

内存管理

1. 为什么要有虚拟内存?

- 1.1 虚拟内存
- 1.2 内存分段
- 1.3 内存分页
- 1.4 多级页表
- 1.5 TLB

2. 段页式内存管理

3. Linux内存布局

4. 总结

内存管理策略

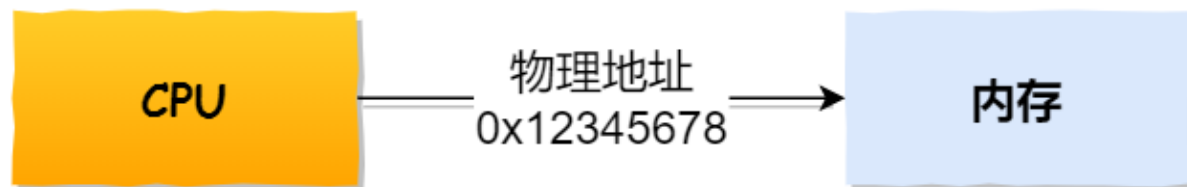
1. 动态加载

内存管理

1. 为什么要有虚拟内存?

1.1 虚拟内存

单片机是没有操作系统的，每一次写完代码，都需要借助工具将程序烧录进去，这样程序才可以跑起来。另外，单片机的CPU是直接操作内存的物理地址。

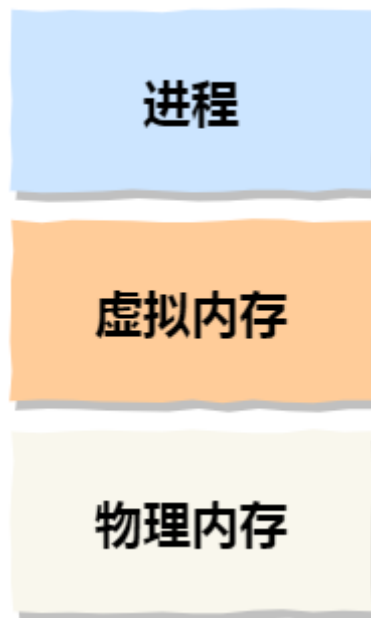


在这一种情况下，要想在内存中同时运行两个程序是不可能的，如果第一个程序在 2000 的位置写入一个新的值，将会擦掉第二个程序存放在相同位置上的所有内容，所以同时运行两个程序是根本行不通的，这两个程序会立刻崩溃。

操作系统是如何解决问题的?

这里关键的一个问题就是这两个程序都引用了绝对物理地址，而这正是我们最需要避免的。

我们可以把进程所使用的地址「隔离」开来，即让操作系统为每个进程分配独立的一套「**虚拟地址**」，人人都有，大家自己玩自己的地址就行，互不干涉。但是有个前提每个进程都不能访问物理地址，至于虚拟地址最终怎么落到物理内存里，对进程来说是透明的，操作系统已经把这些都安排的明明白白了。



