2、机制

1. 对端正常响应，重置保活时间;
2. 对端程序崩溃，响应一个RTS报文，将TCP连接重置;
3. 保活报文不可达，等待达到保活探测次数后关闭连接。

3、TCP为啥需要流量控制

1. 由于通讯双方网速不同，通讯方任意一方发送过快都会导致对方详细处理不过来，所以就需要把数据放到缓冲区中
2. 如果缓冲区满了，发送方还在疯狂发送，那接收方只能把数据包丢弃。因此我们需要控制发送速率
3. 我们缓冲区剩余大小称之为接收窗口，用变量win表示。如果win=0，则发送方停止发送

操作系统

基础知识讲解

操作系统基础

> 💦 本部分是一些基础的概念，仅做了解使用。

什么是操作系统

操作系统(Operating System)，是介于硬件资源和应用程序之间的一个系统软件 ，能控制和管理整个计算机系统的硬件和软件资源，调度计算机的工作与资源的分配，进而为用户和其他软件提供服务，**操作系统是计算机系统中最基本的系统软件。**

如果将它理解为“掌控计算机的系统”是否更能精确的描述OS所做的事情呢?

如果要更深入的掌握这个问题，可以问一问：如果没有了操作系统，你使用的PC机还能干什么？或者说，你能够使用你的PC机做什么呢?

操作系统的特征：

- 并发：并发指的是两个或多个事件在同一时间间隔内发生，计算机系统中同时存在多个运行的程序，因此具有处理和调度多个程序同时执行的能力。

> ⚠️注意：并行和并发的区别：并发指的是同一时间间隔，并行指的是同一时刻。

- 共享：系统中的资源可以供内存中多个并发执行的进程共同使用。
  - 互斥共享：一段时间内只允许一个进程访问该资源。**一段时间内只允许一个进程访问的资源称为临界资源。**
  - 同时访问：一段时间内允许多个进程“同时”访问，“同时”通常是宏观的，实际上是交替的对该资源进行访问。
- 虚拟：把一个物理上的实体变为若干逻辑上的对应物。
- 异步：进程的执行并不是一贯到底的，而是以不可预知的速度向前推进。

操作系统的功能

> 操作系统位于硬件资源之上，管理硬件资源; 应用程序之下，为应用程序提供服务，同时管理应用程序

1、资源分配，资源回收

计算机必要重要的硬件资源无非就是 CPU、内存、硬盘、I/O设备。
而这些资源总是有限的，因此需要有效管理，资源管理最终只有两个问题：资源分配、资源回收。

资源分配： 体现在CPU上，比如进程调度，多个进程同时请求CPU下，应该给哪一个进程呢？再比如内存分配，内存不够了怎么办？A进程非法访问了B进程的内存地址怎么办？内存内、外碎片问题等。

资源回收： 考虑内存回收后的合并等等。

2、为应用程序提供服务

操作系统将硬件资源的操作封装起来，提供相对统一的接口（系统调用）供开发者调用。

如果没有操作系统，应用程序将直接面对硬件，除去给开发者带来的编程困难不说，直接访问硬件，使用不当极有可能直接损坏硬件资源。

3、管理应用程序

即控制进程的生命周期：进程开始时的环境配置和资源分配、进程结束后的资源回收、进程调度等。

4、操作系统内核的功能

（1）**进程调度能力：** 管理进程、线程，决定哪个进程、线程使用CPU。

（2）**内存管理能力：** 决定内存的分配和回收。

（3）**硬件通信能力：** 管理硬件，为进程和硬件之间提供通信。

（4）**系统调用能力：** 应用程序进行更高限权运行的服务，需要系统调用，用户程序和操作系统之间的接口。

操作系统的角色

1、管理者

主要分为：CPU管理、内存管理、外存管理、IO管理；以及自己的健壮性和安全性管理。

> 健壮性，又称鲁棒性，即使很粗鲁的对待程序，它还是可以很好的运行。

2、魔术师:

比如操作系统会让每个进程都觉得自己独占CPU、独占整片物理内存，而实际上每个进程都只是在某一时间段内占用CPU，仅仅只是占用实际一点点物理内存。

用户程序与操作系统的关系

> 用户程序和操作系统之间是**相互调用**的关系

1、操作系统的角度

计算机启动后启动的第一个软件就是操作系统，随后启动的所有进程都运行在操作系统之上，使用操作系统提供的服务，同时被操作系统监控，进程结束后也由操作系统回收。

2、进程角度

调用操作系统提供的服务，实现自己的功能。

进程和线程

进程基础

1、进程的概念

我们编写的代码只是一个存储在硬盘的静态文件，通过编译后就会生成二进制可执行文件，当我们运行这个可执行文件后，它会被装载到内存中，接着 CPU 会执行程序中的每一条指令，那么这个**运行中的程序，就被称为「进程」（Process）**。

根据上面的过程，我们可以得到进程的其中一个定义：**进程是具有独立功能的程序在一个数据集合上运行的过程，是系统进行资源分配和调度的一个独立单位。**

2、进程控制块（PCB）

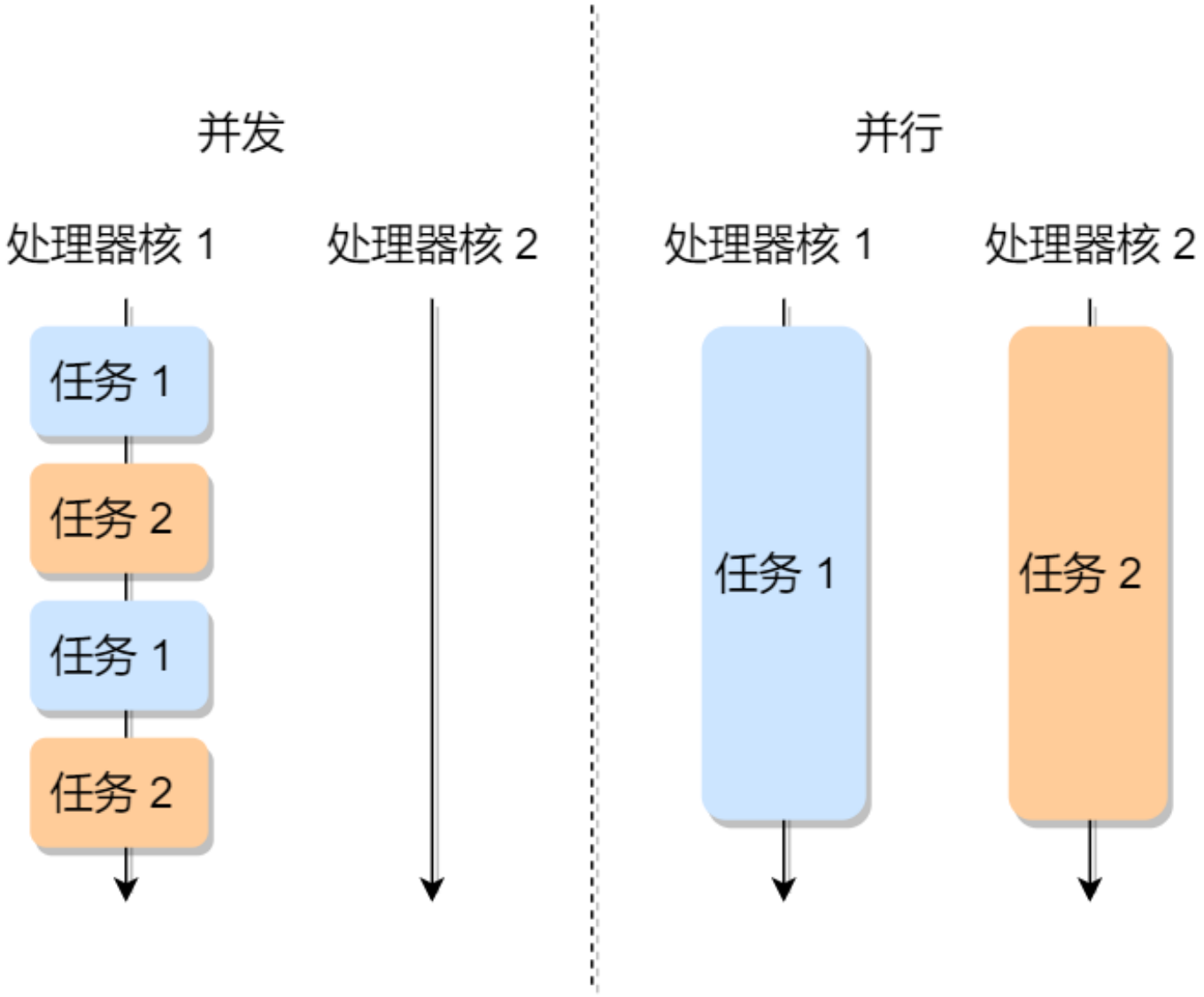
系统通过`进程控制块PCB`来描述进程的基本情况和运行状态，就进而控制和管理进程，**它是进程存在的唯一标识**，其包括以下信息：

1. 进程描述信息： 进程标识符、用户标识符
2. 进程控制和管理信息： 进程当前状态，进程优先级
3. 进程资源分配清单： 有关内存地址空间或虚拟地址空间的信息，所打开文件的列表和所使用的 I/O 设备信息。
4. CPU相关信息： 当进程切换时，CPU寄存器的值都被保存在相应PCB中，以便CPU重新执行该进程时能从断点处继续执行;

`PCB`通常是通过**链表**的方式进行组织，把具有**相同状态的进程链在一起，组成各种队列**。

3、并发与并行

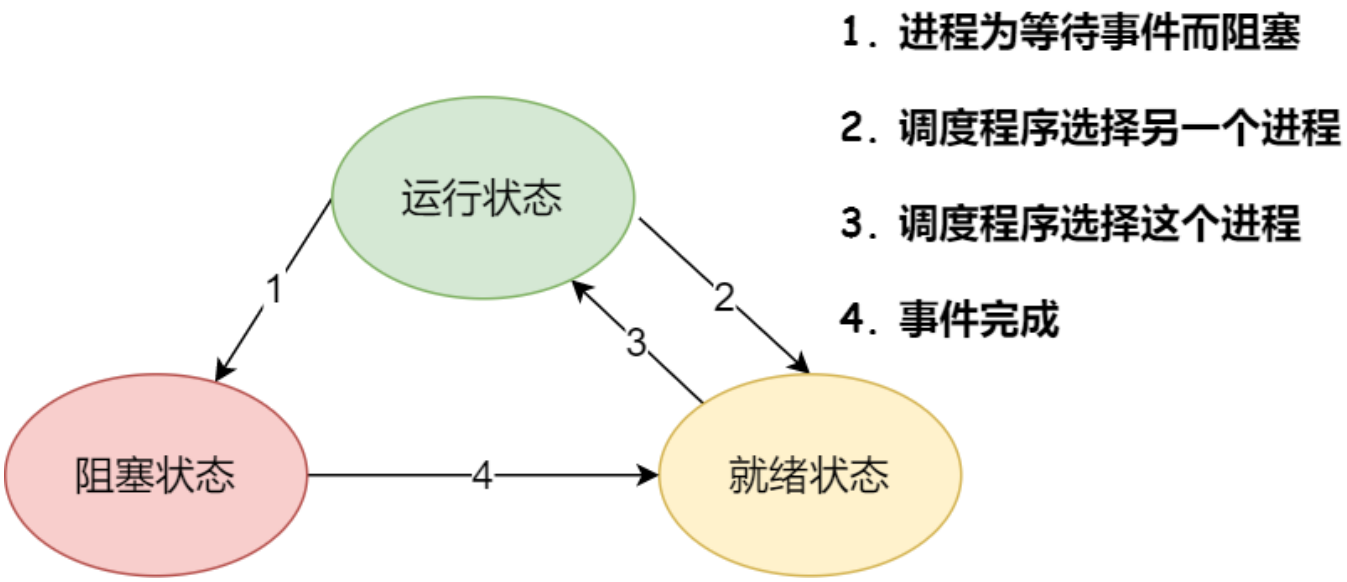
1. 单个处理核在很短时间内分别执行多个进程，称为并发
2. 多个处理核同时执行多个进程称为并行
3. 对于并发来说，CPU需要从一个进程切换到另一个进程，在切换前必须要记录**当前进程中运行的状态信息，以备下次切换回来的时候可以恢复执行。**



4、进程的状态切换

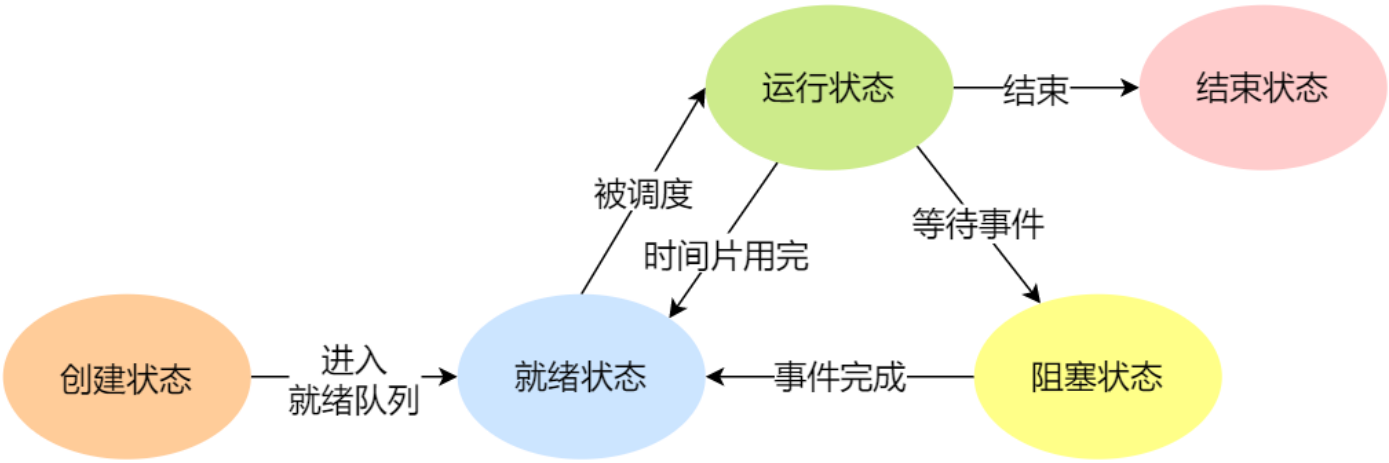
我们知道了并发会执行进程的切换，这就需要进程有运行状态和停止状态，实际上某个进程在某个时刻所处的状态分为以下几种状态：

- **运行态**： 该时刻进程占用CPU
- **就绪态**：可运行，由于其他进程处于运行状态而暂时停止运行
- **阻塞态**：该进程正在等待某一事件发生（如等待输入/输出操作的完成）而暂时停止运行



当然，进程还有另外两个基本状态：

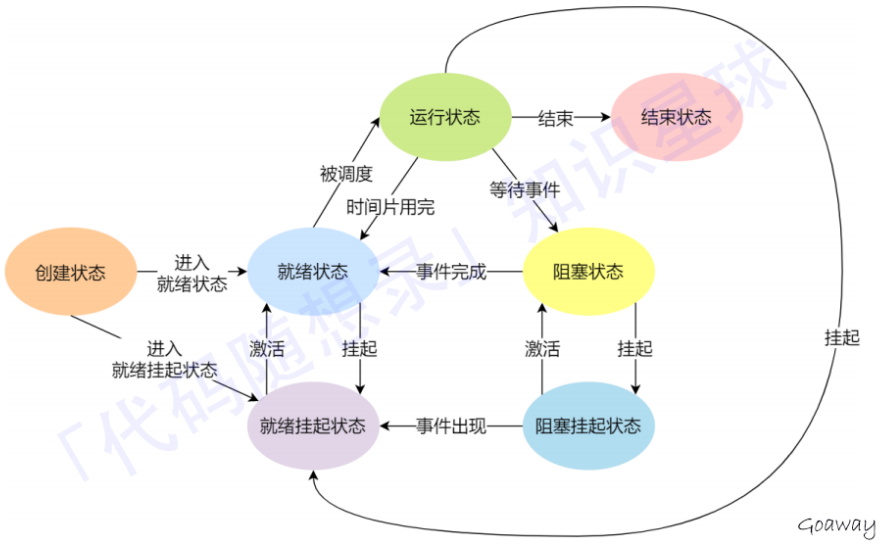
- 创建状态（*new*）：进程正在被创建时的状态；
- 结束状态（*Exit*）：进程正在从系统中消失时的状态；



如果有大量处于阻塞状态的进程，进程可能会占用着物理内存空间，所以系统通常会把阻塞状态的进程的物理内存空间换出到硬盘，等需要再次运行的时候，再从硬盘换入到物理内存，那么，就需要一个新的状态，来**描述进程没有占用实际的物理内存空间的情况，这个状态就是挂起状态**。这跟阻塞状态是不一样，阻塞状态是等待某个事件的返回。

挂起状态可以分为两种：

- 阻塞挂起状态：进程在外存（硬盘）并等待某个事件的出现；
- 就绪挂起状态：进程在外存（硬盘），但只要进入内存，即刻立刻运行；



特点：

1. **只有就绪态和运行态可以相互转换**，其它的都是单向转换。就绪态的进程通过调度算法从而获得CPU 时间，转为运行状态；
2. 运行态的进程，在分配给它的 CPU 时间片用完之后就会转为就绪状态，等待下一次调度。
3. 阻塞态是因缺少需要的资源从而由运行态转换而来，但是该资源不包括 CPU 时间，缺少 CPU 时间会从运行态转换为就绪态。
4. 当进程等待的外部事件发生时（如一些输入到达），则由阻塞态转换为就绪态，如果此时没有其他进程运行，则转换为运行态，否则该进程将处于就绪态，等待CPU空闲轮到它运行。

5、进程的上下文切换

一个进程切换到另一个进程运行，称为进程的上下文切换, **进程的上下文切换不仅包含了虚拟内存、栈、全局变量等用户空间的资源，还包括了内核堆栈、寄存器等内核空间的资源。**

> 发生进程上下文切换有哪些场景?

- 进程的时间片耗尽
- 阻塞等待
- 高优先级进程运行
- 中断处理
- 进程通过睡眠函数 sleep 这样的方法将自己主动挂起

6、进程的创建

一个进程可以创建另一个进程，此时创建者为父进程，被创建的进程为子进程，操作系统创建一个新进程的过程如下：

- 为新进程分配一个独特的进程控制块（PCB）
- 为新进程分配所需要的资源，比如内存、CPU时间
- 初始化进程控制块（PCB）的各种字段，包括状态、优先级、寄存器初始值等。
- 将其状态设置为就绪状态，使其能够被调度执行。进程进入就绪队列，等待分配处理器时间。

7、进程的终止

- 根据标识符，查找需要终止的进程的 PCB；
- 如果进程处于执行状态，则立即终止该进程的执行，然后将处理器资源分配给其他进程；
- 如果其还有子进程，则应将该进程的子进程交给 1 号进程接管；

- 将该进程所拥有的全部资源都归还给操作系统；
- 将其从 PCB 所在队列中删除；

8、进程的阻塞

- 找到被阻塞进程的标识符对应的PCB
- 如果该进程为运行状态，则保护其现场，将其状态转为阻塞状态，停止运行；
- 将该 PCB 插入到等待队列中，将处理机资源调度给其他就绪进程

9、进程的唤醒

- 在该事件的阻塞队列中找到相应进程的 PCB；
- 将其从阻塞队列中移出，并置其状态为就绪状态；
- 把该 PCB 插入到就绪队列中，等待调度程序调度；

线程基础

1、什么是线程?

线程是“轻量级线程”，是进程中的一个实体，是程序执行的最小单元，也是被**系统独立调度和分配的基本单位。**

线程是进程当中的一条执行流程，同一个进程内多个线程之间可以共享代码段、数据段、打开的文件等资源，但每个线程各自都有一套独立的寄存器和栈，这样可以确保线程的控制流是相对独立的。

2、线程的特点

- 线程是一个“轻量级线程”，一个进程中可以有多个线程，线程不拥有系统资源，但是也有PCB，创建线程使用的底层函数和进程一样，都是clone
- 各个线程之间可以并发执行
- 同一个进程中的各个线程共享该进程所拥有的资源。
- 进程可以蜕变成线程;

实际上，无论是创建进程的fork，还是创建线程的`pthread_create`，底层实现都是调用同一个内核函数 clone 。

1. 如果复制对方的地址空间，那么就产出一个“进程”;
2. 如果共享对方的地址空间，就产生一个“线程”。

Linux内核是不区分进程和线程的, 只在用户层面上进行区分。所以，线程所有操作函数`pthread_*`是库函数，而非系统调用。

3、进程和线程的比较

> 进程是资源（包括内存、打开的文件等）分配的单位，线程是 CPU 调度的单位；

- 资源：进程是系统中拥有资源的基本单位，而线程不拥有系统资源（仅有一点必不可少的能保证运行的资源，比如寄存器和栈），但线程可以访问隶属进程的系统资源。
- 调度：线程切换的代价远低于进程，在同一个进程中，线程的切换不会引起进程切换，而从一个进程中的线程切换到另一个进程中的线程中，会引起进程切换。
- 并发：进程可以并发执行，而一个进程中的多个线程之间也能并发执行，甚至不同进程中的线程也能并发执行，从而使得操作系统拥有更好的并发性，提高了系统资源的利用率和系统的吞吐量。
- 独立性：每个进程都拥有独立的地址空间和资源、除了共享全局变量，不允许其他进程访问。某进程中的线程对其他进程都不可见，同一进程中的不同线程是为了提高并发性以及进行相互之间的合作而创建的，它们共享进程的地址空间和资源。

- 系统开销：线程所需要的开销比进程小
    - 线程的创建时间比进程快，因为进程在创建的过程中，还需要资源管理信息，比如内存管理信息、文件管理信息，而线程在创建的过程中，不会涉及这些资源管理信息，而是共享它们；
    - 线程的终止时间比进程快，因为线程释放的资源相比进程少很多；
    - 同一个进程内的线程切换比进程切换快，因为线程具有相同的地址空间（虚拟内存共享），这意味着同一个进程的线程都具有同一个页表，那么在切换的时候不需要切换页表。而对于进程之间的切换，切换的时候要把页表给切换掉，而页表的切换过程开销是比较大的；
    - 由于同一进程的各线程间共享内存和文件资源，那么在线程之间数据传递的时候，就不需要经过内核了，这就使得线程之间的数据交互效率更高了；

所以，不管是时间效率，还是空间效率线程比进程都要高。

4、线程的状态：

- 执行状态：线程获得处理机正在执行
- 就绪状态：线程已经具备执行条件，只需要获得CPU就可以执行
- 阻塞状态：线程在执行中因事件受阻而处于暂停状态

5、线程的实现

（1）用户线程 （ULT）

用户线程是在用户空间实现的线程，不是由内核管理的线程，整个线程管理和调度，操作系统是不直接参与的，而是由用户级线程库函数来完成线程的管理，包括线程的创建、终止、同步和调度等。

优点：

1. 线程切换不需要切换到内核空间中，节省了模式切换的开销。
2. 调度算法可以是进程专用的，不同的进程可根据自身的需要，对自己的线程选择不同的调度算法。
3. 用户级线程的实现与操作系统平台无关，对线程管理的代码是属于用户程序的一部分。

缺点：

1. 由于不由操作系统调度，一旦用户线程发起系统调用而阻塞，那么此进程下用户线程都无法运行;
2. 一旦某个用户线程正在运行，只有当其交出CPU执行权，其他用户线程才可以运行，无法被打断，因为只有操作系统才有权限打断运行，但是操作系统不直接参与调度;
3. 由于时间片分配给进程，故与其他进程比，在多线程执行时，每个线程得到的时间片较少，执行会比较慢；

（2）内核线程（KLT）

由操作系统管理、调度，其对应的TCB是存放在内核中，这样线程的创建、终止和管理都是由操作系统负责。

优点：

1. 当一个内核线程发起系统调用阻塞时不会影响其它内核线程的执行;
2. 分配给线程，多线程的进程获得更多的 CPU 运行时间；

缺点：

1. 在支持内核线程的操作系统中，由内核来维护进程和线程的上下文信息，如 PCB 和 TCB；
2. 线程的创建、终止和切换都是通过系统调用的方式来进行，因此对于系统来说，系统开销比较大；

（3）轻量级线程 (LWP)：

轻量级进程是内核支持的用户线程，一个进程可有一个或多个 LWP，每个 LWP 是跟内核线程一对一映射的，也就是 LWP 都是由一个内核线程支持，而且 LWP 是由内核管理并像普通进程一样被调度。

6、线程共享资源

- 文件描述符表
- 每种信号的处理方式
- 当前工作目录
- 用户ID和组ID

7、 线程非共享资源

- 线程id
- 处理器现场和栈指针(内核栈)
- 独立的栈空间(用户空间栈)
- errno变量
- 信号屏蔽字
- 调度优先级

8、线程的优缺点

优点：

- 提高程序并发性
- 开销小
- 数据通信、共享数据方便

缺点：

- 库函数，不稳定
- 调试、编写困难、gdb不支持
- 对信号支持不好

9、线程如何减少开销

1. 线程创建快，进程创建需要资源管理信息，比如内存管理信息和文件管理信息，而线程创建后是共享其所属进程的资源管理信息;
2. 线程终止时间快，需要回收的仅有少量寄存器和私有的栈区;
3. 线程切换快，因为线程切换仅涉及到少量寄存器和栈区，而进程上下文切换有CPU寄存器和程序计数器(CPU上下文)、虚拟内存空间、页表切换等;
4. 线程因为创建时共享了其所属进程绝大多数资源，因此天生具有很好的线程间通信交互效率。

进程调度

当一个进程的状态发生改变时，操作系统需要考虑是否要换一个进程执行，这就需要用到“进程调度算法”

调度目标

不同的调度算法具有不同的特性，因为使用以下标准比较处理机调度算法的性能：

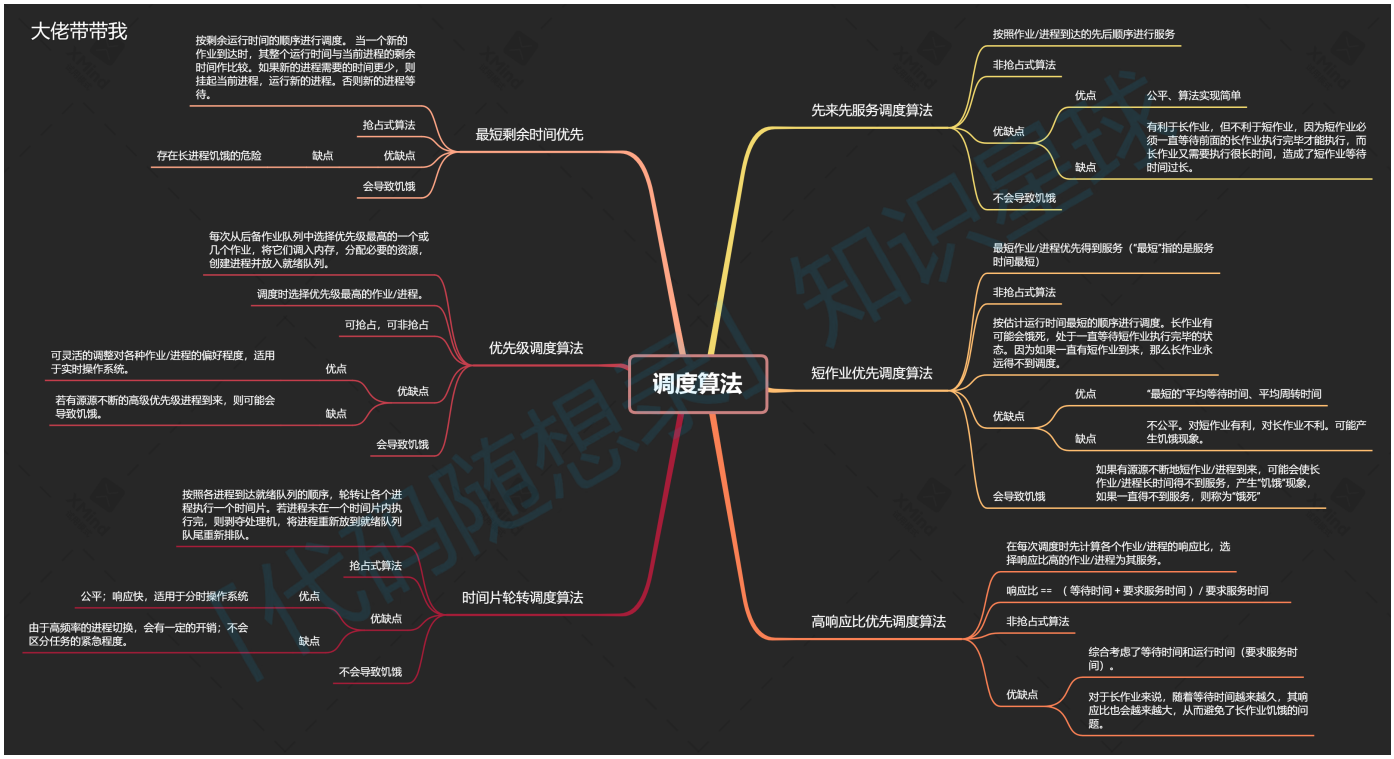
- CPU利用率：CPU是计算机系统中最重要和昂贵的资源之一，应该使CPU保持“忙碌”状态
- 系统吞吐量：单位时间内CPU完成作业的数量。
- 周转时间：作业从提交到作业完成所需要的时间，是作业等待、在就绪队列中排队、在处理机上运行及输入输出操作所花费时间的总和。

