？

双缓冲允许两个操作并行处理，而不是依次处理。典型的，在一个进程往一个缓冲区中传送数据（从这个缓冲区中取数据）的同时，操作系统正在清空（或者填充）另一个缓冲区。

11.5 在磁盘读或写时有哪些延迟因素？

寻道时间，旋转延迟，传送时间

11.6 简单定义图 11.7 中描述的磁盘调度策略。

FIFO: 按照先来先服务的顺序处理队列中的项目。

SSTF: 选择使磁头臂从当前位置开始移动最少的磁盘 I/O 请求。

SCAN: 磁头臂仅仅沿一个方向移动，并在途中满足所有未完成的请求，直到它到达这个方向上最后一个磁道，或者在这个方向上没有其他请求为止。接着反转服务方向，沿相反方向扫描，同样按顺序完成所有请求。

C-SCAN: 类似于 SCAN，

11.7 简单定义图 7 层 RAID。

0: 非冗余

1: 被镜像；每个磁盘都有一个包含相同数据的镜像磁盘。

2: 通过汉明码实现冗余；对每个数据磁盘中的相应都计算一个错误校正码，并且这个码位保存在多个奇偶校验磁盘中相应的文件。

3: 交错位奇偶校验；类似于第二层，不同之处在于 RAID3 为所有数据磁盘中同一位置的位的集合计算一个简单的奇偶校验位，而不是错误校正码。

4: 交错块分布奇偶校验；对每个数据磁盘中相应的条带计算一个逐位奇偶。

5: 交错块分布奇偶校验；类似于第四层，但把奇偶校验条带分布在所有磁盘中。

6: 交错块双重分布奇偶校验；两种不同的奇偶校验计算保存在不同磁盘的不同块中。

11.8 典型的磁盘扇区大小是多少？

512 比特

第12章 文件管理

12.1 域和记录有什么不同？

域（field）是基本数据单位。一个域包含一个值。

记录（record）是一组相关的域的集合，它可以看做是应用程序的一个单元。

12.2 文件和数据库有什么不同？

文件（file）是一组相似记录的集合，它被用户和应用程序看做是一个实体，并可以通过名字访问。

数据库（database）是一组相关的数据集合，它的本质特征是数据元素间存在着明确的关系，并且可供不同的应用程序使用。

12.3 什么是文件管理系统？

文件管理系统是一组系统软件，为使用文件的用户和应用程序提供服务。

12.4 选择文件组织时的重要原则是什么？

访问快速，易于修改，节约存储空间，维护简单，可靠性。

12.5 列出并简单定义五种文件组织。

堆是最简单的文件组织形式。数据按它们到达的顺序被采集，每个记录由一串数据组成。

顺序文件是最常用的文件组织形式。在这类文件中，每个记录都使用一种固定的格式。所有记录都具有相同的长度，并且由相同数目、长度固定的域按特定的顺序组成。由于每个域的长度和位置已知，因此只需要保存各个域的值，每个域的域名和长度是该文件结构的属性。

索引顺序文件保留了顺序文件的关键特征：记录按照关键域的顺序组织起来。但它还增加了两个特征：用于支持随机访问的文件索引和溢出文件。索引提供了快速接近目标记录的查找能力。溢出文件类似于顺序文件中使用的日志文件，但是溢出文件中的记录可以根据它前面记录的指针进行定位。

索引文件：只能通过索引来访问记录。其结果是对记录的放置位置不再有限制，只要至少有一个索引的指针指向这条记录即可。此外，还可以使用长度可变的记录。

直接文件或散列文件：直接文件使用基于关键字的散列。

12.6 为什么在索引顺序文件中查找一个记录的平均搜索时间小于在顺序文件中的平均搜索时间？

在顺序文件中，查找一个记录是按顺序检测每一个记录直到有一个包含符合条件的关键域值的记录被找到。索引顺序文件提供一个执行最小穷举搜索的索引结构。

12.7 对目录执行的典型操作有哪些？

搜索，创建文件，删除文件，显示目录，修改目录。

12.8 路径名和工作目录有什么关系？

路径名是由一系列从根目录或主目录向下到各个分支，最后直到该文件的路径中的目录名和最后到达的文件名组成。工作目录是一个这样的目录，它是含有用户正在使用的当前目录的树形结构。

12.9 可以授予或拒绝的某个特定用户对某个特定文件的访问权限通常有哪些？

无 (none)，知道 (knowledge)，执行 (execution)，读 (reading)，追加 (appending)，更新 (updating)，改变保护 (changing protection)，删除 (deletion)。

12.10 列出并简单定义三种组块方式。

固定组块 (fixed blocking)：使用固定长度的记录，并且若干条完整的记录被保存在一个块中。在每个块的末尾可能会有有一些未使用的空间，称为内部碎片。

可变长度跨越式组块 (variable-length spanned blocking)：使用长度可变的记录，并且紧缩到块中，使得块中没有未使用空间。因此，某些记录可能会跨越两个块，通过一个指向后继块的指针连接。

可变长度非跨越式组块 (variable-length unspanned blocking)：使用可变长度的记录，但并不采用跨越的方式。如果下一条记录比块中剩余的未使用空间大，则无法使用这一部分，因此在大多数块中都会有未使用的空间。

12.11 列出并简单定义三种文件分配方法。

连续分配是指在创建文件时，给文件分配一组连续的块。链式分配基于单个的块，链中的每一块都包含指向下一块的指针。索引分配：每个文件在文件分配表中有一个一级索引，分配给该文件的每个分区在索引中都有一个表项。

第13章 网络

13.1 网络访问层的主要功能是什么？

网络层主要关注在两个端系统（服务器、工作站）之间的数据交换，以及端系统间的物理网络。

13.2 传输层的任务是什么？

传输层关注的是数据的可靠性和保证数据能正确到达接收端应用程序。

13.3 什么是协议？

协议是定义了用来管理两个单元间进行数据交换的一系列规则的集合。

13.4 什么是协议体系结构？

这是一种实现通信功能的软件结构。典型地，协议结构包含了一个分层化的协议集，并且每个层中有一个或多个协议。

13.5 什么是 TCP/IP？

传输控制协议/互联网协议 (TCP/IP) 是两个最初为网际互连提供低层支持而设计的协议。TCP/IP 协

也被广泛应用于涉及由美国防卫部门和英特尔团体发展的比较广泛的协议集。

13.6 使用套接字接口的目的是什么？

套接字接口是一个能够编写程序的 API，从而利用 TCP/IP 协议程序建立一个用户端和服务端之间的通信。

第 14 章 分布式处理、客户/服务器和集群

14.1 什么是客户/服务器计算？

客户/服务器计算是一个网络环境，在这个网络环境中包含着客户机和服务器，并由服务器来响应客户机的请求。

14.2 客户/服务器计算与任何其他形式的分布式数据处理的区别是什么？

1、在用户的本地系统上为该用户提供界面友好的应用程序，这样做可使系统具有更高的可靠性。这使得用户可以在很大程度上控制对计算机的使用方式和时间，并使得部门级管理者具有响应本地需求的能力。

2、尽管应用是分散开的，但仍然强调公司数据库的集中以及很多网络管理和使用功能的集中。这使公司的管理者能够对计算信息系统的投资总额进行总体控制，并提供互操作，以使多系统能够配合起来。同时，减少了各部门和单位在维护这些复杂的计算机设施时的开销，使他们能够选择他们需要的各种类型的机器和接口来访问那些数据和信息。

3、对于用户组织和厂商来说，他们有一个共同的承诺事项，即使系统开放和模块化。这意味着用户在选择产品和混和使用来自众多厂商的设备时具有很多选择。

4、网络互联是操作的基础，网络管理和网络安全在组织和操作信息系统中具有很高的优先权。

14.3 像 TCP/IP 这样的通信结构在客户/服务器计算环境中的作用是什么？

它是使客户端和服务端能够协同工作的通信软件。

14.4 讨论将应用程序定位在客户上、服务器上或分开定位在客户和服务端上的基本原理。

基于服务器的处理：这种配置的基本原理是用户工作站最适宜于提供良好的用户界面，并且数据库和应用程序很容易在中心系统上维护。尽管用户获得了良好界面的好处，但是，这种配置类型并不总能有效提高处理效率或系统支持的实际商业功能上有本质的改变。基于客户的处理：它使用户能够使用适应本地需要的应用。合作处理：这种配置类型可以比其他客户/服务器方式为用户提供更高的生产效率 and 更高的网络效率。

14.5 什么是胖客户和瘦客户，两种方法在基本原理上的差别是什么？

胖客户：这是基于客户的处理，而大部分的软件都集中在客户端。胖客户模型的主要优点是它充分利用了桌面功能，分担了服务器上的应用处理并使它们更加有效，不容易产生瓶颈。

瘦客户：这是基于服务器的处理，而大部分的软件都集中在服务器。这种方式更近似地模拟了传统的以主机为中心的方式，常常是使将公司范围的应用程序从大型机环境迁移到分布式环境的途径。

14.6 给出将 pros 和 cons 用于胖客户和瘦客户策略的建议。

胖客户：胖客户模型的主要优点是它充分利用了桌面功能，分担了服务器上的应用处理并使它们更加有效，不容易产生瓶颈。新增加的功能很快就超出了桌面机器的处理能力，迫使公司进行升级。如果模型扩充超出了部门的界限，合并了很多用户，则公司必须安装大容量局域网来支持在瘦服务器和胖客户之间进行大量的传输。最后，维护、升级或替换分布于数十台或数百台桌面机的应用程序将变得非常困难。瘦客户：这种方式更近似地模拟了传统的以主机为中心的方式，常常是使将公司范围的应用程序从大型机环境迁移到分布式环境的途径。但是它不能提供和胖客户策略一样的灵活性。

14.7 解释三层客户/服务器体系结构的基本原理。

中间层机器基本上是位于用户客户和很多后端数据库服务器之间的网关。中间层机器能够转换协议，将对一种类型的数据库查询映像为另一种类型数据库的查询。另外，中间层机器能够融合来自不同数据源的结果。最后，中间层机器因介于两个层次之间而可以充当桌面应用程序和后端应用程序之间的网关。

14.8 什么是中间件？

中间件是在上层应用程序和下层通信软件和操作系统之间使用标准的编程接口和协议。它提供统一的方式和方法来跨越各种平台访问系统资源。

14.9 既然具有像 TCP/IP 这样的标准，为什么还需要中间件？

TCP/IP 不提供 API 和中间层协定来支持应用于不同的硬件和操作系统的多种应用程序平台。

14.10 列出消息传递的阻塞原语和无阻塞原语的优缺点。

无阻塞原语为进程提供了对消息传递机制高效而灵活的使用，这种方法的缺点是难于测试和调试使用这些原语的程序。问题的不可再现性与时间顺序相关性往往导致产生很多奇怪而麻烦的问题。阻塞原语有与无阻塞原语相反的优缺点。

14.11 列出远程过程调用的非永久性和永久性绑定的优缺点。

非永久绑定：因为连接需要维持两端的状态信息，因此需要消耗资源，非永久绑定类型用于保存这些资源。另一方面，建立连接所带来的开销使非永久绑定对同一个调用者频繁调用远程过程的情况不太适用。

永久绑定：对于对远程过程进行多次重复调用的应用程序，永久绑定保持着逻辑连接，并支持使用同一连接进行一系列的调用和返回。

14.12 列出同步远程过程调用和异步远程过程调用的优缺点。

同步远程过程调用易于理解和编程，因为它的行为是可以预期的。然而，它未能发挥分布式应用中固有的全部并行性。这就限制了分布式应用所能具有的交互性，降低了性能。为了提供更大的灵活性，各种异步远程过程调用机制已经得到实现，以获得更大程度的并行性而同时又保留了远程过程调用的通俗性和简易性。异步远程过程调用并不阻塞调用者，应答也可以在需要它们时接收到，这使客户在本地的执行可以与对服务器的调用并行进行。

14.13 列出并简短定义四种不同的构建集群的方法。

被动等待：当主服务器出现故障时，由从服务器来接管。

分离服务器：各服务器具有各自的磁盘，数据可连续地从主服务器复制至从服务器。

各服务器连接到磁盘：所有服务器都连接到同一磁盘，但每台服务器仍拥有自己的磁盘，一旦某台服务器发生故障，则其磁盘被其他服务器接管。

共享磁盘：多台服务器同时共享对磁盘的访问。

第 15 章 分布式进程管理

15.1 讨论实现进程迁移的原因。

负载共享：通过将进程从负载较重的系统迁移到负载较轻的系统，负载就会得到平衡，从而提高整体性能。通信性能：可以将交互密集多个进程移动到同一节点上，以减少因为它们之间的交互而带来的通信开销。同样，当一个进程在某些文件或某组文件上执行数据分析，且文件的大小比进程要大很多时，将该进程移动到数据端也许是更有利的。可用性：需要长时间运行的进程，在得到错误的预先通知时，或者在预定的关机时间之前，为了能够存活下来，可能需要迁移到其他机器中。如果操作系统提供了这样的通知，则那些需要继续运行的进程可以迁移到另一个系统上，或者保证在稍后的某个时间在当前系统上能重新启动。特殊功能的使用：进程的迁移可以充分利用特定节点上独特的硬件或软件功能。

15.2 在进程迁移过程中，进程地址空间是如何处理的？

下列策略可能被采用：Eager (all)：在迁移时转移整个地址空间。

预先复制 (precopy)：进程继续在源节点上执行，而地址空间已经复制到了目标节点上。在预先复制的过程中，源节点上的某些页有可能又被修改，这些页必须被复制第二次。

Eager (dirty)：仅仅转移那些位于主存中且已被修改了的地址空间的页。虚地址空间的所有其他块将在需要时才转移。

基于引用的复制 (copy-on-reference)：这是 Eager (dirty) 的变体，只有在引用某页时，该页才被

取入。

刷新 (flushing): 通过把脏页写回磁盘, 该进程的页可以从源机器的主存中清除。这样, 在需要时可以从磁盘访问到页, 而不是从源节点的存储器中访问。

15.3 抢占式和非抢占式进程迁移的动机是什么?

非抢占式进程迁移对于负载平衡是很有用的, 它的优点是能够避免全面性进程迁移的开销, 缺点是该方法对于负载分布的突然变化反应不佳。

15.4 为什么不可能确定真正的全局状态?

因为系统之间的通信延迟, 不可能在系统范围内维护一个所有系统都随时可用的时钟。而且, 维护一个中央时钟并让所有本地时钟与之保持精确同步, 这在技术上也是不现实的, 因为经过一段时间后, 在各个本地时钟之间就会产生一些偏差, 这将导致同步的丢失。

15.5 集中式算法和分布式算法所实行的分布式互斥有何区别?

在完全集中式算法中, 一个节点被指定为控制节点, 它控制对所有共享对象的访问。当任何进程请求对一个临界资源进行访问时, 就向本地资源控制进程发送一个请求, 这个进程接着向控制节点发送一条请求消息, 当共享对象可用时, 将返回一条许可消息。当进程结束使用资源后, 向控制节点发送一条释放消息。

在分布式算法中, 互斥算法涉及到每个离散的实体之间的同步合作。

15.6 定义两种类型的分布式死锁。

在资源分配中产生的死锁以及由于消息通信而产生的死锁。

第16章 安全

16.1 计算机安全的基础要求是什么?

机密性, 完整性, 可用性, 可靠性。

16.2 主动安全攻击和被动安全攻击有什么不同?

被动攻击在本质上是对传输进行窃听或监视。对方的目标是获取正在传输的信息。主动攻击包括对数据或数据流的更改或者生成错误的信息或数据流。

16.3 列出并简单定义主动安全攻击和被动安全攻击的分类。

被动攻击: ①释放消息内容: 未被授权的人或程序了解了文件或消息的内容; ②通信分析: 通过分析数据传输模式来获取信息。

主动攻击: ①伪装: 一个实体假装成另一个不同的实体; ②重放: 被动地捕获一个数据单元, 然后再把它重发以产生未经授权的结果; ③更改消息: 改变合法消息的某些部分, 或者消息被延迟或记录下来, 产生未经授权的结果; ④拒绝服务: 阻止或禁止对通信设施的正确使用或管理。

16.4 大多数通用的用户访问控制技术都要求有哪些元素?

在共享系统或服务上, 用户访问控制的最普遍的技术是用户登录, 这需要一个用户标识符 (ID) 和一个口令。

16.5 在访问控制中, 主体和对象有什么区别?

主体 (subject): 能够访问对象的实体。一般地, 主体概念等同于进程。任何用户或应用程序获取对一个对象的访问, 实际上是通过一个代表该用户或应用程序的进程。

对象 (object): 访问控制所针对的一切。例如文件、文件的某些部分、程序、内存段以及软件对象。

16.6 解释图 16.6 中 salt 的目的。

salt 有三方面的作用: (1)防止在口令文件中出现相同的口令。即使有两个用户选择了相同的口令, 那些口令也将被指定不同的时间, 因此, 两个用户的“扩展”口令是不同的。(2)有效地增加口令的长度, 而不要求用户记住那两个额外的字符。因此, 可能的口令个数增加了 4096, 从而增加了猜测口令的难度。(3)防止使用 DES 的硬件实现, 硬件实现会使蛮力猜测攻击变得容易。

16.7 解释统计异常入侵检测和基于规则的入侵检测有什么不同?

统计异常检测: 包括收集在一段时间上与合法用户的行为有关的数据。然后对观察到的行为进行统计

试验，以高度的信心来确定该行为是否是合法用户的行为。基于规则的检测：包括定义一组规则的工作，该组规则用于决定一个已知的行为是否是入侵者的行为。

16.8 1999 年和 2000 年开发的电子邮件附件和电子邮件 VBS 恶意软件（如 Melissa、love letter）称为电子邮件病毒。请问用术语电子邮件蠕虫是否更正确一些？

这两种术语都合适。术语电子邮件蠕虫通常是一个独立的程序而不是嵌入其他程序的一个程序块，因此电子邮件病毒更正确一些。

16.9 加密在病毒设计中扮演着什么角色？

加密技术将以如下方式被使用：有一部分病毒，一般称为变种引擎，它生成一个随机的密钥来加密病毒剩余的部分。该密钥与病毒一起存储，变种引擎自身却改变了。当受到感染的程序唤起执行时，病毒使用这个存储的随机密钥来解密病毒。当病毒复制时，选择另一个不同的随机密钥。

16.10 攻击常规加密方案的两种通用方法什么？

密码分析：依靠算法的本质和关于明文一般特点的知识，甚至一些“明文-密文对”来进行攻击。这类攻击利用算法的特性，试图推导出具体的明文，或者推导出使用的密钥。

强力攻击：它在一块密文上尝试每种可能的密钥，直到转换得到一个可理解的明文。

16.11 什么是 DES 和三重 DEA？

DES 是被 NIST 标准化的一个广泛应用的传统编码标准。最初的 DES 指定了一个数据编码运算法则 (DEA)。最近的标准的版本也包括使用三重 DEA 的选择项，用二或三个独立的密钥重复基本的 DEA 三次。

16.12 AES 是如何改进三重 DEA 的？

AES 被期望在软件中运行得比 TDEA 更快。同时，AES 使用更大的块尺寸，这可以提高安全性。

16.13 在评估 AES 候选者时，将使用什么评估原则？

评估原则包括安全性、计算效率、需要的存储量、硬件和软件的适用性和灵活性。

16.14 解释常规加密和公钥加密有什么不同。

在传统编码中，编码和解码使用相同的密钥。公钥编码中有一对密钥，一个用于编码而另一个用于解码。这二个密钥中只有一个需要被保留私用。

16.15 术语公钥、私钥和密钥的区别是什么？

对称加密中的密钥通常称为密钥。公钥加密中使用的两个密钥称为公钥和私钥。私钥总是保密的，之所以将它称为私钥，是为了避免与对称加密中的密钥混淆。

练习题答案

第 1 章 计算机系统概述

1.1、图 1.3 中的理想机器还有两条 I/O 指令：

0011 = 从 I/O 中载入 AC

0111 = 把 AC 保存到 I/O 中

在这种情况下，12 位地址标识一个特殊的外部设备。请给出以下程序的执行过程（按照图 1.4 的格式）：

1. 从设备 5 中载入 AC。
2. 加上存储器单元 940 的内容。
3. 把 AC 保存到设备 6 中。

假设从设备 5 中取到的下一个值为 3940 单元中的值为 2。

答案：存储器（16 进制内容）：300：3005；301：5940；302：7006

步骤 1：3005 → IR；步骤 2：3 → AC

步骤 3：5940 → IR；步骤 4：3 + 2 = 5 → AC

步骤 5：7006 → IR；步骤 6：AC → 设备 6

1.2、本章中用 6 步来描述图 1.4 中的程序执行情况，请使用 MAR 和 MBR 扩充这个描述。

答案：1. a. PC 中包含第一条指令的地址 300，该指令的内容被送入 MAR 中。

b. 地址为 300 的指令的内容（值为十六进制数 1940）被送入 MBR，并且 PC 增 1。这两个步骤是并行完成的。

c. MBR 中的值被送入指令寄存器 IR 中。

2. a. 指令寄存器 IR 中的地址部分（940）被送入 MAR 中。

b. 地址 940 中的值被送入 MBR 中。

c. MBR 中的值被送入 AC 中。

3. a. PC 中的值（301）被送入 MAR 中。

b. 地址为 301 的指令的内容（值为十六进制数 5941）被送入 MBR，并且 PC 增 1。

c. MBR 中的值被送入指令寄存器 IR 中。

4. a. 指令寄存器 IR 中的地址部分（941）被送入 MAR 中。

b. 地址 941 中的值被送入 MBR 中。

c. AC 中以前的内容和地址为 941 的存储单元中的内容相加，结果保存到 AC 中。

5. a. PC 中的值（302）被送入 MAR 中。

b. 地址为 302 的指令的内容（值为十六进制数 2941）被送入 MBR，并且 PC 增 1。

c. MBR 中的值被送入指令寄存器 IR 中。

6. a. 指令寄存器 IR 中的地址部分（941）被送入 MAR 中。

b. AC 中的值被送入 MBR 中。

c. MBR 中的值被存储到地址为 941 的存储单元之中。

1.4、假设有一个微处理器产生一个 16 位的地址（例如，假设程序计数器和地址寄存器都是 16 位）并且具有一个 16 位的数据总线。

a.如果连接到一个 16 位存储器上，处理器能够直接访问的最大存储器地址空间为多少？

b.如果连接到一个 8 位存储器上，处理器能够直接访问的最大存储器地址空间为多少？

c.处理访问一个独立的 I/O 空间需要哪些结构特征？

d.如果输入指令和输出指令可以表示 8 位 I/O 端口号，这个微处理器可以支持多少 8 位 I/O 端口？

答案：对于(a)和(b)两种情况，微处理器可以直接访问的最大存储器地址空间为 $2^{16} = 64\text{K bytes}$ ；唯一的区别是8位存储器每次访问传输1个字节，而16位存储器每次访问可以传输一个字节或者一个16位的字。对于(c)情况，特殊的输入和输出指令是必要的，这些指令的执行体会产生特殊的“I/O信号”（有别于“存储器信号”，这些信号由存储器类型指令的执行体产生）；在最小状态下，一个附加的输出引脚将用来传输新的信号。对于(d)情况，它支持 $2^8 = 256$ 个输入和 $2^8 = 256$ 个输出字节端口和相同数目的16位I/O端口；在任一情况，一个输入和一个输出端口之间的区别是通过被执行的输入输出指令所产生的不同信号来定义的。

1.5、考虑一个 32 位微处理器，它有一个 16 位外部数据总线，并由一个 8MHz 的输入时钟驱动。假设这个微处理器有一个总线周期，其最大持续时间等于 4 个输入时钟周期。请问该微处理器可以支持的最大数据传送速度为多少？外部数据总线增加到 21 位，或者外部时钟频率加倍，哪种措施可以更好地提高处理器性能？请叙述你的设想并解释原因。

答案：时钟周期 $=1/(8\text{MHZ})=125\text{ns}$

总线周期 $=4 \times 125\text{ns}=500\text{ns}$

每 500ns 传输 2 比特；因此传输速度 $=4\text{MB/s}$

加倍频率可能意味着采用了新的芯片制造技术（假设每个指令都有相同的时钟周期数）；加倍外部数据总线，在芯片数据总线驱动/锁存、总线控制逻辑的修改等方面手段广泛（或许更新）。在第一种方案中，内存芯片的速度要提高一倍（大约），而不能降低微处理器的速度；第二种方案中，内存的字长必须加倍，以便能发送/接受 32 位数量。

1.6、考虑一个计算机系统，它包含一个 I/O 模块，用以控制一台简单的键盘/打印机电传打字设备。CPU 中包含下列寄存器，这些寄存器直接连接到系统总线上：

INPR: 输入寄存器, 8 位

OUTR: 输出寄存器, 8 位

FGI: 输入标记, 1 位

FGO: 输出标记, 1 位

IEN: 中断允许, 1 位

I/O 模块控制从打字机中输入击键, 并输出到打印机中去。打字机可以把一个字母数字符号编码成一个 8 位字, 也可以把一个 8 位字解码成一个字母数字符号。当 8 位字从打字机进入输入寄存器时, 输入标记被置位; 当打印一个字时, 输出标记被置位。

a. 描述 CPU 如何使用这 4 个寄存器实现与打字机间的输入/输出。

b. 描述通过使用 IEN, 如何提高执行效率?