操作系统会提供一种机制，将不同进程的虚拟地址和不同内存的物理地址映射起来。

如果程序要访问虚拟地址的时候，由操作系统转换成不同的物理地址，这样不同的进程运行的时候，写入的是不同的物理地址，这样就不会冲突了。

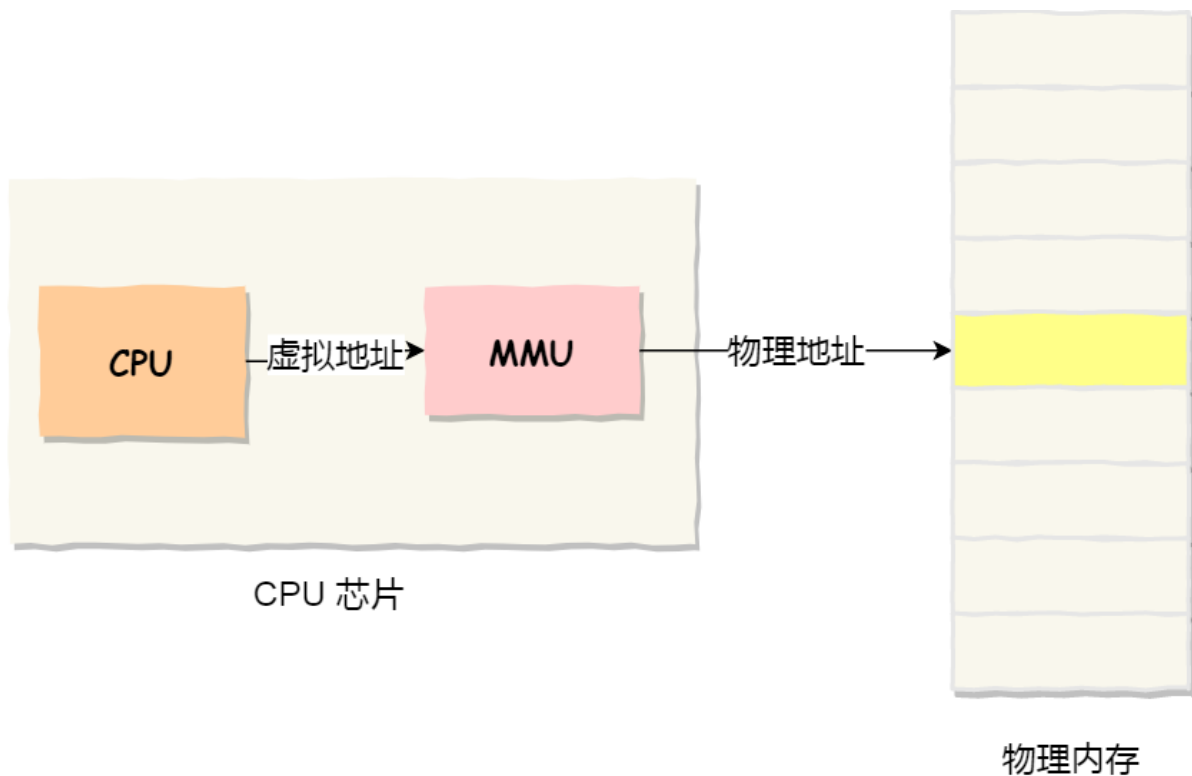
于是，这里就引出了两种地址的概念：

- 我们程序所使用的内存地址叫做**虚拟内存地址** (*Virtual Memory Address*)
- 实际存在硬件(就是我们的内存条)里面的空间地址叫**物理内存地址** (*Physical Memory Address*) 。

(此处的物理内存指的是我们内存条中的内存，可并不是硬盘里面的内存，真的蠢呐，竟然将这个物理内存想象成硬盘里面的内存，导致很多不明白，记住这里的物理内存指的是内存条中的内存，程序在运行的时候，肯定是先将程序的相关代码从硬盘中取出放到内存中去。)

PS: 我们现在有两种不同类型的地址：逻辑地址（范围为0~MAX）和物理地址（ $R + 0 \sim R + \text{MAX}$ ），其中R为基地址。**用户仅仅生成逻辑地址，且以为进程的地址空间为0 ~ MAX。

操作系统引入了虚拟内存，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，来转换成物理地址，然后再通过物理地址访问内存，如下图所示：



操作系统是如何管理虚拟地址与物理地址之间的关系的？

主要有两种方式，**内存分段**和**内存分页**。

1.2 内存分段

程序是由若干个逻辑分段组成的，如可由代码分段、数据分段、栈段、堆段组成。**不同的段是有不同的属性的，所以就用分段（Segmentation）的形式把这些段分离出来。**

分段机制下，虚拟地址和物理地址是如何映射的？

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**。（**本质上就是段地址和段内偏移地址！👉👉👉👉👉！！！！！！**）

2022年10月24日15点07分：

本处有一处错误，上面后面批注，本质上就是段地址和段内偏移地址；实则不然，段地址是在16位的8086时代，CPU为了寻址超过16位地址所能表示的最大空间（64KB）（因为地址总线是20位的）。通过将内存空间划分为若干个段，采用段基址+段内偏移的方式访问内存，这样就可以访问1MB的内存空间了。