- 等待时间：进程处于等处理机（处于就绪队列）的时间之和，等待时间越长，用户满意度越低。
- 响应时间：用户提交请求到系统首次产生响应所需要的时间。

进程调度方式

- 非抢占调度方式：当一个进程正在处理中，即使有更为重要的进程进入到就绪队列中，仍然让正在执行的进程继续执行。
- 抢占调度方式：当一个进程正在处理中，如果有更为重要的进程进入到就绪队列中，则允许调度程序根据某种原则去暂停正在执行的进程，将处理机分配给这个更为重要或紧迫的进程。

调度算法

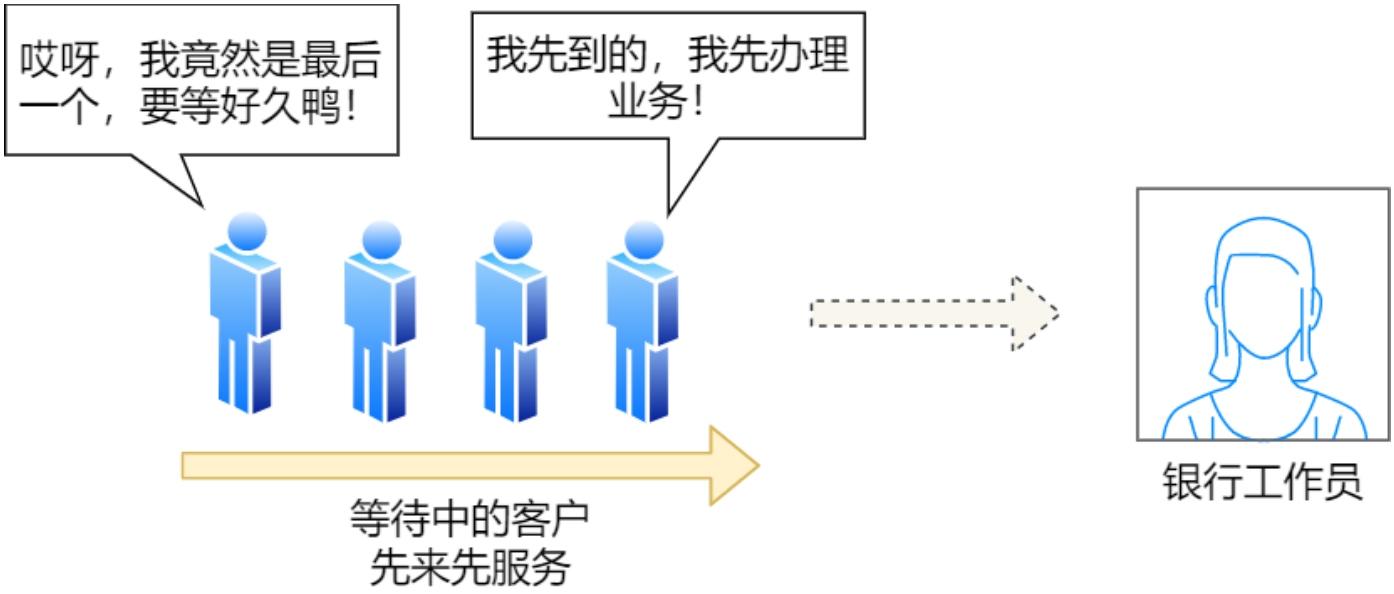


1. 先来先服务调度算法(FCFS)

每次从就绪队列选择最先进入队列的进程，然后一直运行，直到进程退出或被阻塞，才会继续从队列中选择第一个进程接着运行。

这种算法虽然看上去公平，但是如果有一个长作业需要处理，则后面的短作业需要处理很长时间。

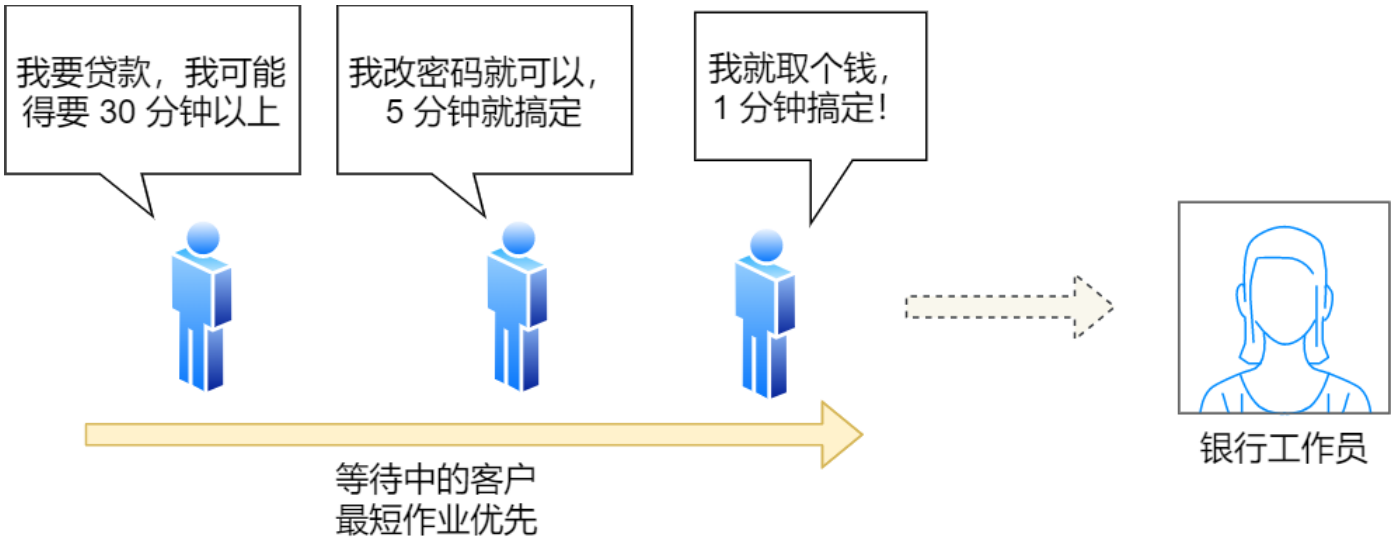
先来先调度算法的特点是算法简单，对长作业比较有利，对短作业不利，适用于 CPU 繁忙型作业的系统，而不适用于 I/O 繁忙型作业的系统。



2. 最短作业优先调度算法（SJF）

最短作业优先调度算法从就绪队列中选择一个估计运行时间最短的作业，将之调入到内存中运行，这有利于提高系统的吞吐量。

但是这对长作业十分不利，由于调度程序总是优先调度短作业，将会导致长作业长期不被调度，此外该算法也没有考虑到作业的紧迫程度，因此不能保证紧迫性作业会被及时处理。



3. 高响应比优先调度算法

每次进行进程调度时，先计算「响应比优先级」，然后把「响应比优先级」最高的进程投入运行

$$优先权 = \frac{等待时间 + 要求服务时间}{要求服务时间}$$

根据公式可以知道：

- 作业的等待时间相同时，如果要求服务时间越短，则响应比更高，有利于短作业执行
- 当要求服务时间相同时，响应比由等待时间决定，如果等待时间越长，则响应比越高
- 对于长作业，作业的响应比可以随着等待时间的增加而提高

4. 时间片轮转调度算法

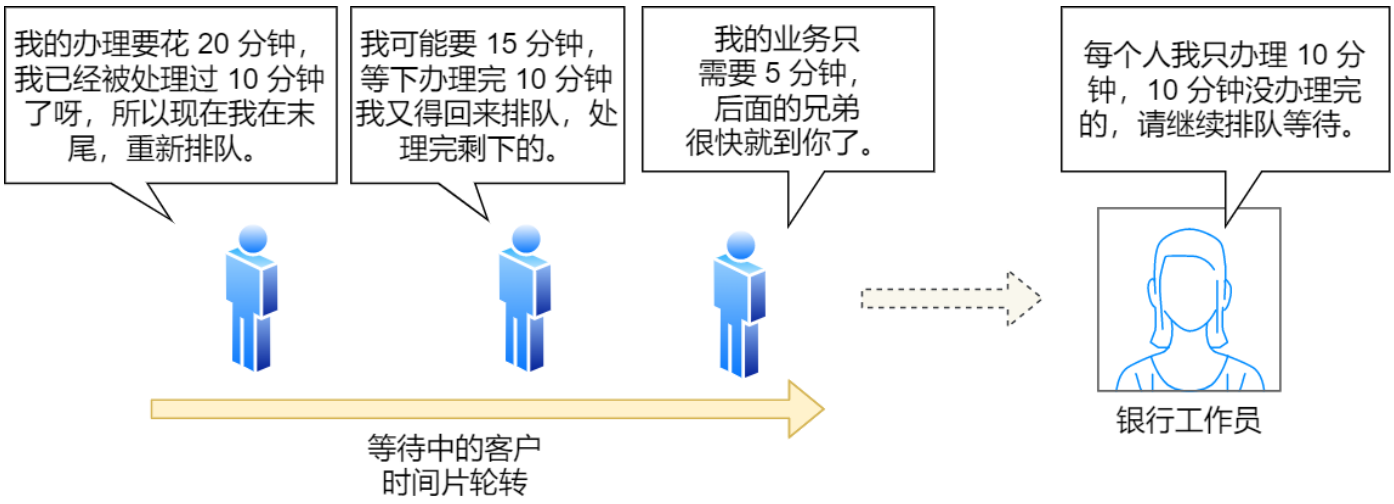
每个进程被分配一个时间段，称为时间片（Quantum），即允许该进程在该时间段中运行。

- 如果时间片用完，进程还在运行，那么将会把此进程从 CPU 释放出来，并把 CPU 分配给另外一个进程；
- 如果该进程在时间片结束前阻塞或结束，则 CPU 立即进行切换；

另外，时间片的长度就是一个很关键的点：

- 如果时间片设得太短会导致过多的进程上下文切换，降低了 CPU 效率；
- 如果设得太长又可能引起对短作业进程的响应时间变长。将

一般来说，时间片设为 `20ms~50ms` 通常是一个比较合理的折中值。

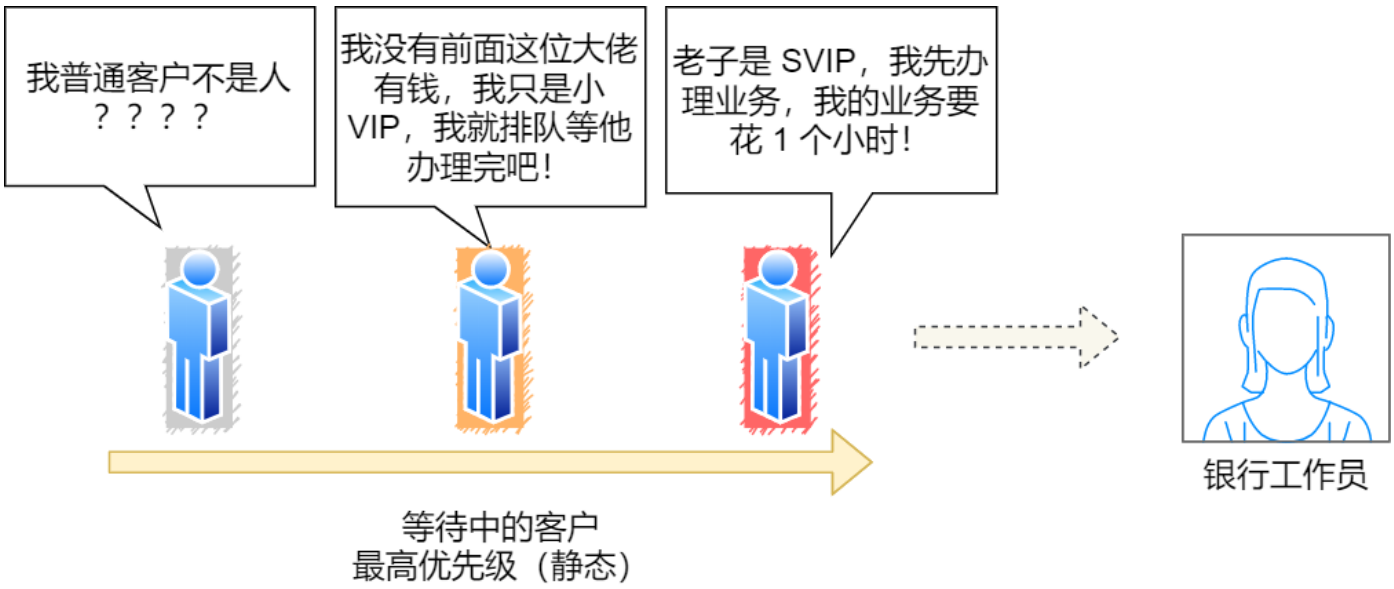


5. 最高优先级调度算法

从就绪队列中选择最高优先级的进程进行运行，但进程的优先级可以分为静态优先级和动态优先级

- 静态优先级：优先级在创建进程时已经确定，在进程运行期间保持不变，确定静态优先级的主要依据有进程类型，对资源的要求，用户要求。
- 动态优先级：进程运行过程中，根据进程运行时间和等待时间等因素调整进程的优先级

但是这种算法可能会导致低优先级的进程永远不被执行。



6. 多级队列调度算法

上面的各种调度算法是固定且单一的，无法满足系统中不同用户对进程调度策略的不同要求，多级队列调度算法在系统中设置多个就绪队列，将不同类型或性质的进程固定分配到不同的就绪队列，每个队列可以实施不同的调度算法。

7. 多级反馈队列调度算法

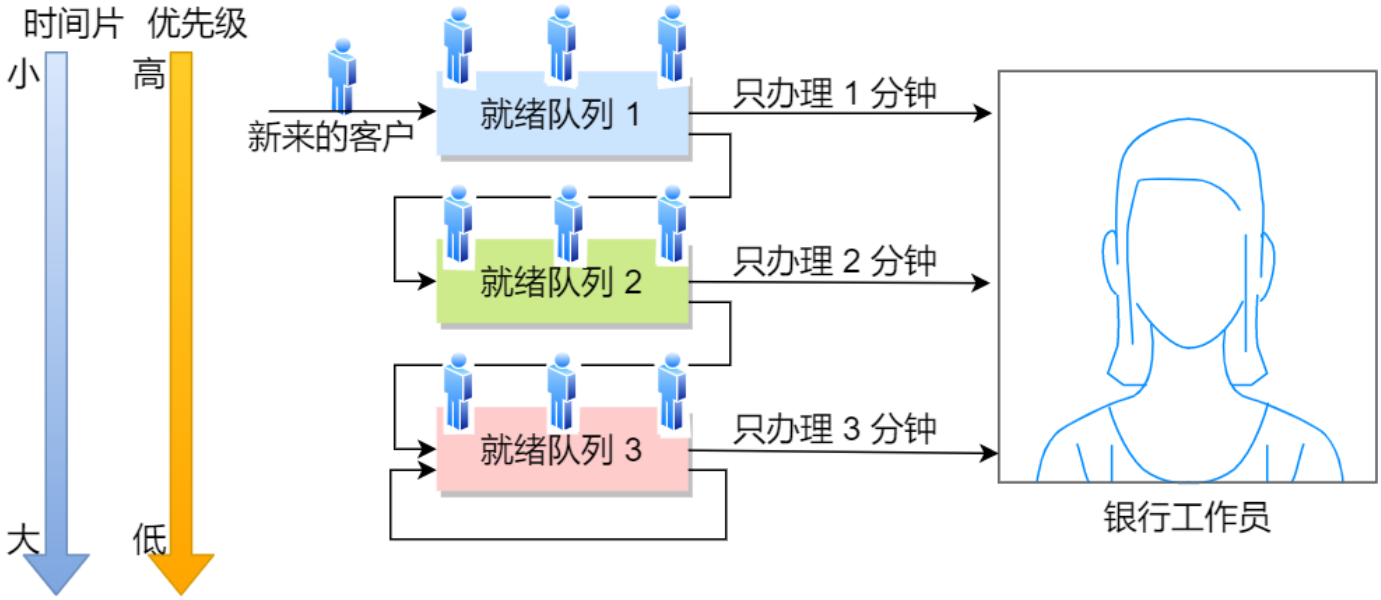
多级反馈队列调度算法融合了时间片轮转调度算法和优先级调度算法，通过动态调整进程的优先级和时间片大小，多级反馈队列调度算法可以兼顾多方面的系统目标

多级反馈队列调度算法的实现思想如下：

- 设置多个就绪队列，并为每个队列赋予不同的优先级。第1级队列的优先级最高，第2级队列的优先级次之，其余队列的优先级逐个降低。
- 赋予各个队列的进程运行时间片的大小各不相同。在优先级越高的队列中，每个进程的时间片就越小。例如，第`i+1`级队列的时间片要比第i级队列的时间片长1倍。
- 每个队列都采用FCFS算法。当新进程进入内存后，首先将它放入第1级队列的末尾，按FCFS原则等待调度。当轮到该进程执行时，如它能在该时间片内完成，便可撤离系统。若它在一个时间片结束时尚未完成，调度程序将其转入第2级队列的末尾等待调度：若它在第2级队列中运行一个时间片后仍未完成，再将它放入第3级队列...，依此类推。当进程最后被降到第n级队列后，在第n级队列中便采用时间片轮转方式运行。
- 按队列优先级调度。仅当第1级队列为空时，才调度第2级队列中的进程运行；仅当第`1~i-1`级队列均为空时，才会调度第i级队列中的进程运行。若处理机正在执行第i级队列中的某进程时，又有新进程进入任一优先级较高的队列，此时须立即把正在运行的进程放回到第级队列的末尾，而把处理机分配给新到的高优先级进程。

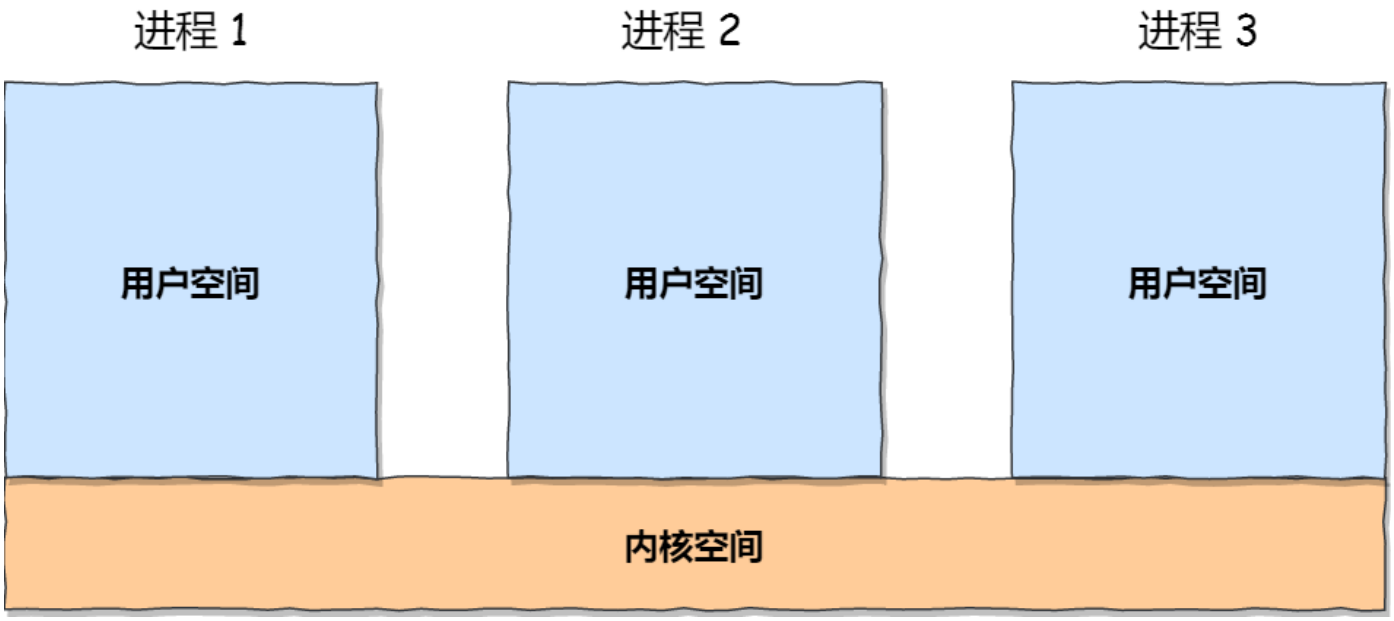
多级反馈队列的优势有以下几点：

- 终端型作业用户：短作业优先。
- 短批处理作业用户：周转时间较短。
- 长批处理作业用户：经过前面几个队列得到部分执行，不会长期得不到处理。



进程通信

进程通信指的是进程之间的信息交换，进程之间一般是相互独立的，但内核空间是每个进程都共享的，所以进程之间要通信必须通过内核。



共享存储

在通信的进程之间存在一块可直接访问的共享空间，通过对这片共享空间进行写/读操作实现进程之间的信息交换。

消息传递（消息队列）

若通信的进程之间不存在可直接访问的共享空间，则必须利用操作系统提供的消息传递方法进行进程通信，进程通过系统提供的发送消息和接收消息两个原语进行数据交换。

- 直接通信方式：发送进程直接把消息发送给接收进程，并将它挂在接收进程的消息缓冲队列上，接收进程从消息缓冲队列中取得消息。
- 间接通信方式：发送进程把消息发送到某个中间实体，接收进程从中间实体取得消息。这种中间实体一般称为信箱。

因为在内核中每个消息体都有一个最大长度的限制，所以消息队列不适合**比较大数据的传输**，而且通信也不是很及时。

管道

管道是指用于连接一个读进程和一个写进程以实现它们之间的通信的一个共享文件，又名pipe文件，向管道（共享文件）提供输入的发送进程（写进程），以字符流形式将大量的数据送入（写）管道：而接收管道输出的接收进程（即读进程）则从管道中接收（读）数据。

- 管道传输数据是半双工通信，某一时刻只能单向传输。
- 写入管道中的数据遵循先入先出的规则
- 管道所传送的数据是无格式的，这要求管道的读出方与写入方必须事先约定好数据的格式，如多少字节算一个消息等
- 管道不是普通的文件，不属于某个文件系统，其只存在于内存中
- 管道在内存中对应一个缓冲区, 不同的系统其大小不一定相同
- 从管道读数据是一次性操作，数据一旦被读走，它就从管道中被抛弃，释放空间以便写更多的数据
- 通信效率低，不适合进程间频繁地交换数据。

(1) 匿名管道和命名管道之间的区别

匿名管道：没有名字的管道，用完就销毁，`Linux`中的`|`就是一个匿名管道，只适用于父子进程之间的通信。

命名管道：提前创建了一个类型为管道的设备文件，在进程里只要使用这个设备文件，就可以相互通信，所以它可以在不相关的进程间进行通信。

(2) pipe函数

```
#include <unistd.h>
/**
 * 创建无名管道.
 * @param pipefd 为int型数组的首地址，其存放了管道的文件描述符
 * pipefd[0]、pipefd[1].
 * @return 创建成功返回0，创建失败返回-1.
 */
int pipe(int pipefd[2]);
/**
 * 当一个管道建立时，它会创建两个文件描述符 fd[0] 和 fd[1]。其中
 * fd[0] 固定用于读管道，而 fd[1] 固定用于写管道。
 * 一般文件 I/O的函数都可以用来操作管道(lseek() 除外。)
 */
```

（3）命名管道

命名管道（FIFO）不同于匿名管道之处在于它提供了一个路径名与之关联，以 FIFO 的文件形式存在于文件系统中，这样，即使与 FIFO 的创建进程不存在亲缘关系的进程，只要可以访问该路径，就能够彼此通过 FIFO 相互通信，因此，通过 FIFO 不相关的进程也能交换数据.

与无名管道(pipe)不同之处：

1. FIFO 在文件系统中作为一个特殊的文件而存在，但 FIFO 中的内容却存放在内存中;
2. 当使用 FIFO 的进程退出后，FIFO 文件将继续保存在文件系统中以便以后使用;
3. FIFO 有名字，不相关的进程可以通过打开命名管道进行通信.

通过命令创建有名管道 `mkfifo  myPipe`

通过函数创建有名管道

```
#include <sys/types.h>
#include <sys/stat.h>
/**
 * 命名管道的创建.
 * @param pathname 普通的路径名，也就是创建后 FIFO 的名字.
 * @param mode 文件的权限，
 * 与打开普通文件的 open() 函数中的 mode 参数相同。(0666).
 * @return 成功：0 状态码;
 *      失败：如果文件已经存在，则会出错且返回 -1.
 */
int mkfifo(const char *pathname, mode_t mode);
```

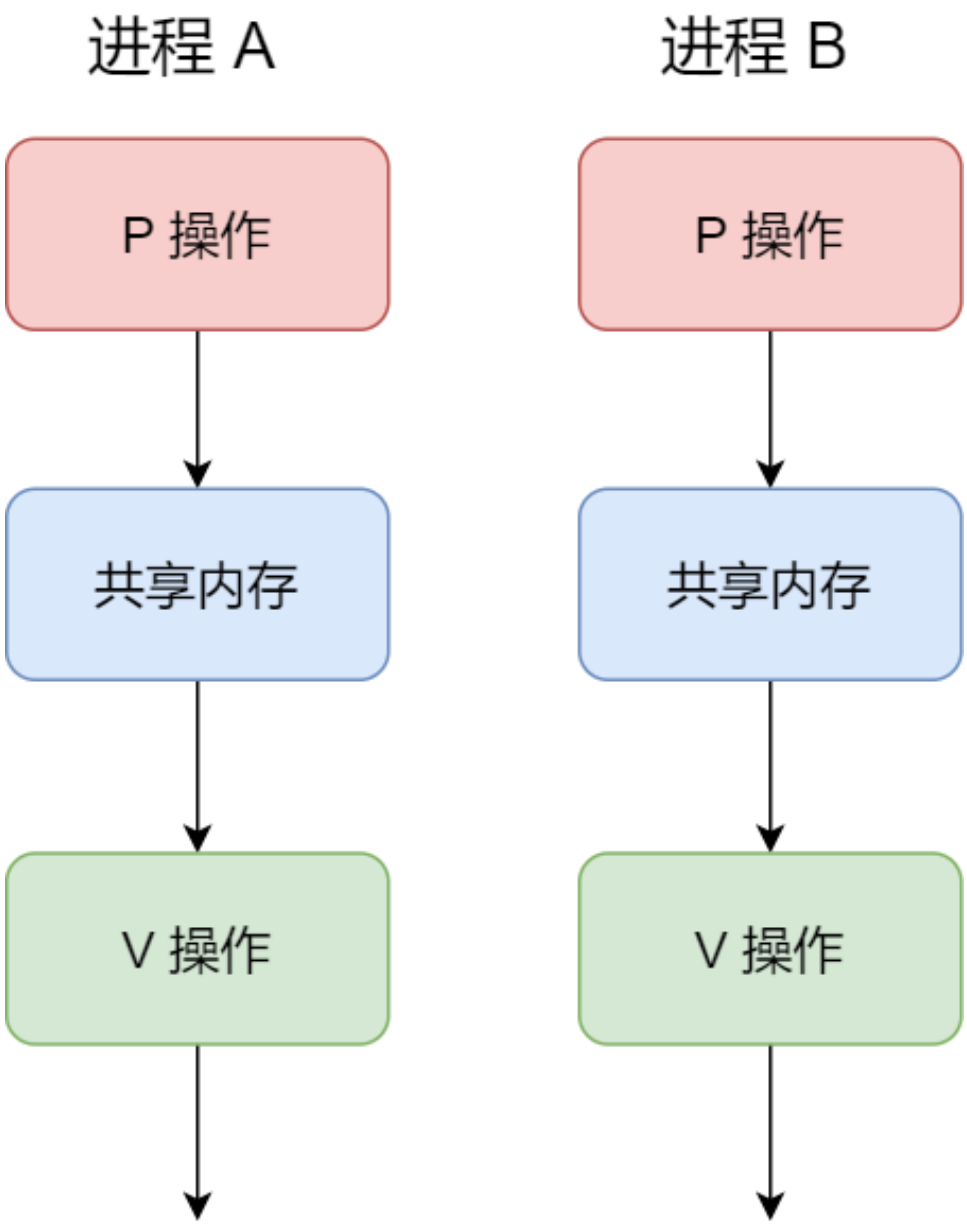
信号量

信号量用于控制多个进程对共享资源的访问，比如避免因为多个进程同时修改同一个共享内存造成冲突，信号量可以使共享的资源在任意时刻只能被一个进程访问。

信号量其实是一个整型的计数器，主要用于实现进程间的互斥与同步，而不是用于缓存进程间通信的数据。

信号量维护一个整数值，通常称为计数器。进程可以执行两种基本操作来操作信号量：

- **P（Wait）操作**：这个操作会把信号量减去 1，相减后如果信号量 < 0，则表明资源已被占用，进程需阻塞等待；相减后如果信号量 >= 0，则表明还有资源可使用，进程可正常继续执行。
- **V（Signal）操作**：这个操作会把信号量加上 1，相加后如果信号量 <= 0，则表明当前有阻塞中的进程，于是会将该进程唤醒运行；相加后如果信号量 > 0，则表明当前没有阻塞中的进程；