答案: a. 来源于打字机的输入储存在 INPR 中。只有当 FGI=0 时, INPR 才会接收来自打字机的数据。当数据接收后, 被储存在 INPR 里面, 同时 FGI 置为 1。CPU 定期检查 FGI。如果 FGI=1, CPU 将把 INPR 里面的内容传送至 AC, 并把 FGI 置为 0。

当 CPU 需要传送数据到打字机时, 它会检查 FGO。如果 FGO=0, CPU 处于等待。如果 FGO=1, CPU 将把 AC 的内容传送至 OUTER 并把 FGO 置为 0。当数字符号打印后, 打字机将把 FGI 置为 1。

b. (A) 描述的过程非常浪费。速度远高于打字机的 CPU 必须反复不断的检查 FGI 和 FGO。如果中断被使用, 当打字机准备接收或者发送数据时, 可以向 CPU 发出一个中断请求。IEN 计数器可以由 CPU 设置 (在程序员的控制下)。

1.7、实际上在所有包括 DMA 模块的系统中, DMA 访问主存储器的优先级总是高于处理器访问主存储器的优先级。这是为什么?

答案: 如果一个处理器在尝试着读或者写存储器时被挂起, 通常除了一点轻微的时间损耗之外没有任何危害。但是, DMA 可能从或者向设备 (例如磁盘或磁带) 以数据流的方式接收或者传输数据并且这是不能被打断的。否则, 如果 DMA 设备被挂起 (拒绝继续访问主存), 数据可能会丢失。

1.9、一台计算机包括一个 CPU 和一台 I/O 设备 D, 通过一条共享总线连接到主存储器 M, 数据总线的宽度为 1 个字。CPU 每秒最多可执行 10^6 条指令, 平均每条指令需要 5 个机器周期, 其中 3 个周期需要使用存储器总线。存储器读/写操作使用 1 个机器周期。假设 CPU 正在连续不断地执行后台程序, 并且需要保证 95% 的指令执行速度, 但没有任何 I/O 指令。假设 1 个处理器周期等于 1 个总线周期, 现在要在 M 和 D 之间传送大块数据。

a. 若使用程序控制 I/O, I/O 每传送 1 个字需要 CPU 执行两条指令。请估计通过 D 的 I/O 数据传送的最大可能速度。

b. 如果使用 DMA 传送, 请估计传送速度。

答案: a. 处理器只能分配 5% 的时间给 I/O。所以最大的 I/O 指令传送速度是 $10^6 \times 0.05 = 50000$ 条指令/秒。

因此 I/O 的传送速率是 25000 字/秒。

b. 使用 DMA 控制时, 可用的机器周期下的数量是

$$10^6 (0.05 \times 5 + 0.95 \times 2) = 2.15 \times 10^6$$

如果我们假设 DMA 模块可以使用所有这些周期, 并且忽略任何设置和状态检查时间, 那么这个值就是最大的 I/O 传输速率。

1.10、考虑以下代码:

```
for (i = 0; i < 20; i++)
    for (j = 0; j < 10; j++)
        a[i] = a[i]*j
```

a. 请举例说明代码中的空间局部性。

b. 请举例说明代码中的时间局部性。

答案: a. 读取第二条指令是紧跟着读取第一条指令的。

b. 在很短的间歇时间内, $a[i]$ 在循环内部被访问了十次。

1.11、请将附录 1A 中的式 (1.1) 和式 (1.2) 推广到 n 级存储器层次中。

答案：定义：

C_i = 存储器层次 i 上每一位的存储单元平均花销

S_i = 存储器层次 i 的规模大小

T_i = 存储器层次 i 上访问一个字所需时间

H_i = 一个字在不高于层次 i 的存储器上的概率

B_i = 把一个数据块从层次 i+1 的存储器上传输到层次 i 的存储器上所需时间

高速缓冲存储器作为是存储器层次1；主存为存储器层次2；针对所有的N层存储器层以此类推。有：

$$C_s = \frac{\sum_{i=1}^n C_i S_i}{\sum_{i=1}^n S_i}$$

T_s 的引用更复杂，我们从概率论入手：所期望的值 $x = \sum_{i=1}^n i \Pr[x = i]$ ，由此我们可以写出：

$$T_s = \sum_{i=1}^n T_i H_i$$

我们需要清楚如果一个字在M1（缓存）中，那么对它的读取非常快。如果这个字在M2而不在M1中，那么数据块需要从M2传输到M1中，然后才能读取。因此， $T_2 = B_1 + T_1$

进一步， $T_3 = B_2 + T_2 = B_1 + B_2 + T_1$

$$\text{以此类推： } T_i = \sum_{j=1}^{i-1} B_j + T_1$$

$$\text{所以， } T_s = \sum_{i=2}^n \sum_{j=1}^{i-1} (B_j H_i) + T_1 \sum_{i=1}^n H_i$$

$$\text{但是， } \sum_{i=1}^n H_i = 1$$

$$\text{最后， } T_s = \sum_{i=2}^n \sum_{j=1}^{i-1} (B_j H_i) + T_1$$

1.12、考虑一个存储器系统，它具有以下参数：

$$T_c = 100 \text{ ns} \quad C_c = 0.01 \text{ 分/位}$$

$$T_m = 1200 \text{ ns} \quad C_m = 0.001 \text{ 分/位}$$

a. 1MB 的主存储器价格为多少？

b. 使用高速缓冲存储器技术，1MB 的主存储器价格为多少？

c. 如果有效存取时间比高速缓冲存储器存取时间多 10%，命中率 H 为多少？

答案：a. 价格 = $C_m \times 8 \times 10^6 = 8 \times 10^3 \text{ 分} = \80

b. 价格 = $C_c \times 8 \times 10^6 = 8 \times 10^4 \text{ 分} = \800

c. 由等式 1.1 知： $1.1 \times T_1 = T_1 + (1-H)T_2$

$$(0.1)(100) = (1-H)(1200)$$

$$H = 1190/1200$$

1.13、一台计算机包括包括高速缓冲存储器、主存储器和一个用做虚拟存储器的磁盘。如果要存取的字在

高速缓冲存储器中，存取它需要 20ns；如果该字在主存储器中而不在高速缓冲存储器中，把它载入高速缓冲存储器需要 60ns（包括最初检查高速缓冲存储器的时间），然后再重新开始存取；如果该字不在主存储器中，从磁盘中取到内存需要 12ms，接着复制到高速缓冲存储器中还需要 60ns，再重新开始存取。高速缓冲存储器的命中率为 0.9，主存储器的命中率为 0.6，则该系统存取一个字的平均存取时间是多少（单位为 ns）？

答案：有三种情况需要考虑：

字所在的位置	概率	访问所需时间（ns）
在缓存中	0.9	20
不在缓存，在主存中	$(0.1)(0.6) = 0.06$	$60+20 = 80$
不在缓存也不在主存中	$(0.1)(0.4) = 0.04$	$12\text{ms}+60+20 = 12,000,080$

所以平均访问时间是： $\text{Avg} = (0.9)(20) + (0.06)(80) + (0.04)(12000080) = 480026 \text{ ns}$

1.14、假设处理器使用一个栈来管理过程调用和返回。请问可以取消程序计数器而用栈指针代替吗？

答案：如果栈只用于保存返回地址。或者如果栈也用于传递参数，这种方案只有当栈作为传递参数的控制单元而非机器指令时才成立。这两种情况下可以取消程序计数器而用栈指针代替。在后者情况中，处理器同时需要一个参数和指向栈顶部的程序计数器。

第 2 章 操作系统概述

2.1 假设我们有一台多道程序的计算机，每个作业有相同的特征。在一个计算周期 T 中，一个作业有一半时间花费在 I/O 上，另一半用于处理器的活动。每个作业一共运行 N 个周期。假设使用简单的循环法调度，并且 I/O 操作可以与处理器操作重叠。定义以下量：

- 时间周期=完成任务的实际时间
- 吞吐量=每个时间周期 T 内平均完成的作业数目
- 处理器使用率=处理器活跃（不是处于等待）的时间的百分比

当周期 T 分别按下列方式分布时，对 1 个、2 个和 4 个同时发生的作业，请计算这些量：

- 前一般用于 I/O，后一半用于处理器。
- 前四分之一和后四分之一用于 I/O，中间部分用于处理器。

答：（a）和（b）的答案相同。尽管处理器活动不能重叠，但 I/O 操作能。

一个作业	时间周期= NT	处理器利用率=50 %
两个作业	时间周期= NT	处理器利用率=100 %
四个作业	时间周期= $(2N-1)NT$	处理器利用率=100 %

2.2 I/O 限制的程序是指如果单独运行，则花费在等待 I/O 上的时间比使用处理器的时间要多的程序。处理器限制的程序则相反。假设短期调度算法偏爱那些在近期石油处理器时间较少的算法，请解释为什么这个算法偏爱 I/O 限制的程序，但是并不是永远不受理处理器限制程序所需的处理器时间？

受 I/O 限制的程序使用相对较少的处理器时间，因此更受算法的青睐。然而，受处理器限制的进程如果在足够长的时间内得不到处理器时间，同一算法将允许处理器去处理此进程，因为它最近没有使用过处理器。这样，一个处理器限制的进程不会永远得不到处理器。

2.3 请对优化分时系统的调度策略和用于优化多道程序批处理系统的调度策略进行比较。

分时系统关注的是轮转时间，时间限制策略更有效是因为它给所有进程一个较短的处理时间。批处理系统关心的是吞吐量，更少的上下文转换和更多的进程处理时间。因此，最小的上下文转换最高效。

2.4 系统调用的目的是什么？如何实现与操作系统相关的的系统调用以及与双重模式（内核模式和用户模式）操作相关的系统调用？

系统调用被应用程序用来调用一个由操作系统提供的函数。通常情况下，系统调用最终转换成在内核模式下的系统程序。

2.5 在 IBM 的主机操作系统 OS/390 中，内核中的一个重要模块是系统资源管理程序（System Resource Manager, SRM），他负责地址空间（进程）之间的资源分配。SRM 是的 OS/390 在操作系统中具有特殊性，

没有任何其他的主机操作系统，当然没有任何其他类型的操作系统可以比得上 SRM 所实现的功能。资源的概念包括处理器、实存和 I/O 通道，SRM 累计处理器、I/O 通道和各种重要数据结构的利用率，它的目标是基于性能监视和分析提供最优的性能，其安装设置了以后的各种性能目标作为 SRM 的指南，这会基于系统的利用率动态的修改安装和作业性能特点。SRM 依次提供报告，允许受过训练的操作员改进配置和参数设置，以改善用户服务。

现在关注 SRM 活动的一个实例。实存被划分为成千上万个大小相等的块，称为帧。每个帧可以保留一块称为页的虚存。SRM 每秒大约接受 20 次控制，并在互相之间以及每个页面之间进行检查。如果页未被引用或被改变，计数器增 1。一段时间后，SRM 求这些数据的平均值，以确定系统中一个页面未曾被触及的平均秒数。这样做的目的是什么？SRM 将采取什么动作？

操作系统可以查看这些数据已确定系统的负荷，通过减少加在系统上的活跃作业来保持较高的平均利用率。典型的平均时间应该是两分钟以上，这个平均时间看起来很长，其实并不长。

第 3 章 进程描述和控制

3.1. 给出操作系统进行进程管理时的五种主要活动，并简单描述为什么需要它们。

答：用户进程和系统进程创建及删除。系统中的进程可以为信息共享、运算加速、模块化和方便并发地执行。而并发执行需要进程的创建和删除机制。当进程创建或者运行时分配给它需要的资源。

当进程终止时，操作系统需要收回任何可以重新利用的资源。

进程的暂停和继续执行。在进程调度中，当进程在等待某些资源时，操作系统需要将它状态改变为等待或就绪状态。当所需要的资源可用时，操作系统需要将它状态变为运行态以使其继续执行。

提供进程的同步机制。合作的进程可能需要共享数据。对共享数据的并行访问可能会导致数据冲突。

操作系统必须提供进程的同步机制以使合作进程有序地执行，从而保证数据的一致性。

提供进程的通信机制。操作系统下执行的进程既可以是独立进程也可以是合作进程。合作进程之间必须具有一定的方式进行通信。

提供进程的死锁解决机制。在多道程序环境中，多个进程可能会竞争有限的资源。如果发生死锁，所有的等待进程都将永远不能由等待状态再变为运行态，资源将被浪费，工作永远不能完成。

3.2. 在[PINK89] 中为进程定义了以下状态：执行（运行）态、活跃（就绪）态、阻塞态和挂起态。当进程正在等待允许使用某一资源时，它处于阻塞态；当进程正在等待它已经获得的某种资源上的操作完成时，它处于挂起态。在许多操作系统中，这两种状态常常放在一起作为阻塞态，挂起态使用本章中给出的定义。请比较这两组定义的优点。

答：[PINK89]中引用了以下例子来阐述其中阻塞和挂起的定义：

假设一个进程已经执行了一段时间，它需要一个额外的磁带设备来写出一个临时文件。在它开始写磁带之前，进程必须得到使用某一设备的许可。当它做出请求时，磁带设备可能并不可用，这种情况下，该进程就处于阻塞态。假设操作系统在某一时刻将磁带设备分配给了该进程，这时进程就重新变为活跃态。当进程重新变为执行态时要对新获得的磁带设备进行写操作。这时进程变为挂起态，等待该磁带上当前所进行的写操作完成。

这种对等待某一设备的两种不同原因的区别，在操作系统组织其工作时是非常有用的。然而这并不能表明那些进程是换入的，那些进程是换出的。后一种区别是必需的，而且应该在进程状态中以某种形式表现出来。

3.3. 对于图 3.9（b）中给出的 7 状态进程模型，请仿照图 3.8（b）画出它的排队图。

答：图 9.3 给出了单个阻塞队列的结果。该图可以很容易的推广到多个阻塞队列的情形。

3.4. 考虑图 3.9（b）中的状态转换图。假设操作系统正在分派进程，有进程处于就绪态和就绪/挂起态，并且至少有一个处于就绪/挂起态的进程比处于就绪态的所有进程的优先级都高。有两种极端的策略：

（1）总是分派一个处于就绪态的进程，以减少交换；（2）总是把机会给具有最高优先级的进程，即使会导致在不需要交换时进行交换。请给出一种能均衡考虑优先级和性能的中间策略。

答：对于一个就绪/挂起态的进程，降低一定数量（如一或两个）优先级，从而保证只有当一个就绪/挂起态的进程比就绪态的进程的最高优先级还高出几个优先级时，它才会被选做下一个执行。

3.5. 表 3.13 给出了 VAX/VMS 操作系统的进程状态。

- a. 请给出这么多种等待状态的理由。
- b. 为什么以下状态没有驻留和换出方案：页错误等待、也冲突等待、公共事件等待、自由页等待和资源等待。
- c. 请画出状态转换图，并指出引发状态转换的原因。

答：

- a. 每一种等待状态都有一个单独的队列与其相关联。当影响某一等待进程的事件发生时，把等待进程分成不同的队列就减少了定位这一等待进程所需的工作量。例如，当一个页错误完成时，调度程序就可以在页错误等待队列中找到等待的进程。
- b. 在这些状态下，允许进程被换出只会使效率更低。例如，当发生页错误等待时，进程正在等待换入一个页从而使其可以执行，这是将进程换出是毫无意义的。
- c. 可以由下面的进程状态转换表得到状态转换图。

当前状态		下一状态			
	当前正在执行	可计算（驻留）	可计算（换出）	各种等待状态（驻留）	各种等待状态（换出）
当前正在执行		重调度		等待	
可计算（驻留）	调度		换出		
可计算（换出）		换入			
各种等待状态（驻留）		事件发生			换出
各种等待状态（换出）			事件发生		

3.6. VAM/VMS 操作系统采用了四种处理器访问模式，以促进系统资源在进程间的保护和共享。访问模式确定：

- 指令执行特权：处理器将执行什么指令。
- 内存访问特权：当前指令可能访问虚拟内存中的哪个单元。

四种模式如下：

- 内核模式：执行 VMS 操作系统的内核，包括内存管理、中断处理和 I/O 操作。
- 执行模式：执行许多操作系统服务调用，包括文件（磁盘和磁带）和记录管理例程。
- 管理模式：执行其他操作系统服务，如响应用户命令。
- 用户模式：执行用户程序和诸如编译器、编辑器、链接程序、调试器之类的实用程序。

在较少特权模式执行的进程通常需要调用在较多特权模式下执行的过程，例如，一个用户程序需要一个操作系统服务。这个调用通过使用一个改变模式（简称 CHM）指令来实现，该指令将引发一个中断，把控制转交给处于新的访问模式下的例程，并通过执行 REI (Return from Exception or Interrupt, 从异常或中断返回) 指令返回。

- a. 很多操作系统有两种模式，内核和用户，那么提供四种模式有什么优点和缺点？
- b. 你可以举出一种有四种以上模式的情况吗？

答：

- a. 四种模式的优点是对主存的访问控制更加灵活，能够为主存提供更好的保护。缺点是复杂和处理的开销过大。例如，程序在每一种执行模式下都要有一个独立的堆栈。
- b. 原则上，模式越多越灵活，但是四种以上的模式似乎很难实现。

3.7. 在前面习题中讨论的 VMS 方案常常称为环状保护结构，如图 3.18 所示。3.3 节所描述的简单的内核/

用户方案是一种两环结构，[SILB04]指出了这种方法的问题：环状（层次）结构的主要缺点是它不允许我们实施须知原理，特别地，如果一个对象必须在域 D_j 中可访问，但在域 D_i 中不可访问，则必须有 $j < i$ 。这意味着在 D_i 中可访问的每个段在 D_j 中都可以访问。

a. 请清楚地解释上面引文中提出的问题。

b. 请给出环状结构操作系统解决这个问题的一种方法。

答：

a. 当 $j < i$ 时，运行在 D_i 中的进程被禁止访问 D_j 中的对象。因此，如果 D_j 中包含的信息比 D_i 中的更具有特权或者要求的安全性更高，那么这种限制就是合理的。然而，通过以下方法却可以绕过这种安全策略。一个运行在 D_j 中的进程可以读取 D_j 中的数据，然后把数据复制到 D_i 中。随后， D_i 中的进程就可以访问这些信息了。

b. 有一种解决这一问题方法叫做可信系统，我们将在 16 章中进行讨论。

3.8. 图 3.7 (b) 表明一个进程每次只能在一个事件队列中。

a. 是否能够允许进程同时等待一个或多个事件？请举例说明。

b. 在这种情况下，如何修改图中的排队结构以支持这个新特点？

答：

a. 一个进程可能正在处理从另一个进程收到的数据并将结果保存到磁盘上。如果当前在另一个进程中正有数据在等待被取走，进程就可以继续获得数据并处理它。如果前一个写磁盘操作已经完成，并且有处理好的数据在等待写出，那么进程就可以继续写磁盘。这样就可能存在某一时刻，进程即在等待从输入进程获得数据，又在等待磁盘可用。

b. 有很多种方法解决这一问题。可以使用一种特殊的队列，或者将进程放入两个独立的队列中。不论采用哪种方法，操作系统都必须处理好细节工作，使进程相继地关注两个事件的发生。

3.9. 在很多早期计算机中，中断导致寄存器值被保存在与给定的中断信息相关联的固定单元。在什么情况下这是一种实用的技术？请解释为什么它通常是不方便的。

答：这种技术是基于被中断的进程 A 在中断响应之后继续执行的假设的。但是，在通常情况下，中断可能会导致另一个进程 B 抢占了进程 A。这是就必须将进程 A 的执行状态从与中断相关的位置复制到与 A 相关的进程描述中。然而机器却有可能仍将它们保存到前一位置。参考：[BRIN73]。

3.10. 3.4 节曾经讲述过，由于在内核模式下执行的进程是不能被抢占的，因此 UNIX 不适用于实时应用。请阐述原因。

答：由于存在进程不能被抢占的情况（如在内核模式下执行的进程），操作系统不可能对实时需求给予迅速的反应。

第 4 章 线程、对称多处理和微内核

4.1. 一个进程中的多个线程有以下两个优点：（1）在一个已有进程中创建一个新线程比创建一个新进程所需的工作量少；（2）在同一个进程中的线程间的通信比较简单。请问同一个进程中的两个线程间的模式切换与不同进程中的两个线程间的模式切换相比，所需的工作量是否要少？

答：是的，因为两个进程间的模式切换要储存更多的状态信息。

4.2. 在比较用户级线程和内核级线程时曾指出用户级线程的一个缺点，即当一个用户级线程执行系统调用时，不仅这个线程被阻塞，而且进程中的所有线程都被阻塞。请问这是为什么？

答：因为对于用户级线程来说，一个进程的线程结构对操作系统是不可见的，而操作系统的调度是以进程为单位的。

4.3. 在 OS/2 中，其他操作系统中通用的进程概念被分成了三个独立类型的实体：会话、进程和线程。一个会话是一组与用户接口（键盘、显示器、鼠标）相关联的一个或多个进程。会话代表了一个交互式的用户应用程序，如字处理程序或电子表格，这个概念使得 PC 用户可以打开一个以上的应用程序，在屏幕上显示一个或更多个窗口。操作系统必须知道哪个窗口，即哪个会话是活跃的，从而把键盘和鼠标的输入传递个相应的会话。在任何时刻，只有一个会话在前台模式，其他的会话都在后

台模式，键盘和鼠标的所有输入都发送给前台会话的一个进程。当一个会话在前台模式时，执行视频输出的进程直接把它发送到硬件视频缓冲区。当一个会话在后台时，如果该会话的任何一个进程的任何一个线程正在执行并产生屏幕输出，则这个输出被送到逻辑视频缓冲区；当这个会话返回前台时，屏幕被更新，为新的前台会话反映出逻辑视频缓冲区中的当前内容。

有一种方法可以把 OS/2 中与进程相关的概念的数目从 3 个减少到 2 个。删去会话，把用户接口（键盘、显示器、鼠标）和进程关联起来。这样，在某一时刻，只有一个进程处于前台模式。为了进一步地进行构造，进程可以被划分成线程。

a. 使用这种方法会丧失什么优点？

b. 如果继续使用这种修改方法，应该在哪里分配资源（存储器、文件等）：在进程级还是线程级？

答：

a. 会话的使用非常适合个人计算机和 workstation 对交互式图形接口的需求。它为明确图形输出和键盘/鼠标输入应该被关联到什么位置提供了一个统一的机制，减轻了操作系统的工作负担。

b. 应该和其他的进程/线程系统一样，在进程级分配地址空间和文件。

4.4. 考虑这样一个环境，用户级线程和内核级线程呈一对一的映射关系，并且允许进程中的一个或多个线程产生会引发阻塞的系统调用，而其他线程可以继续运行。解释为什么这个模型可以使多线程程序比在单处理器机器上的相应的单线程程序运行速度更快？

答：问题在于机器会花费相当多的时间等待 I/O 操作的完成。在一个多线程程序中，可能一个内核级线程会产生引发阻塞的系统调用，而其他内核级线程可以继续执行。而在单处理器机器上，进程则必须阻塞知道所有的系统调用都可以继续运行。参考：[LEWI96]

4.5. 如果一个进程退出时，该进程的某些线程仍在运行，请问他们会继续运行吗？

答：不会。当一个进程退出时，会带走它的所有东西——内核级线程，进程结构，存储空间——包括线程。参考：[LEWI96]

4.6. OS/390 主机操作系统围绕着地址空间和任务的概念构造。粗略说来，一个地址空间对应于一个应用程序，并且或多或少地对应于其他操作系统中的一个进程；在一个地址空间中，可以产生一组任务，并且它们可以并发执行，这大致对应于多线程的概念。管理任务结构有两个主要的数据结构。地址空间控制块（ASCB）含有 OS/390 所需要的关于一个地址空间的信息，而不论该地址空间是否在执行。ASCB 中的信息包括分派优先级、分配给该地址空间的实存和虚存、该地址空间中就绪的任务数以及是否每个都被换出。一个任务控制块（TCB）标识一个正在执行的用户程序，它含有在一个地址空间中管理该任务所需要的信息，包括处理器状态信息、指向该任务所涉及到的程序的指针和任务执行结构。ASCB 是在系统存储器中保存的全局结构，而 TCB 是保存在各自的地址空间中的局部结构。请问把控制信息划分成全局和局部两部分有什么好处？

答：关于一个地址空间的尽可能多的信息可以随地址空间被换出，从而节约了主存。

4.7. 一个多处理系统有 8 个处理器和 20 个附加磁带设备。现在有大量的作业提交给该系统，完成每个作业最多需要 4 个磁带设备。假设每个作业开始运行时只需要 3 个磁带设备，并且在很长时间内都只需要这 3 个设备，而只是在最后很短的一段时间内需要第 4 个设备以完成操作。同时还假设这类作业源源不断。

a. 假设操作系统中的调度器只有当 4 个磁带设备都可用时才开始一个作业。当作业开始时，4 个设备立即被分配给它，并且直到作业完成时才被释放。请问一次最多可以同时执行几个作业？采用这种策略，最多有几个磁带设备可能是空闲的？最少有几个？

b. 给出另外一种策略，要求其可以提高磁带设备的利用率，并且同时可以避免系统死锁。分析最多可以有几个作业同时执行，可能出现的空闲设备的范围是多少。

答：

a. 采用一个保守的策略，一次最多同时执行 $20/4=5$ 个作业。由于分配各一个任务的磁带设备最多同时只有一个空闲，所以在同一时刻最多有 5 个磁带设备可能是空闲的。在最好的情况下没有磁带设备空闲。

b. 为了更好的利用磁设备，每个作业在最初只分配三个磁带设备。第四个只有需要的时候才分配。

在这种策略中，最多可以有 $20/3=6$ 个作业同时执行。最少的空闲设备数量为 0，最多有 2 个。

参考：Advanced Computer Architecture, K. Hwang, 1993.