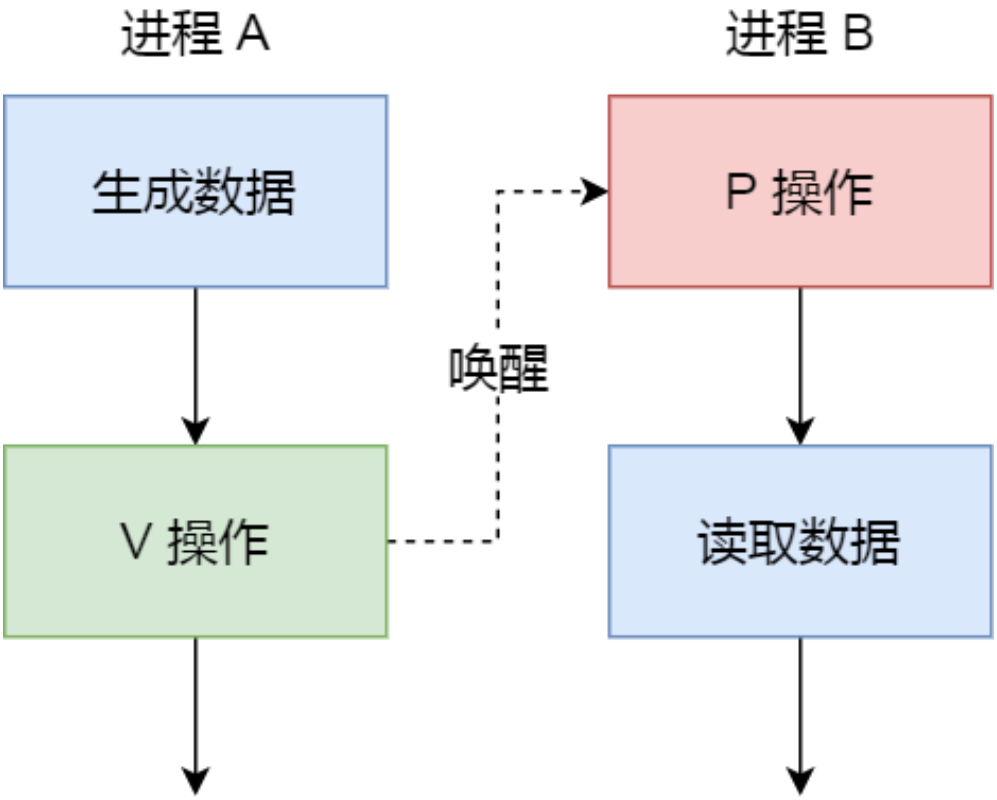


如果两个进程访问共享内存，我们可以初始化信号量为1

- 进程 A 在访问共享内存前，先执行了 P 操作，由于信号量的初始值为 1，故在进程 A 执行 P 操作后信号量变为 0，表示共享资源可用，于是进程 A 就可以访问共享内存。
- 若此时，进程 B 也想访问共享内存，执行了 P 操作，结果信号量变为了 -1，这就意味着临界资源已被占用，因此进程 B 被阻塞。
- 直到进程 A 访问完共享内存，才会执行 V 操作，使得信号量恢复为 0，接着就会唤醒阻塞中的线程 B，使得进程 B 可以访问共享内存，最后完成共享内存的访问后，执行 V 操作，使信号量恢复到初始值 1。

可以发现，信号初始化为 `1`，就代表着是**互斥信号量**，它可以保证共享内存在任何时刻只有一个进程在访问，这就很好的保护了共享内存。

还可以使用信号量实现多进程同步，比如可以初始化信号量为0



具体过程：

- 如果进程 B 比进程 A 先执行了，那么执行到 P 操作时，由于信号量初始值为 0，故信号量会变为 -1，表示进程 A 还没生产数据，于是进程 B 就阻塞等待；
- 接着，当进程 A 生产完数据后，执行了 V 操作，就会使得信号量变为 0，于是就会唤醒阻塞在 P 操作的进程 B；
- 最后，进程 B 被唤醒后，意味着进程 A 已经生产了数据，于是进程 B 就可以正常读取数据了。

可以发现，信号初始化为 `0`，就代表着是**同步信号量**，它可以保证进程 A 应在进程 B 之前执行。

信号

在 Linux 操作系统中， 为了响应各种各样的事件，提供了几十种信号，分别代表不同的意义。我们可以通过 `kill -l` 命令，查看所有的信号。

信号事件的来源主要有硬件来源（如键盘 Cltr+C ）和软件来源（如 kill 命令）。

信号是进程间通信机制中**唯一的异步通信机制**，它可以在一个进程中通知另一个进程发生了某种事件从而实现进程通信。

Socket通信

`Socket`通信是一种网络编程中常见的通信方式，但它也可以在同一台机器上的不同进程之间进行通信。

创建 socket 的系统调用：

```
int socket(int domain, int type, int protocal)
```

三个参数分别代表：

- domain 参数用来指定协议族，比如 AF_INET 用于 IPV4、AF_INET6 用于 IPV6、AF_LOCAL/AF_UNIX 用于本

机；
- type 参数用来指定通信特性，比如 SOCK_STREAM 表示的是字节流，对应 TCP、SOCK_DGRAM 表示的是数据报，对应 UDP、SOCK_RAW 表示的是原始套接字；
- protocal 参数原本是用来指定通信协议的，但现在基本废弃。因为协议已经通过前面两个参数指定完成，protocol 目前一般写成 0 即可；

根据创建 socket 类型的不同，通信的方式也就不同：

- 实现 TCP 字节流通信： socket 类型是 AF_INET 和 SOCK_STREAM；
- 实现 UDP 数据报通信：socket 类型是 AF_INET 和 SOCK_DGRAM；
- 实现本地进程间通信： 「本地字节流 socket 」类型是 AF_LOCAL 和 SOCK_STREAM，「本地数据报 socket 」类型是 AF_LOCAL 和 SOCK_DGRAM。另外，AF_UNIX 和 AF_LOCAL 是等价的，所以 AF_UNIX 也属于本地 socket；

线程通信

线程间的通信目的主要是用于线程同步。所以线程没有像进程通信中的用于数据交换的通信机制。

同一进程的不同线程共享同一份内存区域，所以线程之间可以方便、快速地共享信息。只需要将数据复制到共享（全局或堆）变量中即可。但是需要避免出现多个线程试图同时修改同一份信息。

线程属性

1、线程属性初始化和销毁

```
#include <pthread.h>
/**
 * 初始化线程属性函数，注意：应先初始化线程属性，再pthread_create创建线程.
 * @param attr 线程属性结构体.
 * @return 成功：0；失败：错误号.
 */
int pthread_attr_init(pthread_attr_t *attr);

/**
 * 销毁线程属性所占用的资源函数.
 * @param attr 线程属性结构体.
 * @return 成功：0；失败：错误号.
 */
int pthread_attr_destroy(pthread_attr_t *attr);
```

2、线程分离状态

（1）非分离状态：

线程的默认属性是非分离状态，这种情况下，原有的线程等待创建的线程结束。只有当pthread_join()函数返回时，创建的线程才算终止，才能释放自己占用的系统资源。

（2）分离状态：

分离线程没有被其他的线程所等待，自己运行结束了，线程也就终止了，马上释放系统资源。应该根据自己的需要，选择适当的分离状态。

注意：

1. 如果设置一个线程为分离线程，而这个线程运行又非常快，它很可能在pthread_create函数返回之前就终止了，它终止以后就可能将线程号和系统资源移交给其他的线程使用，这样调用pthread_create的线程就得到了错误的线程号。
2. 要避免这种情况可以采取一定的同步措施，最简单的方法之一是可以在被创建的线程里调用pthread_cond_timedwait函数，让这个线程等待一会儿，留出足够的时间让函数pthread_create返回。

```
#include <pthread.h>
/**
 * 设置线程分离状态.
 * @param attr 已初始化的线程属性.
 * @detachstate(分离状态)
 *      1. PTHREAD_CREATE_DETACHED（分离线程）;
 *      2. PTHREAD_CREATE_JOINABLE（非分离线程）.
 * @return 成功：0; 失败：非0.
 */

/**
 * 获取线程分离状态.
 * @param attr 已初始化的线程属性.
 * @detachstate(分离状态)
 *      1. PTHREAD_CREATE_DETACHED（分离线程）;
 *      2. PTHREAD_CREATE_JOINABLE（非分离线程）.
 * @return 成功：0; 失败：非0.
 */
int pthread_attr_getdetachstate(const pthread_attr_t *attr, int *detachstate);
```

3、线程栈地址

当进程栈地址空间不够用时，指定新建线程使用由malloc分配的空间作为自己的栈空间。

通过pthread_attr_setstack和pthread_attr_getstack两个函数分别设置和获取线程的栈地址。

```
#include <pthread.h>
/**
 * 设置线程的栈地址.
 * @param attr 指向一个线程属性的指针.
 * @param stackaddr 内存首地址.
 * @param stacksize 返回线程的堆栈大小.
 * @return 成功：0; 失败：错误号.
 */
int pthread_attr_setstack(pthread_attr_t *attr, void *stackaddr,  size_t stacksize);

/**
 * 获取线程的栈地址.
 * @param attr 指向一个线程属性的指针.
 * @param stackaddr 返回获取的栈地址.
 * @param stacksize 返回获取的栈大小.
```

```
 * @return 成功: 0; 失败: 错误号.
 */
int pthread_attr_getstack(const pthread_attr_t *attr, void **stackaddr,  size_t
*stacksize);-
```

4、线程栈大小

```
#include <pthread.h>
/**
 * 设置线程的栈大小.
 * @param attr 指向一个线程属性的指针.
 * @param stacksize 线程的堆栈大小.
 * @return 成功: 0; 失败: 错误号.
 */
int pthread_attr_setstacksize(pthread_attr_t *attr, size_t stacksize);

/**
 * 获取线程的栈大小.
 * @param attr 指向一个线程属性的指针.
 * @param stacksize 返回线程的堆栈大小.
 * @return 成功: 0; 失败: 错误号.
 */
int pthread_attr_getstacksize(const pthread_attr_t *attr, size_t *stacksize);
```

5、线程使用注意事项

（1）主线程退出其他线程不退出，主线程应调用pthread_exit

（2）避免僵尸线程

1. pthread_join
2. pthread_detach
3. pthread_create指定分离属性

被join线程可能在join函数返回前就释放完自己的所有内存资源，所以不应当返回被回收线程栈中的值

（3）malloc和mmap申请的内存可以被其他线程释放

（4）应避免在多线程模型中调用fork，除非马上exec，子进程中只有调用fork的线程存在，其他线程t在子进程中均pthread_exit

（5）信号的复杂语义很难和多线程共存，应避免在多线程引入信号机制

（6）Cache伪共享：

这种因为多个线程同时读写同一个 Cache Line 的不同变量时，而导致 CPU Cache 失效的现象。避免的方式一般有 Cache Line 大小字节对齐，以及字节填充等方法。在 Linux 内核中存在cachelinealignedin_smp 宏定义，是用于解决伪共享的问题。

多线程

用户态的多线程模型，同一个进程内部有多个线程，所有的线程共享同一个进程的内存空间，进程中定义的全局变量会被所有的线程共享；

i++在计算机中并不是原子操作，涉及内存取数，计算和写入内存几个环节，而线程的切换有可能发生在上述任何一个环节中间，所以不同的操作顺序很有可能带来意想不到的结果。

多线程的好处：

主要原因是许多应用中同时发生多个活动，某些活动随着时间推移而阻塞，将这些应用程序分解成并发运行的多个线程，简化设计模型。同时多线程有共享同一地址空间和可用数据的能力，这是多进程没有的。

线程比进程开销小，更容易创建和释放。

多个线程是IO密集型时，多线程可以使这些活动彼此重叠运行，可以加快程序执行的速度。

对于线程需要考虑：

线程之间有无先后访问顺序（线程依赖关系）

多个线程共享访问同一变量（同步互斥问题）

同一进程的多个线程共享进程的资源，除了标识线程的tid，每个线程还有自己独立的栈空间，线程彼此之间是无法访问其他线程栈上内容的。

进程表：

为了实现进程模型，操作系统维护着一张表格(一个结构数组)，即进程表。

每个进程占有一个进程表项。(有些著作称这些为进程控制块)

该表项包含了一个进程状态的重要信息

包括程序计数器、堆栈指针、内存分配状况、所打开文件的状态、账号的调度信息，以及其他在进程由运行态转换到就绪态或阻塞态时必须保存的信息，从而**保证该进程随后能再次启动**，就像从未中断过一样

7、进程切换为何比线程慢

涉及到虚拟内存的问题，进程切换涉及虚拟地址空间的切换而线程不会。

因为每个进程都有自己的虚拟地址空间，而线程是共享所在进程的虚拟地址空间的，所以同一个进程中的线程进行线程切换时不涉及虚拟地址空间的转换。

把虚拟地址转换为物理地址需要查找页表，页表查找是一个很慢的过程（至少访问2次内存），因此通常使用Cache来缓存常用的地址映射，这样可以加速页表查找，这个cache就是TLB（快表）。

由于每个进程都有自己的虚拟地址空间，那么显然每个进程都有自己的页表，那么当进程切换后页表也要进行切换，页表切换后TLB就失效了，cache失效导致命中率降低，那么虚拟地址转换为物理地址就会变慢，表现出来的就是程序运行会变慢，而线程切换则不会导致TLB失效，因为线程线程无需切换地址空间，这也就是进程切换要比同进程下线程切换慢的原因。

10、守护进程

守护进程是指在后台运行的，没有控制终端与它相连的进程。它独立于控制终端，周期性地执行某种任务。

Linux的大多数服务器就是用守护进程的方式实现的，如web服务器进程http等。

创建守护进程要点：

（1）让程序在后台执行。

方法是调用fork()产生一个子进程，然后使父进程退出。

（2）调用setsid()创建一个新对话期。

守护进程需要摆脱父进程的影响，方法是调用setsid()使进程成为一个会话组长。setsid()调用成功后，进程成为新的会话组长和进程组长，并与原来的登录会话、进程组和控制终端脱离。

（3）禁止进程重新打开控制终端。

经过1和2，进程已经成为一个无终端的会话组长，但是它可以重新申请打开一个终端。为了避免这种情况发生，可以通过使进程不再是会话组长来实现。再一次通过fork（）创建新的子进程，使调用fork的进程退出。

（4）关闭不再需要的文件描述符。

子进程从父进程继承打开的文件描述符。如不关闭，将会浪费系统资源，造成进程所在的文件系统无法卸下以及引起无法预料的错误。首先获得最高文件描述符值，然后用一个循环程序，关闭0到最高文件描述符值的所有文件描述符。

（5）将当前目录更改为根目录。

（6）子进程从父进程继承的文件创建屏蔽字可能会拒绝某些许可权。

为防止这一点，使用unmask(0)将屏蔽字清零。

（7）处理SIGCHLD信号。

对于服务器进程，在请求到来时往往生成子进程处理请求。如果子进程等待父进程捕获状态，则子进程将成为僵尸进程（zombie），从而占用系统资源。如果父进程等待子进程结束，将增加父进程的负担，影响服务器进程的并发性能。在Linux下可以简单地将SIGCHLD信号的操作设为SIG_IGN。这样，子进程结束时不会产生僵尸进程。

11、僵尸进程

多进程程序，父进程一般需要跟踪子进程的退出状态，当子进程退出，父进程在运行，子进程必须等到父进程捕获到了子进程的退出状态才真正结束。在子进程结束后，父进程读取状态前，此时子进程为僵尸进程。

设置僵尸进程的目的是维护子进程的信息，以便父进程在以后某个时候获取。这些信息至少包括进程ID，进程的终止状态，以及该进程使用的CPU时间。所以当终止子进程的父进程调用wait或waitpid时就可以得到这些信息。

但是子进程停止在僵尸态会占据内核资源，所以需要避免僵尸进程的产生或立即结束子进程的僵尸态。

1. 父进程调用wait/waitpid等函数等待子进程结束，如果尚无子进程退出wait会导致父进程阻塞。waitpid只会等待由pid参数指定的子进程，同时也是非阻塞，目标进程正常退出返回子进程PID，还没结束返回0。

2. 在事件已经发生情况下执行非阻塞调用可以提高程序效率。对waitpid，最好在子进程退出后调用。使用SIGCHLD信号通知父进程，子进程结束。

> 父进程中捕获信号，然后在信号处理函数中调用waitpid以彻底结束子进程

```
static void handle_child(int sig)
{
    pid_t pid;
    int stat;
    while((pid = waitpid(-1, &stat, WNOHANG)) > 0)
    {
        //结束子进程的处理;
    }
}
```

1. 通过signal(SIGCHLD, SIG_IGN)通知内核对子进程的结束不关心，由内核回收。如果不想让父进程挂起，可以在父进程中加入一条语句：signal(SIGCHLD,SIG_IGN);表示父进程忽略SIGCHLD信号，该信号是子进程退出的时候向父进程发送的。
2. 忽略SIGCHLD信号，这常用于并发服务器的性能的一个技巧因为并发服务器常常fork很多子进程，子进程终结之后需要服务器进程去wait清理资源。如果将此信号的处理方式设为忽略，可让内核把僵尸子进程转交给init进程去处理，省去了大量僵尸进程占用系统资源。

12、多进程

进程结构由以下几个部分组成：代码段、堆栈段、数据段。代码段是静态的二进制代码，多个程序可以共享。

父进程创建子进程之后，父、子进程除了pid外，几乎所有的部分几乎一样。

父、子进程共享全部数据，子进程在写数据时会使用写时复制技术将公共的数据重新拷贝一份，之后在拷贝出的数据上进行操作；不是对同一块数据进行操作；

如果子进程想要运行自己的代码段，还可以通过调用execv()函数重新加载新的代码段，之后就和父进程独立开了。

进程通信

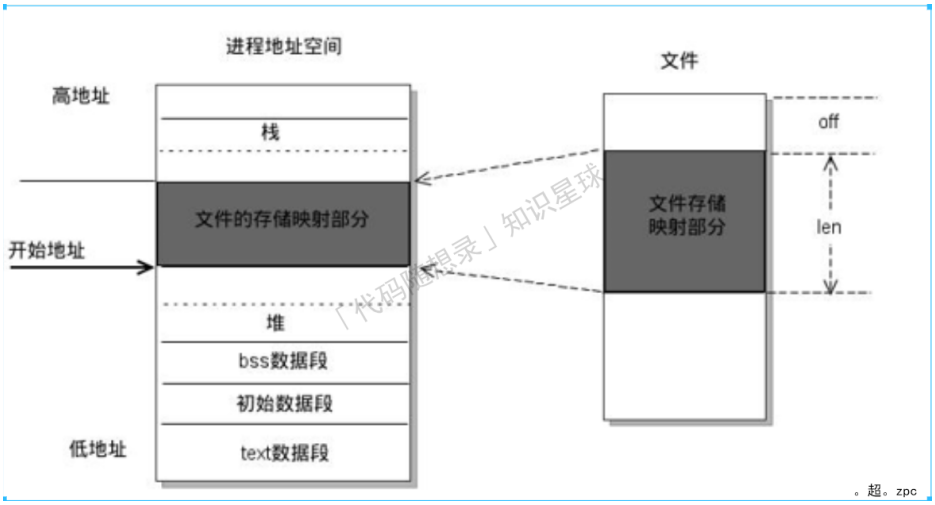
共享存储映射

存储映射I/O (Memory-mapped I/O) 使一个磁盘文件与存储空间中的一个缓冲区相映射.

于是当从缓冲区中取数据，就相当于读文件中的相应字节。于此类似，将数据存入缓冲区，则相应的字节就自动写入文件。

这样，就可在不适用read和write函数的情况下，使用地址（指针）完成I/O操作，进程就可以直接通过读写内存来操作文件.

共享内存可以说是最有用的进程间通信方式，也是最快的IPC形式, 因为进程可以直接读写内存，而不需要任何数据的拷贝.



1、存储映射函数：

（1）mmap函数

```
#include <sys/mman.h>
/**
 * 一个文件或者其它对象映射进内存.
 * @param addr 指定映射的起始地址, 通常设为NULL, 由系统指定.
 * @param length 映射到内存的文件长度.
 * @param prot 映射区的保护方式, 最常用的:
 *              (1) 读: PROT_READ;
 *              (2) 写: PROT_WRITE;
 *              (3) 读写: PROT_READ | PROT_WRITE.
 * @param flags 映射区的特性, 可以是:
 *              (1) MAP_SHARED: 写入映射区的数据会复制回文件,
 *                  且允许其他映射该文件的进程共享。
 *              (2) MAP_PRIVATE: 对映射区的写入操作
 *                   会产生一个映射区的复制(copy - on - write),
 *                   对此区域所做的修改不会写回原文件。
 * @param fd 由open返回的文件描述符, 代表要映射的文件.
 * @param offset 以文件开始处的偏移量,
 *          必须是4k的整数倍, 通常为0, 表示从文件头开始映射.
 * @return 成功: 返回创建的映射区首地址; 失败: MAP_FAILED宏.
 */
void *mmap(void *addr, size_t length,
    int prot, int flags, int fd, off_t offset);
```

> 内存是按照页来区别的，通常一页就是4K

总结：

1. 第一个参数写成NULL
2. 第二个参数要映射的文件大小 > 0
3. 第三个参数：PROT_READ 、PROT_WRITE
4. 第四个参数：MAP_SHARED 或者 MAP_PRIVATE
5. 第五个参数：打开的文件对应的文件描述符
6. 第六个参数：4k的整数倍，通常为0

（2）munmap函数

```
#include <sys/mman.h>
/**
 * 释放内存映射区.
 * @param addr 使用mmap函数创建的映射区的首地址.
 * @param length 映射区的大小.
 * @return 成功返回0; 失败返回-1.
 */
int munmap(void *addr, size_t length);
```

2、注意事项:

1. 创建映射区的过程中，隐含着一次对映射文件的读操作
2. 当MAP_SHARED时，要求：映射区的权限应 <=文件打开的权限(出于对映射区的保护)。而MAP_PRIVATE则无所谓，因为mmap中的权限是对内存的限制
3. 映射区的释放与文件关闭无关。只要映射建立成功，文件可以立即关闭
4. 特别注意，当映射文件大小为0时，不能创建映射区。所以，用于映射的文件必须要有实际大小。mmap使用时常常会出现总线错误，通常是由于共享文件存储空间大小引起的
5. munmap传入的地址一定是mmap的返回地址。坚决杜绝指针++操作
6. 如果文件偏移量必须为4K的整数倍
7. mmap创建映射区出错概率非常高，一定要检查返回值，确保映射区建立成功再进行后续操作

3、匿名映射实现父子进行通信

（1）为什么使用匿名的方式实现通信?

内存映射的需要依赖文件。而建立文件建立好了只会还要unlink close掉，比较麻烦;

（2）有什么好的不能办法进行解决?

直接使用匿名映射来代替;

（3）Linux系统给我们提供了创建匿名映射区的方法，无需依赖一个文件即可创建映射区。同样需要借助标志位参数flags来指定;

（4）使用MAP_ANONYMOUS (或MAP_ANON):

```
int *p = mmap(NULL, 4, PROT_READ|PROT_WRITE, MAP_SHARED|MAP_ANONYMOUS, -1, 0);
```

消息队列

基本原理：A 进程要给 B 进程发送消息，A 进程把数据放在对应的消息队列后就可以正常返回了，B 进程需要的时候再去读取数据就可以了。

特点：

1. 消息队列是保存在内核中的消息链表，每个消息体都是固定大小的存储块。如果进程从消息队列中读取了消息体，内核就会把这个消息体删除。
2. 如果没有释放消息队列或者没有关闭操作系统，消息队列会一直存在。

缺点：

1. 通信不及时，附件也有大小限制。
2. 消息队列不适合比较大数据的传输，每个消息体都有一个最大长度的限制，同时所有队列所包含的全部消息体的总长度也是有上限
3. 消息队列通信过程中，存在用户态与内核态之间的数据拷贝开销

信号

信号是linux进程通信的最古老的方式;

信号是软件中断，它是在软件层次上对中断机制的一种模拟，是一种异步通信的方式 。信号可以导致一个正在运行的进程被另一个正在运行的异步进程中断，转而处理某一个突发事件;

信号可以直接进行用户空间进程和内核空间进程的交互，内核进程可以利用它来通知用户空间进程发生了哪些系统事件.

1、信号的特点

1. 简单
2. 不能携带大量信息
3. 满足某个特定条件才发送

2、一个完整的信号周期

1. 信号的产生
2. 信号在进程种的注册，信号在进程种的注销
3. 执行信号处理函数

3、信号编号

（1）不存在编号为0的信号

1. 其中1-31号信号称之为常规信号（也叫普通信号或标准信号）
2. 34-64称之为实时信号，驱动编程与硬件相关。名字上区别不大。而前32个名字各不相同

（2）不存在编号为0的号，也没有32-33号

（3）比较重要的一些，需要记住的几个信号

1. SIGINT 当用户按下了<Ctrl+C>组合键时，用户终端向正在运行中的由该终端启动的程序发出此信号，终止进程
2. SIGQUIT 用户按下<ctrl+>组合键时产生该信号，用户终端向正在运行中的由该终端启动的程序发出些信号,终止进程
3. SIGSEGV 指示进程进行了无效内存访问(段错误), 终止进程并产生core文件
4. SIGPIPE Broken pipe向一个没有读端的管道写数据,终止进程
5. SIGCHLD 子进程结束时，父进程会收到这个信号,忽略这个信号

4、信号四要素

（1）编号: man 7 signal 查看文档帮助

（2）名称

（3）事件

（4）默认处理动作:

1. Term：终止进程
2. Ign： 忽略信号 (默认即时对该种信号忽略操作)
3. Core：终止进程，生成Core文件。(查验死亡原因，用于gdb调试)
4. Stop：停止（暂停）进程
5. Cont：继续运行进程

特别强调: 9) SIGKILL 和19) SIGSTOP信号，不允许忽略和捕捉，只能执行默认动作。甚至不能将其设置为阻塞.

5、信号的状态

（1）产生

1. 当用户按某些终端键时，将产生信号
2. 硬件异常将产生信号
3. 软件异常将产生信号
4. 调用系统函数(如：kill、raise、abort)将发送信号
5. 运行 kill /killall命令将发送信号

（2）未决状态：没有被处理

（3）递达状态：信号被处理了

6、阻塞信号集和未决信号集

（1）阻塞信号集

将某些信号加入集合，对他们设置屏蔽，当屏蔽x信号后，再收到该信号，该信号的处理将推后(处理发生在解除屏蔽后)

（2）未决信号集合

信号产生，未决信号集中描述该信号的位立刻翻转为1，表示信号处于未决状态。当信号被处理对应位翻转回为0。这一时刻往往非常短暂.