4.8. 在描述 Solaris 用户级线程状态时，曾表明一个用户级线程可能让位于具有相同优先级的另一个线程。请问，如果有一个可运行的、具有更高优先级的线程，让位函数是否还会导致让位于具有相同优先级或更高优先级的线程？

答：任何一个可能改变线程优先级或者使更高优先级的线程可运行的调用都会引起调度，它会依次抢占低优先级的活跃线程。所以，永远都不会存在一个可运行的、具有更高优先级的线程。参考：[LEVI96]

第 5 章 并发性：互斥和同步

5.1

答：b. 协同程序 read 读卡片，将字符赋给一个只有一个字大小的缓冲区 rs 然后在赋给 squash 协同程。协同程序 Read 在每副卡片图像的后面插入一个额外的空白。协同程序 squash 不需要知道任何关于输入的八十个字符的结构，它简单的查找成对出现的星号，然后将更改够的字符串经由只有一个字符大小的缓冲 sp，传递给协同程序 print。最后协同程序 print 简单的接受到来的字符串，并将他们打印在包含 125 个字符的行中。

5.2. 考虑一个并发程序，它有两个进程 p 和 q，定义如下。A.B.C.D 和 E 是任意的原子语句。假设住程序执行两个进程的 parbegin

```
Void p()                                void q()
{   A;                                  {   D;
    B;                                  E;
    C;                                  }
}
```

答：ABCDE;ABDCE;ABDEC;ADBCE;ADBEC;ADEBC;DEABC;DAEBC;DABEC;DABCE;

5.3 考虑下面的程序

```
const int n=50;
int tally;
void total()
{   int count;
    for(count=1;count <=n;count++)
        {tally++;
        }
}
void main()
{
    tally=0;
    parbegin(total(),total());
    write(tally);
}
```

答：a. 随意一看, tally 值的范围好像是落在[50,100]这个区间里, 因为当没有互斥时可以从 0 直接增加到 50. 这一基本论点是当并发的运行这两进程时, 我们不可能得到一个比连续执行单一某进程所得 tally 值还低的一个最终 tally 值. 但是考虑下面由这两进程按交替顺序执行载入, 增加, 存储的情况, 同时变更这个共享变量的取值:

1. 进程 A 载入 tally 值, tally 值加到 1, 在此时失去处理器(它已经增加寄存器的值到 1, 但是还没有存储这个值).

2.进程 B 载入 tally 值(仍然是 0),然后运行完成 49 次增加操作,在它已经将 49 这个值存储给共享变量 tally 后,失去处理器控制权.

3.进程 A 重新获得处理器控制权去完成它的第一次存储操作(用 1 去代替先前的 49 这个 tally 值),此时被迫立即放弃处理器.

4.进程 B 重新开始,将 1(当前的 tally 值)载入到它自己的寄存器中,但此时被迫放弃处理器(注意这是 B 的最后一次载入).

5.进程 A 被重新安排开始,但这次没有被中断,直到运行完成它剩余的 49 次载入,增加和存储操作,结果是此时 tally 值已经是 50.

6.进程 B 在它终止前完成仅有的最后一次增加和存储操作.它的寄存器值增至 2,同时存储这个值做为这个共享变量的最终结果.

一些认为会出现低于 2 这个值的结果,这种情况不会出现.这样 tally 值的正确范围是[2,100].

b.对一般有 N 个进程的情况下,tally 值的最终范围是[2,N*50],因为对其他所有进程来说,从最初开始运行到在第五步完成,但最后都被进程 B 破坏掉它们的最终结果.

5.4.忙等待是否总是比阻塞等待效率低(根据处理器的使用时间)?请解释。

答:就一般情况来说是对的,因为忙等待消耗无用的指令周期.然而,有一种特殊情况,当进程执行到程序的某一点处,在此处要等待直到条件满足,而正好条件已满足,此时忙等待会立即有结果,然而阻塞等待会消耗操作系统资源在换出与换入进程上.

5.5 考虑下面的程序

```
boolean blocked[2];
int turn;
void P(int id)
{
    While (true)
    {
        While(turn!=id);
        {
            While(blocked[1-!id]
                /*do nothing*/;
            Turn =id;
        }
    }
}
Void main ()
{
    Blocked[0]=false;
    Blocked[1]=false;
    Turn=0;
    Parbegin(P(0),P(1));
}
```

这是【HYMA66】中提出的解决互斥问题的一种方法。请举出证明该方法不正确的一个反例。

答:考虑这种情况:此时 turn=0,进程 P(1)使布尔变量 blocked[1]的值为 true,在这时发现布尔变量 blocked[0]的值为 false,然后 P(0)会将 true 值赋予 blocked[0]

,此时 turn=0,P(0)进入临界区,P(1)在将 1 赋值给 turn 后,也进入了临界区.

5.6 解决互斥的另一种软件方法是 lamport 的面包店(bakery)算法,之所以起这个名字,是因为它的思想来自于面包店或其他商店中,每个顾客在到达时都得到一个有编号的票,并按票号依次得到服务,算法如下:

```
Boolean choosing[n];
```

```

Int number[n];
While (true)
{
    Choosing[i]=true;
    Number[i]=1+getmax(number[],n);
    Choosing[i]=false;
    For(int j=0;j<n;j++)
    {
        While (choosing[j])
        {}
        While ((number[j]!=0)&&(number[j],j)<(number[i],i))
        {}
    }
    /*critical section*/
    Number[i]=0;
    /*remainder*/;
}

```

数组 choosing 和 number 分别被初始化成 false 和 0, 每个数组的第 i 个元素可以由进程 i 读或写, 但其他进程只能读。符号 $(a, b) < (c, d)$ 被定义成

(a, c) 或 $(a=c \text{ 且 } b < d)$

- A. 用文字描述这个算法。
- B. 说明这个算法避免了死锁。
- C. 说明它实施了互斥。

答: a. 当一个进程希望进入临界区时, 它被分配一个票号. 分配的票号是通过在目前那些等待进入临界区的进程所持票号和已经在临界区的进程所持票号比较, 所得最大票号再加 1 得到的. 有最小票号的进程有最高的优先级进入临界区. 当有多个进程拥有同样的票号时, 拥有最小数字号进入临界区. 当一个进程退出临界区时, 重新设置它的票号为 0.

b. 如果每个进程被分配唯一的一个进程号, 那么总会有一个唯一的, 严格的进程顺序. 因此, 死锁可以避免.

c. 为了说明互斥, 我们首先需要证明下面的定理: 如果 P_i 在它的临界区, P_k 已经计算出来它的 $number[k]$, 并试图进入临界区, 此时就有下面的关系式: $(number[i], i) < (number[k], k)$. 为证明定理, 定义下面一些时间量:

Tw1: P_i 最后一次读 choosing[k], 当 $j=k$, 在它的第一次等待时, 因此我们在 Tw1 处有 choosing[k] = false.

Tw2: P_i 开始它的最后执行, 当 $j=k$, 在它的第二次 while 循环时, 因此我们有 $Tw1 < Tw2$.

Tk1: P_k 在开始 repeat 循环时; Tk2: P_k 完成 number[k] 的计算;

Tk3: P_k 设置 choosing[k] 为 false 时. 我们有 $Tk1 < Tk2 < Tk3$.

因为在 Tw1 处, choosing[k]=false, 我们要么有 $Tw1 < Tk1$, 要么有 $Tk3 < Tw1$. 在第一种情况中, 我们有 $number[i] < number[k]$, 因为 P_i 在 P_k 之前被分配号码; 这个满足定理条件. 在第二种情况中, 我们有 $Tk2 < Tk3 < Tw1 < Tw2$, 因此有 $Tk2 < Tw2$. 这意味着在 Tw2 时, P_i 已经读了当前 number[k] 的值. 而且, 因为 Tw2 是当 $j=k$ 第二次 while 循环执行发生的时刻, 我们有 $(number[i], i) < (number[k], k)$, 这样完成了定理的证明. 现在就很容易说明实施了互斥. 假定 P_i 在临界区, P_k 正试图进入临界区. P_k 将不能进入临界区, 因为它会发现 number[i] 不等于 0, 并且 $(number[i], i) < (number[k], k)$.

5.7 当按图 5.2 的形式使用一个专门机器指令提供互斥时, 对进程在允许访问临界区之前必须等待多久没有控制. 设计一个使用 testset 指令的算法, 且保证任何一个等待进入临界区的进程在 $n-1$ 个 turn 内进入, n 是要求访问临界区的进程数, turn 是指一个进程离开临界区而另一个进程获准访问这个一个事件。

答：以下的程序由[SILB98]提供：

```
var j: 0..n-1;
key: boolean;
repeat
waiting[i] := true;
key := true;
while waiting[i] and key do key := testset(lock);
waiting[i] := false;
< critical section >
j := i + 1 mod n;
while (j ≠ i) and (not waiting[j]) do j := j + 1 mod n;
if j = i then lock := false
else waiting := false;
< remainder section >
Until
```

这个算法用最普通的数据结构：var waiting: array [0..n - 1] of boolean

Lock: boolean

这些数据结构被初始化成假的，当一个进程离开它的临界区，它就搜索 **waiting** 的循环队列

5.8 考虑下面关于信号量的定义：

```
Void semWait(s)
{
    If (s.count>0)
    {
        s.count--;
    }
    Else
    {
        Place this process in s.queue;
        Block;
    }
}
Void semSignal(s)
{
    If (there is at liast one process blocked on semaphore)
    {
        Remove a process P from s.queue;
        Place process P on ready list;
    }
    Else
        s.count++;
}
```

比较这个定义和图 5.3 中的定义，注意有这样的一个区别：在前面的定义中，信号量永远不会取负值。当在程序中分别使用这两种定义时，其效果有什么不同？也就是说，是否可以在不改变程序意义的前提下，用一个定义代替另一个？

答：这两个定义是等价的，在图 5.3 的定义中，当信号量的值为负值时，它的值代表了有多少个进程在等待；在此题中的定义中，虽然你没有关于这方面的信息，但是这两个版本的函数是一样的。

5.9 可以用二元信号量实现一般信号量。我们使用 `semWaitB` 操作和 `semSignalB` 操作以及两个二元信号量 `delay` 和 `mutex`。考虑下面的代码

```
Void semWait(semaphor s)
{
    semWaitB(mutex);
    s--;
    if (s<0)
    {
        semSignalB(mutex);
        semWaitB(delay);
    }
    Else
        Semsignalb(mutex)
}
Void semSignal(semaphore s);
{
    semWaitB(mutex);
    s++;
    if(s<=0)
        semSignalB(delay);
        semSignalB(mutex);
}
```

最初，`S` 被设置成期待的信号量值，每个 `semwait` 操作将信号量减 1，每个 `semsignal` 操作将信号量加 1。二元信号量 `mutex` 被初始化成 1，确保在更新在更新 `s` 时保证互斥，二元信号量 `delay` 被初始化成 0，用于挂起进程，

上面的程序有一个缺点，证明这个缺点，并提出解决方案。提示：假设两个进程，每个都在 `s` 初始化为 0 时调用 `semwait (s)`，当第一个刚刚执行了 `semsignalb (mutex)` 但还没有执行 `semwaitb (delay)`，第二个调用 `semwait (s)` 并到达同一点。现在需要做的就是移动程序的一行。

答：假设两个进程，每个都在 `s` 被初始化成 0 时调用 `semWait (s)`，当第一个刚执行了 `semSignalB (mutex)` 但还没有执行 `semWaitB (delay)` 时，第二个调用 `semWait (s)` 并到达同一点。因为 `s=-2` `mutex` 没有锁定，假如有另外两个进程同时成功的调用 `semSignal (s)`，他们接着就会调用 `semsignalb (delay)`，但是第二个 `semsignalb` 没有被定义。

解决方法就是移动 `semWait` 程序中 `end` 前的 `else` 一行到 `semSignal` 程序中最后一行之前。因此 `semWait` 中的最后一个 `semSignalB(mutex)` 变成无条件的，`semSignal` 中的 `semSignalb(mutex)` 变成了有条件的。

5.10 1978 年，`dijkstra` 提出了一个推测，即使用有限数目的弱信号量，没有一种解决互斥的方案，使用于数目未知但有限的进程且可以避免饥饿。1979 年，`j.m.morris` 提出了一个使用三个弱信号量的算法，反驳了这个推测。算法的行为可描述如下，如果一个或多个进程正在 `semwait (s)` 操作上等待，另一个进程正在执行 `semsignal (s)`，则信号量 `s` 的值未被修改，一个等待进程被解除阻塞，并且这并不取决于 `semwait (s)`。除了这三个信号量外，算法使用两个非负整数变量，作为在算法特定区域的进程的计数器。因此，信号量 `A` 和 `B` 被初始化为 1，而信号量 `M` 和计数器 `NA`，`NM` 被初始化成 0。一个试图进入临界区的进程必须通过两个分别由信号量 `A` 和 `M` 表示路障，计数器 `NA` 和 `NM` 分别含有准备通过路障 `A` 以及通过路障 `A` 但还没有通过路障 `M` 的进程数。在协议的第二部分，在 `M` 上阻塞的 `NM` 个进程将使用类似于第一部分的串联技术，依次进入他们的临界区，定义一个算法实现上面的描述。

答：这个程序由[RAYN86]提供：

```
var a, b, m: semaphore;
```

```

na, nm: 0 ... +∞;
a := 1; b := 1; m := 0; na := 0; nm := 0;
semWait(b); na ← na + 1; semSignal(b);
semWait(a); nm ← nm + 1;
semwait(b); na ← na - 1;
if na = 0 then semSignal(b); semSignal(m)
else semSignal(b); semSignal(a)
endif;
semWait(m); nm ← nm - 1;
<critical section>;
if nm = 0 then semSignal(a)
else semSignal(m)
endif;

```

5.11 下面的问题曾被用于一个测试中：

侏罗纪公园有一个恐龙博物馆和一个公园，有 m 个旅客和 n 辆车，每辆车只能容纳一名旅客。旅客在博物馆逛了一会儿，然后派对乘坐旅客车。当一辆车可用时，它载入一名旅客，然后绕公园行驶任意长的时间。如果 n 辆车都已被旅客乘坐游玩，则想坐车的旅客需要等待；如果一辆车已经就绪，但没有旅客等待，那么这辆车等待。使用信号量同步 m 个旅客进程和 n 个进程。下面的代码框架是在教室的地板上发现的。忽略语法错误和丢掉的变量声明，请判定它是否正确。注意， p 和 v 分别对应于 `semwait` 和 `semsignal`。

```

Resource Jurassic_Park()
Sem car_avail:=0,car_taken:=0,car_fillde:=0,passenger_released:=0
Process passenger(i:=1 to num_passengers)
    Do true->nap(int(random(1000*wander_time)))
    P(car avail);V(car_taken);P(car_filled)
    P(passenger_released)
    Od
End passenger
Process car(j:=1 to num_cars)
    Do true->V(car_avail);P(car_taken);V(car_filled)
    Nap(int(random(1000*ride_time)))
    V(passenger_released)
    Od
End car
End Jurassic_Park

```

答：这段代码有一个重要问题.在 `process car` 中的代码 `V(passenger_released)`能够解除下面一种旅客的阻塞,被阻塞在 `P(passenger_released)`的这种旅客不是坐在执行 `V()`的车里的旅客.

5.12 在图 5.9 和 5.3 的注释中，有一句话是“仅把消费者临界区（由 s 控制）中的控制语句移出还是不能解决问题，因为这将导致死锁”，请用类似于表 5.3 的表说明。

答：

	Producer	Consumer	s	n	delay
1			1	0	0
2	SemWaitB(S)		0	0	0
3	n++		0	1	0
4	If(n==1) (semSignalB(delay))		0	1	1
5	semSignalB(s)		1	1	1

6		semWaitB(delay)	1	1	0
7		semWaitB(s)	0	1	0
8		n--		0	0
9	semWaitB(s)	If(n==0) (semWaitB(delay))			
10					

生产者和消费者都被阻塞。

5.13 考虑图 5.10 中定义的无限缓冲区生产者/消费者问题的解决方案。假设生产者和消费者都以大致相同的速度运行，运行情况如下：

生产者：append;semSignal;produce; • • • append;semSignal

消费者：consume;take;semWait;consume;take;semWait;

生产者通常管理给换成区一个元素，并在消费者消费了前面的元素后发信号。生产者通常添加到一个空缓冲去中，而消费者通常取走缓冲区中的唯一元素。尽管消费者从不在信号量上阻塞，但必须进行大量的信号量调用，从而产生相当多的开销。

构造一个新程序使得能在这种情况下更加有效。

提示：允许 n 的值为-1，这表示不仅缓冲区为空，而且消费者也检测到这个事实并将被阻塞，直到生产者产生新数据。这个方案不需要使用图 5.10 中的局部变量 m。

答：

这个程序来自于[BEN82]

```

program producerconsumer;
var n: integer;
s: (*binary*) semaphore (:= 1);
delay: (*binary*) semaphore (:= 0);
procedure producer;
begin
repeat
produce;
semWaitB(s);
append;
n := n + 1;
if n=0 then semSignalB(delay);
semSignalB(s)
forever
end;
procedure consumer;
begin
repeat
semWaitB(s);
take;
n := n - 1;
if n = -1 then
begin
semSignalB(s);
semWaitB(delay);
semWaitB(s)
end;
end;

```

```

consume;
semSignalB(s)
forever
end;
begin (*main program*)
n := 0;
parbegin
producer; consumer
parend
end.

```

5.14 考虑图 5.13.如果发生下面的交换，程序的意义是否会发生改变？

- a.semWait(e);semWait(s)
- b.semSignal(s);semSignal(n)
- c.semWait(n);semWait(s)
- d.semSignal(s);semSignal(e)

答：只要交换顺序都会导致程序错误。信号量 **s** 控制进入临界区，你只想让临界区区域包括附加或采取功能。

5.15 在讨论有限缓冲区（见图 5.12）生产者/消费者问题时，注意我们的定义允许缓冲区中最多有 **n-1** 个入口？

- a.这是为什么？
- b.请修改程序，以不久这种低调？

答：如果缓冲区可以容纳 **n** 个入口，问题在于如何从一个满的缓冲区中区分出一个空的缓冲区，考虑一个有六个位置的缓冲区，且仅有一个入口，如下：

			A		
Out			in		

然后，当一个元素被移出，**out=in**。现在假设缓冲区仅有一个位置为空：

D	E		A	B	C
In			out		

这样，**out=in+1**。但是，当一个元素被添加，**in** 被加 1 后，**out=in**，当缓冲区为空时同理。

b. 你可以使用一个可以随意增加和减少的辅助的变量，**count**。

5.16 这个习题说明了使用信号量协调三类进程。圣诞老人在他北极的商店中睡眠，他只能被一下两种情况之一唤醒：（1）所有九头驯鹿都从南太平洋的假期回来了，或者（2）某些小孩在制作玩具时遇到了困难。为了让圣诞老人多睡会，这些孩子只有在是那个人都遇到困难时才唤醒他。当三个孩子的问题得到解决时，其他想访问圣诞老人的孩子必须等到那些孩子返回。如果圣诞老人醒来后发现在三个孩子在他的店门口等待，并且最后一头驯鹿已经从热带回来。则圣诞老人决定让孩子门等到圣诞节之后，因为准备最后一天哦 **iuxunlu** 必须与其他 **unlu** 在暖棚中等待并且还没有套上缰绳做成雪橇前回来。请用信号量解决这个问题。

答：santa:圣诞老人 reindeer:驯鹿 elf:小孩子 sleigh:雪橇 toys:玩具


```

#define REINDEER 9 /* max # of reindeer */
/*
#define ELVES 3 /* size of elf group */
/* Semaphores */
only_elves = 3, /* 3 go to Santa */
emutex = 1, /* update elf_cnt */
rmutex = 1, /* update rein_ct */
rein_semWait = 0, /* block early arrivals
back from islands */
sleigh = 0, /* all reindeer semWait
around the sleigh */
done = 0, /* toys all delivered */
santa_semSignal = 0, /* 1st 2 elves semWait
on
this outside Santa's shop
*/
santa = 0, /* Santa sleeps on this
blocked semaphore
*/
problem = 0, /* semWait to pose
the
question to Santa */
elf_done = 0; /* receive reply */
/* Shared Integers */
rein_ct = 0; /* # of reindeer back
*/
elf_ct = 0; /* # of elves with problem
*/
/* Reindeer Process */
for (;;) {
tan on the beaches in the Pacific until
Christmas is close
semWait (rmutex)
rein_ct++
if (rein_ct == REINDEER) {
semSignal (rmutex)
semSignal (santa)
}
else {
semSignal (rmutex)
semWait (rein_semWait)
}
/* all reindeer semWaiting to be attached to
sleigh */
semWait (sleigh)
fly off to deliver toys
semWait (done)
head back to the Pacific islands
} /* end "forever" loop */

/* Elf Process */
for (;;) {
semWait (only_elves) /* only 3 elves
"in" */
semWait (emutex)
elf_ct++
if (elf_ct == ELVES) {
semSignal (emutex)
semSignal (santa) /* 3rd elf wakes
Santa */
}
else {
semSignal (emutex)
semWait (santa_semSignal) /*
semWait outside
Santa's shop door */
}
semWait (problem)
ask question /* Santa woke elf up */
semWait (elf_done)
semSignal (only_elves)
} /* end "forever" loop */
/* Santa Process */
for (;;) {
semWait (santa) /* Santa "rests" */
/* mutual exclusion is not needed on rein_ct
because if it is not equal to REINDEER,
then elves woke up Santa */
if (rein_ct == REINDEER) {
semWait (rmutex)
rein_ct = 0 /* reset while blocked */
semSignal (rmutex)
for (i = 0; i < REINDEER - 1; i++)
semSignal (rein_semWait)
for (i = 0; i < REINDEER; i++)
semSignal (sleigh)
deliver all the toys and return
for (i = 0; i < REINDEER; i++)
semSignal (done)
}
else { /* 3 elves have arrive */
for (i = 0; i < ELVES - 1; i++)
semSignal (santa_semSignal)
semWait (emutex)
elf_ct = 0
semSignal (emutex)
for (i = 0; i < ELVES; i++) {
semSignal (problem)
answer that question
semSignal (elf_done)
}
}
} /* end "forever" loop */