7、信号产生函数

（1）kill函数：

```
#include <sys/types.h>
#include <signal.h>
/**
 * 给指定进程发送指定信号(不一定杀死).
 * @param pid 取值有四种情况:
 *            pid > 0:  将信号传送给进程 ID 为pid的进程.
 *            pid = 0 :  将信号传送给当前进程所在进程组中的所有进程.
 *            pid = -1 : 将信号传送给系统内所有的进程.
 *            pid < -1 : 将信号传给指定进程组的所有进程，这个进程组号等于 pid 的绝对值.
 * @param sig 信号的编号，这里可以填数字编号，也可以填信号的宏定义.
 *            可以通过命令 kill - l("l" 为字母)进行相应查看.
 *            不推荐直接使用数字，应使用宏名，因为不同操作系统信号编号可能不同，但名称一致.
 * @return 成功: 0; 失败: -1.
 * 普通用户基本规则是: 发送者实际或有效用户ID == 接收者实际或有效用户ID.
 */
int kill(pid_t pid, int sig);
```

（2）raise函数

```
#include <signal.h>
/**
 * 给当前进程发送指定信号(自己给自己发)，等价于 kill(getpid(), sig).
 * @param sig 信号编号.
 * @return  成功：0；失败：非0值.
 */
int raise(int sig);
```

（3）abort函数

```
#include <stdlib.h>
/**
 * 给自己发送异常终止信号 6) SIGABRT，并产生core文件，等价于kill(getpid(), SIGABRT).
 */
void abort(void);
```

（4）alarm函数(闹钟)

```
#include <unistd.h>
/**
 * 设置定时器(闹钟)。在指定seconds后，内核会给当前进程发送14）SIGALRM信号。进程收到该信号，默认动作终止。每个进程都有且只有唯一的一个定时器；
 * 取消定时器alarm(0)，返回旧闹钟余下秒数.
 * @param seconds 指定的时间，以秒为单位.
 * @return 返回0或剩余的秒数.
 * /
unsigned int alarm(unsigned int seconds);
```

（5）setitimer函数（定时器）

```
#include <sys/time.h>
struct itimerval {
    struct timerval it_interval; // 闹钟触发周期
    struct timerval it_value;    // 闹钟触发时间
};
struct timeval {
    long tv_sec;            // 秒
    long tv_usec;           // 微秒
}
/**
 * 设置定时器(闹钟)。 可代替alarm函数。精度微秒us，可以实现周期定时.
 * @param which 指定定时方式：
 *              (1) 自然定时：ITIMER_REAL → 14) SIGALRM计算自然时间；
 *              (2) 虚拟空间计时(用户空间)：ITIMER_VIRTUAL → 26) SIGVTALRM  只计算进程占用cpu的时间；
```

```
 *              (3) 虚拟空间计时(用户空间)：ITIMER_VIRTUAL → 26) SIGVTALRM  只计算进程占用cpu
的时间.
 * @param new_value 负责设定timeout时间.
 * @param old_value 存放旧的timeout值，一般指定为NULL.
 * @return 成功：0；失败：-1.
 */
int setitimer(int which,  const struct itimerval *new_value, struct itimerval
*old_value);
// itimerval.it_value：  设定第一次执行function所延迟的秒数
// itimerval.it_interval：   设定以后每几秒执行function
```

8、自定义信号集函数

```
#include <signal.h>
int sigemptyset(sigset_t *set);    // 将set集合置空
int sigfillset(sigset_t *set);    // 将所有信号加入set集合
int sigaddset(sigset_t *set, int signo);    // 将signo信号加入到set集合
int sigdelset(sigset_t *set, int signo);    // 从set集合中移除signo信号
int sigismember(const sigset_t *set, int signo);    // 判断信号是否存在
```

除sigismember外，其余操作函数中的set均为传出参数。sigset_t类型的本质是位图;

9、阻塞信号集

（1）信号阻塞集也称信号屏蔽集、信号掩码;

（2）信号阻塞集用来描述哪些信号递送到该进程的时候被阻塞;

（3）sigprocmask函数

```
#include <signal.h>
/**
 * 检查或修改信号阻塞集，根据 how 指定的方法对进程的阻塞集合进行修改，
 * 新的信号阻塞集由 set 指定，而原先的信号阻塞集合由 oldset 保存.
 *
 * @param how 信号阻塞集合的修改方法，有 3 种情况：
 *            (1) SIG_BLOCK：向信号阻塞集合中添加 set 信号集，
 *                新的信号掩码是set和旧信号掩码的并集。相当于 mask = mask|set;
 *            (2) SIG_UNBLOCK：从信号阻塞集合中删除 set 信号集，
 *                从当前信号掩码中去除 set 中的信号。相当于 mask = mask & ~ set;
 *            (3) SIG_SETMASK：将信号阻塞集合设为 set 信号集，
 *                相当于原来信号阻塞集的内容清空，然后按照 set 中的信号重新设置信号阻塞集。相当于
mask = set.
 *
 * @set 要操作的信号集地址,若 set 为 NULL，则不改变信号阻塞集合，函数只把当前信号阻塞集合保存到
oldset 中.
 * @oldset 保存原先信号阻塞集地址.
 * @return 成功：0；失败：-1，失败时错误代码只可能是 EINVAL，表示参数 how 不合法.
 */
int sigprocmask(int how, const sigset_t *set, sigset_t *oldset);
```

（4）sigpending函数

```
#include <signal.h>
/**
 * 读取当前进程的未决信号集.
 * @param set 未决信号集.
 * @return 成功: 0; 失败: -1.
 */
int sigpending(sigset_t *set);
```

10、信号捕捉

> 注意: SIGKILL 和 SIGSTOP 不能更改信号的处理方式，因为它们向用户提供了一种使进程终止的可靠方法;

（1）sigaction函数

```
#include <signal.h>
/**
 * 检查或修改指定信号的设置（或同时执行这两种操作）.
 * @param signum 要操作的信号.
 * @param act 要设置的对信号的新处理方式（传入参数）.
 * @param oldact: 原来对信号的处理方式（传出参数）.
 *
 * 如果 act 指针非空，则要改变指定信号的处理方式（设置），
 * 如果 oldact 指针非空，则系统将此前指定信号的处理方式存入 oldact.
 *
 * @return 成功: 0; 失败: -1.
 */
int sigaction(int signum, const struct sigaction *act, struct sigaction *oldact);
```

（2）sa_handler、sa_sigaction：信号处理函数指针

和 signal() 里的函数指针用法一样，应根据情况给sa_sigaction、sa_handler 两者之一赋值

其取值如下：

1. SIG_IGN：忽略该信号
2. SIG_DFL：执行系统默认动作
3. 处理函数名：自定义信号处理函数

（3）sa_mask：

信号阻塞集，在信号处理函数执行过程中，临时屏蔽指定的信号;

（4）sa_flags：

用于指定信号处理的行为，通常设置为0，表使用默认属性。它可以是一下值的“按位或”组合：

1. A_RESTART：使被信号打断的系统调用自动重新发起（已经废弃）
2. SA_NOCLDSTOP：使父进程在它的子进程暂停或继续运行时不会收到 SIGCHLD 信号
3. SA_NOCLDWAIT：使父进程在它的子进程退出时不会收到 SIGCHLD 信号，这时子进程如果退出也不会成为僵尸进程

4. SA_NODEFER：使对信号的屏蔽无效，即在信号处理函数执行期间仍能发出这个信号
5. SA_RESETHAND：信号处理之后重新设置为默认的处理方式
6. SA_SIGINFO：使用 sa_sigaction 成员而不是 sa_handler 作为信号处理函数

11、struct sigaction结构体

```
struct sigaction {
    void(*sa_handler)(int); //旧的信号处理函数指针
    void(*sa_sigaction)(int, siginfo_t *, void *); //新的信号处理函数指针
    sigset_t   sa_mask;       //信号阻塞集
    int        sa_flags;      //信号处理的方式
    void(*sa_restorer)(void); //已弃用
};
```

12、信号处理函数

```
/**
 * @param signum 信号的编号.
 * @param info 记录信号发送进程信息的结构体.
 * @param context 可以赋给指向 ucontext_t 类型的一个对象的指针
 * 以引用在传递信号时被中断的接收进程或线程的上下文.
 */
void(*sa_sigaction)(int signum, siginfo_t *info, void *context);
```

13、不可重入、可重入函数

如果有一个函数不幸被设计成为这样：那么不同任务调用这个函数时可能修改其他任务调用这个函数的数据，从而导致不可预料的后果。

这样的函数是不安全的函数，也叫不可重入函数;

（1）不可重入函数:

1. 函数体内使用了静态的数据结构;
2. 函数体内调用了malloc() 或者 free() 函数(谨慎使用堆);
3. 函数体内调用了标准 I/O 函数;

（2）可重入函数:

1. 所谓可重入是指一个可以被多个任务调用的过程，任务在调用时不必担心数据是否会出错;
2. 在写函数时候尽量使用局部变量（例如寄存器、栈中的变量）；
3. 对于要使用的全局变量要加以保护（如采取关中断、信号量等互斥方法），这样构成的函数就一定是一个可重入的函数.

14、SIGCHLD信号

1. 子进程终止时;
2. 子进程接收到SIGSTOP信号停止时;
3. 子进程处在停止态，接受到SIGCONT后唤醒时。

15、如何避免僵尸进程

（1）最简单的方法:

父进程通过 wait() 和 waitpid() 等函数等待子进程结束，但是，这会导致父进程挂起;

（2）如果父进程要处理的事情很多，不能够挂起，通过 signal() 函数人为处理信号 SIGCHLD:

只要有子进程退出自动调用指定好的回调函数，因为子进程结束后， 父进程会收到该信号 SIGCHLD ，可以在其回调函数里调用 wait() 或 waitpid() 回收;

（3）如果父进程不关心子进程什么时候结束，那么可以用signal（SIGCHLD, SIG_IGN）通知内核:

自己对子进程的结束不感兴趣，父进程忽略此信号，那么子进程结束后，内核会回收，并不再给父进程发送信号;

守护进程

1、进程组概述

1. 代表一个或多个进程的集合;
2. 每个进程都属于一个进程组;
3. 是为了简化对多个进程的管理。

2、会话

1. 一个会话可以有一个控制终端。这通常是终端设备或伪终端设备;
2. 建立与控制终端连接的会话首进程被称为控制进程;
3. 一个会话中的几个进程组可被分为一个前台进程组以及一个或多个后台进程组;
4. 如果一个会话有一个控制终端，则它有一个前台进程组，其它进程组为后台进程组;
5. 如果终端接口检测到断开连接，则将挂断信号发送至控制进程（会话首进程。

3、创建会话注意事项

1. 调用进程不能是进程组组长，该进程变成新会话首进程(session header);
2. 该调用进程是组长进程，则出错返回;
3. 该进程成为一个新进程组的组长进程;
4. 需有root权限(ubuntu不需要);
5. 新会话丢弃原有的控制终端，该会话没有控制终端;
6. 建立新会话时，先调用fork, 父进程终止，子进程调用setsid。

4、API函数

（1）getsid 函数

```
#include <unistd.h>
/**
 * 获取进程所属的会话ID.
 * @param pid 进程号，pid为0表示查看当前进程session ID.
 * @return 成功：返回调用进程的会话ID; 失败：-1.
 */
pid_t getsid(pid_t pid);
```

（2）setsid函数

```
#include <unistd.h>
/**
 * 创建一个会话，并以自己的ID设置进程组ID，同时也是新会话的ID。
 * 调用了setsid函数的进程，既是新的会长，也是新的组长.
 *
 * @return 成功：  返回调用进程的会话ID; 失败: -1.
 */
pid_t setsid(void);
```

5、守护进程

守护进程（Daemon Process），也就是通常说的 Daemon 进程（精灵进程），是 Linux 中的后台服务进程

1. 它是一个生存期较长的进程，通常独立于控制终端并且周期性地执行某种任务或等待处理某些发生的事件
2. 一般采用以d结尾的名字
3. 所有的服务存在于 etc/init.d
4. 守护进程是个特殊的孤儿进程
5. 之所以脱离于终端是为了避免进程被任何终端所产生的信息所打断，其在执行过程中的信息也不在任何终端上显示
6. Linux 的大多数服务器就是用守护进程实现的

6、守护进程模型

（1）创建子进程，父进程退出(必须)

所有工作在子进程中进行形式上脱离了控制终端

（2）在子进程中创建新会话(必须)

1. setsid()函数
2. 使子进程完全独立出来，脱离控制

（3）改变当前目录为根目录(不是必须)

1. chdir()函数
2. 防止占用可卸载的文件系统
3. 也可以换成其它路径

（4）重设文件权限掩码(不是必须)

1. umask()函数
2. 防止继承的文件创建屏蔽字拒绝某些权限
3. 增加守护进程灵活性

（5）关闭文件描述符(不是必须)

继承的打开文件不会用到，浪费系统资源，无法卸载

（6）开始执行守护进程核心工作(必须)

守护进程退出处理程序模型

互斥与同步

互斥锁Mutex

互斥锁（mutex）：

也叫互斥量，互斥锁是一种简单的加锁的方法来控制对共享资源的访问，互斥锁只有两种状态,即加锁(lock)和解锁(unlock)

1. 在访问共享资源后临界区域前，对互斥锁进行加锁。
2. 在访问完成后释放互斥锁导上的锁。
3. 对互斥锁进行加锁后，任何其他试图再次对互斥锁加锁的线程将会被阻塞，直到锁被释放。

互斥锁的数据类型是： pthread_mutex_t

1. 创建互斥锁

pthread_mutex_init()

```
#include <pthread.h>
/**
 * 初始化一个互斥锁.
 * @param mutex 互斥锁地址。类型是 pthread_mutex_t.
 * @param attr 设置互斥量的属性，通常可采用默认属性，即可将 attr 设为 NULL.
 * @return 成功：0 成功申请的锁默认是打开的; 失败：非0(错误码).
 */
int pthread_mutex_init(pthread_mutex_t *restrict mutex,
const pthread_mutexattr_t *restrict attr);
// 这种方法等价于使用 NULL 指定的 attr 参数调用 pthread_mutex_init() 来完成动态初始化，
// 不同之处在于 PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER 宏不进行错误检查。
```

2. 销毁互斥锁

pthread_mutex_destroy()

```
#include <pthread.h>
/**
 * 销毁指定的一个互斥锁。互斥锁在使用完毕后，必须要对互斥锁进行销毁，以释放资源.
 * @param mutex 互斥锁地址。类型是 pthread_mutex_t.
 * @return 成功：0; 失败：非0(错误码).
 */
int pthread_mutex_destroy(pthread_mutex_t *mutex);
```

3. 互斥锁上锁

pthread_mutex_lock()

```c
#include <pthread.h>
/**
 * 对互斥锁上锁，若互斥锁已经上锁，则调用者阻塞，直到互斥锁解锁后再上锁.
 * @param mutex 互斥锁地址.
 * @return 成功: 0; 失败: 非0(错误码).
 */
int pthread_mutex_lock(pthread_mutex_t *mutex);

/**
 * 调用该函数时，若互斥锁未加锁，则上锁，返回 0;
 * 若互斥锁已加锁，则函数直接返回失败，即 EBUSY.
 */
int pthread_mutex_trylock(pthread_mutex_t *mutex);
```

4. 互斥锁解锁

pthread_mutex_unlock()

```c
#include <pthread.h>
/**
 * 对指定的互斥锁解锁.
 * @param mutex 互斥锁地址.
 * @return 成功: 0; 失败: 非0(错误码)
 */
int pthread_mutex_unlock(pthread_mutex_t *mutex);
```

死锁（DeadLock）

如果一个进程集合中的每一个进程都在等待只能由该进程集合中的其他进程才能引发的事件，那么，该进程集合就是死锁

1. 资源

1、可抢占资源

可以从拥有它的进程中抢占而不会产生任何副作用，存储器就是一类可抢占资源

2、不可抢占资源

是指在不引起相关计算失败的情况下，无法把它从占有它的进程处抢占过来

2. 必要条件

1、互斥

每个资源要么已经分配给一个进程，要么就是可用的

2、占有和等待

已经得到了某个资源的进程可以再请求新的资源

3、不可抢占

已经分配给一个进程的资源不能强制性地被抢占，它只能被占有它的进程显式地释放

4、环路等待

死锁发生时，系统中一定有由两个或两个以上的进程组成的一条环路，该环路中的每个进程都在等待着下一个进程所占有的资源。

3. 处理方法

1、鸵鸟算法

把头埋在沙子里，假装根本没发生问题。

因为解决死锁问题的代价很高，因此鸵鸟算法这种不采取任务措施的方案会获得更高的性能。

当发生**死锁时不会对用户造成多大影响**，或发生死锁的概率很低，可以采用鸵鸟算法。

2、死锁检测与死锁恢复

（1）每种类型一个资源的死锁检测

检测算法：

通过检测有向图中是否存在环来实现，从一个节点出发进行深度优先搜索，对访问过的节点进行标记，如果访问了已经标记的节点，就表示有向图存在环，也就是检测到死锁发生

（2）每种类型多个资源的死锁检测

锁检测算法如下：

每个进程最开始时都不被标记，执行过程有可能被标记。当算法结束时，任何没有被标记的进程都是死锁进程。

1. 寻找一个没有标记的进程Pi，它所请求的资源小于或等于A
2. 如果真找到这样一个进程，那么将C矩阵的第i行向量加到A中，标记该进程，并转回第1步
3. 如果没有这样的进程，那么算法终止

3、从死锁中恢复

（1）利用抢占恢复

将进程挂起，强行取走资源给另一个进程使用，用完再放回

（2）利用回滚恢复

复位到更早的状态，那时它还没有取得所需的资源

（3）通过杀死进程恢复

杀掉环中的一个进程或多个，牺牲掉一个环外进程

4、死锁预防

（1）破坏互斥条件

例如假脱机打印机技术允许若干个进程同时输出，唯一真正请求物理打印机的进程是打印机守护进程。

（2）破坏占有个等待条件

1. 规定所有进程在开始执行前请求所需要的全部资源。
2. 要求当一个进程请求资源时，先暂时释放其当前占用的所有资源，然后在尝试一次获得所需的全部资源。

（3）破坏不可抢占条件

1. 保证每一个进程在任何时刻只能占用一个资源，如果请求另一个资源必须先释放第一个资源
2. 将所有的资源统一编号，进程可以在任何时刻提出资源请求，但是所有请求必须按照资源编号的顺序(升序)提出

（4）破坏环路等待

5、死锁避免

（1）安全状态

如果没有死锁发生，并且即使所有进程突然请求对资源的最大需求，也仍然存在某种调度次序**能够使得每一个进程运行完毕**，则称该状态是安全的。

（2）单个资源的银行家算法

一个小城镇的银行家，他向一群客户分别承诺了一定的贷款额度，算法要做的是判断对**请求的满足是否会进入不安全状态**，如果是，就拒绝请求；否则予以分配。

（3）多个资源的银行家算法

检查一个**状态是否安全**的算法

1. 查找右边的矩阵是否存在一行小于等于向量 A。如果不存在这样的行，那么系统将会发生死锁，状态是不安全的。
2. 假若找到这样一行，将该进程标记为终止，并将其已分配资源加到 A 中。
3. 重复以上两步，直到所有进程都标记为终止，则状态时安全的。

如果一个状态不是安全的，需要拒绝进入这个状态。

读写锁

在对数据的读写操作中，更多的是读操作，写操作较少，例如对数据库数据的读写应用。

为了满足当前能够允许多个读出，但只允许一个写入的需求，线程提供了读写锁来实现。

读写锁的特点

1、如果有其它线程读数据，则允许其它线程执行读操作，但不允许写操作

2、如果有其它线程写数据，则其它线程都不允许读、写操作

读写锁分为读锁和写锁，规则如下

1. 如果某线程申请了读锁，其它线程可以再申请读锁，但不能申请写锁。
2. 如果某线程申请了写锁，其它线程不能申请读锁，也不能申请写锁。

POSIX 定义的读写锁的数据类型是： pthread_rwlock_t。

1. 初始化读写锁

pthread_rwlock_init()

```
/**
 * 用来初始化 rwlock 所指向的读写锁.
 * @param rwlock 指向要初始化的读写锁指针.
 * @param attr: 读写锁的属性指针。如果 attr 为 NULL 则会使用默认的属性初始化读写锁，否则使用指定的
attr 初始化读写锁.
 * 可以使用宏 PTHREAD_RWLOCK_INITIALIZER 静态初始化读写锁，比如：
 * pthread_rwlock_t my_rwlock = PTHREAD_RWLOCK_INITIALIZER;
 * 这种方法等价于使用 NULL 指定的 attr 参数调用 pthread_rwlock_init() 来完成动态初始化，
 * 不同之处在于PTHREAD_RWLOCK_INITIALIZER 宏不进行错误检查.
 * @return 成功：0，读写锁的状态将成为已初始化和已解锁；失败：非 0 错误码.
 */
#include <pthread.h>
int pthread_rwlock_init(pthread_rwlock_t *restrict rwlock,
const pthread_rwlockattr_t *restrict attr);
```

2. 销毁读写锁

pthread_rwlock_destroy()

```
/**
 * 用于销毁一个读写锁，并释放所有相关联的资源（所谓的所有指的是由 pthread_rwlock_init() 自动申请的资
源.
 * @param rwlock 读写锁指针.
 * @return 成功：0；失败：非0错误码.
 */
#include <pthread.h>
int pthread_rwlock_destroy(pthread_rwlock_t *rwlock);
```

3. 读锁定

pthread_rwlock_rdlock()

```
#include <pthread.h>
/**
 * 以阻塞方式在读写锁上获取读锁（读锁定）.
 * 如果没有写者持有该锁，并且没有写者阻塞在该锁上，则调用线程会获取读锁.
 * 如果调用线程未获取读锁，则它将阻塞直到它获取了该锁。一个线程可以在一个读写锁上多次执行读锁定.
 * 线程可以成功调用 pthread_rwlock_rdlock() 函数 n 次，但是之后该线程必须调用
pthread_rwlock_unlock() 函数 n 次才能解除锁定.
 * @param rwlock 读写锁指针.
 * @return 成功：0；失败：非0错误码.
 */
int pthread_rwlock_rdlock(pthread_rwlock_t *rwlock);

/**
 * 用于尝试以非阻塞的方式来在读写锁上获取读锁.
 * 如果有任何的写者持有该锁或有写者阻塞在该读写锁上，则立即失败返回.
 */
int pthread_rwlock_tryrdlock(pthread_rwlock_t *rwlock);
```

4. 写锁定

pthread_rwlock_wrlock()

```
#include <pthread.h>
/**
 * 在读写锁上获取写锁（写锁定）.
 * 如果没有写者持有该锁，并且没有写者读者持有该锁，则调用线程会获取写锁.
 * 如果调用线程未获取写锁，则它将阻塞直到它获取了该锁.
 * @param rwlock 读写锁指针.
 * @return 成功: 0; 失败: 非0错误码.
 */
int pthread_rwlock_wrlock(pthread_rwlock_t *rwlock);

/**
 * 用于尝试以非阻塞的方式来在读写锁上获取写锁.
 * 如果有任何的读者或写者持有该锁，则立即失败返回.
 */
int pthread_rwlock_trywrlock(pthread_rwlock_t *rwlock);
```

5. 解锁

pthread_rwlock_unlock()

```
#include <pthread.h>
/**
 * 无论是读锁或写锁，都可以通过此函数解锁.
 * @param rwlock 读写锁指针.
 * @return 成功: 0; 失败: 非0错误码.
 */
int pthread_rwlock_unlock(pthread_rwlock_t *rwlock);
```

条件变量

与互斥锁不同，条件变量是用来等待而不是用来上锁的，条件变量本身不是锁!

条件变量用来自动阻塞一个线程，直到某特殊情况发生为止。通常条件变量和互斥锁同时使用。

条件变量的两个动作:

1. 条件不满, 阻塞线程
2. 当条件满足, 通知阻塞的线程开始工作

条件变量的类型: **pthread_cond_t**

1. 创建条件变量

pthread_cond_init()

```
#include <pthread.h>
/**
 * 初始化一个条件变量.
 * @param cond 指向要初始化的条件变量指针.
 * @param attr 条件变量属性，通常为默认值，传NULL即可.
 *              也可以使用静态初始化的方法，初始化条件变量;
 *              pthread_cond_t cond = PTHREAD_COND_INITIALIZER.
 * return 成功: 0; 失败: 非0错误号.
 */
int pthread_cond_init(pthread_cond_t *restrict cond,
const pthread_condattr_t *restrict attr);
```

2. 删除条件变量

pthread_cond_destroy()

```
#include <pthread.h>
/**
 * 销毁一个条件变量.
 * @param cond 指向要初始化的条件变量指针.
 * @return  成功: 0; 失败: 非0错误号.
 */
int pthread_cond_destroy(pthread_cond_t *cond);
```

3. 唤醒线程

pthread_cond_signal()

```
#include <pthread.h>
/**
 * 唤醒至少一个阻塞在条件变量上的线程.
 * @param cond 指向要初始化的条件变量指针.
 * @return  成功: 0; 失败: 非0错误号.
 */
int pthread_cond_signal(pthread_cond_t *cond);

/**
 * 唤醒全部阻塞在条件变量上的线程.
 * @param cond 指向要初始化的条件变量指针.
 * @return  成功: 0; 失败: 非0错误号.
 */
int pthread_cond_broadcast(pthread_cond_t *cond);
```

4. 阻塞线程

pthread_cond_wait()

```
#include <pthread.h>
struct timespec {
    time_t tv_sec;      /* seconds */ // 秒
    long   tv_nsec; /* nanosecondes*/ // 纳秒
}
// time_t cur = time(NULL);         //获取当前时间。
// struct timespec t;               //定义timespec 结构体变量t
// t.tv_sec = cur + 1;              // 定时1秒
// pthread_cond_timedwait(&cond, &t);
/**
 * 阻塞等待一个条件变量
 *      1. 阻塞等待条件变量cond（参1）满足
 *      2. 释放已掌握的互斥锁（解锁互斥量）相当于pthread_mutex_unlock(&mutex);
 *      ((1), (2)两步为一个原子操作)
 *      3. 当被唤醒，pthread_cond_wait函数返回时，解除阻塞并重新申请获取互斥锁
pthread_mutex_lock(&mutex);
 * @param cond 指向要初始化的条件变量指针.
 * @param mutex 互斥锁.
 * @return  成功: 0; 失败: 非0错误号.
 */
int pthread_cond_wait(pthread_cond_t *restrict cond,
    pthread_mutex_t *restrict mutex);

/**
 * 限时等待一个条件变量.
 * @param cond 指向要初始化的条件变量指针.
 * @param mutex 互斥锁.
 * @param abstime 绝对时间.
 * @return  成功: 0; 失败: 非0错误号.
 */
int pthread_cond_timedwait(pthread_cond_t *restrict cond,
    pthread_mutex_t *restrict mutex,
    const struct *restrict abstime);
```

5. 条件变量流程分析

1、条件变量的优缺点

相较于mutex而言，**条件变量可以减少竞争**。

如直接使用mutex，除了生产者、消费者之间要竞争互斥量以外，消费者之间也需要竞争互斥量;

但如果汇聚（链表）中没有数据，消费者之间竞争互斥锁是无意义的。
有了条件变量机制以后，只有生产者完成生产，才会引起消费者之间的竞争。提高了程序效率。

2、条件变量流程分析

场景: 你是个老板，招聘了三个员工，但是你不是有了活才去招聘员工，而是先把员工招来，没有活的时候员工需要在那里等着，一旦有了活，你要去通知他们，他们要去抢活干，干完了再等待，你再有活，再通知他们

代码如下：

```
#include <pthread.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#define NUM_OF_TASKS 3
#define MAX_TASK_QUEUE 11
char tasklist[MAX_TASK_QUEUE]="ABCDEFGHIJ";
int head = 0;
int tail = 0;
int quit = 0;
pthread_mutex_t g_task_lock;
pthread_cond_t g_task_cv;

void *coder(void *notused)
{
    pthread_t tid = pthread_self();
    while(!quit){
        pthread_mutex_lock(&g_task_lock);
        while(tail == head){
            if(quit){
                pthread_mutex_unlock(&g_task_lock);
                pthread_exit((void *)0);
            }
            printf("No task now! Thread %u is waiting!\n", (unsigned int)tid);
            pthread_cond_wait(&g_task_cv, &g_task_lock);
            printf("Have task now! Thread %u is grabing the task !\n", (unsigned
int)tid);
        }
        char task = tasklist[head++];
        pthread_mutex_unlock(&g_task_lock);
        printf("Thread %u has a task %c now!\n", (unsigned int)tid, task);
        sleep(5);
        printf("Thread %u finish the task %c!\n", (unsigned int)tid, task);
    }
    pthread_exit((void *)0);
}

int main(int argc, char *argv[])
{
    pthread_t threads[NUM_OF_TASKS];
    int rc;
    int t;
    pthread_mutex_init(&g_task_lock, NULL);
    pthread_cond_init(&g_task_cv, NULL);
    for(t=0;t<NUM_OF_TASKS;t++){
```

```
        rc = pthread_create(&threads[t], NULL, coder, NULL);
        if (rc){
            printf("ERROR; return code from pthread_create() is %d\n", rc);
            exit(-1);
        }
    }
    sleep(5);
    for (t=1;t<=4;t++) {
        pthread_mutex_lock(&g_task_lock);
        tail+=t;
        printf("I am Boss, I assigned %d tasks, I notify all coders!\n", t);
        pthread_cond_broadcast(&g_task_cv);
        pthread_mutex_unlock(&g_task_lock);
        sleep(20);
    }
    pthread_mutex_lock(&g_task_lock);
    quit = 1;
    pthread_cond_broadcast(&g_task_cv);
    pthread_mutex_unlock(&g_task_lock);
    pthread_mutex_destroy(&g_task_lock);
    pthread_cond_destroy(&g_task_cv);
    pthread_exit(NULL);
}
```

下面是对于每个输出的分析：

```
No task now! Thread 1461831424 is waiting!
No task now! Thread 1453438720 is waiting!
No task now! Thread 1445046016 is waiting!
```

这是主线程新建的三个工作线程，这时候工作线程都是先获得锁，判断tail==head，阻塞，cond_wait释放了锁，三个工作线程都等待信号来唤醒

```
I am Boss, I assigned 1 tasks, I notify all coders!
```

主线程增加了一个任务，引起了head!=tail，这时候broadcast唤醒了所有工作线程，之后主线程释放锁，开始睡眠20s

```
Have task now! Thread 1453438720 is grabing the task !
```

1工作线程在竞争中抢到了锁，退出了while(tail==head)循环，并开始完成A任务，这时候把头加1，释放锁

```
Have task now! Thread 1445046016 is grabing the task !
No task now! Thread 1445046016 is waiting!
```

1工作线程时间片到了，2，3工作线程对锁进行竞争，2得到了锁，但是这时候已经没有工作了。while(tail==head)循环没有退出，因此释放锁，等待唤醒

```
Thread 1453438720 has a task A now!
```

调度程序调度到1线程执行，打印了这句话，开始睡眠5s

```
Have task now! Thread 1461831424 is grabing the task !
No task now! Thread 1461831424 is waiting!
```