```

5.17 通过一下步骤说明消息传递和信号量具有同等的功能：

a.用信号量实现消息传递。提示：利用一个共享缓冲区保存信箱，每个信箱由一个消息槽数组成的。

b.用消息传递实现信号量。提示：引入一个独立的同步进程。

答：b.这个方法来自于[TANE97].同步进程维护了一个计数器和一个等待进程的清单。进程调用相关用于向同步进程发送消息的生产者，wait 或 signal，来实现 WAITHUO SIGNAL.然后生产者执行 RECEIVE 来接受来自于同步进程的回复。

当消息到达时，同步进程检查计数器看需要的操作是否已经足够，SIGNALs 总是可以完成，但是假如信号值为 0 时，WAITs 将会被阻塞。假如操作被允许，同步进程就发回一个空消息，因此解除调用者的阻塞。假如操作是 WAIT 并且信号量的值为 0 时，同步进程进入调用队列，并且不发送回复。结果是执行 WAIT 的进程被阻塞。当 SIGNAL 被执行，同步进程选择一个进程在信号量上阻塞，要不就以先进先出顺序，要不以其他顺序，并且发送一个回复。跑步条件被允许因为同步进程一次只需要一个。

第 6 章 并发性：死锁和饥饿

6.1 写出图 6.1 (a) 中死锁的四个条件。

解：互斥：同一时刻只有一辆车可以占有一个十字路口象限。占有且等待：没有车可以倒退；在十字路口的每辆车都要等待直到它前面的象限是空的。非抢占：没有汽车被允许挤开其他车辆。循环等待：每辆汽车都在等待一个此时已经被其他车占领的十字路口象限。

6.2 按照 6.1 节中对图 6.2 中路径的描述，给出对图 6.3 中 6 种路径的简单描述。

解：1. Q 获得 B 和 A，然后释放 B 和 A。当 P 重新开始执行的时候，它将会能够获得两个资源。

2. Q 获得 B 和 A，P 执行而且阻塞在对 A 的请求上。Q 释放 B 和 A。当 P 重新开始执行的时候，它将会能够获得两个资源。

3. Q 获得 B，然后 P 获得和释放 A。Q 获得 A 然后释放 B 和 A。当 P 重新开始行的时候，它将会能够获得 B。

4. P 获得 A 然后 Q 获得 B。P 释放 A。Q 获得 A 然后释放 B。P 获得 B 然后释放 B。

5. P 获得，然后释放 A。P 获得 B。Q 执行而且阻塞在对 B 的请求上。P 释放 B。当 Q 重新开始执行的时候，它将会能够获得两个资源。

6. P 获得 A 而且释放 A 然后获得并且释放 B。当 Q 重新开始实行，它将会能够获得两个资源。

6.3 图 6.3 反映的情况不会发生死锁，请证明。

证明：如果 Q 获得 B 和 A（在 P 之前请求 A），那么 Q 能使用这两类资源然后释放他们，允许 A 进行。如果 P 在 Q 之前请求 A 获得 A，然后 Q 最多能执行到请求 A 然后被阻塞。然而，一旦 P 释放 A，Q 能进行。一旦 Q 释放 B，A 能进行。

r1	r2	r3	r4	r1	r2	r3	r4	r1	r2	r3	r4
0	0	1	2	0	0	1	2				
2	0	0	0	2	7	5	0				
0	0	3	4	6	6	5	6				
2	3	5	4	4	3	5	6				
0	3	3	2	0	6	5	2				

6.4 考虑下面的一个系统，当前不存在未满足的请求。

2	1	0	0
---	---	---	---

可用

r1 r2 r3 r4

当前分配

最大需求

仍然需求

a 计算每个进程仍然可能需要的资源，并填入标为“仍然需要”的列中。

b 系统当前是处于安全状态还是不安全状态，为什么。

c 系统当前是否死锁？为什么？

d 哪个进程（如果存在）是死锁的或可能变成死锁的？

e 如果 P 3 的请求 (0, 1, 0, 0) 到达，是否可以立即安全地同意该请求？在什么状态（死锁，安全，不安全）下可以立即同意系统剩下的全部请求？如果立即同意全部请求，哪个进程（如果有）是死锁的或可

能变成死锁的？

解： a. 0 0 0 0

0 7 5 0

6 6 2 2

2 0 0 2

0 3 2 0

b. 系统当前处于安全状态，因为至少有一个进程执行序列，不会导致死锁，运行顺序是p1, p4, p5, p2, p3.

c. 系统当前并没有死锁，因为 P1 进程当前分配与最大需求正好相等，P1 进程可以运行直至结束，接下来运行其他进程

d. P2, P3, P4, P5 可能死锁

e. 不可以，当进程 P1, P4, P5 执行完可用资源为 (4, 6, 9, 8)，P2, P3 将死锁，所以不安全，完全不可以立即同意系统剩下的全部请求。

6.5 请把 6.4 中的死锁检测算法应用于下面的数据，并给出结果。

Available=(2 1 0 0)

$$\text{Request} = \begin{bmatrix} 2 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 \\ 2 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad \text{Allocation} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 2 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 2 & 0 \end{bmatrix}$$

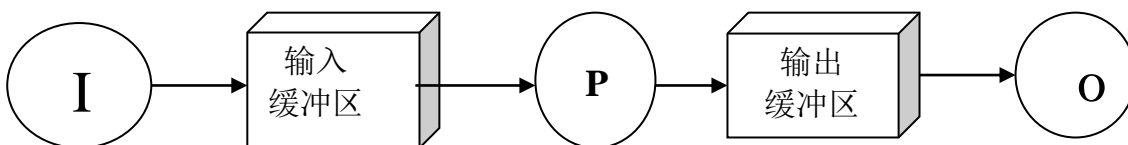
解： 1. W = (2 1 0 0)

2. Mark P3; W = (2 1 0 0) + (0 1 2 0) = (2 2 2 0)

3. Mark P2; W = (2 2 2 0) + (2 0 0 1) = (4 2 2 1)

4. Mark P1; no deadlock detected 没有死锁

6.6 一个假脱机系统包含一个输入进程 I，用户进程 P 和一个输出进程 O，它们之间用两个缓冲区连接。进程以相等大小的块为单位交换数据，这些块利用输入缓冲区和输出缓冲区之间的移动边界缓存在磁盘上，并取决于进程的速度。所使用的通信原语确保满足下面的资源约束： $i+o \leq \max$ 其中，max 表示磁盘中的最大块数，i 表示磁盘中的输入块数目，o 表示磁盘中的输出块数目。



以下是关于进程的知识：

1. 只要环境提供数据，进程 I 最终把它输入到磁盘上（只要磁盘空间可用）。
2. 只要磁盘可以得到输入，进程 P 最终消耗掉它，并在磁盘上为每个输入块输出有限量的数据（只要磁盘空间可用）。
3. 只要磁盘可以得到输出，进程 O 最终消耗掉它。说明这个系统可能死锁。

解：当I的速度远大于P的速度，有可能使磁盘上都是输入数据而此时P进程要处理输入数据，即要将处理数据放入输出数据区。于是P进程等待磁盘空间输出，I进程等待磁盘空间输入，二者死锁。

6.7 给出在习题 6.6 中预防死锁的附加资源约束，仍然通话输入和输出缓冲区之间的边界可以根据进程的要求变化。

解：为输出缓冲区保留一个最小数目(称为 $reso$)块，但是当磁盘空间足够大时允许输出块的数目超过这一个界限。资源限制现在变成

$$I + O \leq \max$$

$$I \leq \max - reso$$

当 $0 < reso < \max$

如果程序 P 正在等候递送输出给磁盘，程序 O 最后处理所有的早先输出而且产生至少 $reso$ 页，然后让 P 继续执行。因此 P 不会因为 O 而延迟。

如果磁盘充满I/O，I 能被延迟；但是迟早，所有的早先的输入可以被 P 处理完，而且对应的输出将会被 O 处理，因而可以让 I 继续执行。

6.8 在 T H E 多道程序设计系统中，一个磁鼓（磁盘的先驱，用做辅存）被划分为输入缓冲区，处理和输出缓冲区，它们的边界可以移动，这取决于所涉及的进程速度。磁鼓的当前状态可以用以下参数描述：

\max 表示磁鼓中的最大页数， i 示磁鼓中的输入页数， p 示磁鼓中的处理页数， o 示磁鼓中的输出页数， $reso$ 出保留的最小页数， $resp$ 理保留的最小页数。

解：

$$I + O + P \leq \max$$

$$I + O \leq \max - resp$$

$$I + P \leq \max - reso$$

$$I \leq \max - (reso + resp)$$

6.9 在 T H E 多道程序设计系统中，一页可以进行下列状态转换：

1. 空→输入缓冲区（输入生产）
2. 输入缓冲区→处理区域（输入消耗）
3. 处理区域→输出缓冲区（输出生产）
4. 输出缓冲区→空（输出生产）
5. 空→处理区域（输出消耗）
6. 处理区域→空（过程调用）

a根据 I，O 和 P 的量定义这些转换的结果。

b如果维持习题 6.6 中关于输入进程，用户进程和输出进程的假设，它们中的任何一个转换是否会导致死锁。

解： 1. $i \leftarrow i + 1$

2. $i \leftarrow i - 1$; $p \leftarrow p + 1$

3. $p \leftarrow p - 1$; $o \leftarrow o + 1$

4. $o \leftarrow o - 1$

5. $p \leftarrow p + 1$

6. $p \leftarrow p - 1$

b. 结合在对问题 6.7 的解决办法被列出的资源限制，我们能总结下列各项：

6. 过程返回能立刻发生因为他们只释放

资源。

5. 程序调用可能用尽磁盘片 ($p = \max - \text{reso}$) 导致死锁。

4. 当有输出时输出消耗能立刻发生。

3. 输出生产能暂时被延迟直到所有的早先输出被消耗而且为下一步的输出至少可以产生 reso 页。

2. 只要有输入, 输入消耗能立刻发生。

1. 输入生产被延迟直到所有先前输入和对应的输出已经被消耗。此时, 当 $i = 0$, 如果消费进程还没有占用完磁盘空间 ($p < \max - \text{reso}$), 可以产生输入。

结论: 分配给消费进程的不受控制的存储空间是唯一可能引发死锁的因素。

6.10 考虑一个共有 150 个存储器单元的系统, 其单元如下分配三个进程:

进程	最大	占用
1	70	45
2	60	40
3	60	15

使用银行家算法, 以确定同意下面的任何一个请求是否安全。如果安全, 说明能保证的终止序列; 如果不安全, 给出结果分配简表。

a. 第 4 个进程到达, 最多需要 60 个存储单元, 最初需要 25 个单元。

b. 第 4 个进程到达, 最多需要 60 个存储单元, 最初需要 35 个单元。

解: a. 若同意第 4 个进程请求, 则存储器单元共用去 $25 + 15 + 40 + 45 = 125$ 个单元, 还有 25 个存储单元, 则可以安全执行全部进程。安全顺序是 1-2-3-4

b. 若同意第 4 个进程请求, 则还有 15 个资源可以用, 此时处于不安全状态, 结果分配见表

进程	最大	占有	需要	空闲
1	70	45	25	15
2	60	40	20	
3	60	15	45	
4	60	35	25	

6.11 评价独家算法在实际应用中是否有用。

解: 不切实际的: 不能总是预先知道最大要求, 进程数目和资源数目可能随着时间改变。大多数的操作系统忽视死锁。

6.12 有一个已经实现了的管道算法, 使得进程 P_0 产生的 T 类型的数据元素经进程序列 $P_1 P_2 \dots P_{n-1}$, 并且按该顺序在元素上操作。

a. 定义一个一般的消息缓冲区, 包含所有部分消耗的数据元素, 并按下面的格式为进程 P_i ($0 \leq i \leq n-1$) 写一个算法。

Repeat

从前驱接收

消耗

给后续发送

Forever

假设 P_0 收到 P_{n-1} 发送的空元素。该算法能够使进程直接在缓冲区中保存的消息上操作, 而无需复制。

b. 说明关于普通的缓冲区进程不会死锁。

解: **ar** buffer: **array** 0..max-1 of **shared** T;

available: **shared array** 0..n-1 of 0..max;

"Initialization"

var K: 1..n-1;

region available **do**

begin

```

    available(0) := max;
    for every k do available (k) := 0;
end
"Process i"
var j: 0..max-1; succ: 0..n-1;
begin
    j := 0; succ := (i+1) mod n;
    repeat
        region available do
            await available (i) > 0;
            region buffer(j) do consume element;
            region available do
                begin
                    available (i) := available(i) - 1;
                    available (succ) := available (succ) + 1;
                end
            end
            j := (j+1) mod max;
        forever
    end
end

```

b. 死锁可以被解决通过

P0 waits for Pn-1 AND

P1 waits for P0 AND

.

Pn-1 waits for Pn-2

因为

(available (0) = 0) AND

(available (1) = 0) AND

.

(available (n-1) = 0)

但是如果 $\max > 0$, 这个条件不成立, 因为临界域满足

$claim(1) + claim(2) + \dots + claim(n)$

$< available(1) + available(2) + \dots + available(n)$

=max

6.13 a. 3 个进程共享 4 个资源单元, 一次只能保留或释放一个单元。每个进程最大需要 2 个单元。

说明不会死锁。

b. N 个进程共享 M 个资源单元, 一次只能保留或释放一个单元。每个进程最大需要单元数不超过 M, 并且所有最大需求的总和小于 M+N。说明不会发生死锁。

解: a. 说明由于每个进程最多需要 2 个资源, 最坏情况下, 每个进程需要获得一个, 系统还剩 1 个, 这一个资源, 无论分给谁都能完成。完成进程释放资源后, 使剩余进程也完成, 故系统不会死锁。

b. 假定每个进程最多申请 X 个资源, 最坏情况下, 每个进程都得到 X-1 个资源都在申请最后一个资源, 这时系统剩余资源数量为 $M - N(X-1)$, 只要系统还有一个剩余资源, 就可以使其中的一个进程获得所需要的全部资源, 该进程运行结束以后释放资源, 就可以使其他进程得到全部资源的满足, 因此, 当 $M - N(X-1) \geq 1$ 时系统不会发生死锁, 解这个不等式 $X \leq (M+N-1)/N$, 系统不会发生死锁, 因此, 当所有进程的需求总和小于 M+N 时, 系统是会发生死锁的。

6.14 考虑一个由四个进程和一个单独资源组成的系统, 当前的声明和分配矩阵是

$$C = \begin{bmatrix} 3 \\ 2 \\ 9 \\ 7 \end{bmatrix} \quad A = \begin{bmatrix} 1 \\ 1 \\ 3 \\ 2 \end{bmatrix}$$

对于安全状态，需要的最小资源数目是多少？

解：最小资源数是 3 个，总共有 10 个资源。P 2 获得一个资源，完成后释放两个资源，P 1 获得三个资源，完成后释放三个资源，接下来 P 4 获得五个资源，释放完资源后，P 3 获得所需的 6 个资源后完成。

6.15 考虑下列处理死锁的方法：1 银行家算法，2 死锁检测并杀死线程，释放所有资源，3 事先保留所有资源，4 如果线程需要等待，5 资源排序，6 重新执行检测死锁并退回线程的动作。

评价解释死锁的不同方法使用的一个标准是，哪种方法允许最大的并发。换言之，在没有死锁时，哪种方法允许最多数目的线程无需要等待继续前进？对下面列出的 6 种处理死锁的方法，给出从 1 到 6 的一个排序（1 表示最大程序的并发），并解释你的排序。

另一个标准是效率；哪种方法需要最小的处理器开销？假设死锁很少发生，给出各种方法从 1 到 6 的一个排序（1 表示最有效），并解释这样排序的原因。如果死锁发生很频繁，你的顺序需要改变吗？

解：a 从最多并发事件到最少，有一个大概的次序如下：

1. 死锁检测并杀死线程，释放所有资源

发现死锁并退回线程的动作，如果线程需要等候那么重新开始线程而且释放所有的资源，在死锁发生之前，这些运算法则都不会限制并发，因为他们依赖运行时间检查而非静态的限制。他们的效果在死锁被发现比较难以描述：他们仍然允许许多并发（在一些情形，他们增加它），但是很难有准确的估计。第三个运算法则是奇怪的，因为如此后许多的它的并发将会是无用的重复；因为线程竞争执行时间，这一个运算法则也影响运行速度。因此在两者的极端，它以这顺序被列出两次。

2. 银行家的运算法则

资源排序

这些运算法则因为限制多种的可允许的计算，而相对早先两种法则会引起更多的不必要的等候。银行家的运算法则避免不安全的配置和资源排序限制配置序列以便线程在他们是否一定等候的时候有较少的选择。

3. 事先保留所有的资源

这一个运算法则相比前两个要允许更少的并发，但是比最坏的那一种有更少的缺点。因为要预先保留所有的资源，线程必须等候比较长的而且当他们工作的时候更有可能阻塞其他的线程，因此系统上来说具有更多的线性。

4. 如果线程需要等待，则重新启动线程并且释放所有的资源

如上所述，这一个运算法则在区别最多和最少并发上有疑问，这具体要看并发的定义。

b 从最高效率到最低，有如下大概的一个顺序：

1. 预先保留所有的资源

资源排序

因为他们没有包括运行时间经常开支，所以这些运算法则最有效率。

注意这是在相同的静态限制下的结果。

2. 银行家的运算法则

发现死锁而且杀死线程，释放它的资源

这些运算法则在概略的配置上包括运行时间检查

；银行家的运算法则运行搜寻查证复杂度在线程和配置的数字和死锁检测中是 $O(n \cdot m)$ ，死锁检测的复杂度是 $O(n)$ 。资源-从属链被线程数目，资源数目和分配数目限制。

3. 发现死锁并退回线程的动作

这一个运算法则运行也需要运行上述的相同的时间检查。

在写内存上的复杂度为 $O(n)$ 。

4. 如果线程需要等待，则重新启动线程并释放所有的资源

这一个运算法则是非常无效率，有如下两个理由。首先，因为线程有重新开始的危险，他们完成的可能性低。其次，他们与其他重新开始线程竞争有限的执行时间，因此整个系统运行的速度很慢。

6.16 评价下面给出的就餐问题的解决方案。一位饥饿的哲学家首先拿起他左边的叉子，如果他右边的叉子也是可用的，则拿起右边的叉子开始吃饭，否则他放下左边的叉子，并重复这个循环。

解：如果哲学家们步调完全一致地拿起左边叉子又放下的话，他们会重复这一过程，导致饥饿情况的出现。

6.17 假设有两种类型的哲学家。一类总是先拿起左边的叉子（左撇子），另一类总是先拿起右边的叉子（右撇子）。左撇子的行为和图 6.12 中定义的一致。右撇子的行为如下：

begin

repeat

 think;

 wait(fork[(i+1)mod5]);

 wait(fork[i]);

 eat;

 signal(fork[i]);

 signal(fork[(i+1)mod5]);

forever;

end;

证明：a 如果至少有一个左撇子或右撇子，则他们的任何就座安排都可以避免死锁。

b 如果至少有一个左撇子或右撇子，则他们的任何就座安排都可以防止饥饿。

解：a 假设存在死锁情况，设有 D 个哲学家，他们每人都有一支叉子而且另一支叉子被邻居占有。不失一般性，设 P_j 是一个左撇子。 P_j 抓牢他的左边叉子而且没有他的右边叉子，他的右边邻居 P_k 没有完成就餐因此也是一个左撇子。 因此依次推理下去所有这 D 个哲学家都是左撇子。这与既有左撇子又有右撇子的条件矛盾，假设不成立，不存在死锁。

b

假设左撇子 P_j 饥饿，也就是说，有一部分人在就餐而 P_j 从不吃。 假如 P_j 没有叉子。 这样 P_j 的左边邻居 P_i 一定持续地占有叉子而始终不吃完。 因此 P_i 是 右撇子，

抓住他的右边叉子，但是从不得到他的左边叉子来完成就餐，也就是说 P_i

也饥饿。 现在 P_i 左边邻居也一定是持续占有右边叉子的右撇子。 向左进行这样的推理，得出所有哲学家都是饥饿的右撇子，这同 P_j 是个左撇子矛盾。因此 P_j 一直拥有左边子而且在等待他的右边叉子， P_j 的右边邻居 P_k 一直举着他的左边叉子而且从不完成一餐，也就是， P_k 是也饥饿的左撇子。 如果 P_k 不是一直拿着他的左边叉子， P_j 就可以就餐；因此 P_k 拿着他的左边叉子。 向右推理可得所有哲学家都是饥饿的左撇子。这与条件矛盾，因此假设不成立，没有人饥饿。

6.18 图 1.17 显示了另外一个使用管程解决哲学家就餐问题的方法。和图 6.14 比较并阐述你的结论。

解：图 6.14 是等待可用的叉子，图 6.17 是等待邻居吃完，在本质上逻辑是一样的，后者显得更加紧凑。


```

monitor dining_controller;
enum states{ thinking,hungry,eating } state[5];
cond needFork[5] /*condition variable*/
void get_forks(int pid) /*pid is the philosopher id number*/
{
    start[pid]=hungry; /*announce that I am hungry*/
    if(state[(pid+1)%5] ==eating
    ||(state[(pid-1)%5] ==eating
    cwait(needFork[pid]); /*wait if either neighbor is eating*/
    state[pid]=eating; /*proceed if neither neighbor is eating*/
}

void release_fork(int pid)
{
    state[pid]=thinking;
    /*give right(higher)neighbor a chance to eat*/
    if(state[(pid+1)%5] != hungry)
    &(state[(pid+2)%5] !=eating)
    csignal(needFork[pid+1]);
    /*give left(lower)neighbor a chance to eat*/
    else if(state[(pid-1)%5] != hungry)
    ||(state[(pid-2)%5] !=eating)

```

```

void philosopher[k=0 to 4] /*the five philosopher clients*/
{
    while(true)
    {
        <think>;
        get_forks(k); /*client requests two forks via monitor*/
        <eat spaghetti>;
        release_forks(k); /*client releases forks via the monitor*/
    }
}

```

6.1.9 在表 6.1.3 中，Linux 的一些原子操作不会涉及到对同一变量的两次访问。比如 `atomic_read(atomic_t *v)`。简单的读操作在任何体系结构中都是原子的。为什么该操作增加到了原子操作的指令表？

解：原子操作是在原子数据类型上操作，原子数据类型有他们自己的内在的格式。因此，不能用简单的阅读操作，但是特别的阅读操作

对于原子数据类型来说是不可或缺的。

6.20 考虑Linux系统中的如下代码片断：

```
read_lock(&mr_rwlock);
```

```
write_lock(&mr_rwlock);
```

mr_rwlock是读者写者锁。这段代码的作用是什么？

解：因为写者锁将会自旋，所以这段代码会导致死锁，等待所有的读者解锁，包括唤醒这个线程。

6.21 两个变量a和b分别有初始值 1 和 2，对于Linux系统有如下代码：

线程 1	线程 2
a = 3;	--
mb();	--
--	c = b;
--	rmb();
	d = a;