3工作线程抢到了锁（虽然这时候只有它在抢锁），3得到了锁，但是这时候已经没有工作了。while(tail==head)循环没有退出，因此释放锁，等待唤醒

```
Thread 1453438720 finish the task A!
No task now! Thread 1453438720 is waiting!
```

20工作线程执行完任务，这时候还是没有工作。先上锁，后进入while(tail==head)循环没有退出，因此释放锁，等待唤醒

```
I am Boss, I assigned 2 tasks, I notify all coders!
```

主线程醒了，又找了两个工作B,C，唤醒了所有工作线程去做

```
Have task now! Thread 1461831424 is grabing the task !
Thread 1461831424 has a task B now!
```

24号线程抢到了锁，执行头加1，释放锁，然后睡眠了

```
Have task now! Thread 1445046016 is grabing the task !
Thread 1445046016 has a task C now!
```

16号线程抢到了锁，执行头加1，释放锁，然后睡眠了

```
Have task now! Thread 1453438720 is grabing the task !
No task now! Thread 1453438720 is waiting!
```

20号线程抢到了锁，没任务了，就释放锁，等待唤醒

```
Thread 1445046016 finish the task C!
No task now! Thread 1445046016 is waiting!
```

调度16号线程执行，16号线程完成任务，得到锁，发现没任务，释放锁，等待唤醒

```
Thread 1461831424 finish the task B!
No task now! Thread 1461831424 is waiting!
```

调度24号线程执行，24号线程完成任务，得到锁，发现没任务，释放锁，等待唤醒

```
I am Boss, I assigned 3 tasks, I notify all coders!
```

主线程醒了，又找了三个个工作D,E,F，唤醒了所有工作线程去做

```
Have task now! Thread 1461831424 is grabing the task !
Thread 1461831424 has a task D now!
```

24号线程抢到了锁，执行头加1，释放锁，然后睡眠了

```
Have task now! Thread 1445046016 is grabing the task !
Thread 1445046016 has a task E now!
```

16号线程抢到了锁，执行头加1，释放锁，然后睡眠了

```
Have task now! Thread 1453438720 is grabing the task !
Thread 1453438720 has a task F now!
```

20号线程抢到了锁，执行头加1，释放锁，然后睡眠了

```
Thread 1461831424 finish the task D!
No task now! Thread 1461831424 is waiting!
```

调度24号线程执行，24号线程完成任务，得到锁，发现没任务，释放锁，等待唤醒

```
Thread 1445046016 finish the task E!
No task now! Thread 1445046016 is waiting!
```

调度16号线程执行，16号线程完成任务，得到锁，发现没任务，释放锁，等待唤醒

```
Thread 1453438720 finish the task F!
No task now! Thread 1453438720 is waiting!
```

调度20号线程执行，20号线程完成任务，得到锁，发现没任务，释放锁，等待唤醒

```
I am Boss, I assigned 4 tasks, I notify all coders!
```

主线程醒了，又找了三个个工作G,H,I,J，唤醒了所有工作线程去做

```
Have task now! Thread 1453438720 is grabing the task !
Thread 1453438720 has a task G now!
```

20号线程抢到了锁，执行头加1，释放锁，然后睡眠了

```
Have task now! Thread 1461831424 is grabing the task !
Thread 1461831424 has a task H now!
```

24号线程抢到了锁，执行头加1，释放锁，然后睡眠了

```
Have task now! Thread 1445046016 is grabing the task !
Thread 1445046016 has a task I now!
```

16号线程抢到了锁，执行头加1，释放锁，然后睡眠了

```
Thread 1453438720 finish the task G!
Thread 1453438720 has a task J now!
```

20号线程执行完任务，下一轮while中，持有了锁，发现还有任务，就继续做J，执行头加1，释放了锁，开始睡眠5s

```
Thread 1461831424 finish the task H!
No task now! Thread 1461831424 is waiting!
```

调度24号线程执行，24号线程完成任务，得到锁，发现没任务，释放锁，等待唤醒

```
Thread 1445046016 finish the task I!
No task now! Thread 1445046016 is waiting!
```

调度16号线程执行，16号线程完成任务，得到锁，发现没任务，释放锁，等待唤醒

```
Thread 1453438720 finish the task J!
No task now! Thread 1453438720 is waiting!
```

20线程完成任务，下一轮while中持有锁，发现没任务了，释放锁，等待唤醒
主线程抢锁，设置退出标志quit为1，并通知三个工作线程

```
Have task now! Thread 1461831424 is grabing the task !
Have task now! Thread 1445046016 is grabing the task !
Have task now! Thread 1453438720 is grabing the task !
```

三个工作线程分别抢到了锁，发现quit为1，就释放锁，然后终止各自的线程
主线程销毁了锁和条件变量
终止了main线程

信号量

信号量广泛**用于进程或线程间的同步和互斥**，信号量本质上是一个非负的整数计数器，它被用来控制对公共资源的访问。

编程时可根据操作信号量值的结果判断是否对公共资源具有访问的权限，当信号量值大于 0 时，则可以访问，否则将阻塞。

PV 原语是对信号量的操作，一次 P 操作使信号量减 1 ，一次 V 操作使信号量加 1 。

信号量数据类型为：sem_t

1. 创建信号量

sem_init()

```
#include <semaphore.h>
/**
 * 创建一个信号量并初始化它的值。一个无名信号量在被使用前必须先初始化.
 * @param sem 信号量的地址.
 * @param pshared 等于 0，信号量在线程间共享（常用）；不等于0，信号量在进程间共享.
 * @param value 信号量的初始值.
 * @return 成功：0；失败：-1.
 */
int sem_init(sem_t *sem, int pshared, unsigned int value);
```

2. 删除信号量

sem_destroy()

```
#include <semaphore.h>
/**
 * 删除 sem 标识的信号量.
 * @return 成功：0；失败：-1.
 */
int sem_destroy(sem_t *sem);
```

3. P操作

sem_wait()(P操作)

```
#include <semaphore.h>
/**
 * 将信号量的值减 1。操作前，先检查信号量（sem）的值是否为 0；
 * 若信号量为 0，此函数会阻塞，直到信号量大于 0 时才进行减 1 操作。
 * @param sem 信号量的地址.
 * @return 成功：0；失败：-1.
 */
int sem_wait(sem_t *sem);

/**
```

```
 * 以非阻塞的方式来对信号量进行减 1 操作。
 * 若操作前，信号量的值等于 0，则对信号量的操作失败，函数立即返回。
 */
int sem_trywait(sem_t *sem);

/**
 * 限时尝试将信号量的值减 1
 * abs_timeout：绝对时间
 */
int sem_timedwait(sem_t *sem, const struct timespec *abs_timeout);
```

4. V操作

sem_post()(V操作)

```
#include <semaphore.h>
/**
 * 将信号量的值加 1 并发出信号唤醒等待线程(sem_wait()).
 * @param sem 信号量的地址.
 * @return 成功：0；失败：-1.
 */
int sem_post(sem_t *sem);
```

5. 获取信号量的值

sem_getvalue()

```
#include <semaphore.h>
/**
 * 获取 sem 标识的信号量的值，保存在 sval 中.
 * @param sem 信号量的地址.
 * @param sval 保存信号量值的地址.
 * @return 成功：0；失败：-1.
 */
int sem_getvalue(sem_t *sem, int *sval);\
```

管程

使用信号量机制实现的生产者消费者问题需要客户端代码做很多控制，
而管程把控制的代码独立出来，不仅不容易出错，也使得客户端代码调用更容易。

下面是经典的IPC问题

1. 哲学家进餐问题

下面是一种错误的解法，如果所有哲学家同时拿起左手边的筷子，那么所有哲学家**都在等待其它哲学家吃完并释放**自己手中的筷子，导致死锁。

```
#define N 5

void philosopher(int i) {
    while(TRUE) {
        think();
        take(i);        // 拿起左边的筷子
        take((i+1)%N); // 拿起右边的筷子
        eat();
        put(i);
        put((i+1)%N);
    }
}
```

为了防止死锁的发生，可以设置两个条件：

1. 必须同时拿起左右两根筷子
2. 只有在两个邻居都没有进餐的情况下才允许进餐

```
#define N 5
#define LEFT (i + N - 1) % N // 左邻居
#define RIGHT (i + 1) % N    // 右邻居
#define THINKING 0
#define HUNGRY   1
#define EATING   2
typedef int semaphore;
int state[N];                // 跟踪每个哲学家的状态
semaphore mutex = 1;         // 临界区的互斥，临界区是 state 数组，对其修改需要互斥
semaphore s[N];              // 每个哲学家一个信号量

void philosopher(int i) {
    while(TRUE) {
        think(i);
        take_two(i);
        eat(i);
        put_two(i);
    }
}

void take_two(int i) {
    down(&mutex);
    state[i] = HUNGRY;
    check(i);
    up(&mutex);
    down(&s[i]); // 只有收到通知之后才可以开始吃，否则会一直等下去
}

void put_two(i) {
    down(&mutex);
    state[i] = THINKING;
```

```
    check(LEFT); // 尝试通知左右邻居，自己吃完了，你们可以开始吃了
    check(RIGHT);
    up(&mutex);
}

void eat(int i) {
    down(&mutex);
    state[i] = EATING;
    up(&mutex);
}

// 检查两个邻居是否都没有用餐，如果是的话，就 up(&s[i])，使得 down(&s[i]) 能够得到通知并继续执行
void check(i) {
    if(state[i] == HUNGRY && state[LEFT] != EATING && state[RIGHT] !=EATING) {
        state[i] = EATING;
        up(&s[i]);
    }
}
```

2. 读者-写者问题

允许多个进程同时对数据进行读操作，但是不允许读和写以及写和写操作同时发生。

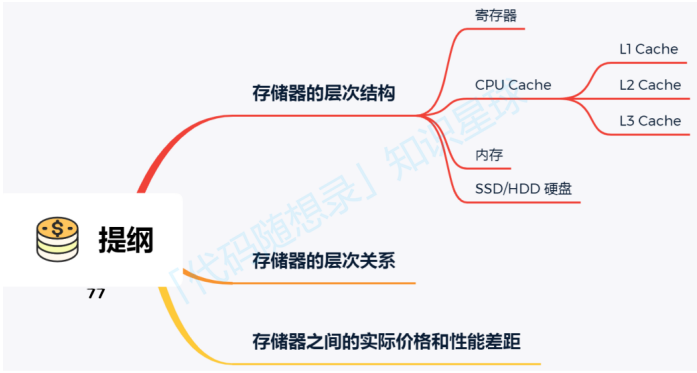
一个整型变量 count 记录在对数据进行读操作的进程数量，一个互斥量 count_mutex 用于对 count 加锁，一个互斥量 data_mutex 用于对读写的数据加锁。

```
typedef int semaphore;
semaphore count_mutex = 1;
semaphore data_mutex = 1;
int count = 0;

void reader() {
    while(TRUE) {
        down(&count_mutex);
        count++;
        if(count == 1) down(&data_mutex); // 第一个读者需要对数据进行加锁，防止写进程访问
        up(&count_mutex);
        read();
        down(&count_mutex);
        count--;
        if(count == 0) up(&data_mutex);
        up(&count_mutex);
    }
}

void writer() {
    while(TRUE) {
        down(&data_mutex);
        write();
        up(&data_mutex);
```

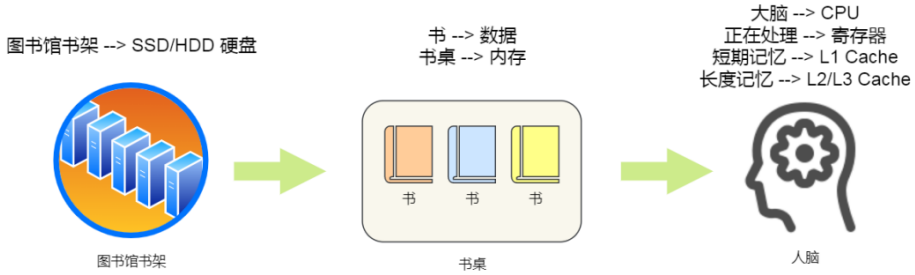
```
    }
}
```

存储系统

存储系统层级



1、存储器的层次结构



我们从图书馆书架取书，把书放到桌子上，再阅读书，我们大脑就会记忆知识点，然后再经过大脑思考，这一系列过程相当于，数据从硬盘加载到内存，再从内存加载到 CPU 的寄存器和 Cache 中，然后再通过 CPU 进行处理和计算。

对于存储器，它的速度越快、能耗会越高、而且材料的成本也是越贵的，以至于速度快的存储器的容量都比较小。

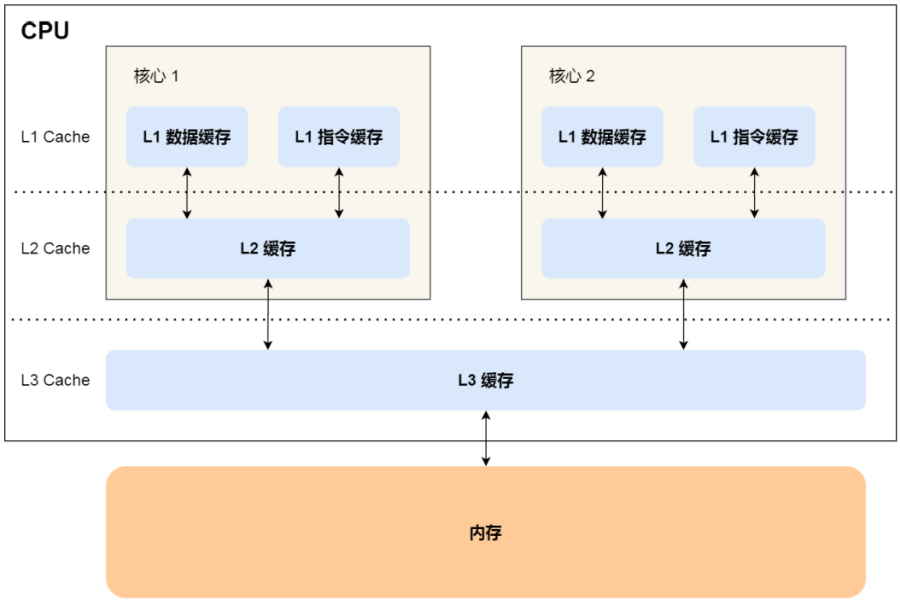
（1）寄存器

寄存器的访问速度非常快，一般要求在半个 CPU 时钟周期内完成读写，CPU 时钟周期跟 CPU 主频息息相关，比如 2 GHz 主频的 CPU，那么它的时钟周期就是 1/2G，也就是 0.5ns（纳秒）。

（2）CPU Cache（用的是一种叫 SRAM（Static Random-Access Memory，静态随机存储器）的芯片）

SRAM 之所以叫「静态」存储器，是因为只要有电，数据就可以保持存在，而一旦断电，数据就会丢失了。

CPU Cache 通常分为三层，如下图所示：



查看各级Cache的大小：

```
(base)  ~$ cat /sys/devices/system/cpu/cpu0/cache/index0/size
32K
(base) jiaoqq@ubuntu-GPU:~$ cat /sys/devices/system/cpu/cpu0/cache/index1/size
32K
(base) jiaoqq@ubuntu-GPU:~$ cat /sys/devices/system/cpu/cpu0/cache/index2/size
1024K
(base) jiaoqq@ubuntu-GPU:~$ cat /sys/devices/system/cpu/cpu0/cache/index3/size
14080K
```

（3）内存

内存用的芯片和 CPU Cache 有所不同，它使用的是一种叫作 DRAM （Dynamic Random Access Memory，动态随机存取存储器） 的芯片。相比 SRAM，DRAM 的密度更高，功耗更低，有更大的容量，而且造价比 SRAM 芯片便宜很多。

DRAM 存储一个 bit 数据，只需要一个晶体管和一个电容就能存储，但是因为数据会被存储在电容里，电容会不断漏电，所以需要「定时刷新」电容，才能保证数据不会被丢失，这就是 DRAM 之所以被称为「动态」存储器的原因，只有不断刷新，数据才能被存储起来。

DRAM 的数据访问电路和刷新电路都比 SRAM 更复杂，所以访问的速度会更慢，内存速度大概在 200~300 个 时钟周期之间。

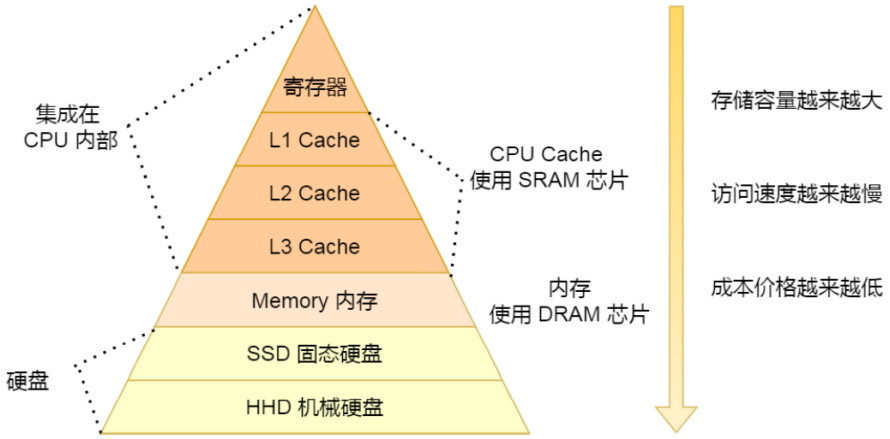
（4）SSD/HDD硬盘:

SSD（Solid-state disk） 就是我们常说的固体硬盘，结构和内存类似，但是它相比内存的优点是**断电后数据还是存在**的，而**内存、寄存器、高速缓存断电后数据都会丢失**。内存的读写速度比 SSD 大概快 10~1000 倍。

机械硬盘（Hard Disk Drive, HDD），它是通过物理读写的方式来访问 数据的，因此它访问速度是非常慢的，它的速度比内存慢 10W 倍左右。

2、存储器的层次关系

CPU 并不会直接和每一种存储器设备直接打交道，而是每一种存储器设备只和它相邻的存储器设备打交道。



所以，每个存储器只和相邻的一层存储器设备打交道，并且存储设备为了追求更快的速度，所需的材料成本必然也是更高，也正因为成本太高，所以 CPU 内部的寄存器、L1\L2\L3 Cache 只好用较小的容量，相反内存、硬盘则可用更大的容量，这就我们今天所说的存储器层次结构。

3、存储器之间的实际价格和性能差距

不同层级的存储器之间的成本对比图：

存储器	硬件介质	单位成本（美元/MB）	随机访问延时
L1 Cache	SRAM	7	1ns
L2 Cache	SRAM	7	4ns
Memory	DRAM	0.015	100ns
Disk	SSD（NAND）	0.0004	150μs
Disk	HDD	0.00004	10ms

机械硬盘（HDD)到底有多慢：

- **SSD 比机械硬盘快 70 倍左右；**
- **内存比机械硬盘快 100000 倍左右；**
- **CPU L1 Cache 比机械硬盘快 10000000 倍左右；**

虚拟内存

虚拟内存是计算机操作系统中的一种内存管理技术，它允许程序访问比物理内存（RAM）更大的地址空间，但首先我们要区分这两个概念：

虚拟内存地址：程序所使用的内存地址

物理内存地址：实际存在硬件里面的空间地址

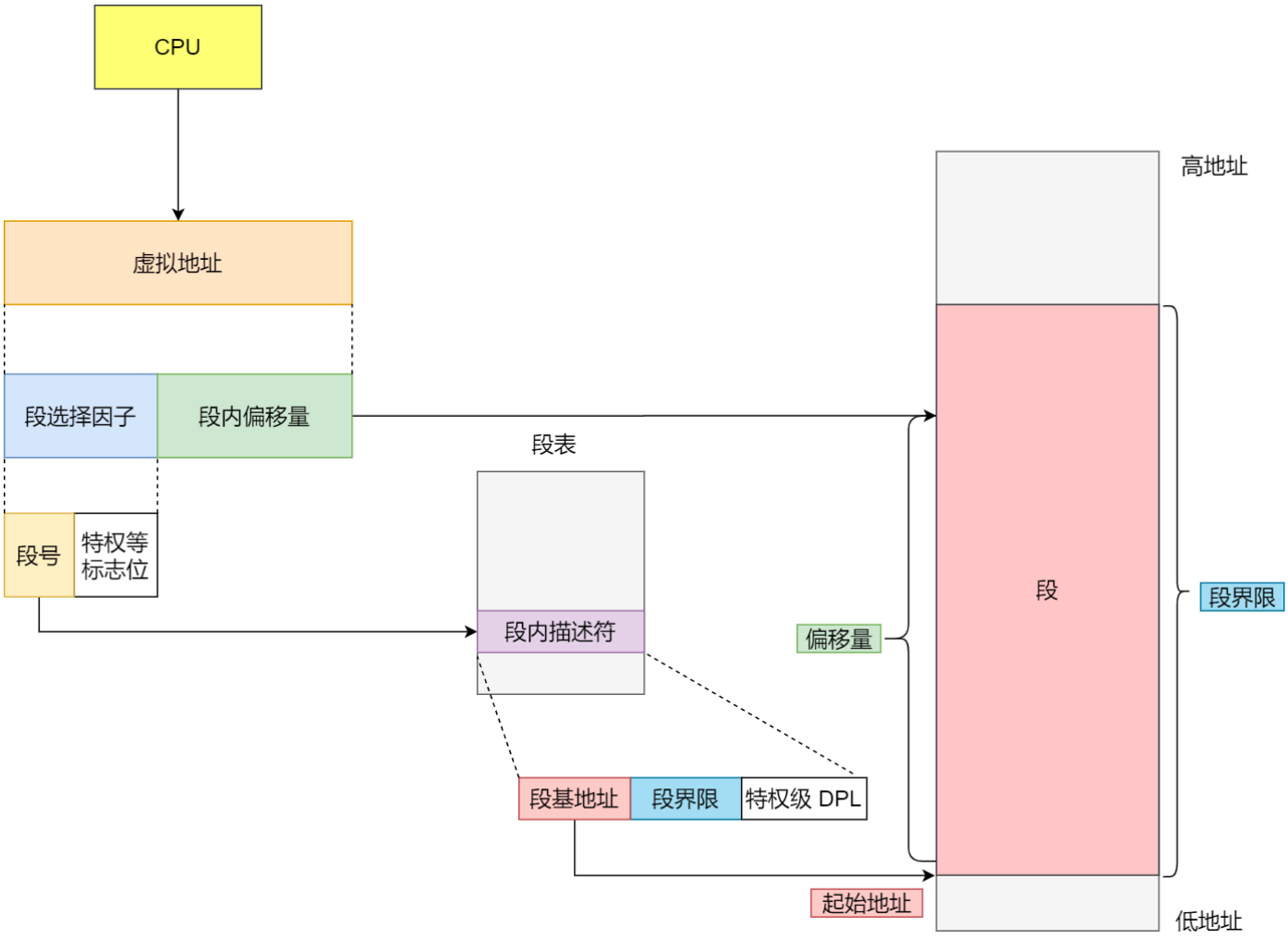
操作系统会提供一种机制，在物理内存和虚拟内存之间建立一个地址映射表，进程持有的虚拟地址会通过 CPU 芯片中的内存管理单元（MMU）的映射关系，来转换变成物理地址，然后再通过物理地址访问内存

操作系统主要通过**内存分段**和**内存分页**来管理虚拟内存和物理内存之间的关系。

内存分段

内存分段将物理内存划分成不同的逻辑段或区域，每个段用于存储特定类型的数据或执行特定类型的任务。每个段具有不同的大小和属性。常见的段包括代码段（存储程序执行代码）、数据段（存储程序数据）、堆栈段（存储函数调用和局部变量），以及其他自定义段，如共享库段等。

分段机制下的虚拟地址由两部分组成，**段选择因子**和**段内偏移量**，而虚拟地址是通过**段表**与物理地址进行映射的。



段选择因子中的段号与段表对应，作为段表的索引。**段表**里面保存的是这个**段的基地址、段的界限和特权等级**等。虚拟地址中的**段内偏移量**应该位于 0 和段界限之间，如果段内偏移量是合法的，就将段基地址加上段内偏移量得到物理内存地址。

内存碎片

内存碎片是指内存中的空闲空间被分割成多个不连续的小块，而不是一个连续的大块。这些小块空闲内存可能分布在整个内存地址空间中，导致内存资源的不充分利用。

外部碎片：虽然整体内存容量足够，但无法为较大的内存请求分配**连续**的内存块，因为已分配的内存块分散在内存中，它们之间的未分配空间太小。

内部碎片：有时分配的内存块大于进程实际需要的内存量，这意味着有一些内存浪费在内部碎片中。

内存分段

内存分页

页面置换算法

1、最佳页面置换算法(OPT)

置换在「未来」最长时间不访问的页面,但是实际系统中无法实现，因为程序访问页面时是动态的

我们是无法预知每个页面在「下一次」访问前的等待时间，因此作为实际算法效率衡量标准。

2、先进先出置换算法(FIFO)

顾名思义，将页面以队列形式保存，先进入队列的页面先被置换进入磁盘。

3、最近最久未使用的置换算法（LRU）

根据页面未被访问时长用升序列表将页面排列，每次将最久未被使用页面置换出去。

4、时钟页面置换算法

把所有的页面都保存在一个类似钟面的「环形链表」中，页面包含一个访问位。

当发生缺页中断时，顺时针遍历页面，如果访问位为1，将其改为0，继续遍历，直到访问到访问位为0页面，进行置换。

5、最不常用算法

记录每个页面访问次数，当发生缺页中断时候，将访问次数最少的页面置换出去，此方法需要对每个页面访问次数统计，额外开销。

分段

虚拟内存采用的是分页技术，也就是将地址空间划分成固定大小的页，每一页再与内存进行映射。

如果使用分页系统的一维地址空间，动态增长的特点会导致覆盖问题的出现。

分段的做法是把每个表分成段，一个段构成一个独立的地址空间。

每个段的长度可以不同，并且可以动态增长。

1、纯分段

分段和分页本质上是不同的，页面是定长的而段不是。

优点：

(1) 共享：有助于几个进程之间共享过程和数据。 比如共享库
(2) 保护：每个段都可以独立地增大或减小而不会影响其他的段

2、分段和分页结合

程序的地址空间划分成多个拥有独立地址空间的段，每个段上的地址空间划分成大小相同的页。

这样既拥有分段系统的共享和保护，又拥有分页系统的虚拟内存功能.

3、分段与分页的比较

对程序员的透明性：

分页透明，但是分段需要程序员显式划分每个段。

地址空间的维度：

分页是一维地址空间，分段是二维的。

大小是否可以改变：

页的大小不可变，段的大小可以动态改变。

出现的原因：

分页主要用于实现虚拟内存，从而获得更大的地址空间；分段主要是为了使程序和数据可以被划分为逻辑上独立的地址空间并且有助于共享和保护。

虚拟内存

简述

属于计算机系统内存管理的一种技术，虚拟地址空间构成虚拟内存，它使得应用程序认为自己拥有连续的可用内存空间，但实际上是被分隔的多个物理内存页、以及部分暂时存储在磁盘上的交换分区所构成的。虚拟内存的实现通过硬件异常、硬件地址翻译、主存、磁盘以及内核软件共同完成

1、地址空间：

地址空间是物理内存的抽象，是一个进程可用于寻址内存的一套地址集合。

2、分页：

地址空间被分割成多个块，每一块称作一页或页面(Page)。每一页有连续的地址范围，这些页被映射到连续的物理内存(页框)。

3、页表：

页表的目的是把虚拟页面(虚拟地址)映射为页框(物理地址)。页表给出了虚拟地址与物理地址的映射关系。从数学的角度说页表是一个函数，他的参数是虚拟页号，结果是物理页页框号

4、加速分页：

（1）TLB加速分页

概念：将虚拟地址直接映射到物理地址，而不必再访问页表，这种设备被称为转换检测缓冲区（TLB）、相联存储器或快表

工作过程：将一个虚拟地址放入MMU中进行转换时，硬件首先通过将该虚拟页号与TLB中所有表项同时进行匹配，判断虚拟页面是否在其中：

1. 虚拟页号在TLB中。如果MMU检测一个有效的匹配并且访问操作并不违反保护位，则将页框号直接从TLB中取出而不必访问页表。
2. 虚拟页号不在TLB中。如果MMU检测到没有有效的匹配项就会进行正常的页表查询。接着从TLB中淘汰一个表项，然后用新的页表项替换它。

（2）软件TLB管理

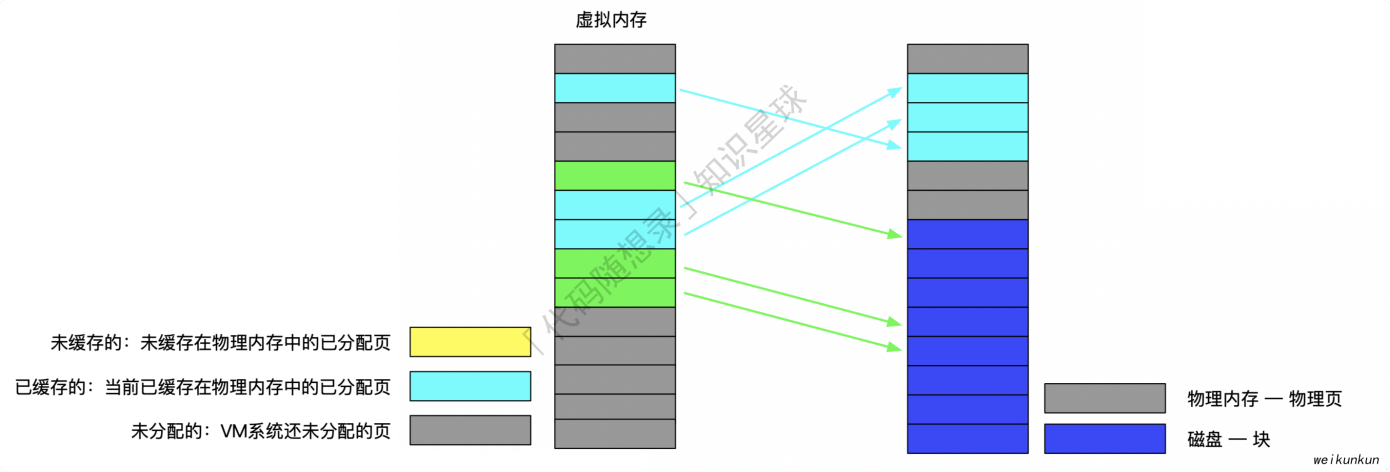
5、针对大内存的页表

（1）多级页表
（2）倒排页表

三个重要的能力：

1. 高速缓存

按照存储器层次结构中的缓存划分来看，将位于k层的更小更快的存储设备作为存储在k+1层的更大更慢的存储设备的缓存。具体如下：



在虚拟内存中的虚拟页共分为三种类型：

1. 未分配（没有被进程申请使用的，也就是空闲的虚拟内存， 不占用虚拟内存磁盘的任何空间）
2. 未缓存（仅仅加载到磁盘中的页）
3. 已缓存（已经加载到内存中的内存页（页框））

2. 内存管理

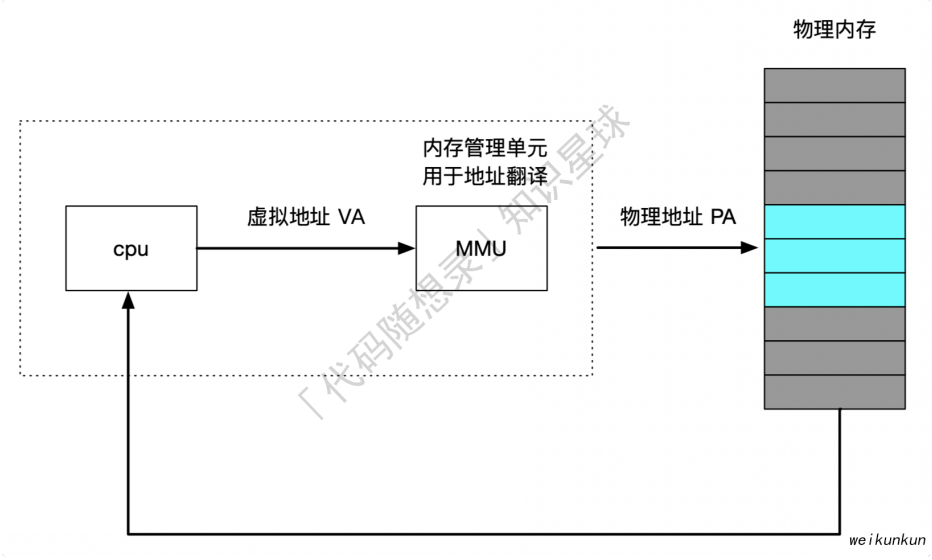
3. 内存保护

现代操作系统中，用户进程不应该被允许修改它的只读代码段;

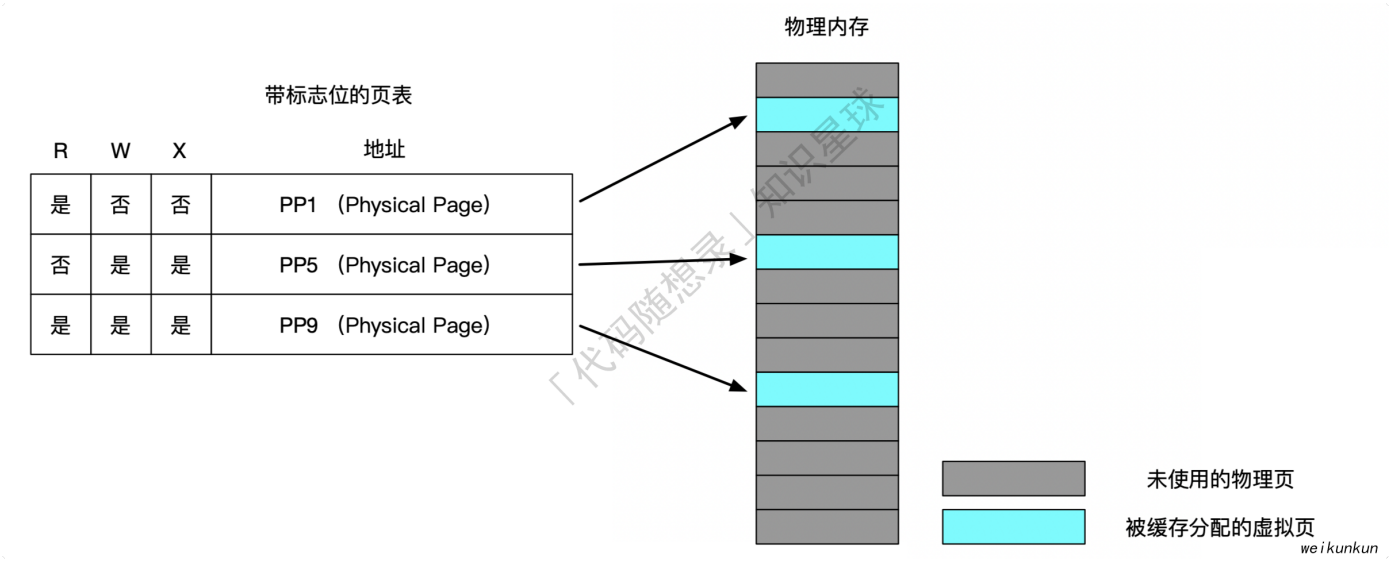
而且也不应该允许它读取或修改任何内核中的代码和数据结构;

并且也不允许其读取或者修改其他进程的私有内存，以及修改和其他进程共享的虚拟页面。

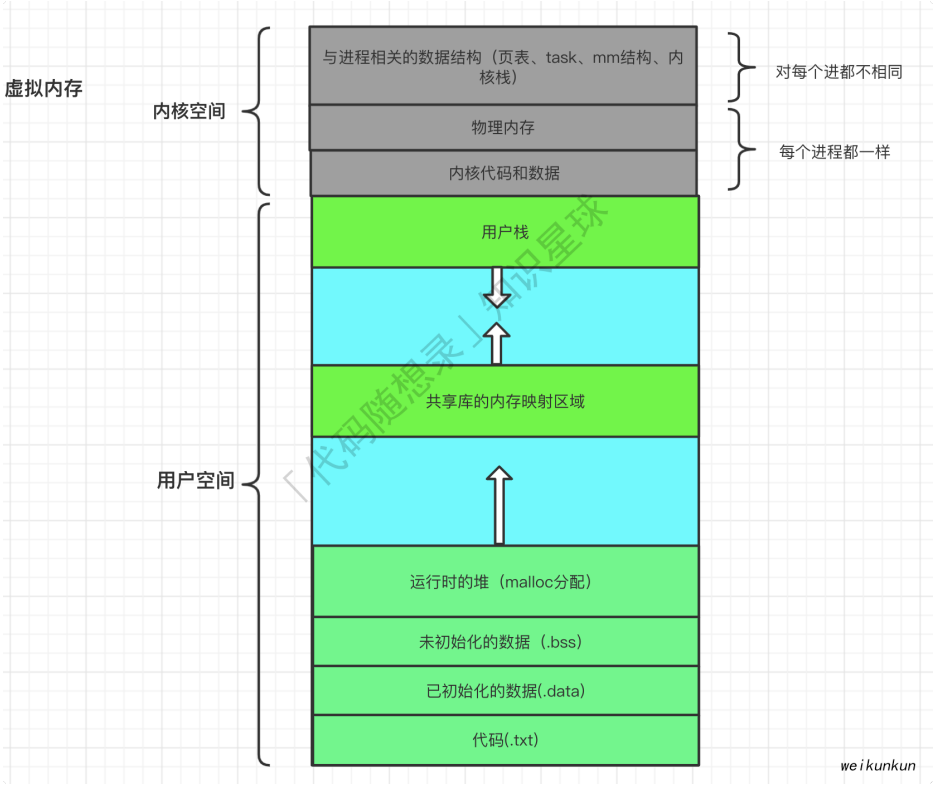
如果不对进程的内存访问进行限制，攻击者就能够访问和修改其他进程的私有内存，进而导致整个系统崩溃。大体的虚拟寻址如下：



通过MMU，每次都会读取页表中的一个页表条目(PTE)，通过在这些页表条目(PTE)中添加一些标志位，就能够实现对一个虚拟页的访问控制权限。譬如：



相关的其他概念



1. 用户态和内核态

为了使操作系统内核提供一个无懈可击的进程抽象，处理器必须提供一种机制，限制一个应用可以执行的指令以及他可以用来访问的地址空间范围。
处理器通常是用某个控制寄存器中的一个**模式位**来提供这种观功能的，该寄存器描述了进程当前享有的特权。

当设置了**模式位**时：
进程就运行在内核态中。
运行在内核态中的进程可以执行指令集中的任何指令，并且可以访问系统中的任何内存位置。

没有设置**模式位**时：
进程就运行在用户态。用户模式中的进程不允许执行**特权指令**。

比如：停止处理器、改变模式位、或者发起一个I/O操作。同时也不允许用户态下的进程直接引用地址空间中内核空间的代码和数据。
任何这样的尝试都会导致致命的保护故障。用户态下的程序必须通过系统调用接口间接的访问内核代码和数据。

2. 上下文切换 '

上下文切换属于一种较高层形式的异常控制流，进行上下切换涉及到的内容如下：

（1）各种寄存器，TLB 也是其中之一。

（2）程序计数器

（3）用户栈

（4）内核栈

（5）内核中的各种数据结构

1. 页表
2. task_struct
3. mm_struct

小总结

虚拟内存的思想，整体来看就是：**通过结合磁盘和内存各自的优势，利用中间层对资源进行更合理地调度，充分提高资源的利用率。并提供和谐以及统一的抽象。**

为什么需要虚拟内存：（摘自 为什么Linux需要虚拟内存一文)

1. 虚拟内存可以结合磁盘和物理内存的优势为进程提供看起来速度足够快并且容量足够大的存储
2. 虚拟内存可以为进程提供独立的内存空间并引入多层的页表结构将虚拟内存翻译成物理内存，进程之间可以共享物理内存减少开销，也能简化程序的链接、装载以及内存分配过程;
3. 虚拟内存可以控制进程对物理内存的访问，隔离不同进程的访问权限，提高系统的安全性。

文件系统

文件

1. 文件

文件是一种抽象机制，它提供了一种在磁上保存信息而且方便以后读取的方法。这种方法可以使用户不必了解存储信息的方法、位置和实际磁盘工作方式等有关细节

2. 文件命名

win95、win98用的都是MS-DOS的文件系统，即FAT-16， win98扩展了FAT-16成为FAT-32。

较新版的操作系统NTFS,win8配备ReFS。微软优化FAT,叫作exFAT。prog.c，圆点后面的部分称为文件扩展名。

3. 文件结构

1、字节结构

把文件看成字节序列为操作系统提供了最大的灵活度

2、记录序列

文件结构上的第一步改进，这种模型中，文件是具有固定长度记录的序列

3、树

文件在这种结构中由一棵记录树构成，每个记录不必具有相同的长度，记录的固定位置上有一个键字段。这棵树按“键”字段进行排序，从而可以对特定“键”进行快速查找。

4. 文件类型

1. 普通文件
2. 目录
3. 字符特殊文件（UNIX）
4. 块特殊文件（UNIX）

5. 文件访问

1、顺序访问

按顺序读取文件的全部字节，早期操作系统只有这种访问方式

2、随机访问文件

当用磁盘存储文件时，可以以任何次序读取其中字节或记录的文件。许多应用程序需要这种类型文件

6. 文件属性

除了文件名和数据外，所有操作系统还会保存其他的文件相关信息，如创建日期、时间和大小等，这些**附加的信息**称为文件属性

举例：

创建者：创建文件者ID
所有者：当前所有者
当前大小：文件字节数
… : …

7. 文件操作

使用文件的目的是**存储信息并方便以后检索**。对于存储和检索，不同系统提供了不同的操作。

常见的文件操作（系统调用）：

1、create

创建不包含任何数据的文件

2、delete

当不再需要某个文件时，必须删除该文件以释放磁盘空间

3、open

在使用文件之前，必须先打开文件

4、close

访问结束后，不再需要文件属性和磁盘地址，这时应该关闭文件以释放内部表空间

5、read

在文件中读取数据

6、write

向文件写数据，写操作一般也是从文件当前位置开始

7、append

此调用是write的限制形式，他只能在文件末尾添加数据

8、seek

对于随机访问文件，要指定从何处开始获取数据，通常的方法是用seek系统调用把当前位置指针指向文件中特定的位置。

9、get attributes

进程运行常需要读取文件属性

10、set attributes

某些属性是可由用户设置的，甚至在文件创建之后

11、rename

用户尝尝要改变已有的名字，rename系统调用用于这一目的

目录

文件系统通常提供目录或文件夹用于记录文件的位置，在很多操作系统中目录本身也是文件

1. 一级目录系统

在一个目录中包含所有文件，这有时称为根目录

2. 层级目录系统

当用户有着数以千计的文件，为了寻找方便。需要层次结构（即一个目录树）

3. 路径名

1、绝对路径名

它由从根目录到文件的路径组成。

Windows： `\usr\ast\maibox`
UNIX： `/usr/ast/mailbox`

路径名的第一个字符是分隔符，则这个路径是绝对路径

2、相对路径名

它常和工作目录(working directory)(也和当前目录(acurrent directory))一起使用

例：UNIX

```
cp /usr/ast/mailbox /usr/ast/mailbox/mailbox.bak
```

和命令

```
cp mailbox mailbox.bak # 具有相同的含义
```

3、特殊目录项

`. dot`：指当前目录
`.. dotdot` 指其父目录

eg:

```
cp ../lib/dictionay .
```

将usr/lib/下的dictionay复制到当前目录下

4. 目录操作

管理目录的系统调用

举例(Unix):

```
create      # 创建目录
delete      # 删除目录
opendir     # 目录内容可被读取
closedir    # 读目录结束
readdir     # 返回打开目录下一个目录项
rename      # 改变目录名
link        # 链接技术允许在多个目录中出现同一个文件
unlink      # 删除目录项
```

文件系统的实现

文件存储实现的关键问题是记录各个文件分别用到哪些磁盘块。不同的操作系统用到不同的方法

1. 文件系统布局

文件系统存放在磁盘上。多数磁盘划分为一个或多个分区，每个分区中国有一个独立的文件系统。

磁盘0号扇区称为主引导记录(MBR)，用来引导计算机。在MBR结尾是分区表。该表给出每个分区的起始结束地址。

表中的一个分区被标记为活动区。在计算机被引导时，BIOS读入并执行MBR。MBR做的第一件事是确定活动分区，读入它的第一个块，称为引导块，并执行之。

引导块中的程序将装载该分区中的操作系统。

2. 文件的实现

1、连续分配

最简单的分配是把每个文件作为一连串连续数据块存储在磁盘

优势：

（1）实现简单

记录每个文件用到磁盘块简化为只需记住两个数字即可：第一块的磁盘地址和文件的块数。给定了第一块编号，一个简单的加法就可以找到任何其他块的编号

（2）操作性能较好

因为单个操作中就能从磁盘上读出整个文件。只需一次寻找。

2、链表分配

为每个文件构造磁盘块链表。每一块的第一个字作为指向下一块的指针，块的其他部分存放数据。

优势：

（1）可以充分利用磁盘块，不会因为磁盘碎片浪费存储内存
（2）随机访问快。

缺点：

指针占用一些字节，每个磁盘块存储数据的字节数不再是2的整数次幂。怪异的大小降低了系统的运行效率，每个块前几个字节被指向下一个块的指针所占据，需要从两个磁盘中获取拼接信息，这就因复制而引发额外的开销。

3、采用内存中的表进行链表分配

取出每个磁盘块的指针字，把他放在内存的一个表中，解决链表分配的不足。内存中这样的表格称为文件分配表(File Allocation Table，FAT)

4、i节点

最后一个记录各文件分别包含哪些磁盘块的方法是给每个文件赋予一个称为i节点的数据结构，其中列出了文件属性和文件的磁盘地址。

3. 目录的实现

在读文件之前，必须先打开文件。打开文件时，操作系统利用用户给出的路径名找到相应的目录项。

简单目录：包含固定大小的目录，在目录项中有磁盘地址和属性

采用i节点的系统：把文件属性存放在i节点中而不是目录项中。这种情形下，目录项会更短。

4. 共享文件

当几个用户同在一个项目里工作时，他们常常需要共享文件。

共享文件与目录的联系称为一个链接（link）。这样文件系统本身就是一个有向无环图（DAG），而不是一棵树。

5. 日志结构文件系统

CPU运行速度越来越快，磁盘容量越来越大，价格越来越便宜（但磁盘速度并没有增快多少），同时内存容量也以指数形式增长。

而没有得到快速发展的参数是磁道的寻道时间。这些成为了文件系统性能的瓶颈，为了解决这一问题设计了全新的文件系统即日志结构文件系统（LFS）。

虽然是一个很吸引人的想法，由于它们和文件系统不匹配，该文件系统并没有被广泛应用。

6. 日志文件系统

基本的想法是保存一个用于记录系统下一步将要做什么的日志。

这样当系统在完成他们即将完成的任务前崩溃时，重新启动后，可以通过查看日志，获取崩溃前计划完成的任务，并完成它们。

这样的文件日志系统，并已经被实际应用。微软的NTFS、Linux的 ext3和ReiserFS文件系统都使用日志。

7. 虚拟文件系统

将多个文件系统整合到一个统一的结构中。

一个Linux系统可以用ext2作为根文件系统，ext3分区装载在/usr下，另一块采用ReiserFS文件系统的硬盘装载在/home下，以及一个ISO 9660的CD-ROM临时装载在/mnt下。从用户的观点来看，只有一个文件系统层级。

它们事实上是多种文件系统，对于用户和进程是不可见的。绝大多数Unix操作系统都在使用虚拟文件系统（Virtual File System, VFS）

文件系统的管理和优化

1. 磁盘空间管理

几乎所有文件系统都把文件分割成固定大小的块来存储，各块之间不一定相邻

1、块大小

从历史的观点上来说，文件系统将大小设在1~4KB之间，但现在随着磁盘超过了1TB，还是将块的大小提升到64KB并且接受浪费的磁盘孔空间，这样也许更好。磁盘空间几乎不再会短缺。

2、记录空闲块

（1）磁盘块链表

链表的每个块中包含尽可能多的空闲磁盘块号。
通常情况下，采用空闲块存放空闲表，这样不会影响存储器

（2）位图

在位图中，空闲块用1表示，已分配块用0表示。

（3）磁盘配额

为防止人们贪心而占有太多的磁盘空间，用户操作系统常常提供一种强制性磁盘配额机制。
其思想是系统管理员分给每个用户拥有文件和块的最大数量，操作系统确保每个用户不超过分给他们的配额。（配额表、打开文件表）

2. 文件系统备份

做磁盘备份主要是处理好两个潜在问题中的一个

1. 从意外的灾难中恢复
2. 从错误的操作中恢复

3. 文件系统的一致性

很多文件系统读取磁盘块，进行修改后，再写回磁盘。

如果在修改过的磁盘块全部写回之前系统崩溃，则文件系统有可能处于不一致状态。

如果一些未被写回的块是i节点块、目录块或者是包含有空闲表的块时，这个问题尤为严重

4. 文件系统性能

1、高速缓存

减少磁盘访问次数技术是块高速缓存（block cache）或者缓冲区高速缓存（buffer cache）。

本书中，高速缓存指的是一系列的块，它们在逻辑上属于磁盘，但实际上基于性能的考虑被保存在内存中。

2、块提取读

在需要用到块之前，试图提前将其写入高速缓存，从而提高命中率。

块提前读策略只适用于实际顺序读取的文件。对随机访问文件，提前读丝毫不起作用。

3、减少磁盘臂运动

把可能顺序访问的块放一起，当然最好是同一柱面上，从而减少磁盘臂的移动次数。

5. 磁盘碎片整理

移动文件使它们相邻，并把所有的空闲空间放在一个或多个大的连续区域内。

磁盘

生磁盘的使用

生磁盘：根据**盘块号**来使用磁盘；
熟磁盘：根据**文件**来使用磁盘。

磁盘如何使用?

1. 发送 out 指令；
2. 文件视图；
3. 发送 中断

磁盘的结构

盘面：类似于多个堆叠在一起的 DVD 光盘
磁道：每个 DVD 光盘上的同心圆
扇区：每个同心圆上的 一段儿 小区域

磁盘 IO 过程

寻道：将磁头移动到 指定 磁道
旋转：将磁头旋转到磁道中的指定 扇区
传输：对指定扇区 进行 磁盘数据 IO 读写

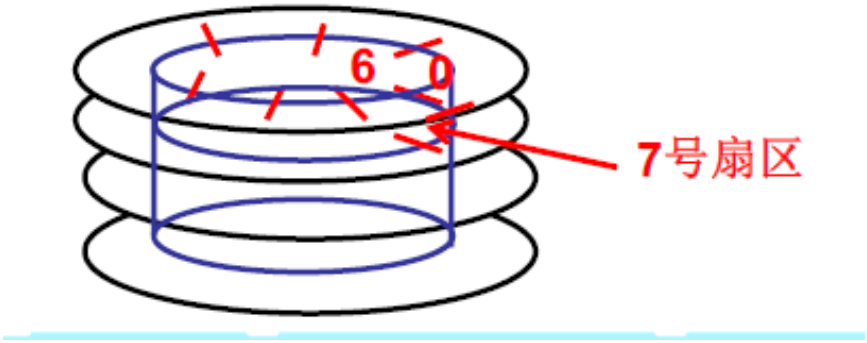
一层抽象

通过盘块号读写磁盘

对于用户来说，如果直接利用 盘/柱面 C、磁头 H、扇区 S 来进行 磁盘 IO 不太友好，所以通过一层抽象，即 用户只用利用 盘块号 block 来进行 磁盘IO，然后由系统根据 block 计算出 C、H、S 即可

磁盘编址

由于寻道时间 通常时间更长一些，所以，为了让 磁盘 IO 时间尽可能短一些，则需要使 寻道时间尽量段。即，把当一个 磁道编址用完后，向下一个 柱面 继续编号，而不是向 下一个 磁道继续编号。



计算公式：盘块号 block = C *(Heads* Sectors) + H * Sectors + S

二层抽象

多个进程通过队列使用磁盘

虽然一层抽象（利用 盘块号）可以达到使用磁盘的目的，但是如果有多个磁盘访问请求出现在请求队列怎么办？此时，操作系统会根据 磁盘调度算法 来挑选一个 磁盘请求服务

常见磁盘调度算法

1、FCFS：找最先来的请求

优点：公平
缺点：并不提供 最快的服务

FCFS 在寻道过程中，可能已经遇到一些以后可能需要访问的 磁道，但是会跳过，而造成 访问磁道 耗费时间较多。

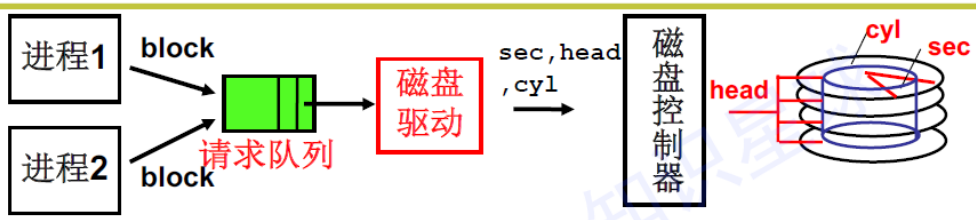
2、SSTF：类似于 SJF，每次选择距离当前磁头最近的待处理请求

优点：寻道时间最短
缺点：可能造成部分请求 “饥饿”（当某个请求的磁盘距离磁头较远，而一直有比其更近的请求时，这个请求一直无法执行）

3、SCAN 算法：类似电梯，先处理向上的请求，然后再处理反方向的请求

优点：不会造成部分请求的 “饥饿”

生磁盘(raw disk)的使用整理



- (1) 进程“得到盘块号”，算出扇区号(sector)
- (2) 用扇区号make req，用电梯算法add_request
- (3) 进程sleep_on
- (4) 磁盘中断处理

```
static void read_intr(void)
{   end_request(1);
    do_hd_request();
}
```

唤醒进程!

- (5) do_hd_request算出cyl,head,sector
- (6) hd_out调用outp(...)完成端口写

三层抽象

利用**文件**使用磁盘，就成了熟磁盘

让普通用户使用 raw disk： 许多人连扇区都不知道是什么? 要求他们根据盘块号来访问磁盘不太便利
需要在盘块上引入更高一层次的抽象概念! 文件

用户眼里的 “文件”：一堆字符序列（字符流）
磁盘上的 “文件”：多个**盘块**构成的集合
所以，如果要**利用文件来进行**磁盘IO的话，就需要建立字符流到盘块集合的映射关系

常见的文件映射关系（文件实现方式）有以下 3 种：

1. 顺序结构
2. 链式结构
3. 索引

顺序结构-实现文件

FCB：记录文件在磁盘中的起始块

文件->盘块号

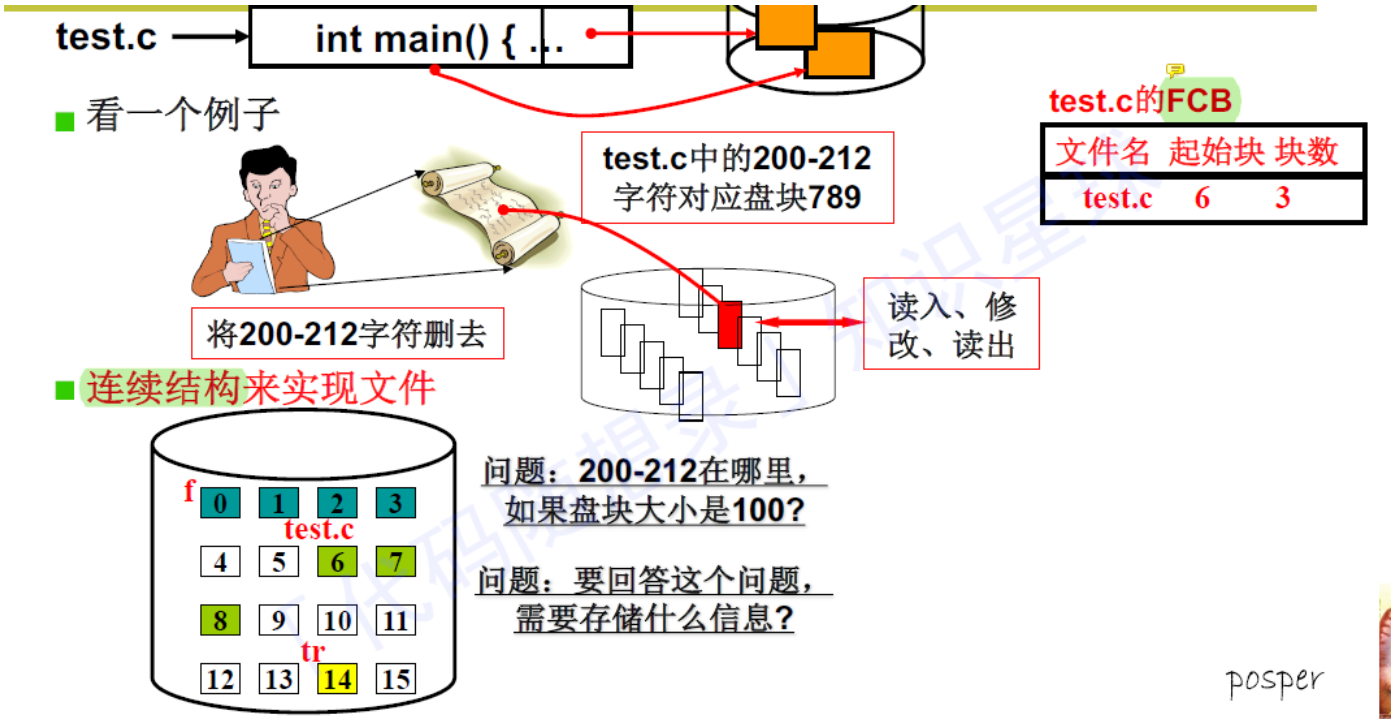
如何**根据 文件 找到 盘块号**?