使用内在屏障是为了避免什么错误？

解：没有使用内存屏障，在一些处理器上可能 c接到b 的新值，而d接到b 的旧值。举例来说，c可以等于 4(我们期待的)，然而 d 可能等于 1.(不是我们期待的)。使用mb() 确保a 和 b 按合适的次序被写，使用 rmb() 确保 c 和d 按合适的次序被读。

第 7 章 内存管理

7.1. 2.3 节中列出了内存管理的 5 个目标，7.1 节中列出了 5 中需求。请说明它们是一致的。

答：重定位≈支持模块化程序设计；

保护≈保护和访问控制以及进程隔离；

共享≈保护和访问控制；

逻辑组织≈支持模块化程序设计；

物理组织≈长期存储及自动分配和管理。

7.2. 考虑使用大小相等分区的固定分区方案。分区大小为 $2e16$ 字节，贮存的大小为 $2e24$ 字节。使用一个进程表来包含每一个进程对应的分区。这个指针需要多少位？

答：分区的数量等于主存的字节数除以每个分区的字节数： $224/216 = 28$ 。需要 8 个比特来确定一个分区大小为 28 中的某一个位置。

7.3. 考虑动态分区方案，说明平均内存中空洞的数量是段数量的一半。

答：设 n 和 h 为断数量和空洞数量的个数。在主存中，每划分一个断产生一个空洞的概率是 0.5, 因为删除一个断和添加一个断的概率是一样的。假设 s 是内存中断的个数那么空洞的平均个数一定等于 $s/2$ 。而导致空洞的个数一定小余断的数量的直接原因是相邻的两个断在删除是一定会产生一个空洞。

7.4. 在实现动态分区中的各种放置算法（见 7.2 节），内存中必须保留一个空闲块列表。分别讨论最佳适配、首次适配、临近适配三种方法的平均查找长度。

答：通过上题我们知道，假设 s 是驻留段的个数，那么空洞的平均个数是 $s/2$ 。从平均意义上讲，平均查找长度是 $s/4$ 。

7.5. 动态分区的另一种放置算法是最坏适配，在这种情况下，当调入一个进程时，使用最大的空闲存储块。该方法与最佳适配、首次适配、邻近适配相比，优点和缺点各是什么？它的平均查找长度是多少？

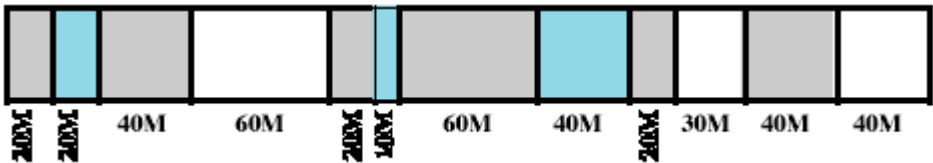
答：一种对最佳适配算法的评价即是固定分配一个组块后和剩余空间是如此小以至于实际上已经

没有什么用处。最坏适配算法最大化了在一次分配之后，剩余空间的大小仍足够满足另一需求的机率，同时最小化了压缩的概率。这种方法的缺点是最大存储块最早被分配，因此大空间的要求可能无法满足。

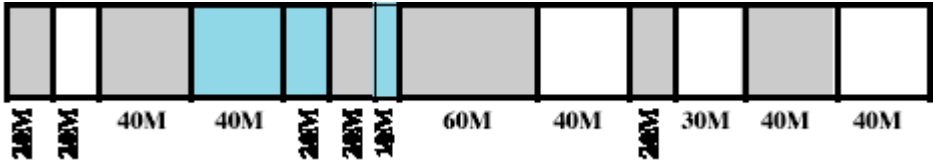
7.6. 如果使用动态分区方案，下图所示为在某个给定的时间点的内存配置：
阴影部分为已经被分配的块；空白部分为空闲块。接下来的三个内存需求分别为 40MB，20MB 和 10MB。
分别使用如下几种放置算法，指出给这三个需求分配的块的起始地址。

- a. 首次适配
- b. 最佳适配
- c. 临近适配（假设最近添加的块位于内存的开始）
- d. 最坏适配

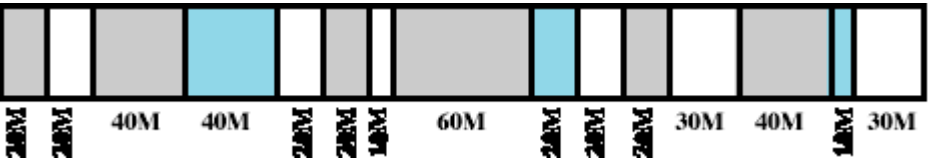
答：
a. 40M 的块放入第 2 个洞中，起始地址是 80M。20M 的块放入第一个洞中，起始地址是 20M。10M 的块的起始地址是 120M。
b. 40M, 20M, 10M 的起始地址分别为 230M, 20M 和 160M。



c. 40M, 20M, 10M 的起始地址是 80M, 120, 160M.



d. 40M, 20M, 10M 的起始地址是 80M, 230M, 360M.



7.7. 使用伙伴系统分配一个 1MB 的存储块。
a. 利用类似于图 7.6 的图来说明按下列顺序请求和返回的结果：请求 70；请求 35；请求 80；返回 A；请求 60；返回 B；返回 D；返回 C。
b. 给出返回 B 之后的二叉树表示。

答：

a.

Request 70	A	128	256	512
Request 35	A	B 64	256	512
Request 80	A	B 64	C 128	512
Return A	128	B 64	C 128	512
Request 60	128	B D	C 128	512
Return B	128	64 D	C 128	512
Return D	256	C	128	512
Return C	1024			

b.

答：使用绝对地址可以减少动态地址转换的次数。但是，我们希望程序能够被重定位。因此，在指令寄存器中保存相对地址似乎就更好一些。也可以选择在进程被换出主存时将指令寄存器中的地址转换为相对地址。

7.12. 考虑一个简单分页系统，其物理存储器大小为 2^{32} 字节，页大小为 2^{10} 字节，逻辑地址空间为 2^{16} 个页。

- 逻辑地址空间包含多少位？
- 一个帧中包含多少字节？
- 在物理地址中指定帧需要多少位？
- 在页表中包含多少个页表项？
- 在每个页表项中包含多少位？（假设每个页表项中包含一个有效/无效位）

答：

- 物理地址空间的比特数是 $2^{16} * 2^{10} = 2^{26}$
- 一个帧包含的字节跟一个页是一样的, 2^{10} 比特.
- 主存中帧的数量是 $2^{32} / 2^{10} = 2^{22}$, 所以每个帧的定位要 22 个比特
- 在物理地址空间, 每个页都有一个页表项, 所以有 2^{16} 项
- 加上有效/无效位, 每个页表项包含 23 位。

7.13. 分页系统中的虚地址 a 相当于一对 (p, w) ，其中 p 是页号， w 是页中的字节号。令 z 是一页中的字节总数，请给出 p 和 w 关于 z 和 a 的函数。

答：关系是： $a = pz + w$ ，其中 $p = \lfloor a/z \rfloor$ ， a/z 的整数部分。 $w = Rz(a)$ ， a 除以 z 的余数

7.14. 在一个简单分段系统中，包含如下段表：

起始地址	长度（字节）
660	248
1752	442
222	198
996	604

对如下的每一个逻辑地址，确定其对应的物理地址或者说明段错误是否会发生：

- 0, 198
- 2, 256
- 1, 530
- 3, 444
- 0, 222

答：

- 段 0 定位在 660, 所以我们有物理地址 $660+190=858$.
- $222+156=378$
- 段 1 长度为 422, 所以会发生错误
- $996+444=1440$
- $660+222=882$.

7.15. 在内存中，存在连续的段 S_1, S_2, \dots, S_n 按其创建顺序一次从一端放置到另一端，如下图所示：

当段 S_{n+1} 被创建时，尽管 S_1, S_2, \dots, S_n 中的某些段可能已经被删除，段 S_{n+1} 仍被立即放置在段 S_n 之后。当段（正在使用或已被删除）和洞之间的边界到达内存的另一端时，压缩正在使用的段。

a. 说明花费在压缩上的时间 F 遵循以下的不等式：

$$F \geq (1-f)/(1+kf), \quad k=t/2s-1$$

其中， s 表示段的平均长度（以字为单位）； 1 标识段的平均生命周期，按存储器访问； f 表示在平衡条件下，未使用的内存部分。提示：计算边界在内存中移动的平均速度，并假设复制一个字至少需要两次存储器访问。

b. 当 $f=0.2$, $t=1000$, $s=50$ 时，计算 F 。

答：

- a. 很明显, 在一个周期 t 内一些段会产生而一些段会被删除. 因为系统是公平的, 一个新的段会在 t 内被插入, 此外, 边界会以 s/t 的速度移动. 假设 t_0 是边界到达空洞的时间, $t_0 = fmr/s$, m 是内存的长度, 在对段进行压缩时会有 $(1-f)m$ 个数被移动, 压缩时间 t_c 至少是 $2(1-f)m$. 则花在压缩上的时间 F 为 $F = 1 - t_0 / (t_0 + t_c)$ 。
- b. $K = (t/2s) - 1 = 9$; $F \cong (1 - 0.2) / (1 + 1.8) = 0.29$

第 8 章 虚拟内存

8.1 假设在处理器上执行的进程的也表如下所示。所有数字均为十进制数，每一项都是从 0 开始记数的，并且所有的地址都是内存字节地址。页尺寸为 1024 个字节。

虚拟页号	有效位	访问位	修改位	页帧号
0	1	1	0	4
1	1	1	1	7
2	0	0	0	—
3	1	0	0	2
4	0	0	0	—
5	1	0	1	0

- a. 描述 CPU 产生的虚拟地址通常是如何转化成一个物理主存地址的。
- b. 下列虚拟地址对应于哪个物理地址（不用考略页错误）？
- (i) 1052
 - (ii) 2221
 - (iii) 5499

解答

a: 由虚拟地址求得页号和偏移量，用虚拟页号作为索引页表，得到页帧号，联系偏移量得到物理地址

b:(i) $1052 = 1024 + 28$ 查表对应的页帧号是 7，因此物理地址为 $7 * 1024 + 28 = 7196$

(ii) $2221 = 2 * 1024 + 173$ 此时出现页错误

(iii) $5499 = 5 * 1024 + 379$ 对应的页帧号为 0 因此物理地址是 379

8.2 考虑一个使用 32 位的地址和 1KB 大小的页的分页虚拟内存系统。每个页表项需要 32 位。需要限制页表的大小为一个页。

- a. 页表一共需要使用几级？
- b. 每一级页表的大小是多少？提示：一个页表的大小比较小。
- c. 在第一级使用的页较小与在最底下一级使用的页较小相比，那种策略使用最小个数的页？

解答

a: 虚拟内存可以分为 $2^{32}/2^{10} = 2^{22}$ 页，所以需要 22 个 bit 来区别虚拟内存中的一页，每一个页表可以包含 $2^{10}/4 = 2^8$ 项，因此每个页表可以包含 22bit 中的 8 个 bit，所以需要三级索引。

b: 第二级页表有 2^8 个页表项，第一级页表有 2^6 个页表项。

c: 如果顶层有 2^6 个页表项将会减少使用空间，在这种情况下，中间层页表有 2^6 个并且每个都有 2^8 个页表项，底层有 2^{14} 个页并且每个都有 2^8 个页表项，因此共有 $1 + 2^6 + 2^{14}$ 页 = 16,449 页。如果中间层有 2^6 个页表项，那么总的页数有 $1 + 2^8 + 2^{14}$ 页 = 16,641 页。如果底层有 2^6 个页表项，那么总的页表数是 $1 + 2^8 + 2^{16}$ 页 = 65,973 页。

8.3 a: 图 8.4 中的用户表需要多少内存空间？

b: 假设需要设计一个哈希反向页表来实现与图 8.4 中相同的寻址机制，使用一个哈希函数来将 20 位页号映射到 6 位哈希表。表项包含页号帧号和链指针。如果页表可以给每个哈希表项分配最多 3 个溢出项的空间，则哈希反向页表需要占用多大的内存空间？

解答

a: 4Mbyte

b: 行数: $26+2=128$ 项。每项包含: 20 (页号) + 20 (帧号) + 8bits (链索引) = $48\text{bits}=6\text{bytes}$ 。

总共: $128*6=768\text{bytes}$

8.4 一个进程分配给 4 个页帧(下面的所有数字均为十进制数, 每一项都是从 0 开始计数的)。上一次把一页装入到一个页帧的时间, 上一次访问页帧中的页的时间, 每个页帧中的虚拟页号以及每个页帧的访问位(R)和修改位(M)如下表所示(时间均为从进程开始到该事件之间的时钟时间, 而不是从事件发生到当前的时钟值)。

虚拟页号	页帧	加载时间	访问时间	R 位	M 位
2	0	60	161	0	1
1	1	130	160	1	0
0	2	26	162	1	0
3	3	20	163	1	1

当虚拟页 4 发生错误时, 使用下列内存管理策略, 哪一个页帧将用于置换? 解释原因。

a.FIFO (先进先出) 算法

b.LRU (最近最少使用) 算法

c.Clock 算法

d.最佳(使用下面的访问串) 算法

e.在页错误之前给定上述内存状态, 考虑下面的虚拟页访问序列:

4,0,0,2,4,2,1,0,3,2

如果使用窗口大小为 4 的工作集策略来代替固定分配, 会发生多少页错误? 每个页错误何时发生?

解答

a:页帧 3, 在时间 20 加载, 时间最长。

b:页帧 1, 在时间 160 访问距现在时间最长。

c:清除页帧 3 的 R 位 (最早加载), 清除页帧 2 的 R 位, (次最早加载), 换出的是页帧 0 因为它的 R 位为 0。

d:换出的是页帧 3 中的虚拟页 3, 因为它将最晚被访问到。

e:一共有 6 个错误, 如下

		*				*	*		*	*	*	
		4	0	0	0	2	4	2	1	0	3	2
VPN of	3	4	0	0	0	2	4	2	1	0	3	2
pages in	0	3	4	4	4	0	2	4	2	1	0	
memory in	2	0	3	3			0	0	4	2	1	
LRU order	1	2								4	2	

8.5 一个进程访问 5 页: A,B,C,D 和 E, 访问顺序如下:

A;B;C;D;A;B;E;A;B;C;D;E

假设置换算法为先进后出, 该进程在主存中有三个页帧, 开始时为空, 请查找在这个访问顺序中传送的页号。对于 4 个页帧的情况, 请重复上面的过程。

解答

分别有 9 次和 10 次页错误, 这被称之为 “Belady's 现象” (“An Anomaly in Space-Time Characteristics of Certain Programs Running in a Paging Machine,” by Belady et al, *Communications of the ACM*, June 1969.)

8.6 一个进程在磁盘上包含 8 个虚拟页, 在主存中固定分配给 4 个页帧。发生如下顺序的页访问:

1,0,2,2,1,7,0,1,2,0,3,0,4,5,1,5,2,4,5,6,7,6,7,2,4,2,7,3,3,2,3

- a.如果使用 LRU 替换策略，给出相继驻留在这 4 个页帧中的页。计算主存的命中率。假设这些帧最初是空的。
- b.如果使用 FIFO 策略，重复问题（a）。
- c.比较使用这两种策略的命中率。解释为什么这个特殊的访问顺序，使用 FIFO 的效率接近于 LRU。

解答

a:LRU: 命中率=16/33

```

1 0 2 2 1 7 6 7 0 1 2 0 3 0 4 5 1 5 2 4 5 6 7 6 7 2 4 2 7 3 3 2 3
1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 4 4 4 4 4 4 4 4 4 4 2 2 2 2 2 2 2
- 0 0 0 0 0 6 6 6 6 2 2 2 2 2 5 5 5 5 5 5 5 5 5 5 4 4 4 4 4 4 4
- - 2 2 2 2 2 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 2 2 2 2 7 7 7 7 7 7 7 7 7
- - - - - 7 7 7 7 7 7 7 3 3 3 3 1 1 1 1 6 6 6 6 6 6 6 6 3 3 3 3
F F F      F F      F      F      F      F F F      F      F F      F F      F

```

b:FIFO: 命中率=16/33

```

1 0 2 2 1 7 6 7 0 1 2 0 3 0 4 5 1 5 2 4 5 6 7 6 7 2 4 2 7 3 3 2 3
1 1 1 1 1 1 6 6 6 6 6 6 6 6 4 4 4 4 4 4 4 4 6 6 6 6 6 6 6 6 2 2
- 0 0 0 0 0 0 0 0 0 1 1 1 1 1 1 5 5 5 5 5 5 5 5 7 7 7 7 7 7 7 7 7
- - 2 2 2 2 2 2 2 2 2 2 0 0 0 0 0 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 4 4 4 4 4 4
- - - - - 7 7 7 7 7 7 7 3 3 3 3 3 3 2 2 2 2 2 2 2 2 2 2 2 3 3 3 3
F F F      F F      F      F F      F F F      F      F F      F      F F      F

```

c:这两种策略对这个特殊的页轨迹（执行顺序）是等效的。

8.7 在 VAX 中，用户页表以系统空间的虚拟地址进行定位。让用户页表位于虚存而不是主存中有什么好处？有什么缺点？

解答

最主要的优点是在物理内存空间上的节省。这主要是两方面的原因：（1）一个用户页表可以仅当使用时才取入内存。（2）操作系统可以动态的分配用户页表，产生一个页表仅当程序被创建时。

当然，也有一个缺点：地址转换需要多余的工作。

8.8 假设在主存中执行下列程序语句：

```

for(i=1;i≤n;i++)
    a[i]=b[i]+c[i];

```

页尺寸为 1000 个字。令 $n=1000$ 。使用一台具有所有寄存器指令并使用了索引寄存器的机器，写出实现上述语句的一个假想程序，然后给出在执行过程中的页访问顺序。

解答

由机器语言编写的程序，在主存中地址 4000 处开始运行。运行情况如下：

```

4000    (R1) ← 1    建立索引记录 i
4001    (R1) ← n    在 R2 中建立 n
4002    比较 R2, R1  检查 i > n
4003    如果大于则跳转到 4009
4004    (R3) ← B (R1)    使用索引记录 R1 到达 B[i]
4005    (R3) ← (R3) + C (R1) 使用索引记录 R1 加上 C[i]
4006    A (R1) ← (R3) 使用索引记录 R1 将总和存入 A[i]中
4007    (R1) ← (R1) + 1    i 加一
4008    跳到 4002
6000—6999    存储 A
7000—7999    存储 B
8000—8999    存储 C
9000    存储 1

```


9001 存储 n

由这个循环产生的参考串为

494944 (47484649444) 1000

包括 11.000 个参考, 但仅包括 5 个不寻常的页

8.9 IBM System/370 体系结构使用两级存储器结构, 并且分别把这两级称为段和页, 这里的分段方法缺少本章所描述的关于段的许多特征。对于这个基本的 370 体系结构, 页尺寸可以是 2KB 或 4KB, 段大小固定为 64KB 或 1MB。这种方案缺少一般分段系统的那些优点? 370 的分段方法有什么好处?

解答

S/370 分段系统是固定的且对程序员是不可见的, 因此没有一个分段系统的优点在 S/370 中实现 (无保护情况下) 每一个段表项的 P 位提供整个段表的保护。

8.10 假设页尺寸为 4KB, 页表项大小位 4 字节。如果要映射一个 64 位地址空间, 并且最顶层的页表对应于一页, 则需要几级页表?

解答

因为每个页表项有 4bytes, 每个页表有 4Kbytes, 所以每个页表可以映射 $1024=2^{10}$ 个页, 标识出 $2^{10} \times 2^{12}=2^{22}$ bytes 的地址空间。然而, 地址空间是 2^{64} bytes。增加一个二层页表, 顶层页表指向 2^{10} 个页表, 标识出 2^{32} 个页表, 将这个过程继续下去就得到:

深度	地址空间
1	2^{22} bytes
2	2^{32} bytes
3	2^{42} bytes
4	2^{52} bytes
5	2^{62} bytes
6	2^{72} bytes (> 2^{64} bytes)

我们可以看到 5 层是不够表示 64 位的地址空间, 但是 6 层达到了要求。但是 6 层中只有 2 位被使用, 而不是全部的 10 位。所以不是使用 72 位的虚拟地址空间, 而是将除了最低两位外的其他位全部屏蔽忽略。这样将会得到一个 64 位地址空间, 顶层页只有 4 个页表项。另外一种方法是修改规则将顶层页做成一个单独的物理页并且让它适合 4 个页。这样将会节省一个页。

8.11 考虑一个系统该系统采用基于页的内存映射, 并使用一级页表。假设页表总是在主存中。

- 如果一次存储器访问需要 200ns, 那么一次需要调页的存储器访问要多长时间?
- 现在增加一个 MMU, 在命中或未命中时有 20ns 的开销。如果假设有 85% 的存储器访问命中都在 MMU TLB 中, 那么哪些是有效的存储器访问时间?
- 解释 TLB 命中率如何影响有效的存储器访问时间。

解答

a. 400ns。200ns 用来得到页表项, 200ns 用来到达存储位置

b. 这是一个常见的有效时间计算公式:

$$(220 \times 0.85) + (420 \times 0.15) = 250$$

两种情况: 第一种, TLB 中包含所需的页表项。在这种情况下在 200ns 外多了 20ns 的存储访问时间。第二种, TLB 中不包含所需的页表项。这时我们会再多花 200ns 来把所需的页表项取入 TLB。

c. TLB 命中率越高有效存储器访问时间就越短, 因为额外的 200ns 来得到页表项的时间被节省了。

8.12 考虑一个进程的页访问序列, 工作集为 M 帧, 最初都是空的。页访问串的长度为 P, 包含 N 个不同的页号。对任何一种页替换算法,

- 页错误次数的下限是多少?

b.页错误次数的上限是多少？

解答

a.N

b.P

8.13 在论述一种页替换算法时，一位作者用一个在循环轨道上来回移动的雪犁机来模拟说明：雪均匀地落在轨道上，雪犁机一恒定的速度在轨道上不断的循环，轨道上被扫落的雪从系统中消失。

a.8.2 节讨论的哪一种页替换算法可以用它来模拟？

b.这个模拟说明了页替换算法的那些行为？

解答

a.这是一个很好的时钟算法的类似。雪落在轨道上类似于页到达循环页缓存中。时钟算法时钟算法指针的移动类似于雪犁机的移动。

b.注意到在时钟指针最近的前面可替换页的密度是最高的，就好像在雪犁机最近的前面的雪是最厚的一样。因此我们可以认为时钟算法在寻找替换页时是非常有效的。事实上可以看到雪犁机前雪的厚度是轨道上雪平均厚度的两倍。通过这种类似，在单循环中被时钟策略替换的页的号码是被随机替换的页的号码的两倍。这个近似不是最完美的，因为时钟指针并不是以一个确定的速率移动，但是直观意义还是有的。

8.14 在 S/370 体系结构中，存储关键字是与实存中每个页帧相关联的控制字段。这个关键字中与页替换有关的有两位：访问位和修改位。当在帧中的任何单元执行写操作时，修改位被置为 1；当一个新页被装入到该帧中时，访问位被置为 1。请给出一种方法，仅仅使用访问位来确定哪个页帧是最近最少使用的。

解答

处理器硬件置访问位为 0 当一个新页被加入到帧时，置为 1 当这个页帧的位置被访问到时。操作系统可以维护几个页帧表队列，一个页帧表项从一个队列移动到另一个队列取决于这个页帧的访问位被值为零的时间长短。当必须有页被替换时，被替换的页将从具有最长未被访问时间的页帧队列中选取。

8.15 考虑如下的页访问序列（序列中的每一个元素都是页号）：

12345213323454511325

定义经过 k 次访问后平均工作集大小为 $S_k(\Delta) = 1/k \sum_{t=1-k}^t W(t, \Delta)$ ，并且定义经过 k 次访问后错过页的概率为 $M_k(\Delta) = 1/k \sum_{t=1-k}^t F(t, \Delta)$ ，其中如果页错误发生在虚拟时间 t ，则 $F(t, \Delta) = 1$ ，否则 $F(t, \Delta) = 0$ 。

a.当 $\Delta = 1, 2, 3, 4, 5, 6$ 时，绘制与图 8.19 类似的图标来说明刚定义的页访问序列的工作集。

b.写出 $S_{20}(\Delta)$ 关于 Δ 的表达式。

b.写出 $M_{20}(\Delta)$ 关于 Δ 的表达式。

解答

a.

Seq of page refs	Window Size, Δ					
	1	2	3	4	5	6
1	1	1	1	1	1	1
2	2	1 2	1 2	1 2	1 2	1 2
3	3	2 3	1 2 3	1 2 3	1 2 3	1 2 3
4	4	3 4	2 3 4	1 2 3 4	1 2 3 4	1 2 3 4
5	5	4 5	3 4 5	2 3 4 5	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5
2	2	5 2	4 5 2	3 4 5 2	3 4 5 2	1 3 4 5 2
1	1	2 1	5 2 1	4 5 2 1	3 4 5 2 1	3 4 5 2 1
3	3	1 3	2 1 3	5 2 1 3	4 5 2 1 3	4 5 2 1 3
3	3	3	1 3	2 1 3	5 2 1 3	4 5 2 1 3
2	2	3 2	3 2	1 3 2	1 3 2	5 1 3 2
3	3	2 3	2 3	2 3	1 2 3	1 2 3
4	4	3 4	2 3 4	2 3 4	2 3 4	1 2 3 4
5	5	4 5	3 4 5	2 3 4 5	2 3 4 5	2 3 4 5
4	4	5 4	5 4	3 5 4	2 3 5 4	2 3 5 4
5	5	4 5	4 5	4 5	3 4 5	2 3 4 5
1	1	5 1	4 5 1	4 5 1	4 5 1	3 4 5 1
1	1	1	5 1	4 5 1	4 5 1	4 5 1
3	3	1 3	1 3	5 1 3	4 5 1 3	4 5 1 3
2	2	3 2	1 3 2	1 3 2	5 1 3 2	4 5 1 3 2
5	5	2 5	3 2 5	1 3 2 5	1 3 2 5	1 3 2 5

b.c.

Δ	1	2	3	4	5	6
$s_{20}(\Delta)$	1	1.85	2.5	3.1	3.55	3.9
$m_{20}(\Delta)$	0.9	0.75	0.75	0.65	0.55	0.5

S_{20} 是一个 Δ 的增函数， M_{20} 是一个 Δ 的非增函数。

8.16 VSWS 驻留集管理策略的性能关键是 Q 的值。经验表明，如果对于一个进程使用固定的 Q 值，则在不同的执行阶段，页错误发生的频率有很大的差别。此外对不同的进程使用相同的 Q 值，则发生页错误的频率会完全不同。这些差别表明，如果有一种机制可以在一个进程的生命周期中动态的调整 Q 得知，则会提高算法的性能。请基于这种目标设计一种简单的机制。

解答

[PIZZ89]推荐使用如下策略。在窗口中使用一个机构在窗口时间调整 Q 的值作为实际页错误率的函数，页错误率被计算出并且同作为系统值的作业理想页错误率比较。 Q 的值被上调（下调）当实际的页错误率比理想值高（低）。使用这种调整机制的实验证明可以动态调整 Q 值的测试作业在每次运行时产生较少的页错误和减小的驻留集，相比于固定 Q 值的作业的运行（在很大程度上）。存储时间在相对于 Q 值使用可调整机制时也会产生一个固定且可观的改进，比较于使用固定的 Q 值。

8.17 假设一个任务被划分为 4 个大小相等的段，并且系统为每个段建立了一个有 8 项的页描述符表。因此，该系统是分段与分页的组合。假设页尺寸为 2KB。

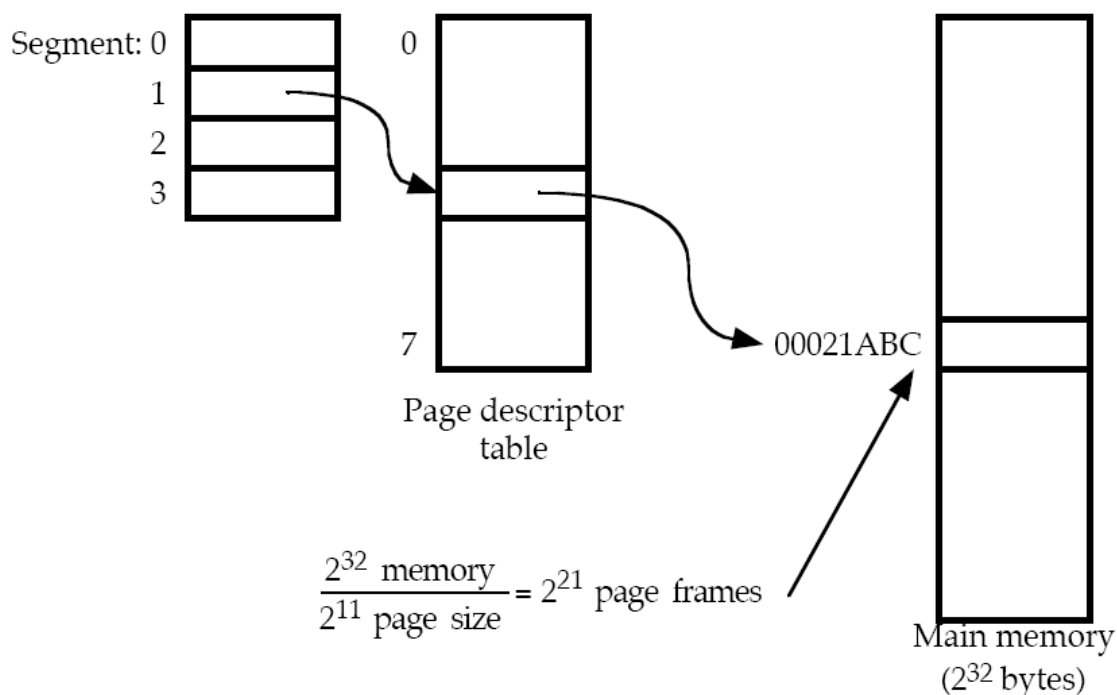
a.每段的最大尺寸为多少？

b.该任务的逻辑地址空间最大为多少？

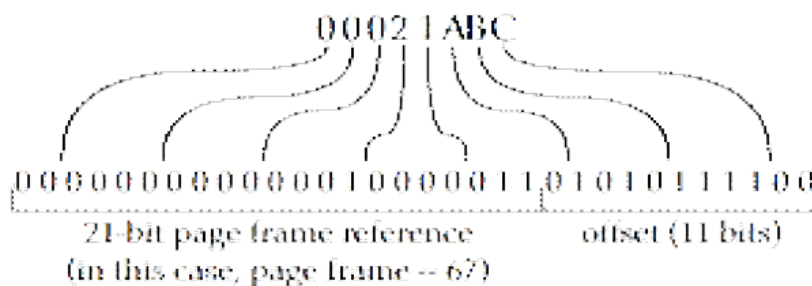
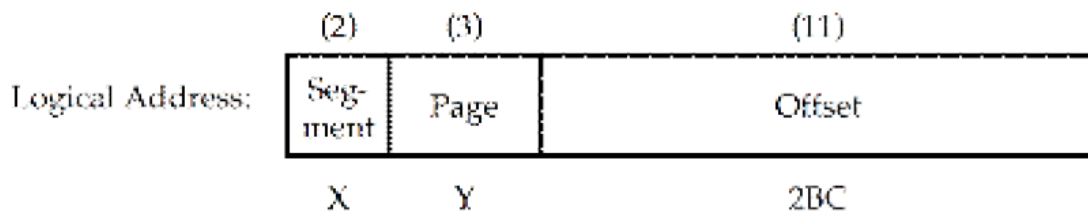
c.假设该任务访问到物理单元 00021ABC 中的一个元素，那么为它产生的逻辑地址的格式是什么？该系统的物理地址最大为多少？

解答

$$\frac{2^{32} \text{ memory}}{2^{11} \text{ page size}} = 2^{21} \text{ page frames}$$



- a. $8 \times 2K = 16k$
- b. $16K \times 4 = 64K$
- c. $2^{32} = 4\text{GBytes}$



8.18 考虑一个分页式的逻辑地址空间（由 32 个 2KB 的页组成），将它映射到一个 1MB 的物理内存空间。

- a. 该处理器的逻辑地址空间格式是什么？
- b. 页表的长度和宽度是多少（忽略“访问权限”位）？
- c. 如果物理内存空间减少了一半，则会对页表有什么影响？

解答

a.

页码 (5)	偏移量 (11)
--------	----------

b.32 个页表项长，每个页表项 9 个 bits 宽

c.如果页表项还是 32 个且页大小不变，那么每个页表项变为 8bits 宽

8.19 UNIX 内核可以在需要时动态地在虚存中增加一个进程的栈，但却从不缩小这个栈。考虑下面的例子：一个程序调用一个 C 语言程序，这个子程序在栈中分配一个本地数组，一共需要 10KB 大小，内核扩展这个栈段来适应它。当这个子程序返回时，内核应该调整栈指针并释放空间，但它却未被释放。解释为什么可以缩小栈以及 UNIX 内核为什么没有缩小栈。

解答

可以通过释放再分配不使用的页来缩减栈的大小。按照惯例，在超出当前栈顶范围内内存中的值没有定义。在全部的体系结构中，标志栈顶部的指针在一个定义完好的记录中。因此可以读取栈的内容且按要求释放不使用的页。不缩小栈的原因是这样做效果很小。如果用户程序重复调用子程序需要附加的空间来分配给局部变量（一个很可能的情况），然后许多时间会被浪费在释放重分配栈空间

第 9 章 单处理器调度

9.1 考虑下面的进程集合：

进程名	到达时间	处理时间
A	0	3
B	1	5
C	3	2
D	9	5
E	12	5

对这个集合，给出类似于表 9.5 和图 9.5 的分析。

每格代表一个时间单位，方框中的数表示当前运行的进程

A	A	A	B	B	B	B	B	C	C	D	D	D	D	D	E	E	E	E	E
A	B	A	B	C	A	B	C	B	D	B	D	E	D	E	D	E	D	E	E
A	A	A	B	B	B	B	C	C	B	D	D	E	D	E	E	E	E	D	E
A	A	A	C	C	B	B	B	B	B	D	D	D	D	D	E	E	E	E	E
A	A	A	C	C	B	B	B	B	B	D	D	D	D	D	E	E	E	E	E
A	A	A	B	B	B	B	B	C	C	D	D	D	D	D	E	E	E	E	E
A	B	A	C	B	C	A	B	B	D	B	D	E	D	E	D	E	D	E	E
A	B	A	A	C	B	B	C	B	B	D	D	D	D	D	E	E	D	E	E

第一到第八行依次是 FCFS RR, q=1 RR, q=4 SPN SRT HRRN

Feedback, q=1 Feedback, q=2(i)

		A	B	C	D	E	
	Ta	0	1	3	9	12	
	Ts	3	5	2	5	5	
FCFS	Tf	3	8	10	15	20	
	Tr	3.00	7.00	7.00	6.00	8.00	6.20
	Tr/Ts	1.00	1.40	3.50	1.20	1.60	1.74
RR q = 1	Tf	6.00	11.00	8.00	18.00	20.00	
	Tr	6.00	10.00	5.00	9.00	8.00	7.60
	Tr/Ts	2.00	2.00	2.50	1.80	1.60	1.98
RR q = 4	Tf	3.00	10.00	9.00	19.00	20.00	
	Tr	3.00	9.00	6.00	10.00	8.00	7.20
	Tr/Ts	1.00	1.80	3.00	2.00	1.60	1.88

SPN	Tf	3.00	10.00	5.00	15.00	20.00	
	Tr	3.00	9.00	2.00	6.00	8.00	5.60
	Tr/Ts	1.00	1.80	1.00	1.20	1.60	1.32
SRT	Tf	3.00	10.00	5.00	15.00	20.00	
	Tr	3.00	9.00	2.00	6.00	8.00	5.60
	Tr/Ts	1.00	1.80	1.00	1.20	1.60	1.32
HRRN	Tf	3.00	8.00	10.00	15.00	20.00	
	Tr	3.00	7.00	7.00	6.00	8.00	6.20
	Tr/Ts	1.00	1.40	3.50	1.20	1.60	1.74
FB $q = 1$	Tf	7.00	11.00	6.00	18.00	20.00	
	Tr	7.00	10.00	3.00	9.00	8.00	7.40
	Tr/Ts	2.33	2.00	1.50	1.80	1.60	1.85
FB $q = 2$	Tf	4.00	10.00	8.00	18.00	20.00	
	Tr	4.00	9.00	5.00	9.00	8.00	7.00
	Tr/Ts	1.33	1.80	2.50	1.80	1.60	1.81

9.2 对下面的集合重复习题 9.1 的要求

进程	到达时	处理时间
A	0	1
B	1	9
C	2	1
D	3	9

A	B	B	B	B	B	B	B	B	B	C	D	D	D	D	E	E	E	E	E
A	B	C	B	D	B	D	B	D	B	D	B	D	B	D	D	E	D	E	E
A	B	B	B	B	C	B	B	B	B	D	D	D	D	B	E	E	E	D	E
A	B	B	B	B	B	B	B	B	B	C	D	D	D	D	E	E	E	E	E
A	B	C	B	B	B	B	B	B	B	B	D	D	D	D	E	E	E	E	E
A	B	B	B	B	B	B	B	B	B	C	D	D	D	D	E	E	E	E	E
A	B	C	D	B	D	B	D	B	D	B	D	B	D	B	D	E	D	E	E
A	B	C	D	B	B	D	D	B	B	B	B	D	D	D	E	E	D	E	E

		A	B	C	D	
	Ta	0	1	2	3	
	Ts	1	9	1	9	
FCFS	Tf	1.00	10.00	11.00	20.00	
	Tr	1.00	9.00	9.00	17.00	9.00
	Tr/Ts	1.00	1.00	9.00	1.89	3.22
RRq=1	Tf	1.00	18.00	3.00	20.00	
	Tr	1.00	17.00	1.00	17.00	9.00
	Tr/Ts	1.00	1.89	1.00	1.89	1.44
RRq=4	Tf	1.00	15.00	6.00	20.00	
	Tr	1.00	14.00	4.00	17.00	9.00
	Tr/Ts	1.00	1.56	4.00	1.89	2.11
SPN	Tf	1.00	10.00	11.00	20.00	
	Tr	1.00	9.00	9.00	17.00	9.00
	Tr/Ts	1.00	1.00	9.00	1.89	3.22

SRT	Tf	1.00	11.00	3.00	20.00	
	Tr	1.00	10.00	1.00	17.00	9.00
	Tr/Ts	1.00	1.11	1.00	1.89	1.25
HRRN	Tf	1.00	10.00	11.00	20.00	
	Tr	1.00	9.00	9.00	17.00	9.00
	Tr/Ts	1.00	1.00	9.00	1.89	3.22
FBq=1	Tf	1.00	19.00	3.00	20.00	
	Tr	1.00	18.00	1.00	17.00	9.25
	Tr/Ts	1.00	2.00	1.00	1.89	1.47
FB q=2i	Tf	1.00	18.00	3.00	20.00	
	Tr	1.00	17.00	1.00	17.00	9.00
	Tr/Ts	1.00	1.89	1.00	1.89	1.44

9.3 证明在非抢占调度算法中，对于同时到达的批处理作业，SPN 提供了最小平均等待时间。假设调度器只要有任务就必须执行。

我们能够证明在一批 n 个作业同时到达且忽略以后到来的作业。试验会延伸包含以后的作业。假设各作业到来的顺序是： $t_1 \leq t_2 \leq \dots \leq t_n$ 。假设 n 个使用者必须等到工作 1 的完成： $n-1$ 个使用者必须等到工作 2 的完成，依次继续。那么，平均反应时间是 $[n \cdot t_1 + (n-1) \cdot t_2 + \dots + t_n] / n$ 。如果我们在这个时间表中做些改变，例如调换工作 j 和 k ($j < k$)，平均反应时间增加，因为 $[(k-j) \cdot (t_k - t_j)] / n > 0$ 。换句话说，如果 SPN 运算法则没被采用，平均反应时间只会增加。

9.4 假设一个进程的每一次瞬间执行时间（burst-time 模式）为 6, 4, 6, 4, 13, 13, 13，假设最初的猜测值为 10。请画出类似于图 9.9 的图表。

数据图如下：

平均观察	观测值	平均值	apha=0.8	alpha=0.5
1	6	0.00	0.00	0.00
2	4	3.00	4.80	3.00
3	6	3.33	4.16	3.50
4	4	4.00	5.63	4.75
5	13	4.00	4.33	4.38
6	13	5.50	11.27	8.69
7	13	6.57	12.65	10.84

9.5 考虑下面的公式，它可以替代 $S_{n+1} = \alpha T_n + (1 - \alpha) S_n$, $X_{n+1} = \min[Ubound, \max[Lbound, (\beta S_{n+1})]]$ 其中，Ubound 和 Lbound 是预先选择的估计值 T 的上限和下限。 X_{n+1} 的值用于最短进程优先的算法，并且可以代替 S_{n+1} 。 α 和 β 有什么功能，它们每个取最大值和最小值会产生什么影响？

第一个等式等同于等式 9.3，所以参数使指数起平滑作用。参数 β 是延迟变化参数。一个较小的 β 值将会在观察次数里更快的适应改变，但估计上会产生更多的波动。一个诡辩的这种估计类型的程序收录于 Applied Optimal Estimation。

9.6 在图 9.5 下面的例子中，在控制权限转移到 B 之前，进程 A 运行 2 个时间单元，另外一个场景是在控制权限转移到 B 之前，进程 A 运行 3 个时间单元。在反馈调度算法中，这两种场景的策略有什么不同？

关键要看进程 A 是否一开始就被放置在队列中。如果是，它在被抢占前就被赋予 2 个额外的时间单元。

9.7 在一个非抢占的单处理器系统中，在刚刚完成一个作业后的时间 t ，就绪队列中包含三个作业。这些作业分别在时间 t_1, t_2, t_3 处到达，估计执行时间分别为 r_1, r_2, r_3 。图 9.18 显示了它们的响应比随着时间线性增加。使用这个例子，设计一种响应比调度的变体，称为极小极大响应比调度算法，它可以使给定的一批作业的最大响应比最小。

首先，调度器计算 $t + r_1 + r_2 + r_3$ 时刻的响应比，如果三个进程都结束，此时，进城 3 就有最高响应比，因此调度器就执行该进程，然后在 $t + r_1 + r_2$ 时刻继续执行进程 1 和 2 直到结束。因此，进程 1 的响应比最小，其次进程 2 在 t 时间被选中执行。这种算法在每个进程结束的时候重复一次并且考虑新加入的进程。但注

意这种算法和最高响应比算法不完全相同。后者在 t 时刻会选择进程 1。直觉上看，当前算法通过不断的推迟具有最少响应比增值的进程从而减小最高响应比

9.8 证明，对给定的一批作业，上一习题中的最大响应比调度算法能够使它们的最大响应时间最小

这个证明，来自于 P. Mondrup, is reported in [BRIN73]。考虑在时间 t 时的队列，仅仅在前一个进程结束且忽略以后工作的到来。等待执行的作业被编号从 1 到 n ：

作业：	1	2	I	n
到达时间：	t_1	t_2	t_i	t_n
服务时间：	r_1	r_2	r_i	r_n

我们假设作业 i 在完成前能达到最高的响应时间比。当作业 1 到 n 都执行结束，总时间为

$T_i = t + r_1 + r_2 + \dots + r_i$ ，作业 i 的响应比为 $R_i(T_i) = (T_i - t_i) / r_i$

执行作业 i 的原因是它的响应比将是以下作业在 T_i 时最小的：

$R_i(T_i) = \min[R_1(T_i), R_2(T_i), \dots, R_i(T_i)]$

考虑不同序列中同样的 n 个作业的排序结果：

作业：	a	b	j	z
到达时间：	t_a	t_b	t_j	t_z
服务时间：	r_a	r_b	r_j	r_z

在新的序列中，我们选择最小的后继服务作业，从 a 到 j ，包括从 1 到 i 最初的后继。当作业 a 到 j 被执行结束，总时间为 $T_j = t + r_a + r_b + \dots + r_j$

作业 j 的响应比是 $R_j(T_j) = (T_j - t_j) / r_j$

由于作业 1 到 j 是作业 a 到 j 的一个子集，那么总的服务时间 $T_i - t$ 一定小于等于总的服务时间 $T_j - t$ 。又响应比随着时间增加而增加， $T_i \leq T_j$ ，意味 $R_j(T_j) \geq R_j(T_i)$

人们还知道，作业 j 是其中的之一，作业 j 在时间 T_i 有最小的响应比。上述不平等的，因此可以延长如下： $R_j(T_j) \geq R_j(T_i) \geq R_i(T_i)$ 。换言之，在调度算法改变后，会有作业 j 达到响应比 $R_j(T_j)$ ，它会大于等于最高的响应比 $R_i(T_i)$ 。

这证明有效期一般为优先考虑的都是非递减函数的时间。例如，在一个 FIFO 制度，优先增加线性与等候时间，在同样的速度，为所有作业机会。因此，目前的证据表明，该 FIFO 的算法最大限度地减少候车时间，对于给定了一批作业。

9.9 驻留时间 T_r 被定义成一个进程花费在等待和被服务上的总平均时间。说明对 FIFO，若平均服务时间为 T_s ，则有 $T_r = T_s / (1 - \rho)$ ，其中 ρ 为使用率。

在我们开始以前，有一个结果，这是必要的，具体情况如下。假设一个项目拥有 T 服务时间，而实际服务了时间 h 。那么，预期的残留服务时间 $E[T/T > h] = T_s$ 。那就是，无论多久，一个项目服务，预计剩余服务时间，只是平均服务时间为项目。这一结果，虽然反以直觉是正确的，正如我们现在查看，考虑到指数的概率分布函数： $F(x) = \Pr[X \leq x] = 1 - e^{-ux}$ ，那么，我们有 $\Pr[X > x] = e^{-ux}$ 。现在让我们看看 x 多于 $x + h$ 的条件概率：

$$\Pr[X > x + h | X > x] = \frac{\Pr[(X > x + h), (X > x)]}{\Pr[X > x]} = \frac{\Pr[X > x + h]}{\Pr[X > x]}$$

$$\Pr[X > x + h | X > x] = \frac{e^{-\mu(x+h)}}{e^{-\mu x}} = e^{-\mu h}, \quad \text{则 } \Pr[X \leq x + h | X > x] = 1 - e^{-\mu h} = \Pr[X \leq h]$$

因此，概率分布为服务时间给予确已送达期限 x 是相同的概率分布，总服务时间。因此，预期价值的剩余服务时间是一样的原来预期值的服务时间。与这一结果，我们现在可以着手将原问题。当一个项目展开服务以来，总的响应时间，该项目将包括它自己的服务时间，再加上服务的时候，所有的物品摆在它面前的，在排队。预期总体响应时间由三部分组成。

- 预计到达进程的服务时间 $= T_s$ 。
- 预计所有目前正在等待服务的进程的的服务时间。值为 $w \times T_s$ ， w 是平均等待服务时间。

剩余等待服务时间，如果现在有一个进程正在执行。这个值可以表示成为 $\rho \times T_s$ ， ρ 是利用，因此一个

进程正在服务的概率。 T_s 正如我们已证明是预计等待服务的时间。因此，我们有

$$R = T_s \times (1 + w + \rho) = T_s \times \left(1 + \frac{\rho^2}{1 - \rho} + \rho \right) = \frac{T_s}{1 - \rho}$$

9.10 一个处理器被就绪队列中的所有进程以无限的速度多路复用，且没有任何额外的开销（这是一个在就绪进程中使用轮转调度的理想模型，时间片相对于平均服务时间非常小）。说明对来自一个无限源的泊松输入和指数服务时间，一个进程的平均响应时间 R_x 和服务时间 x 由式 $R_x = x / (1 - \rho)$ 给出。

让我们把时间片在轮转调度中记为 δ 。在这个问题中， δ 相对于服务时间很小。现在，考虑一个新来的进程，它排在就绪队列的最后。我们假设这一特定的进程的服务时间为 x ，是 δ 的