将文件按照 连续结构存放；（下 左图）；
对每个文件建立一个 FCB，记录该文件在磁盘中的 起始块号；
根据文件（字符流）中的第 n 个待查字符 + FCB 计算 （n / 每个盘块的大小 + FCB中的 起始块号】出其在磁盘上对应的 盘块号 【得到盘块号，然后采用 SCAN 算法]

这种方法的缺点：

1. 利用顺序结构存储文件，不利用文件的修改（因为 顺序存储的 增/删 代价非常大）

2. 所以，当需要 动态修改 文件时，最好使用 链式存储文件



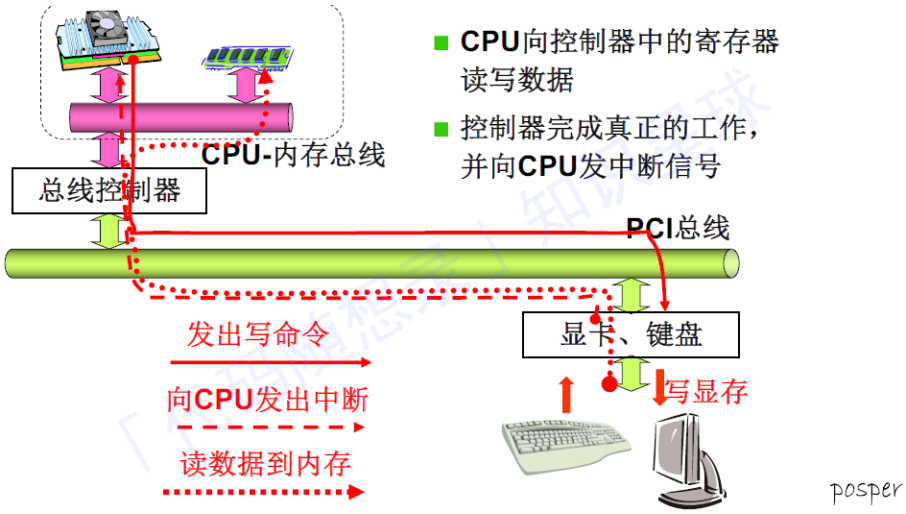
链式结构-实现文件

优点：利于 增/删
缺点：不利于查询

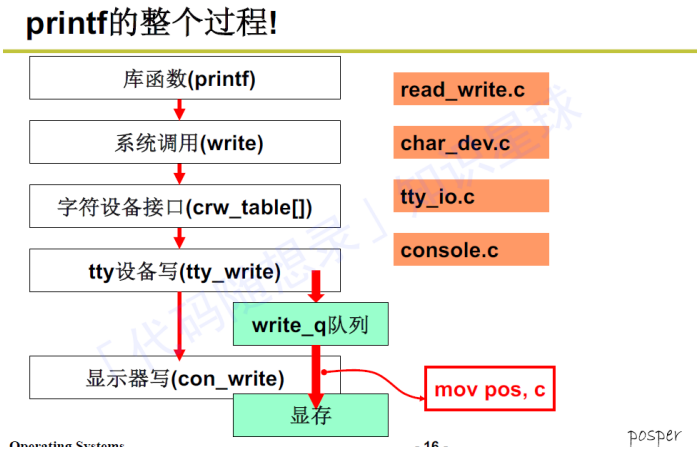
外设管理

如何让外设动起来

1. CPU 向 **外设的控制器**发送指令，即 out 指令
2. 形成 文件视图（为了统一 out 指令的形式）
3. 中断（外设处理完事后，需要通知 cpu 继续接手 下一步处理）

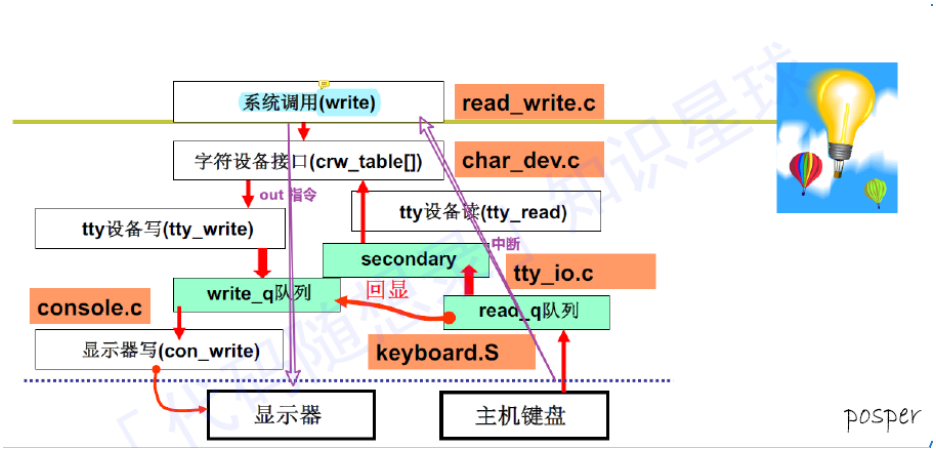


显示器如何工作? 即，printf 函数的工作流程



键盘如何工作?

中断处理（根据扫描码 获取 对应的 ascii 码）；
将对应的 ascii 码 加入 缓冲队列 read_que 中，等待上层程序调用



Linux

什么是IO多路复用

I/O多路复用是一种在单个线程或进程中处理多个输入和输出操作的机制。它允许单个进程同时监视多个文件描述符(通常是套接字)，当一个或多个文件描述符准备好读或写时，它就可以立即响应。

I/O多路复用通常通过select、poll、epoll等系统调用来实现。

- **select**： select是一个最古老的I/O多路复用机制，它可以监视多个文件描述符的可读、可写和错误状态。然而，但是它的效率可能随着监视的文件描述符数量的增加而降低。
- **poll**： poll是select的一种改进，它使用**轮询方式**来检查多个文件描述符的状态，避免了select中文件描述符数量有限的问题。但对于大量的文件描述符，poll的性能也可能变得不足够高效。
- **epoll**： epoll是Linux特有的I/O多路复用机制，相较于select和poll，它在处理大量文件描述符时更加高效。epoll使用事件通知的方式，只有在文件描述符就绪时才会通知应用程序，而不需要应用程序轮询。

I/O多路复用允许在一个线程中处理多个I/O操作，避免了创建多个线程或进程的开销，允许在一个线程中处理多个I/O操作，避免了创建多个线程或进程的开销。

select/poll/epoll的区别和联系

`select`，`poll`和`epoll`都是I/O多路复用技术，它们用于同时处理多个I/O操作，特别是在高并发网络编程中。

select

`select`是最早的I/O多路复用技术，它可以同时监视多个文件描述符（file descriptor, FD）的I/O状态（如可读、可写、异常等）。`select`函数使用一个文件描述符集合（通常是一个位图）来表示要监视的文件描述符，当有I/O事件发生时，`select`会返回对应的文件描述符集合。

select的主要限制如下：

- 文件描述符数量限制：`select`使用一个位图来表示文件描述符集合，这限制了它能够处理的文件描述符数量（通常是1024个）。
- 效率问题：当文件描述符数量较大时，`select`需要遍历整个文件描述符集合来查找就绪的文件描述符，这会导致较低的效率。
- 非实时性：每次调用`select`时，需要重新设置文件描述符集合，这会增加函数调用的开销。

poll

`poll`是为了克服`select`的限制而引入的一种I/O多路复用技术。`poll`使用一个文件描述符数组（通常是一个结构体数组）来表示要监视的文件描述符。与`select`类似，`poll`可以监视多个文件描述符的I/O状态。

poll的优点如下：

- 文件描述符数量不受限制：由于`poll`使用一个动态数组来表示文件描述符，因此它可以处理任意数量的文件描述符。
- 效率相对较高：`poll`在查找就绪的文件描述符时，只需要遍历实际使用的文件描述符数组，而不是整个文件描述符集合。

然而，`poll`仍然存在一些问题：

- 效率问题：尽管`poll`相对于`select`具有较高的效率，但当文件描述符数量很大时，它仍然需要遍历整个文件描述符数组。
- 非实时性：与`select`类似，每次调用`poll`时，需要重新设置文件描述符数组。

epoll

`epoll`是Linux特有的一种高效I/O多路复用技术，它克服了`select`和`poll`的主要限制。`epoll`使用一个事件驱动（event-driven）的方式来处理I/O操作，它只会返回就绪的文件描述符，而不是遍历整个文件描述符集合。

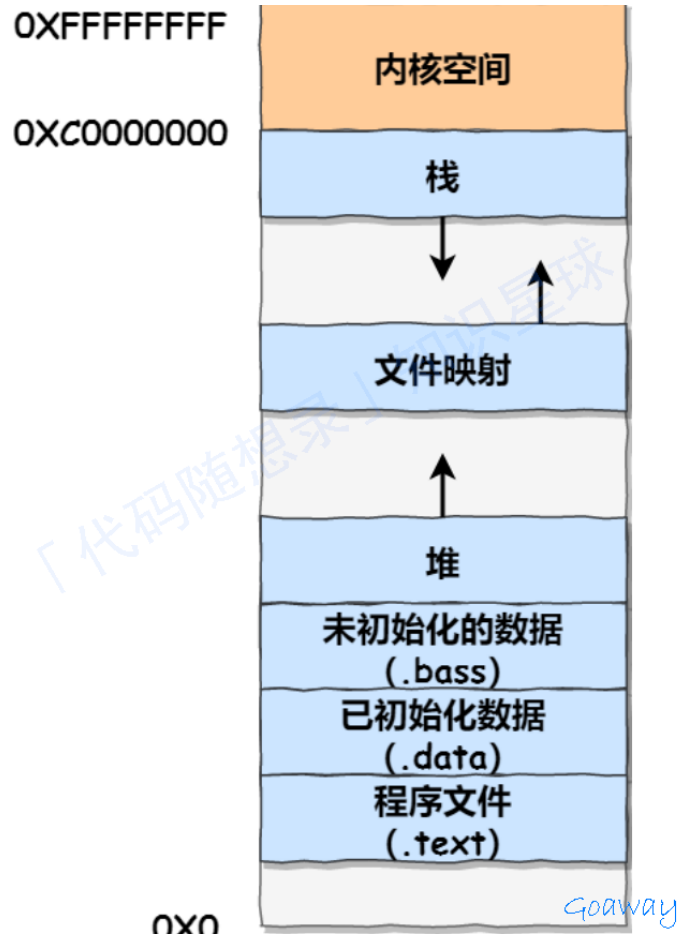
epoll的主要优点如下：

- 高效：`epoll`使用事件驱动的方式来处理I/O操作，因此它在处理大量文件描述符时具有很高的效率。当有I/O事件发生时，`epoll`可以立即得到通知，而无需遍历整个文件描述符集合。这使得`epoll`在高并发场景中具有更好的性能。
- 可扩展性：与`poll`类似，`epoll`可以处理任意数量的文件描述符，因为它使用一个动态数据结构来表示文件描述符。
- 实时性：`epoll`使用一个内核事件表来记录要监视的文件描述符和事件，因此在每次调用`epoll`时无需重新设置文件描述符集合。这可以减少函数调用的开销，并提高实时性。

`epoll`具有诸多优点，但它目前仅在Linux平台上可用。对于其他平台，可能需要使用类似的I/O多路复用技术，如BSD中的`kqueue`。

总结：`select`是最早的I/O多路复用技术，但受到文件描述符数量和效率方面的限制。`poll`克服了文件描述符数量的限制，但仍然存在一定的效率问题。`epoll`是一种高效的I/O多路复用技术，尤其适用于高并发场景，但它仅在Linux平台上可用。一般来说，epoll的效率是要比select和poll高的，但是对于活动连接较多的时候，由于回调函数触发的很频繁，其效率不一定比select和poll高。所以epoll在连接数量很多，但活动连接较小的情况性能体现的比较明显。

Linux 内存管理



1、程序文件段

包括程序的二进制可执行代码，只读；TEXT

2、已初始化数据段

包括已初始化的全局变量和静态常量；DATA

3、未初始化数据段

包括未初始化的静态变量和全局变量；BSS

4、堆段

包括动态分配的内存，从低地址开始向上增长；

5、文件映射段

包括动态库、共享内存等，从低地址开始向上增长（跟硬件和内核版本有关）；

6、栈段

包括函数的参数值和局部变量、函数调用的上下文等。栈的大小是固定的，一般是 8 MB 。当然系统也提供了参数，以便我们自定义大小；栈区是从高地址位向低地址位增长的

Linux虚拟内存

对32位处理器，虚拟内存空间为4G，每个进程都认为自己拥有4G的空间，实际上，在虚拟内存对应的物理内存上，可能只对应的一点点的物理内存。

进程得到的这4G虚拟内存是一个连续的地址空间（这也只是进程认为），而实际上，它通常是被分隔成多个物理内存碎片，还有一部分存储在外部磁盘存储器上，在需要时进行数据交换。

由于存在两个内存地址，因此一个应用程序从编写到被执行，需要**进行两次映射。**第一次是**映射到虚拟内存空间**，第二次时**映射到物理内存空间**。在计算机系统中，第两次映射的工作是由硬件和软件共同来完成的。承担这个任务的**硬件部分叫做存储管理单元 MMU**，**软件部分**就是操作系统的**内存管理模块**了。

1、如何处理虚拟地址和物理地址的关系

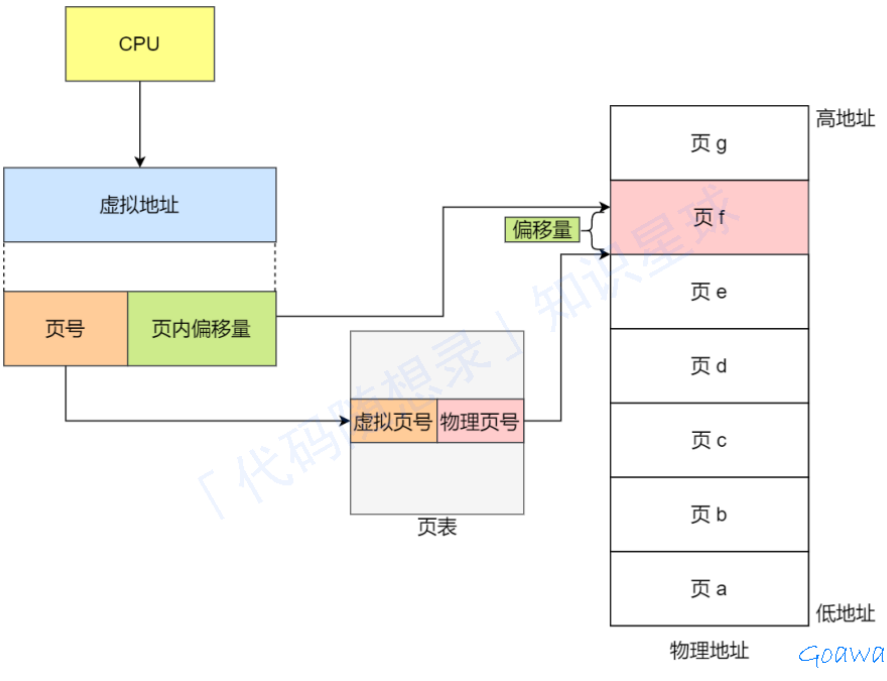
（1）内存分页

分页就是把整个虚拟和物理内存切成一段段固定大小的空间，连续且尺寸固定的内存空间叫页，Linux下每一页大小4KB。虚拟内存和物理内存之间通过页表来映射。

当进程访问的虚拟地址在页表中查不到时，系统会产生一个缺页异常，进入系统内核空间分配物理内存、更新进程页表，最后再返回用户空间，恢复进程的运行。

1. 采用了分页，那么释放的内存都是以页为单位释放的，也就不会产生无法给进程使用的小内存，解决了内存碎片的问题
2. 内存空间不足时，操作系统将正在运行的进程中，最近没使用的内存页面释放（暂时写入硬盘）需要的时候再加载进来，一次性只有少数的页，解决了交换效率低的问题
3. 分页使我们在加载程序时，不用一次性加载到物理内存，可以只有在程序运行中，需要用到对应虚拟内存页里面的指令和数据时，再加载到物理内存里面去

2、分页虚拟地址和物理地址是如何映射的



虚拟地址分为：页号和页内偏移。

页号作为页表的索引，页表包含物理页每页所在物理内存的基地址，这个基地址与页内偏移的组合就形成了物理内存地址。

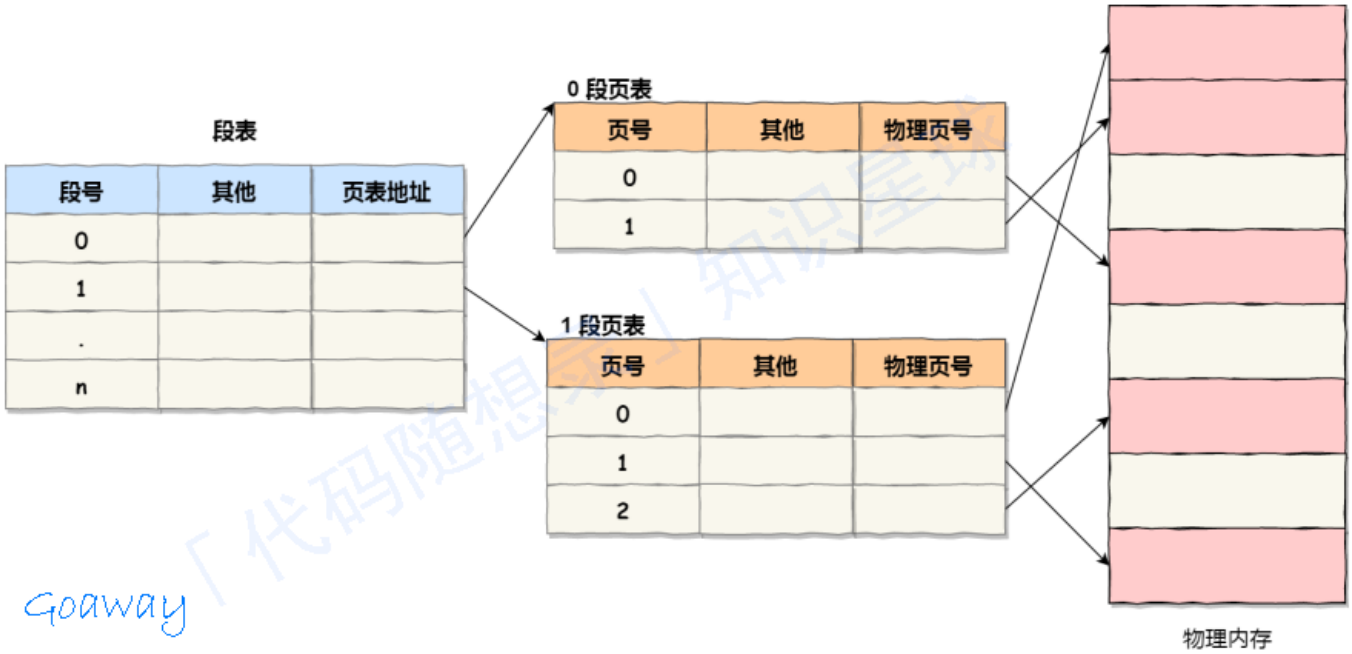
3、简单的分页缺陷

空间上的缺陷：

32位，单进程一个页4KB，虚拟内存4GB，就有2^20个页，一个页表项4字节，结果是4GB空间映射需要4*2^20 = 4MB存储页表。多进程100，需要400MB。

以页表一定要覆盖全部虚拟地址空间，不分级的页表就需要有 100 多万个页表项来映射，二级分页则只需要 1024 个页表项（此时一级页表覆盖到了全部虚拟地址空间，二级页表在需要时创建）。

4、段页式内存管理



地址结构就由段号、段内页号和页内位移三部分组成。

1. 第一次访问段表，得到页表起始地址
2. 第二次访问页表，得到物理页号
3. 第三次将物理页号与页内位移组合，得到物理地址

可用软、硬件相结合的方法实现段页式地址变换，这样虽然增加了硬件成本和系统开销，但提高了内存的利用率。

Linux 信号

信号是用户、系统、进程发送给目标进程的信息，通知某个状态的改变或系统异常。

linux常用信号：

1. SIGHUP控制终端挂起
2. SIGPIPE向读端关闭的通道或socket连接中写数据
3. SIGURG：socket连接上收到紧急数据

Linux设计

1、MutiTask 多任务

多个任务同时执行，同时可以是并发或并行。

2、SMP 对称多处理

每个CPU地位相等，使用权限相同，多个CPU共享一个内存，每个 CPU 都可以访问完整的内存和硬件资源。

3、ELF 可执行文件链接格式

Linux中可执行文件的存储格式。

4、Monolithic Kerne宏内核的特征是系统内核的所有模块

比如进程调度、内存管理、文件系统、设备驱动等，都运行在内核态。Linux 的内核是一个完整的可执行程序，且拥有最高的权限。

IO复用

1. I/O(数据交换过程)

1、背景

I/O即Input/Output（输入和输出），由于程序和运行时数据是在内存中驻留，由CPU这个超快的计算核心来执行，涉及到数据交换的地方，通常是磁盘、网络等，就需要IO接口。

IO编程中涉及到流，其是相对于内存而言的，所以，Input Stream就是数据从外面（磁盘、网络）流进内存，Output Stream就是数据从内存流到外面去。

2、概念

I/O操作就是在运行代码的过程中，可能需要对文件的读写，即将文件输入（Input）到内存和将代码执行结果产生的文件输出（Output）到外设（网络、磁盘）的过程。

3、分类

1. 网络I/O：通过网络进行数据的拉取和输出;
2. 磁盘I/O：主要是对磁盘进行读写工作。

2. 五种IO模型

1、输入阶段一般操作

1. 等待数据准备好
2. 从内核向进程复制数据

2、例如：

1. 等待数据从网络中到达：所等分组到达时，被复制到内核中的某个缓冲区
2. 把数据从内核缓冲区复制到应用进程缓冲区

3、分类

1. 阻塞式I/O
2. 非阻塞式I/O
3. I/O复用（select和poll）

4. 信号驱动式I/O（SIGIO）
5. 异步I/O（POSIX的aio_系列函数）

4、同步I/O

（1）阻塞式I/O

进程或线程等待某个条件，如果条件不满足，则一直等下去。条件满足，则进行下一步操作。（默认情况下）

应用进程通过系统调用 recvfrom 接收数据，但由于内核还未准备好数据报，应用进程就会阻塞住，直到内核准备好数据报，recvfrom 完成数据报复制工作，应用进程才能结束阻塞状态。

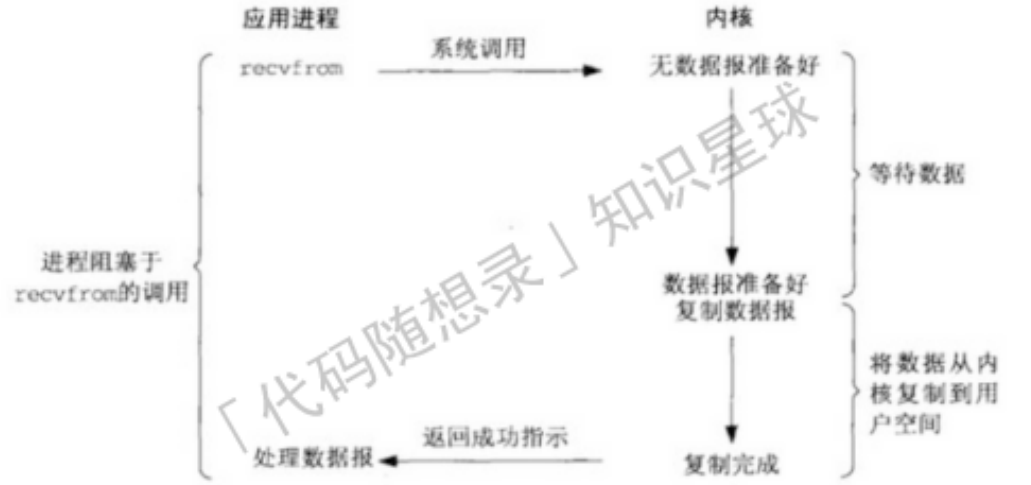


图6-1 阻塞式I/O模型

槽d

优点：

设备文件不可操作时，可进入休眠状态，将CPU资源让出；当设备文件可以操作的时候就必须唤醒进程，一般在中断函数中完成唤醒工作;

缺点：

耗费时间，适合并发低，时效性要求低的情况。

（2）非阻塞式I/O

应用进程与内核交互，目的未达到之前，不再一味的等着，而是直接返回;

通过轮询的方式，不停的去问内核数据有没有准备好。如果某一次轮询发现数据已经准备好了，那就把数据拷贝到用户空间中。

前三次调用 recvfrom 时没有数据可返回，内核立即返回 EWOULDBLOCK 错误

第四次调用 recvfrom 时，已有一个数据报准备好，将其从内核复制到应用进程缓冲区， recvfrom 成功返回;

轮询（polling）：

应用进程持续轮询内核，以查看某个操作是否就绪;

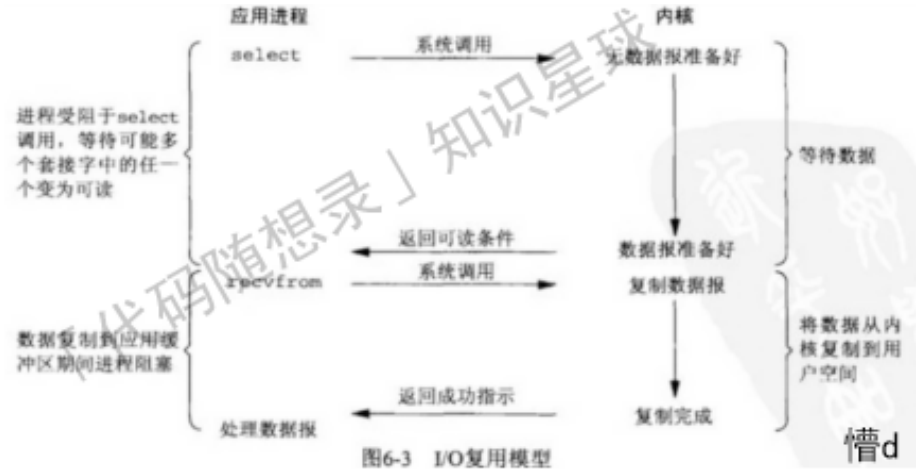
缺点：往往耗费大量CPU时间。

（3）IO复用

通过调用 select 或 poll，阻塞在这两个系统调用中的某一个之上，而不是阻塞在真正的I/O系统调用上。

阻塞于 select 调用，等待数据报套接字变为可读，当 select 返回套接字可读这一条件时，调用 recvfrom 把所读数据报复制到应用进程缓存区。

多个进程I/O注册到同一个 select，当用户进程调用 select，select 监听所有注册好的IO：



1. 若所有被监听的I/O需要的数据未准备好，则阻塞
2. 任意一个所需数据准备好后，select 调用返回
3. 用户进程通过 recvfrom 进行数据拷贝

优点：可以等待多个描述符就绪。

（4）信号驱动I/O

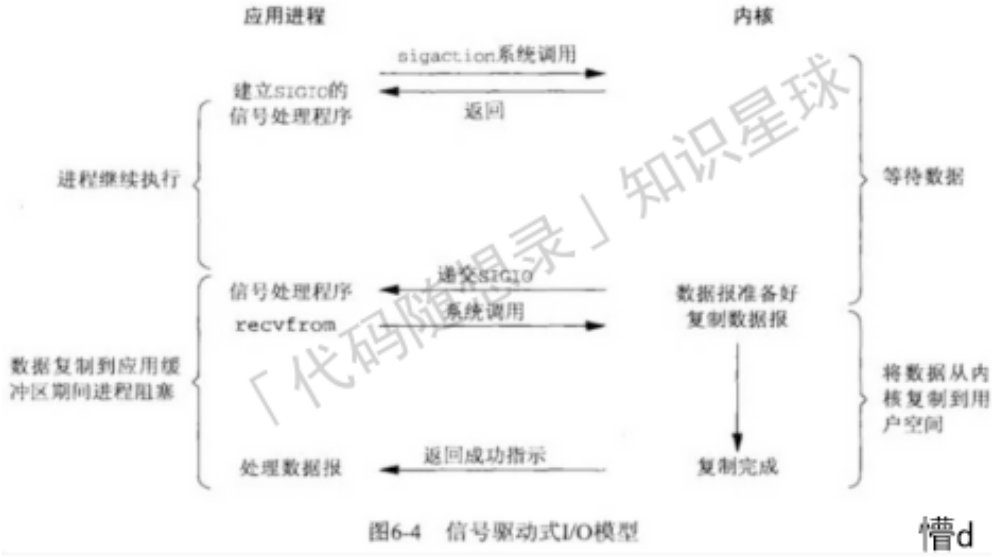


图6-4 信号驱动式I/O模型

开启套接字信号驱动I/O功能，通过 sigaction 系统调用安装一个信号处理函数，该系统函数立即返回，不阻塞;

数据报准备好后，内核为该进程产生一个 SIGIO 信号递交给进程;

可以在信号处理函数中调用 recvfrom 读取数据报，通知主循环数据已准备好待处理;

可以立即通知主循环，读取数据报。

优点：

等待数据报到达期间进程不被阻塞。主循环可以继续执行，等待来自信号处理函数的通知：既可以是数据已经准备好被处理，也可以是数据报已经准备好被读取。

（5）异步IO

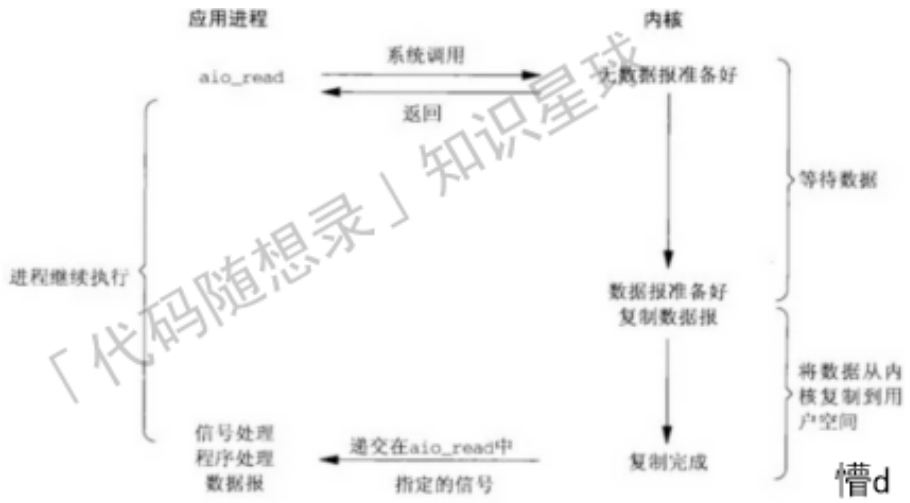
用户进程告知内核启动某个操作，并由内核在整个操作中完成后通知用户进程。

与信号驱动I/O的区别：

1. 信号驱动I/O是由内核通知我们何时可以启动一个I/O操作
2. 异步I/O是由内核通知我们I/O操作何时完成

步骤：

1. 用户进程调用aio_read函数，给内核传递描述符、缓冲区指针、缓冲区大小和文件偏移，告诉内核整个操作完成时如何通知我们，然后就立刻去做其他事情;
2. 当内核收到aio_read后，会立刻返回，然后内核开始等待数据准备，数据准备好以后，直接把数据拷贝到用户空间，然后再通知进程本次IO已经完成。



3. 各种IO模型的比较

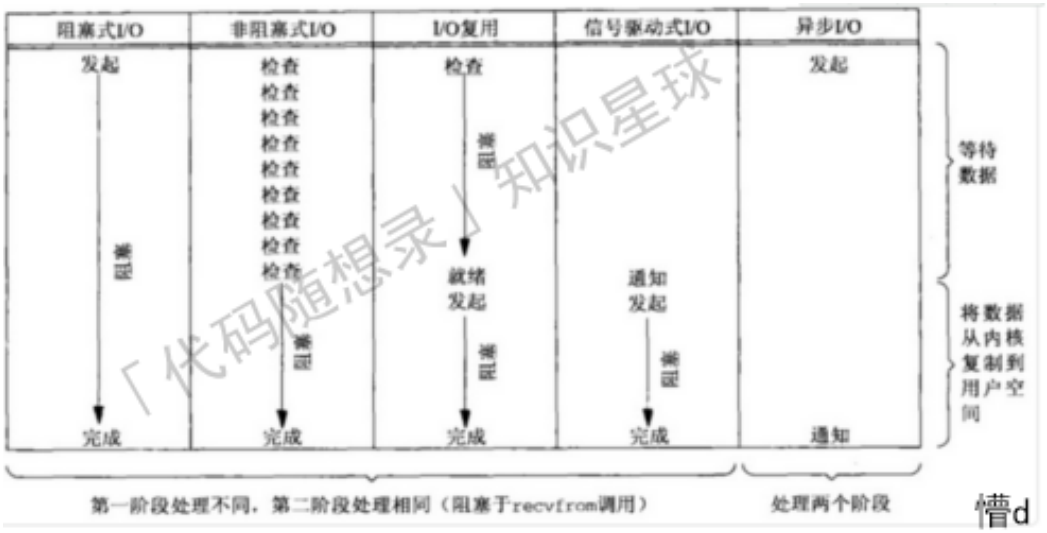
1、同步I/O

导致请求进程阻塞，直到I/O操作完成;

四种同步模型的**区别在于第一阶段等待数据的处理方式不同**，第二阶段均为将数据从内核空间复制到用户空间缓冲区期间，进程阻塞于recvfrom调用。

2、异步I/O

不导致请求进程阻塞。



3、I/O复用函数

多路复用接口 select/poll/epoll ，内核提供给用户态的多路复用系统调用，进程可以通过一个系统调用函数从内核中获取多个事件：

（1）**select-->两次遍历+两次拷贝**

把已连接的socket放在一个文件描述符集合，调用 select 函数将文件描述符集合拷贝到内核里，让内核来检查是否有网络事件产生；

通过遍历，有事件产生就把此socket标记为可读/可写，然后再整个拷贝回用户态；

用户态还需要遍历找到刚刚标记的socket。

（2）**poll**

动态数组，以链表形式来组织，相比于select，没有文件描述符个数限制，当然还会受到系统文件描述符限制。

（3）**epoll(event poll)-->红黑树**

在内核里使用红黑树来跟踪进程所有待检测的文件描述字。

调用epoll_ctl() 函数，把需要监控的 socket 加入内核中的红黑树里：（红黑树的增删查时间复杂度是O(logn)，不需要每次操作都传入整个集合，只需要传入一个待检测的socket，减少了内核和用户空间的大量数据拷贝和内存分配）

epoll 使用事件驱动的机制，内核里维护了一个链表来记录就绪事件（当某个 socket 有事件发生时，通过回调函数，内核会将其加入到这个就绪事件列表中）

当用户调用 epoll_wait() 函数时，只会返回有事件发生的文件描述符的个数，不需要像 select/poll 那样轮询扫描整个 socket 集合，大大提高了检测的效率。

（4）**epoll触发模式**

epoll支持的事件触发模式：

(1)边缘触发ET
(2)水平触发LT

边缘触发模式ET：

当被监控的 Socket 描述符上有可读事件发生时，服务器只会从 epoll_wait中苏醒一次，即使进程没有调用 read 函数从内核读取数据，也依然只苏醒一次，因此我们程序要保证一次性将内核缓冲区的数据读取完，只有第一次满足条件的时候才触发，之后就不会再传递同样的事件了。

水平触发模式LT：

当被监控的 Socket 上有可读事件发生时，服务器不断地从 epoll_wait中苏醒，直到内核缓冲区数据被 read 函数读完才结束，目的是告诉我们有数据，只要满足事件的条件，比如内核中有数据需要读，就一直不断地把这个事件传递给用户。

（5）**select和epoll的区别**

1. select 和 poll 采用轮询的方式检查就绪事件，每次都要扫描整个文件描述符，复杂度O(N);
2. epoll 采用回调方式检查就绪事件，只会返回有事件发生的文件描述符的个数，复杂度O(1);
3. select 只工作在低效的LT模式，epoll 可以在 ET 高效模式工作;
4. epoll 是 Linux 所特有，而 select 则应该是 POSIX 所规定，一般操作系统均有实现;
5. select 单个进程可监视的fd数量有限，即能监听端口的大小有限，64位是2048；epoll 没有最大并发连接的限制，能打开的 fd 的上限远大于2048（1G的内存上能监听约10万个端口）；
6. select 内核需要将消息传递到用户空间，都需要内核拷贝动作；epoll通过内核和用户空间共享一块内存来实现的。

Linux网络

> 如何在基本网络通信模型基础上提升服务器自身服务响应?

1、多进程服务器

> 每次的请求父进程fork出子进程进行业务处理，父进程用于处理请求连接

（1）父子进程的生命周期绝大多数都不相同，如何、何时进行销毁，才能确保不会大量出僵尸进程

（2）子父进程之间如何进行通讯?

进程的创建、切换都需要都会带来大量的开销，同时每个进程都具有自己独立的虚拟内存空间，所以需要使用到IPC机制，完成进程间的数据交换

2、I/O复用服务器

1. 在不额外创建进程的基础上同时为多个请求端提供请求
2. select、poll、epoll实现优缺点

3、多线程服务器

> 同一进程下的多个线程共享进程的系统资源，所以相比于多进程，同进程下的多线程通信更加方便，并且切换的开销小很多。

1. 如何创建、销毁线程
2. 如何保证线程的安全
3. 线程间的通信

Linux中的软链接和硬链接有什么区别?

- **物理实现：**
  - **软链接：** 软链接是一个独立的文件，它包含了指向目标文件或目录的路径。软链接实际上是一个特殊的文件，其中包含有关目标文件的引用。
  - **硬链接：** 硬链接是目标文件的一个额外的目录项。目录项指向相同的物理数据块，实际上只是文件系统中的两个或多个目录项指向相同的inode。
- **链接的目标：**
  - **软链接：** 软链接可以链接到文件或目录，甚至可以链接到不存在的文件。
  - **硬链接：** 硬链接只能链接到文件，而且必须是同一文件系统中的。
- **对链接的影响：**
  - **软链接：** 如果原始文件被删除或移动，软链接仍然存在，但链接将失效。软链接可以跨文件系统，但如果目标文件被删除，软链接将成为坏链接（dangling link）。
  - **硬链接：** 删除或移动原始文件并不会影响硬链接，因为硬链接只是inode的另一个引用。只有当所有硬链接都被删除后，inode的数据块才会被释放。
- **创建方式：**
  - **软链接：** 使用`ln -s`命令创建软链接。例如，`ln -s target_file link_name`。
  - **硬链接：** 使用`ln`命令创建硬链接。例如，`ln target_file link_name`。
- **链接数量：**
  - **软链接：** 软链接只会增加目标文件的链接计数，而不会增加inode的链接计数。
  - **硬链接：** 硬链接会增加目标文件的链接计数，也会增加inode的链接计数。当链接计数为零时，文件系统才会释放相关的数据块。

面试题

什么是中断和异常

中断和异常都会导致处理器暂停当前正在执行的任务，并转向执行一个特定的处理程序（中断处理程序或异常处理程序）。然后在处理完这些特殊情况后，处理器会返回到被打断的任务继续执行。

1. **中断是由计算机系统外部事件触发的，通常与硬件设备相关。**中断的目的是为了及时响应重要事件而暂时中断正常的程序执行。典型的中断包括时钟中断、I/O设备中断（如键盘输入、鼠标事件）和硬件错误中断等。操作系统通常会为每种类型的中断分配一个中断处理程序，用于处理相应的事件。
2. **异常是由计算机系统内部事件触发的，通常与正在执行的程序或指令有关，**比如程序的非法操作码、地址越界、运算溢出等错误引起的事件，异常不能被屏蔽，当出现异常时，计算机系统会暂停正常的执行流程，并转到异常处理程序来处理该异常。

用户态和核心态

1. 用户态和内核态的区别

用户态`（User Mode）`和内核态`（Kernel Mode）`是操作系统为了保护系统资源和实现权限控制而设计的两种不同的CPU运行级别，可以**控制进程或程序对计算机硬件资源的访问权限和操作范围。**

- 用户态：在用户态下，进程或程序只能访问受限的资源和执行受限的指令集，不能直接访问操作系统的核心部分，也不能直接访问硬件资源。
- 核心态：核心态是操作系统的特权级别，允许进程或程序执行特权指令和访问操作系统的核心部分。在核心态下，进程可以直接访问硬件资源，执行系统调用，管理内存、文件系统等操作。

2. 在什么场景下，会发生内核态和用户态的切换

- 系统调用：当用户程序需要请求操作系统提供的服务时，会通过系统调用进入内核态。
- 异常：当程序执行过程中出现错误或异常情况时，CPU会自动切换到内核态，以便操作系统能够处理这些异常。
- 中断：外部设备（如键盘、鼠标、磁盘等）产生的中断信号会使CPU从用户态切换到内核态。操作系统会处理这些中断，执行相应的中断处理程序，然后再将CPU切换回用户态。

并行和并发是什么

> - 并行是在同一时刻执行多个任务。
> - 并发是在相同的时间段内执行多个任务，任务可能交替执行，通过调度实现。

并行是指在同一时刻执行多个任务，这些任务可以同时进行，每个任务都在不同的处理单元（如多个CPU核心）上执行。在并行系统中，多个处理单元可以同时处理独立的子任务，从而加速整体任务的完成。

并发是指在相同的时间段内执行多个任务，这些任务可能不是同时发生的，而是交替执行，通过时间片轮转或者事件驱动的方式。并发通常与任务之间的交替执行和任务调度有关。

什么是内部碎片和外部碎片

说一说僵尸进程和孤儿进程

1. 孤儿进程：一个父进程退出，而它的一个或多个子进程还在运行，那么那些子进程将成为孤儿进程。孤儿进程将被init进程(进程号为1)所收养，并由init进程对它们完成状态收集工作。
2. 僵尸进程：一个进程使用fork创建子进程，如果子进程退出，而父进程并没有调用wait或waitpid获取子进程的状态信息，那么子进程的进程描述符仍然保存在系统中。这种进程称之为僵尸进程。

信号和信号量有什么区别

信号：一种处理异步事件的方式。信号是比较复杂的通信方式，用于通知接收进程有某种事件发生，除了用于进程外，还可以发送信号给进程本身。
信号量：进程间通信处理同步互斥的机制。是在多线程环境下使用的一种设施，它负责协调各个线程，以保证它们能够正确，合理的使用公共资源。

常用的Linux命令

```
ls：列出当前目录下的文件和子目录。

cd：切换目录。

pwd：显示当前工作目录的路径。

touch：创建新文件。

mkdir：创建新目录。

rm：删除文件或目录。

cp：复制文件或目录。

mv：移动文件或目录，也用于重命名。

cat：显示文件的内容。

vi：编辑文件

head 和 tail：查看文件的开头和结尾部分。

grep：查找文件或其他内容里符合条件的字符串

find：查找文件和目录。

chmod：更改文件或目录的权限。

chown：更改文件或目录的所有者。

ps：列出运行中的进程。

kill：终止进程。

df：显示磁盘空间使用情况。

tar：创建和提取归档文件（通常是.tar文件）。

ifconfig：查看ip地址
```

```
ping：测试网络连接。

ssh：通过SSH协议远程登录到其他计算机。

apt（Debian/Ubuntu）或 yum（Red Hat/CentOS）：包管理器，用于安装、更新和删除软件包。
```

Linux中如何查看一个进程

`ps`命令用于列出当前用户的进程信息如果要查找特定进程。

可以使用 `grep` 命令来过滤结果。例如，要查找名为 "myprocess" 的进程，可以执行以下命令：

```
ps aux | grep myprocess
```

`pgrep` 和`pidof` 命令用于通过进程名称查找进程的PID（进程ID）

```
pgrep myprocess
pidof myprocess
```

如何杀死一个进程

使用`kill`命令可以向一个进程发送信号，终止进程， `kill [options] PID`

`killall`命令用于根据进程名杀死所有匹配的进程。

杀死父进程并不会同时杀死子进程：每个进程都有一个父进程。可以使用 pstree 或 ps 工具来观察这一点。

杀死父进程后，子进程将会成为孤儿进程，而 init 进程将重新成为它的父进程。

局部性原理

在一段时间内，程序倾向于多次访问相同的数据或接近的数据，而不是随机地访问内存中的各个位置。局部性原理通常分为两种类型：时间局部性和空间局部性。

1. 时间局部性

如果一个数据被访问，那么在不久的将来它很可能会再次被访问。这意味着程序在短时间内倾向于反复使用相同的数据项，例如在循环中反复访问数组的元素。

通过利用时间局部性，程序可以将频繁使用的数据存储在缓存中，从而减少访问主内存的次数，提高程序的执行速度。

2. 空间局部性

如果一个数据被访问，那么它附近的数据也很可能会被访问。这意味着程序在访问一个数据时，通常会在接近该数据的附近访问其他数据，例如遍历数组时，往往会访问相邻的元素。

文件系统在磁盘上存储数据时，通常会将相关的数据块放在相邻的磁盘扇区上，以便在访问一个数据块时能够快速地访问相邻的数据块。

进程、线程的区别?

进程是系统进行资源分配和调度的基本单位。

线程是操作系统能够进行运算调度的最小单位，线程是进程的子任务，是进程内的执行单元。 一个进程至少有一个线程，一个进程可以运行多个线程，这些线程共享同一块内存。

资源开销：

- 进程：由于每个进程都有独立的内存空间，创建和销毁进程的开销较大。进程间切换需要保存和恢复整个进程的状态，因此上下文切换的开销较高。
- 线程：线程共享相同的内存空间，创建和销毁线程的开销较小。线程间切换只需要保存和恢复少量的线程上下文，因此上下文切换的开销较小。

通信与同步：

- 进程：由于进程间相互隔离，进程之间的通信需要使用一些特殊机制，如管道、消息队列、共享内存等。
- 线程：由于线程共享相同的内存空间，它们之间可以直接访问共享数据，线程间通信更加方便。

安全性：

- 进程：由于进程间相互隔离，一个进程的崩溃不会直接影响其他进程的稳定性。
- 线程：由于线程共享相同的内存空间，一个线程的错误可能会影响整个进程的稳定性。

进程的状态有哪些

进程的3种基本状态：**运行、就绪和阻塞。**

（1）就绪：当一个进程获得了除处理机以外的一切所需资源，一旦得到处理机即可运行，则称此进程处于就绪状态。就绪进程可以按多个优先级来划分队列。例如，当一个进程由于时间片用完而进入就绪状态时，排入低优先级队列；当进程由I / O操作完成而进入就绪状态时，排入高优先级队列。

（2）运行：当一个进程在处理机上运行时，则称该进程处于运行状态。处于此状态的进程的数目小于等于处理器的数目，对于单处理机系统，处于运行状态的进程只有一个。在没有其他进程可以执行时（如所有进程都在阻塞状态），通常会自动执行系统的空闲进程。

（3）阻塞：也称为等待或睡眠状态，一个进程正在等待某一事件发生（例如请求I/O而等待I/O完成等）而暂时停止运行，这时即使把处理机分配给进程也无法运行，故称该进程处于阻塞状态。

进程的五种状态

创建状态：进程在创建时需要申请一个空白PCB，向其中填写控制和管理进程的信息，完成资源分配。如果创建工作无法完成，比如资源无法满足，就无法被调度运行，把此时进程所处状态称为创建状态

就绪状态：进程已经准备好，已分配到所需资源，只要分配到CPU就能够立即运行

执行状态：进程处于就绪状态被调度后，进程进入执行状态

阻塞状态：正在执行的进程由于某些事件（I/O请求，申请缓存区失败）而暂时无法运行，进程受到阻塞。在满足请求时进入就绪状态等待系统调用

终止状态：进程结束，或出现错误，或被系统终止，进入终止状态。无法再执行

进程之间的通信方式

1. **管道：**是一种**半双工**的通信方式，数据只能单向流动而且只能在具有父子进程关系的进程间使用。
2. 命名管道： 也是半双工的通信方式，但是它允许无亲缘关系进程间的通信。
3. **信号量**：是一个计数器，可以用来控制多个进程对共享资源的访问，常作为一种锁机制，防止某进程正在访问共享资源时，其他进程也访问该资源。因此主要作为进程间以及同一进程内不同线程之间的同步手段。
4. **消息队列**：消息队列是消息的链表，存放在内核中并由消息队列标识符标识。消息队列克服了信号传递信息少、管道只能承载无格式字节流以及缓冲区大小受限等缺点。
5. 信号：用于通知接收进程某个事件已经发生，从而迫使进程执行信号处理程序。
6. **共享内存**：就是映射一段能被其他进程所访问的内存，这段共享内存由一个进程创建，但多个进程都可以访问。共享内存是最快的进程通信方式，它是针对其他进程间通信方式运行效率低而专门设计的。它往往与其他通信机制，比如信号量配合使用，来实现进程间的同步和通信。
7. `Socket`套接字：是支持TCP/IP 的网络通信的基本操作单元，主要用于在客户端和服务器之间通过网络进行通信。

线程之间的同步方式

线程同步机制是指在多线程编程中，为了保证线程之间的互不干扰，而采用的一种机制。常见的线程同步机制有以下几种：

1. 互斥锁：互斥锁是最常见的线程同步机制。它允许只有一个线程同时访问被保护的临界区（共享资源）
2. 条件变量：条件变量用于线程间通信，允许一个线程等待某个条件满足，而其他线程可以发出信号通知等待线程。通常与互斥锁一起使用。
3. 读写锁： 读写锁允许多个线程同时读取共享资源，但只允许一个线程写入资源。
4. 信号量：用于控制多个线程对共享资源进行访问的工具。

介绍一下你知道的锁

两个基础的锁：

- **互斥锁**：互斥锁是一种最常见的锁类型，用于实现互斥访问共享资源。在任何时刻，只有一个线程可以持有互斥锁，其他线程必须等待直到锁被释放。这确保了同一时间只有一个线程能够访问被保护的资源。
- 自旋锁：自旋锁是一种基于忙等待的锁，即线程在尝试获取锁时会不断轮询，直到锁被释放。

其他的锁都是基于这两个锁的

- 读写锁：允许多个线程同时读共享资源，只允许一个线程进行写操作。分为读（共享）和写（排他）两种状态。
- 悲观锁：认为多线程同时修改共享资源的概率比较高，所以访问共享资源时候要上锁
- 乐观锁：先不管，修改了共享资源再说，如果出现同时修改的情况，再放弃本次操作

什么情况下会产生死锁

死锁是指**两个或多个进程在争夺系统资源时，由于互相等待对方释放资源而无法继续执行的状态。**

死锁只有同时满足以下四个条件才会发生：

- 互斥条件：一个进程占用了某个资源时，其他进程无法同时占用该资源。
- 请求保持条件：一个线程因为请求资源而阻塞的时候，不会释放自己的资源。
- 不可剥夺条件：资源不能被强制性地从一个进程中剥夺，只能由持有者自愿释放。

- 环路等待条件：多个进程之间形成一个循环等待资源的链，每个进程都在等待下一个进程所占有的资源。

如何解除死锁

只需要破坏上面一个条件就可以破坏死锁。

- 破坏请求与保持条件：一次性申请所有的资源。
- 破坏不可剥夺条件：占用部分资源的线程进一步申请其他资源时，如果申请不到，可以主动释放它占有的资源。
- 破坏循环等待条件：靠**按序申请资源**来预防。让所有进程按照相同的顺序请求资源，释放资源则反序释放。

进程的调度算法有哪些?

1、批处理系统中的调度

（1）先来先服务：

非抢占式的调度算法，按照请求的顺序进行调度。

有利于长作业，但不利于短作业，因为短作业必须一直等待前面的长作业执行完毕才能执行，而长作业又需要执行很长时间，造成了短作业等待时间过长。

（2）最短作业优先：

非抢占式的调度算法，按估计运行时间最短的顺序进行调度。

长作业有可能会饿死，处于一直等待短作业执行完毕的状态。因为如果一直有短作业到来，那么长作业永远得不到调度。

（3）最短剩余时间优先：

最短作业优先的抢占式版本，按剩余运行时间的顺序进行调度。

当一个新的作业到达时，其整个运行时间与当前进程的剩余时间作比较。如果新的进程需要的时间更少，则挂起当前进程，运行新的进程。否则新的进程等待。

2、交互式系统中的调度

（1）时间片轮转调度

将所有就绪进程按 FCFS 的原则排成一个队列，每次调度时，把 CPU 时间分配给队首进程，该进程可以执行一个时间片。当时间片用完时，由计时器发出时钟中断，调度程序便停止该进程的执行，并将它送往就绪队列的末尾，同时继续把 CPU 时间分配给队首的进程。

（2）优先级调度

为每个进程分配一个优先级，按优先级进行调度。为了防止低优先级的进程永远等不到调度，可以随着时间的推移增加等待进程的优先级。

（3）多级队列

一个进程需要执行 100 个时间片，如果采用时间片轮转调度算法，那么需要交换 100 次。

多级队列是为这种需要连续执行多个时间片的进程考虑，它设置了多个队列，每个队列时间片大小都不同，例如 1,2,4,8,..。进程在第一个队列没执行完，就会被移到下一个队列。这种方式下，之前的进程只需要交换 7 次。

每个队列优先权也不同，最上面的优先权最高。因此只有上一个队列没有进程在排队，才能调度当前队列上的进程。

可以将这种调度算法看成是时间片轮转调度算法和优先级调度算法的结合。

（4）最短进程优先

如果我们将每一条命令的执行看作是一个独立的“作业”，则我们可以通过首先运行最短的作业来使响应事件最短

分段和分页的区别

分段

- **基本单位：** 地址空间被划分为不同的逻辑段，每个段具有独立的含义，如代码段、数据段等。
- **段的长度：** 每个段的长度可以动态变化，不同段的长度可以不同。
- **内部碎片：** 由于每个段的长度可以动态变化，可能会导致内部碎片，即段内部的未使用空间。
- **外部碎片：** 可能会导致外部碎片，即段之间的未使用空间。
- **逻辑地址：** 逻辑地址由两部分组成，一个是段号，另一个是段内偏移。

分页（Paging）：

- **基本单位：** 地址空间被划分为固定大小的页面，物理内存也被划分为相同大小的页面框。
- **页面的长度：** 页面的长度是固定的，由操作系统定义。
- **内部碎片：** 由于页面长度固定，可能会导致内部碎片，即页面内部的未使用空间。
- **外部碎片：** 由于页面长度固定，不同页面之间的未使用空间无法利用，可能导致外部碎片。
- **逻辑地址：** 逻辑地址由两部分组成，一个是页号，另一个是页内偏移。

页面置换算法

- **LRU（最近最少使用）算法**：每次选择最长时间没有被使用的角色进行切换。这种策略基于你对角色的喜好，认为最近被使用过的角色很可能还会被使用，而最久未被使用的角色很可能不会再被使用。LRU算法可以有效地减少切换次数，但是实现起来比较复杂，需要记录每个角色的使用时间或者维护一个使用顺序的列表。
- **FIFO（先进先出）算法**：每次选择最早进入内存的角色进行切换。这种策略很简单，只需要维护一个角色队列，每次淘汰队首的角色，然后把新的角色加入队尾。但是FIFO算法可能会淘汰一些经常被使用的角色，导致切换次数增加。而且FIFO算法有可能出现贝拉迪异常（Belady anomaly），即当分配给内存的空间增加时，切换次数反而增加。
- 最佳页面置换算法(OPT)

  置换在「未来」最长时间不访问的页面,但是实际系统中无法实现，因为程序访问页面时是动态的

  我们是无法预知每个页面在「下一次」访问前的等待时间，因此作为实际算法效率衡量标准。
- 时钟页面置换算法：把所有的页面都保存在一个类似钟面的「环形链表」中，页面包含一个访问位。

  当发生缺页中断时，顺时针遍历页面，如果访问位为1，将其改为0，继续遍历，直到访问到访问位为0页面，进行置换。
- 最不常用算法 ：记录每个页面访问次数，当发生缺页中断时候，将访问次数最少的页面置换出去，此方法需要对每个页面访问次数统计，额外开销。

IO多路复用

I/O多路复用通常通过select、poll、epoll等系统调用来实现。

- **select：** select是一个最古老的I/O多路复用机制，它可以监视多个文件描述符的可读、可写和错误状态。然而，但是它的效率可能随着监视的文件描述符数量的增加而降低。
- **poll：** poll是select的一种改进，它使用**轮询方式**来检查多个文件描述符的状态，避免了select中文件描述符数量有限的问题。但对于大量的文件描述符，poll的性能也可能变得不足够高效。
- **epoll：** epoll是Linux特有的I/O多路复用机制，相较于select和poll，它在处理大量文件描述符时更加高效。epoll使用事件通知的方式，只有在文件描述符就绪时才会通知应用程序，而不需要应用程序轮询。

I/O多路复用允许在一个线程中处理多个I/O操作，避免了创建多个线程或进程的开销，允许在一个线程中处理多个I/O操作，避免了创建多个线程或进程的开销。

数据库-MySQL

> 内容参考总结自网络资料，如小林coding、MySQL45讲

基础知识讲解

MySQL基础

主键、索引、外键

1、什么是主键

主键是一列，其值可以**唯一标识**表中的每一行数据，每个表只能有一个主键，而且主键的值不能重复，也不能包含NULL值，通常用来保证数据的唯一性和用于在表中查找特定的行。

2、主键、外键、索引的区别

定义：

主键：唯一标识一条记录，不允许重复，不允许为空
外键：外键是一个表中的字段，其值是另一个表的主键，用于建立两个表之间的关系。

索引：没有重复值，但可以有一个空值 ，用于快速查询到数据。

作用：

主键：用于唯一标识表中每一行的字段

外键：主要用于和其它表建立联系
索引：为了提高查询排序的速度

区别：

外键是一个表中的字段，它与另一个表的主键形成关联，用于建立表之间的关系。

主键和外键通常都与索引有关，但索引不一定是主键或外键。