一些倍数： $x = m\delta$ 。首先，让我们回答一个问题，多少时间花费在进程得到服务前的等待队列中。它必须等待所有排在它之前的 q 个进程结束服务后，从而初步等待时间 = $q\delta$ 。 q 则是等待队列中的平均进程数目。现在，我们可以计算总时间花费在收到 x 秒钟的服务之前的等待时间。因为它必须经过队列 m 次，而每一次他们等待 $q\delta$ 秒，其总等待时间分列如下：

$$\begin{aligned} \text{Wait time} &= m(q\delta) \\ &= \frac{x}{\delta}(q\delta) \\ &= qx \end{aligned}$$

然后，响应时间是指等待时间和总服务时间 $R_x = \text{wait time} + \text{service time} = qx + x = (q + 1)x$ 。谈到排队的公式，在附录 A，是指物品的数量，该系统的 Q 可表示为：

$$Q = \rho / (1 - \rho), \text{ 则 } R_x = [\rho / (1 - \rho) + 1] * x = (x / (1 - \rho)) * R_x = [\rho / (1 - \rho) + 1] * x = x / (1 - \rho)$$

9.11 大多数轮转调度器使用大小固定的时间片。给定支持小时间片的参数。现在给定一个支持大的时间片的参数。比较并对比两个参数所适用的系统和作业的类型。存在两种参数都合理的情况吗？

一个论点主张一个小时间片：用一个小时间片会加强反应能力，多次运行的所有进程进行了短暂的时间片。当就绪队列有许多流程，这是互动性，反应能力是非常重要的如：一般用途的计算机系统。

一个论点主张一个大的时间片：利用大型公司将提高吞吐量和 CPU 利用率测量方面的实际工作，因为那里是不足的背景切换，从而减少开销。

一个系统，其中既可能是适当的：有一些制度，即无论是中小企业还是大广，是合理的。例如：很长的行业，需要在短短数用户互动。虽然这种类型的工作可以被视为一个批处理工作，在某种意义上来说，它仍然需要与用户手中。因此，在时代的时候，有没有使用者之间的相互作用，时间片可能会增加优化，并在整个过程中的互动时间，时间片可能降至提供更好的应变能力。

9.12 在排队系统中，新作业在得到服务之前必须等待一会儿。当一个作业等待时，它的优先级从 0 开始以速度 α 线形增加。一个作业一直等待到它的优先级达到正在运行中的作业的优先级，然后它开始与其他正在运行的作业使用轮转法平等地共享处理器，与此同时，它的优先级继续以比较慢的速度 β 增长。这个算法称为自私轮转法，因为在运行中的作业试图通过不断地增加它的优先级来垄断处理器。

首先，我们需要厘清意义的参数 λ 。速度在项目到达第一盒（"队列"专栏）是 λ 。两个相邻的来港人士，以第二个选项（"服务"的框），将得出一个稍微减慢，因为第二项是延迟其追逐的第一个项目。我们可以计算出垂直偏移 y 的数字，在两种不同方式的基础上，几何形状的图表：

9.13 一个使用轮转调度和交换的交互式系统，试图按如下方式对普通的请求给出有保证的响应：在所有就绪进程中完成一次轮转循环后，系统通过用最大响应时间除以需要服务的进程数目，确定在下一个循环中分配给每个就绪进程的时间片。请问是否是合理的解释？

只是，只要有相对很少有用户在该系统内。当时间片变小，以满足更多用户迅速两件事情发生：（1）处理器利用率下降，以及（2）在某一个点，时间片变得太小，以满足最琐碎的请求。用户将经历一个突然增加的响应时间，因为他们的要求，必须经过轮转调度好几次。

9.14 多级反馈排队调度对哪种类型的进程有利，是受处理器限制的进程还是受 I/O 限制的进程？请简要说明原因。

如果一个进程占用过多处理器时间，它将会被移到一个低优先级的队列中。这会使受 I/O 限制的进程留在优先级高的队列中。

9.15 在基于优先级的进程调度中，如果当前没有其他优先级更高的进程处于就绪状态，调度器将把控制给一个特定的进程。假设在进行进程调度决策时没有使用其他信息，还假设进程的优先级是在进程被创建是建立的，并且不会改变。在这样的系统中，为什么使用 Dekker 方法解决互斥问题是非常“危险”的？通过说明会发生什么和如何发生来解释该问题。

dekker 的算法依靠的是对公平性的硬件和操作系统。使用的优先次序的风险饥饿如下。可能有这样的情况，如果出生是一种很快速的反复过程，因为它不断地发现 $\text{Flag}[1] = \text{虚假的}$ ，不断进入其关键路段，而在 P1，离开内部回路，它正在等待它反过来又可以不设置 $\text{Flag}[1]$ 为真实，阻止这样做出生的读变量（记得进入该变发生下相互排斥）

9.16 5 个批作业，从 A 到 E，同时到达计算机中心。它们的估计运行时间分别为 15，9，3，6 和 12 分钟，它们的优先级（外部定义）分别为 6，3，7，9 和 4（值越小，表示的优先级越高）。对下面的每种调度算法，确定每个进程的周转时间和所有作业的平均周转时间（忽略进程切换的开销），并解释是如何得到这个结果的。对于最后三种情况，假设一次只有一个作业运行直到它结束，并且所有作业都完全是受处理器限制的。

- 时间片为 1 分钟的轮转法。
- 优先级调度
- FCFS（按 15，9，3，6 和 12 顺序运行）。
- 最短作业优先

a: 时间片为 1 分钟的轮转法:

1	2	3	4	5	Elapsed time
A B	C D	E	5		
A B	C D	E	10		
A B	C	D E	15		
A B		D E	19		
A B		D E	23		
A B		D E	27		
A B			E	30	
A B			E	33	
A B			E	36	
A			E	38	
A			E	40	
A			E	42	
A				43	
A				45	

每个进程的周转时间

A=45 min , B=35 min , C=13 min , D=26 min , E=42 min

平均周转时间是 $(45+35+14+26+42)/5=32.2$ min

b.

Priority	Job	Turnaround Time
3	B	9
4	E	$9 + 12 = 21$
6	A	$21 + 15 = 36$
7	C	$36 + 3 = 39$
9	D	$39 + 6 = 45$

平均周转时间是 $(9+21+36+39+45)/5=30$ min

c.

Job Turnaround Time

A 15
 B $15 + 9 = 24$
 C $24 + 3 = 27$
 D $27 + 6 = 33$
 E $33 + 12 = 45$

平均周转时间是 $(15+24+27+33+45) / 5 = 28.8 \text{ min}$

d.

Running Time	Job	Turnaround Time
3	C	3
6	D	$3 + 6 = 9$
9	B	$9 + 9 = 18$
12	E	$18 + 12 = 30$
15	A	$30 + 15 = 45$

平均周转时间是: $(3+9+18+30+45) / 5 = 21 \text{ min}$

第 10 章 多处理器和实时调度

10.1 考虑一组周期任务（3 个），表 10.5 给了它们的执行简表。按照类似与图 10.5 的形式，给出关于这组任务的调度图。

表 10.5 习题 10.1 的执行简表

进程	到达时间	执行时间	完成最后期限
A(1)	0	10	20
A(2)	20	10	40
.	.	.	.
B(1)	0	10	50
B(2)	50	10	100
.	.	.	.
C(1)	0	15	50
C(2)	50	15	100
.	.	.	.

答：对于固定的优先级来说，我们以优先级是 ABC 来考虑这道题。每一方格代表五个时钟单元，方格里的字母是指现在正在运行的进程。第一行是固定的优先级；第二行表示的是使用完成最后期限的最早最后期限调度。表格如下：

A	A	B	B	A	A	C	C	A	A	B	B	A	A	C	C	A	A		
A	A	B	B	A	C	C	A	C	A	A	B	B	A	A	C	C	C	A	A

对于固定优先级调度来说，进程 C 总是错过它的最后期限。

10.2 考虑一组非周期性任务（5 个），表 10.6 给出了它们的执行简表。按照类似于图 10.6 的形式给出关于这组任务的调度图。

表 10.6 习题 10.2 的执行简表

进程	到达时间	执行时间	启动最后期限
A	10	20	100
B	20	20	30
C	40	20	60
D	50	20	80
E	60	20	70

答：每一方格代表 10 个时间单元。

最早期限		A	A		C	C	E	E	D	D		
有自愿空闲时间的最早期限			B	B	C	C	E	E	D	D	A	A
先来先服		A	A		C	C	D	D				

10.3 这个习题用于说明对于速率单调调度，式（10.2）是成功调度的充分条件，但它并不是必要条件[也就是说，有些时候，尽管不满足式（10.2）也可能成功调度]。

a. 考虑一个任务集，它包括以下独立的周期任务：

任务 P1: $C_1=20$; $T_1=100$

任务 P2: $C_2=30$; $T_2=145$

使用速率单调调度，这些任务可以成功地调度吗？

b. 现在再往集合里增加以下任务：

任务 P3: $C_3=68$; $T_3=150$

式（10.2）可以满足吗？

c. 假设前述的三个任务的第一个实例在 $t=0$ 是到达，并假设每个任务的第一个最后期限如下：

$D_1=100$; $D_2=145$; $D_3=150$

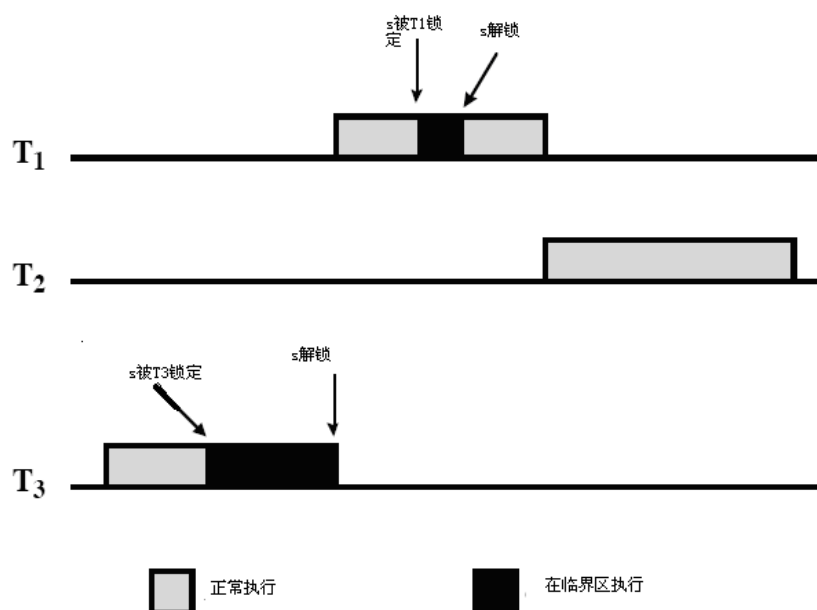
如果使用速率单调调度，请问这三个最后期限都能得到满足吗？每个任务循环的最后想、期限是多少？

答：a. P1, P2 的总使用率是 0.41，小于由方程 10.2 给出的对于两个任务的界限 0.828，因此这两个任务是可以成功调度的。

b. 所有任务的使用率是 0.86，已经超过界限 0.779。

c. 可以观察到在 P3 执行前 P1, P2 必须至少执行一次。因此 P3 的第一次瞬间完成时间不低于 $20+30+68=118$ 。但是 P1 在一附加的时间区间 $(0, 118)$ 内初始化。因此 P3 直到 $118+20=138$ 才完成他的第一次执行。在 P3 的期限内。继续这个过程，我们可以知道，这三个任务的所有期限都能实现。

10.4 画一个与图 10.9（b）相似的图，用来显示队同一个例子使用优先级置顶的事件顺序。



一旦 T3 进入他的临界区，他的优先级就被指定为高于 T1。当 T3 离开他的临界区时，他被 T1 抢先。

第 11 章 I/O 管理和磁盘调度

11.1 考虑一个程序访问一个 I/O 设备，并比较无缓冲的 I/O 和使用缓冲区的 I/O。说明使用缓冲区最多可以减少 2 倍的运行时间。

如果计算的时间正好等于它的 I/O 时间（它是最佳环境），操作者和外围设备同时运行。如果单独运行，只要花费他们的一半时间，设 C 是整个程序的计算时间，T 为所要求总的 I/O 时间，因而寄存器最好的运行时间是 $\max(C, T)$ ，不需要寄存器的运行时间是 $C+T$ ，

显然 $((C+T)/2) \leq \max(C, T) \leq (C+T)$ 。

11.2 把习题 11.1 的结论推广到访问 n 个设备的程序中。

最佳比是 $(n+1) : n$

11.3 使用与表 11.2 类似的方式，分析下列磁道请求：27，129，110，186，147，41，10，64，120。假设磁头最初定位在磁道 100 处，并且沿着磁道号减小的方向移动。假设磁头沿着磁道增大的方向移动，请给出同样的分析。

FIFO		SSTF		SCAN		C-SCAN	
下一个被访问的磁道	横跨的磁道数	下一个被访问的磁道	横跨的磁道数	下一个被访问的磁道	横跨的磁道数	下一个被访问的磁道	横跨的磁道数
	73		10		36		36
27	102	110	10	64	23	64	23
129	19	120	9	41	14	41	14
110	76	129	18	27	17	27	17
186	39	147	39	10	100	10	176
147	106	186	122	110	10	186	39
41	31	64	23	120	9	147	18
10	54	41	14	129	18	129	9
64	56	27	17	147	39	120	10
120	61.8	10	29.1	186	29.6	110	38
平均寻道长度		平均寻道长度		平均寻道长度		平均寻道长度	

如果磁头沿着增大的方向，只有 SCAN 和 C-SCAN 的结果有变化

SCAN		C-SCAN	
下一个被访问的磁道	横跨的磁道数	下一个被访问的磁道	横跨的磁道数
	10		10
110	10	110	10
120	9	120	9
129	18	129	18
147	39	147	39
186	122	186	176
64	23	10	17
41	14	27	14
27	17	41	23
10	29.1	64	35.1
平均寻道长度		平均寻道长度	

1.4 考虑一个磁盘，有 N 个磁道，磁道号从 0 到 $(N-1)$ ，并且假设请求的扇区随机地均匀分布在磁盘上。现在要计算一次寻道平均跨越的磁道数。

- 首先，计算当磁头当前位于磁道 t 时，寻道长度为 j 的可能性。提示：这是一个关于确定所有组合数目的问题，所有磁道位置作为寻道目标的可能性是相等的。
- 接下来计算寻道长度为 K 的可能性。提示：这包括所有移动了 K 个磁道的可能性之和。
- 使用下面计算期望值得公式，计算一次寻道平均跨越的磁道数目：

$$E[X] = \sum_{i=0}^{N-1} i \sum \text{Pr}[x=i]$$

- 说明当 N 比较大时，一次寻道平均跨越的磁道数接近 $N/3$ 。

(a) 设 $P[j/t]$ 表示位于磁道 t ，寻道长度为 j 的概率，知随机访问一个任何一个磁道的可能性为相等为 $1/N$ ，因此我们有 $P[j/t]=1/N$, $t \leq j-1$ 或者 $t \geq N-j$; $P[j/t]=2/N$, $j-1 < t < N-j$. 前一种情况下，当前磁道接近于磁盘的两端。因此只有一个相距 j 长度的磁道，故为 $2/N$ 。

- (b) 令 $P[k] = \sum P[k/t] * P[t] = 1/N \sum P[k/t]$ ，由 (a) 可知，取值 $1/N$ 的有 $2k$ 个磁道，取值为 $2/N$ 有 $(N-k)$ 个，
所以有

$$P[k] = (2k/N + 2(N-k)/N) / N = 2(N-k) / N^2$$

$$(c) E[k] = \sum k * P[k] = \sum 2k(N-k) / N^2$$

$$= (N^2 - 1) / 3N$$

- (d) 当 N 比较大时，从上文可以看出一次寻道平均跨越磁道数接近 $N/3$

11.5 下面的公式适用于高速缓冲存储器和磁盘高速缓存：

$$T_s = T_c + M \times T_d$$

请把这个公式推广到 N 级存储器结构，而不是仅仅 2 级。

定义：

A_i = 从 i 级存储器找到信息的时间；

H_i = 消息在第 i 级存储器并且没有在更高级存储器的概率；

B_i = 从第 $(i+1)$ 级向第 i 级传送一块数据的时间。

假设缓存在 1 级存储上，主存在 2 级存储上，如此下去，形成一个 N 级存储结构，因此有

$$T_s = \sum A_i H_i$$

若消息在 M_1 层，可以立即被读，如果在 M_2 中，不在 M_1 中，那么这块数据从 M_2 传到 M_1 中再读。

因此 $A_2 = B_1 + A_1$

进而有 $A_3 = B_2 + A_2 = B_1 + B_2 + A_1$

即有 $A_i = A_1 + \sum B_j$

所以 $T_s = T_1 \sum H_i + \sum \sum B_j H_i$

因为 $\sum H_i = 1$

最后可得 $T_s = T_1 + \sum \sum B_j H_i$

11.6 对基于频率的替换算法（见图 11.12），定义 F_{new} , F_{middle} 和 F_{old} 分别为包含新区，中间区和的高速缓存片段，显然 $F_{\text{new}} + F_{\text{middle}} + F_{\text{old}} = 1$. 如果有

a. $F_{\text{old}} = 1 - F_{\text{new}}$

b. $F_{\text{old}} = 1 / (\text{高速缓存大小})$

请分别描述该策略。

图 11.11 的中间区是空的，因此这种策略退化为图 11.11a 的策略。

老区由一块组成，并且我们有 LRU 替换策略。

11.7 对于一个有 9 个磁道的磁带，磁带速度为 120 英寸每秒，磁带密度为 1600 线位/英寸，请问它的传送率为多少？

密度可表示为 1600 线位每英寸，因此传送速率为 $1600 \times 1200 = 192000$ 线位每秒。

11.8 假设有一个 2400 英寸的磁带盘，记录间的间隙为 0.6 英寸，这个间隙是磁带在读操作之间的停止；在间隙期间磁带速度成线性增加或减小，磁带的其他与习题 11.7 相同。磁带上的数据按物理记录组织，每个物理记录包含固定数目的由用户定义的单元，称为逻辑记录。

- 在磁带上读取分装在 10 个物理记录中的 120 个逻辑记录需要多少时间？
- 同样。如果是分装在 30 个物理记录中，则需要多少时间？
- 对于上述每种分块方案，整个磁带分别可以保存多少个逻辑记录？
- 对于上述每种分块方案，有效的总传速率分别是多少？
- 磁带的容量是多少？

假设每个记录由 30 块组成。

- 我们先定义从一个物理块加间隙到了另一块的读取时间

$$\begin{aligned}\text{物理块的大小} &= (30 \text{ 个逻辑记录每物理记录}) \times (120 \text{ 比特每逻辑记录}) \\ &= 3600 \text{ 字节}\end{aligned}$$

$$\text{物理块的长度} = 3600 \text{ 字节} / (1600 \text{ 比特/英寸}) = 2.35 \text{ 英寸}$$

$$\text{间隙的长度} = 0.6 \text{ 英寸}$$

$$\text{传输一个块加间隙的传输时间} = 2.25/120 + 0.6/60 = 0.02875 \text{ 秒}$$

$$\text{磁带上块的数目} = (2400 \times 12) / (2.25 + 0.6) = 10105 \text{ 物理块}$$

$$\text{因此，读取时间为 } 10105 \times 0.02875 = 291 \text{ 秒}$$

- 如果分装在 30 个物理记录中，磁带包含 10105 个物理记录和 $30 \times 10105 = 303150$ 个逻辑记录。

- 分装在 30 个物理记录中的有效传输数率：

$$R = (303150 \times 120) / 291 = 125010 \text{ 字节/秒}$$

- 容量 $= 303150 \times 120 = 36378000$ 字节

11.9 如果磁盘中扇区大小固定为每扇区为 512 字节，并且每磁道 96 个磁区，每面 110 个磁道，一共有 8 个可用的面，对于习题 11.8 (b)，计算存储这些逻辑记录需要多少磁盘空间（扇区、磁道和面）。忽略文件头记录和磁道索引，并假设记录不能跨越两个扇区。

$$\text{每个扇区能容纳 4 个记录，所需扇区数} = 303150 / 4 = 75788$$

$$\text{所需磁道数} = 75788 / 96 = 790$$

$$\text{所需面数} = 790 / 110 = 8$$

11.10 考虑习题 11.9 所描述的磁盘系统，假设该磁盘的旋转速度为 360r/m。一个处理器使用中断驱动 I/O 从磁盘中读取一个扇区，每个字节一个中断。如果处理每个中断需要 2.5us，处理器花费在处理 I/O 上的时间占多少百分比（忽略寻道时间）？

$$\text{每扇区 512 字节，每字节一个中断，所以每扇区 512 个中断。}$$

$$\text{中断总时间} = 2.5 \times 512 = 1280 \mu\text{s}。$$

$$\text{每个扇区读取时间} = 60 \text{ s/m} \times 360 \text{ r/m} \times 96 \text{ 扇区/磁道} = 1736 \mu\text{s}$$

$$\text{处理器花费在处理 I/O 上的时间百分比} = 100 \times 1280 / 1736 = 74\%$$

11.11 如果使用 DMA 策略并假设每个扇区一个中断，重做习题 11.10。

$$\text{使用 DMA 策略，中断总时间} = 2.5 \mu\text{s}$$

$$\text{处理器花费在处理 I/O 上的时间百分比} = 100 \times 2.5 / 1736 = 0.14\%$$

11.12 一个 32 位计算机有两个选择通道和一个多路通道，每个选择通道支持两个磁盘和两个磁带部件。多路通道有两个行式打印机、两个卡片阅读机，并连接着 10 个 VDT 终端。假设以下的传送率：

磁盘驱动器	800KB/s
磁带驱动器	200KB/s
行式打印机	6.6KB/s
卡片阅读机	1.2KB/s
VDT	1KB/s

系统中的最大合计传送率为多少？

每次只有一个驱动设备能在选择通道上得到服务，

因此，最大速率=800+800+2×6.6+2×1.2+10×1=1625.6KB/s

11.13 当条带大小比 I/O 大小小时，磁盘条带化显然可以提高数据传送率。同样，相对于单个的大磁盘，由于 RAID 0 可以并行处理多个 I/O 请求，显然它可以提高性能。但是，相对于后一种情况，磁盘条带化还有必要存在吗？也就是说，相对于没有条带化的磁盘阵列，磁盘条带化可以提高 I/O 请求速度的性能吗？

这取决于 I/O 请求类型。对于一种极端情况，如每次只有一个进程有一个大 I/O 请求时，磁盘条带化可以提高性能。但如果有许多进程有许多小的 I/O 请求时，相对于 RAID 0 没有条带化的磁盘阵列可以提高性能。

第13章 文件管理

12.1、定义：B=块大小 R=记录大小 P=块指针大小 F=组块因子，即一个块中期望的记录数。对图 12.6 中描述的三种组块方法分别给出关于 F 的公式。

答案：

固定组块： $F = \text{最大整数} \leq \frac{B}{R}$

当一个可变长度记录被保存到组块中的时候，组块中会增加一个标记着记录边界的数据，用来标识记录。当跨越式记录桥联块边界的时候，需要用到一些关联着后继组块的结构。一种可能情况是在每个记录前加一个长度标识。另一种可能情况是在两个记录之间加一个特殊的区分标识。因此，我们假设每一个记录需要一个标识，并且标识大小约等于块指针大小。对于跨越式组块，指向它下一个组块的大小为 P 的块指针被包含在每一个组块中，所以跨越式记录可以很容易地被重定位。由此可知：

可变组块跨越式： $F = \frac{B - P}{R + P}$

由于不采用跨越的方式，可变长度非跨越式组块会导致平均 R/2 的空间浪费，但不需要指向后继组块的指针：

$$F = \frac{B - \frac{R}{2}}{R + P}$$

12.2、一种避免预分配中的浪费和缺乏邻近性问题的方案是，分配区的大小随着文件的生长而增加。例如，开始时，分区的大小为一块，在以后每次分配时，分区的大小翻倍。考虑一个有 n 条记录的文件，组块因子为 F，假设一个简单的一级索引用做一个文件分配表。

- 给出文件分配表中入口数的上限（用关于 F 和 n 的函数表示）。
- 在任何时候，已分配的文件空间中，未被使用的空间的最大量是多少？

答案：a.

$$\log_2 \frac{N}{F}$$

- 未被使用的空间总是小于已分配文件空间。

12.3、当数据

- 很少修改并且以随机顺序频繁地访问时，
- 频繁地修改并且相对频繁地访问文件整体时，
- 频繁地修改并以随机顺序频繁地访问时，

从访问速度、存储空间的使用和易于更新（添加 / 删除 / 修改）这几方面考虑，为了达到最大效率，你将选择哪种文件组织？

答案：a. 索引文件

b. 索引顺序文件

c. 索引文件或散列文件

12.4、目录可以当做一种只能通过受限方式访问的“特殊文件”实现，也可以当做普通文件实现。这两种方式分别有哪些优点和缺点？

答案：很明显地，如果操作系统把目录当做一种通过受限方式访问的“特殊文件”实现，安全性更容易被加强。把目录当做一种通过受限方式访问的普通文件实现使得操作系统更统一地管理对象，更容易地创建和管理用户目录。

12.5、一些操作系统具有一个树结构的文件系统，但是把树的深度限制到某个比较小的级数上。这种限制对用户有什么影响？它是如何简化文件系统的设计的（如果能简化）？

答案：这是一个少见的专题。如果操作系统构造一个文件系统以便子目录被允许包含在一个主目录下，那么就很少或没有额外的逻辑被要求允许包含任意深度的子目录。限制子目录树的深度造成对用户组织文件空间不必要地限制。

12.6、考虑一个层次文件系统，空闲的磁盘空间保留在一个空闲空间表中。

a. 假设指向空闲空间的指针丢失了。该系统可以重构空闲空间表吗？

b. 给出一种方案，确保即使出现了一次存储失败，指针也不会丢失。

答案：a. 可以重构。使用的方法与许多 LISP 的垃圾收集系统用的方法非常相似。首先，我们将建立一种数据结构，代表磁盘的每一块，并且这个磁盘支持一种文件系统。在这里某种映射是比较合适的。然后，我们从这个文件系统的根目录开始，通过文件系统的递归下降寻找，我们标记每一块已被文件使用的磁盘块。当完成的时候，我们将为没有被使用的磁盘块建立一个空闲列表。这实质上就是 UNIX 命令 fsck 的功能。

b. 在磁盘上一个或多个地方备份空闲空间列表指针。无论何时列表的开端发生变化，备份指针也同样更新。这样将会保证即使发生了存储器或者磁盘块错误，你也总是能找到一个有效的指针值。

12.7、考虑由一个索引节点所表示的 UNIX 文件的组织（见图 12.13）。假设有 12 个直接块指针，在每个索引节点中有一个一级、二级和三级间接指针。此外，假设系统块大小和磁盘扇面大小都是 8K。如果磁盘块指针是 32 位，其中 8 位用于标识物理磁盘，24 位用于标识物理块，那么

a. 该系统支持的最大文件大小是多少？

b. 该系统支持的最大文件系统分区是多少？

c. 假设主存中除了文件索引节点外没有其他信息，访问在位置 12, 423, 956 中的字节需要多少次磁盘访问？

答案：a. 找出每一个块中根据指针大小来划分块大小的磁盘块指针的数目：

$$8K/4 = 2K \text{ pointers per block}$$

I-Node 所支持的最大文件大小是：

12	+	2K	+	(2K×2K)	+	(2K×2K×2K)
直接寻址		一级间接寻址		二级间接寻址		三级间接寻址
12	+	2K	+	4M	+	8G blocks

将以上数据乘以块大小（8K），得到：

$$96KB + 16MB + 32GB + 64TB$$

这就是该系统支持的最大文件大小。

b. 每一个分区中都有 24 位用于识别物理块，由此可知：

$$2^{24} \times 8K = 16M \times 8K = 128GB$$

c. 由问题（a）中所得的信息可知，直接块只覆盖了第一个 96KB 区域，而一级间接块覆盖了接下来的 16MB 区域。被请求文件的位置是 13MB 而其偏移很明显地随机落在了一级间接块中。因此会有 2 次磁盘存储访问。一次是为了一级间接块，一次是为了包含被请求数据的块。

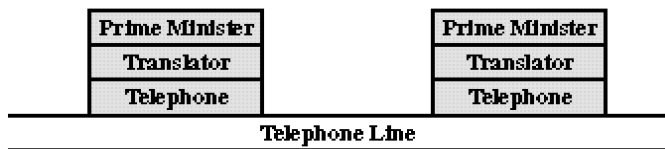
第14章 网络

13.1、a. 假设法国和中国总理需要通过电话达成一项协定。但是他们都不会说对方的语言，而且身边也没有翻译能将对方的语言翻译过来。但是，他们的工作人员中都有英语翻译人员。请画出与图 13.8 类似的图来描述这种情况，并说明每一层之间的交互过程。

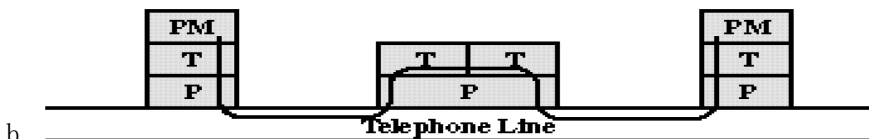
b. 现在假设中国总理只有日语翻译人员，法国总理有德语翻译人员。在德国也有德语和日语翻译人员。请画图来说明协定过程并描述电话交谈过程。

答案：

13.1 a.



两个总理的讲话就好像他们在直接同对方讲话，例如：当法国总理讲话时，他定位他的话是直接对中国总理说的。尽管如此，事实上这些信息还是经由电话系统经过两个翻译。法国总理的翻译把他的话翻译成英文并告诉中国总理的翻译，中国总理的翻译收到后将之翻译成中文。



提供一个中间结点服务，在信息通过时将信息翻译。

13.2、请列举协议分层方法的主要缺点。

答案：这种方法的主要缺点可能是处理器处理和数据开销。造成处理器处理开销的原因是 7 个模块（OSI 模块）被调用用来把数据从应用程序移入通信软件。数据开销的主要原因是附加在数据中的各种头部。另一个可能的缺点是至少每一层有一个标准协议。由于分层很多，因此它需要花很长的一段时间发展和发布协议标准。

13.3、一个 TCP 分段由 1500 位的数据和 160 位的头组成。当传送到 IP 层的时候又增加了另一个 160 位的头。传输时通过了两个网络，每一个网络都使用一个 24 位的包头。目的端网络的最大数据包大小为 800 位。当传送到目的端网络时，网络层包含协议头在内有多少位？

答案：数据+TCP 头+IP 头=1820bits，这些数据以数据包序列的反是传输，每个包含 24bits 的网络头和 776bits 的较高级头或数据，总计需 3 个包，总传输字节=1820+3x24=1892bits。

13.4、为什么 TCP 头包含长度域而 UDP 头没有包含长度域？

答案：UDP（用户数据报）拥有固定的头，而在 TCP 中这个头是不定长的。

13.5、在以前的版本的 TFTP 协议规范 RFC783 中，有如下表述：除了那些用来终止连接的数据包，所有的数据包都会收到单独的确认信息，除非发生超时。新的规范修改如下：除了重复的 ACK 及用于终止连接的数据包之外，所有的数据包都需要收到确认，除非发生超时。这个变化修正了一个所谓的“魔术师的学徒”问题。请推论出并解释这个问题。

答案：假设 A 发送一个数据包 K 到 B，而自 B 的响应接收数据包（ACK）被延迟但没丢失。A 重复发送数据包 K，被 B 在此确认收到，至此 A 收到两个关于 K 的 ACK，而其中任一个都会激发数据包 K+1 的发送，而 B 将对到来的两个 K+1 做出响应，从而引起 A 再次发送两个包 K+2，至此，每个数据包和响应包都将被发送两次。

13.6、使用 TFTP 传送文件时，影响传送所需时间的因素是什么？

答案：TFTP 每一轮能传输的最大数值为 512 字节（数据发送，ACK 接收）。因此，最大的传输量是由每一轮的传输时间来划定的。

第 14 章 分布式处理、客户/服务器和集群

14.1、假设 α 是可以在集群中的 n 台计算机上同时执行的程序代码的百分率，每台计算机使用一组不同的参数或初始条件。假设其余代码必须由一台处理机串行执行；每台处理机的执行速率是 x MIPS。

a. 当使用互斥执行这个程序的系统时，根据 n ， α 和 x 给出有效的 MIPS 率表达式。

b. 如果 $n=16$ 且 $x=4$ MIPS，确定能够产生 40 MIPS 系统性能的 α 值。

答案：a. MIPS 率表达式： $[n\alpha + (1-\alpha)]x = (n\alpha - \alpha + 1)x$

b. $\alpha=0.6$

14.2、一个应用程序在由 9 台计算机组成的集群上执行。一个基准程序在该集群上占用了时间 T ，而且还发现 T 的 25% 是应用程序同时所有 9 台计算机上运行的时间。在其余的时间，应用程序只能运行在一台独立的计算机上。

a. 计算在上述条件下与在一台单独计算机上执行程序相比的有效加速比。也计算 α ，它是上一题程序中已并行化（通过编程或编译手段使得能够使用集群模式）的代码的百分率。

b. 假设能够在并行代码部分上有效地使用 18 台计算机，而不是 9 台，计算获得的有效加速比。

答案：a. 一台计算机上执行程序的时间为 T 。8 台计算机同时执行程序的时间为 $T/4$ ，而这些程序在一台单独计算机上执行需时 $2T$ 。因此，一台单独计算机上执行程序的总时间是 $3T$ 。所以有效加速比 = 3， $\alpha = 0.75$ 。

b. 有效加速比 = 3.43

14.3、下面的 FORTRAN 程序将要在计算机上执行，它的一种并行形式将在一个具有 32 台计算机的集群上执行。

```
L1: DO 10 I = 1, 1024
L2: SUM(I) = 0
L3: DO 20 J = 1, I
L4: 20 SUM(I) = SUM(I) + I
L5: 10 CONTINUE
```

假设第 2 行和第 4 行程序使用两个机器时钟的时间，包括了所有处理器和存储器访问活动。软件循环控制语句（第 1、3、5 行）所带来的开销及所有其他的系统开销和资源冲突情况不计在内。

a. 程序在一台单独计算机上的总执行时间（以机器时钟时间计）是多少？

b. 以下列方式将 I 循环迭代分开在 32 台计算机上：计算机 1 执行第一个 32 次迭代（ $I=1$ to 32），处理机 2 执行下一个 32 次迭代，等等。与（a）相比，执行时间和加速比因子是多少（注意，由 J 循环指示的计算工作负荷在计算机间是不平衡的）？

c. 修改并行性，使在 32 台计算机上的所有计算工作负荷能够平衡地并行执行。平衡的负载意味着对所有循环，分派给每台计算机的是相同数量的加法。

d. 在 32 台计算机上并行执行产生的最小执行时间是多少？其速度比在一台单独的计算机中的执行速度提高了多少？

答案：a. 总执行时间 = 1,051,628 cycles

b. 执行时间和加速比因子 = 16.28

c. 从 I -loop 开始到结束，每台计算机被平衡地安排了 32 次迭代。

d. 理想状态下的执行时间和加速比因子 = 32

第 15 章 分布式进程管理

15.1、15.1 节中的“进程迁移机制”小节描述了刷新策略。

a. 从源端的观点来看，刷新像哪一种其他策略？

b. 从目标端的观点来看，刷新像哪一种其他策略？

答案: a. **Eager (dirty)**: 仅仅转移那些位于主存中且已被修改了的地址空间的页。虚地址空间的所有其他块将在需要时才转移。

b. **基于引用的复制 (copy-on-reference)**: 这是 Eager (dirty) 的变体, 只有在引用某页时, 该页才被取入。

15.2、图 15.9 声称所有 4 个进程将顺序{a, q}分派给两条信息, 即使 q 在 a 之前到达 P₃。分析该算法以证明该声明的真实性。

答案: 进程 P₁ 开始时时钟的值为 0。为了传送消息 a, 它将时钟加 1 并发送 (a, 1, 1), 第一个数字值是时间戳, 第二个是站点标识。同样的, 进程 P₄ 也将自己的时钟加 1 并发送 (q, 1, 4)。这两个消息被第三个站点接受到。a 和 q 具有相同的时间戳, 但是 P₁ 的数字标识符要小于 P₄ 的数字标识符 (1<4)。因此, 所有 4 个进程将顺序{a, q}分派给两条信息。

15.3、对 Lamport 算法, 有 P_i 可以保存它自己的一个 Reply 消息的传输的情况存在吗?

答案: 如果 P_i 已经发出一个请求消息但还没有收到相对应的释放信息, P_i 可以保存它自己的一个 Reply 消息的传输。

15.4、对于[RICA81]的互斥算法:

a. 证明它实现了互斥。

b. 如果各消息没有按照它们发送时的顺序到达, 则算法不能保证临界区按照它们的请求的顺序执行。

可能会饥饿吗?

答案: a. 如果一个已经请求进入其临界区的站点 i 收到了一个来自于所有其他站点的请求, 那么首先这个请求应该是所有正在等待的请求中最旧的 (在某种意义上是根据时间戳排序来定义的) 请求; 其次比这个请求更早的临界区请求已经被完成。如果站点 j 已经发出一个更早的请求或者它已经进入了临界区, 那么临界区将不响应站点 i 的请求。

b. 进入的请求全部按顺序被服务; 每一个请求都将在某段时间后成为最旧的, 然后将会被服务。

15.5、在令牌传递互斥算法中, 用于重启时钟和纠正偏差的时间戳机制与分布式排队算法中的一样吗? 如果不一样, 时间戳的功能是什么?

答案: 在令牌传递互斥算法中不考虑关于相互之间的重启时间戳时钟。拿给定的进程 P_i 举个例子, 时钟只被用于更新, 一方面, request [i] 通过请求消息的通信方式在其他进程中变化, 另一方面, 当令牌类型的消息被传输时, token [i] 会发生变化。所以时钟不是用于完全的顺序请求, 而是被当作计数器使用, 用来记录多种进程访问临界区时的时间戳, 从而判断 P_i 进程进入临界区的时间戳即 token [i] 的值是否小于它的请求值, 即对于 P_j 来说是 request_j [i] 的值。max 函数被用于接受请求的进程中的作用是如果一些进程要被递送出顺序队列的话, 只有最新的 P_j 进程的请求被考虑。

15.6、对于令牌传递互斥算法, 证明它

a. 保证互斥。

b. 避免死锁。

c. 是公平的。

答案: a. 如果在任何情况下数值为真的 token_present 变量数目不超过 1, 则保证了互斥的实现。自这个条件成为初始化条件后, 很明显它将贯彻在整个程序之中。首先考虑整个过程的首部, token_present_i 是变量 P_i 的变量值。当 P_i 接收到令牌的时候将 P_i 的变量值从 false 变为 true。如果我们考虑 P_j 将令牌传出去后的尾部处理, 我们可以知道, 只有当 token_present_j 将值变为 true 并且 P_j 在将令牌送出之前把这个值变为 false 的时候, P_j 才能进行将令牌传出去后的后期处理。

b. 假设所有的进程都希望进入临界区但是它们都没有令牌, 所以它们都处于阻塞状态, 并等待着令牌的到来。因此令牌是出于传递中的。它会经过有限长时间后传递给一个进程, 并激活这个进程。

c. 经过有限长时间释放令牌时所有相关消息会被传出去, 这一点保证了公平性。临界区使用的尾部处理要求 P_i 将令牌传送给下面第一个进程 P_j。它选择接受令牌的下一个进程的方法是按照 j = i+1, i+2, ..., n, 1, ..., i-1 中谁的请求已经传送给 P_i 的顺序进行的。如果对于所有的信息传输延迟是有限的 (比如: 没有信息遗失)。所有的程序获悉某个 P_j 希望进入临界区的消息而且当 P_j 轮到的机会来的时候会同意其进入临界区。

15.7、在图 15.11 (b) 中, 解释为什么第二行不能简单地读做 “request(j) = t”。

答案: 接收一个来自进程 P_j 的请求有着更新本地变量的作用即函数 request(j), 它记录着进程 P_j 最新请求的时间。而函数 max 保证了正确指令得到维护。

第17章 安全

16.1、假设口令选自 26 个字母中 4 个字母的组合, 并假设敌手以每秒一个口令的速度进行尝试。

a. 假设直到每次尝试都结束后才反馈给敌手, 则发现正确的口令需要多长时间?

b. 假设每当输入一个不正确的字符后就反馈给敌手一个逐渐衰退的错误, 则发现正确的口令需要多长时间?

答案: a. $T = \frac{26^4}{2}$ 秒 = 63.5 小时

b. 每个数字需要尝试 13 次。 $T = 13 \times 4 = 52$ 秒。

16.2、假设长度为 k 的源元素按某种统一的方式被映射到一个长度为 p 的目标。如果每个数字可以从 r 个值中选用一个, 则源元素的数目为 r^k , 目标元素的数目是一个比较小的数 i 。一个特定的源元素 x_i 被映射到一个特定的目标元素 y_i 。

a. 敌手一次就选择到正确的源元素的概率为多少?

b. 敌手用不同的源元素 x_k ($x_i \neq x_k$) 产生相同的目标元素 y_i 的概率是多少?

c. 敌手一次就产生了正确的目标元素的概率为多少?

答案: a. $p = r^k$

b. $p = \frac{r^k - r^p}{r^{k+p}}$

c. $p = r^p$

16.3、一个语音口令生成器为产生一个 6 字母口令随机选择两段, 每段的格式是 CVC (辅音、元音、辅音), 其中 $V = \langle a, e, i, o, u \rangle$, $C = V$ 。

a. 一共可以产生多少口令?

b. 敌手正确地猜出口令的概率是多少?

答案: a. $T = (21 \times 5 \times 21)^2 = 4862025$

b. $p = \frac{1}{T} \approx 2 \times 10^{-7}$

16.4、假设口令被局限于使用 95 个可打印的 ASCII 字符, 并且所有的口令长度均为 10 个字符。假设一个口令黑客以每秒 6.4 个密码的速度进行测试。在 UNIX 系统中, 穷举测试所有可能的口令需要多长时间?

答案: 口令的可能性有 $95^{10} \approx 6 \times 10^{19}$ 种。穷举测试所有可能的口令需要时间:

$$\frac{6 \times 10^{19} \text{ passwords}}{6.4 \times 10^6 \text{ passwords / second}} = 9.4 \times 10^{14} \text{ seconds}$$

= 300,000 years

16.5、由于知道了 UNIX 口令系统的危险, SunOS-4.0 文档建议移动口令文件并替换成一个称为 /etc/publickey 的公共可读文件。该文件中用户 A 的入口包括用户标识符 ID_A , 该用户的公钥 KU_A , 以及相应的私钥 KR_A 。通过使用 DES 和从用户的登录口令 P_A 衍生的密钥对公钥进行加密。当 A 登录到系统时, 通过解密 $E_{P_A}[KR_A]$ 得到 KR_A 。 $E_x[a]$ 表示使用密钥 x 的加密或解密。

a. 该系统可以验证提供的 P_a 是正确的，请问如何验证？

b. 如何攻击该系统？

答案：a. 因为公钥 K_{U_a} 和私钥 $K_{K_{Ra}}$ 是互逆的，所以可以通过检验 $K_{K_{Ra}}$ 的值来验证提供的 P_a 是正确的：只要简单地拿出一些任意的消息块 X ，然后确认 $X = D_{K_{Ra}}[E_{K_{U_a}}[X]]$ 。

b. 因为文件 `/etc/publickey` 是公共可读的，一个攻击者可以通过猜测口令 P （即 P' ）并且计算 $K_{Ra'} = D_{P'}[E_P[K_{U_a}]]$ 。然后他任意地选择一个任意的消息块 Y 来验证 $Y = D_{K_{Ra'}}[E_{K_{U_a}}[Y]]$ 是否正确。如果正确，那么极有可能 $P' = P$ 成立。其他消息块可以验证这个等式的正确性。

16.6、UNIX 口令所使用的加密方案是单向的，不可能倒转。因此，是否可以这样说，这实际上是一个散列代码，而不是对口令的加密？

答案：是的。

16.7、前面曾经讲述过，在 UNIX 口令方案中包含 salt 将猜出口令的难度增加了 4096 倍。但是 salt 是以明文的形式与密码口令保存在同一项中的，因此，攻击者可以知道这两个字符而不需要猜测，那么为什么说 salt 可以增加安全性？

答案：如果不使用 salt，当攻击者猜测到口令并将其加密后，如果系统中每一个用户都是使用的这个口令的话，攻击者可以攻击任何一个用户。如果使用 salt，攻击者必须针对系统中的每一个用户所使用的不同 salt 来进行猜测口令以及对口令加密。

16.8、假设你已经成功地回答了前面的问题并且理解 salt 的重要性，现在还有一个问题：通过动态地增加 salt 的长度，例如增加到 24 位或 48 位，是否可以完全阻挡所有的口令攻击？

答案：这有赖于用户群的规模大小而非 salt 的规模大小，因为攻击者可能已经访问过每一个用户的 salt 文件了。更长 salt 的优点是：salt 越长，两个用户之间的 salt 越不可能相同。如果多个用户使用一个相同的 salt，那么攻击者只需要给每个口令猜测做一次加密就可以测试出所有这些用户。

16.9、是否可以开发出一个程序，通过分析软件的一部分来判断它是否是病毒。假设下面的程序 D 可以完成这样的功能。也就是说，对任意程序 P ，如果运行 $D(P)$ ，则结果返回 TRUE 或 FALSE。现在考虑如下过程：

```
Program CV : =
{ ...
  main-program : =
    { if D (CV) then goto next :
      Else infect-executable ;
    }
  next:
}
```

在这个处理过程中，infect-executable 是扫描执行程序的内存并将自己复制到该执行程序中去的一个模块。请确定一下，D 是否能正确地判断出 CV 是否是一个病毒。

答案：D 是用来判断程序 P 是否是病毒的，如果是，则结果返回 TRUE；如果不是，则结果返回 FALSE。CV 调用 D，如果 D 判断 CV 是病毒，CV 将不感染可执行程序；如果 D 判断 CV 不是病毒，CV 将感染可执行程序。D 的判断总是错误，所以 D 不能正确地判断出 CV 是否是一个病毒。

16.10、在一个多级安全系统中，规则“不向上读”的必要性是很显然的，那么规则“不向下写”的重要性是什么？

答案：“不向下写”规则即*属性的目的是为了提出特洛伊木马的问题。根据*属性，通过木马使用过的信息不能被妥善处理。在这个属性之下，一个正在运行的程序代表着一个使用者不能给访问安全级比它低的或者是和它断层的使用者传递信息。

16.11、图 16.11 中，特洛伊木马的复制并在以后观察的链断了。这时，Alice 有两种从其他角度进行攻击的可能：Alice 登录并试图直接读取字符串，或者 Alice 指定对“back-pocket”文件敏感的安全级。请问基准监视器是否可以阻拦这些攻击？

答案：Drake 没有被授权直接读取字符串，因此不向上读的规则禁止了这种企图。同样地，Drake 没有授

权指定对“back-pocket”文件敏感的安全级，所以这种企图也被禁止。

16. 12、假设有人提出了以下方法来证实你们两个人同时拥有同一个密钥。首先由你创建一个与密钥长度相同的随机字符串，然后与密钥进行 XOR（异或）运算，并把结果发送到通道。你的伙伴对到来的数据块与密钥（这个密钥应该与你的相同）进行 XOR（异或）运算，把它送回，然后由你检测现在收到的是否是原来那个随机字符串。这样，不需要传送密码，就可以验证你和你伙伴是否拥有相同的密钥。请问这个方案有什么缺陷吗？

答案：是的。偷听者会得到 2 个字符串，其中一个是向每个方向发送的，而这个字符串异或运算后所得到的值就是密钥。

张翰兴 整理