事实上：

进入32位时代之后，发生了翻天覆地的变化！！！！

变化1：段寄存器增加了两个：FS、GS，这两个段寄存器有特殊用途；

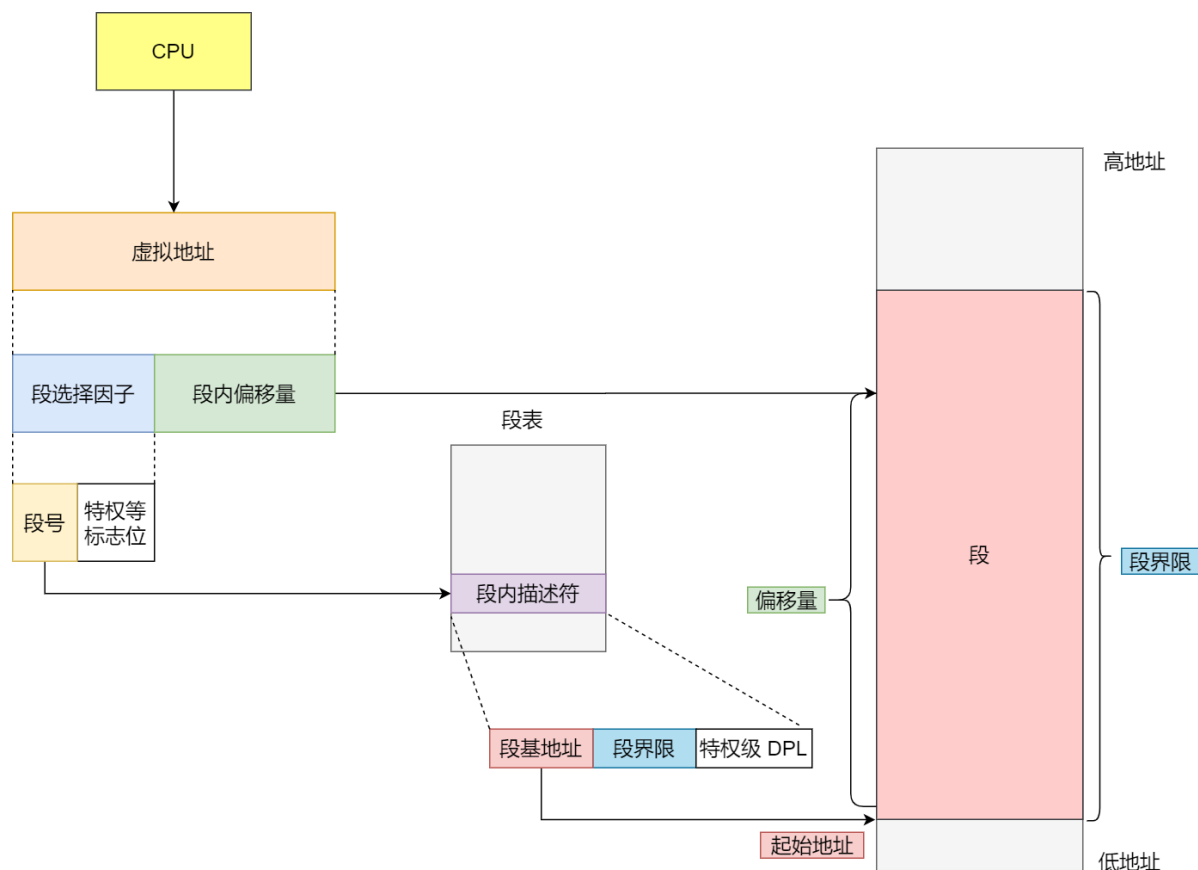
变化2：段寄存器中放的不再是段基址地址，而是叫作一个段选择子的东西，也就是分段机制下的虚拟地址的组成部分之一。

现在再回头看，我们的内存管理部分是随着CPU的发展而发展的，CPU由16位发展到32位了，所能表示的内存地址成几何型暴涨，CPU的寻址范围也应当变大。随之内存分段和内存分页的发展，就出现了段表，也就是GDT（全局描述符，Global Descriptor Table）。

进入64位时代：

操作系统都不怎么待见分段式管理，在Intel的指令手册中，关于64位的段寄存器是这样描述的：

不管你的段寄存器中指向的段基址是什么内容，都会被当作0来对待；

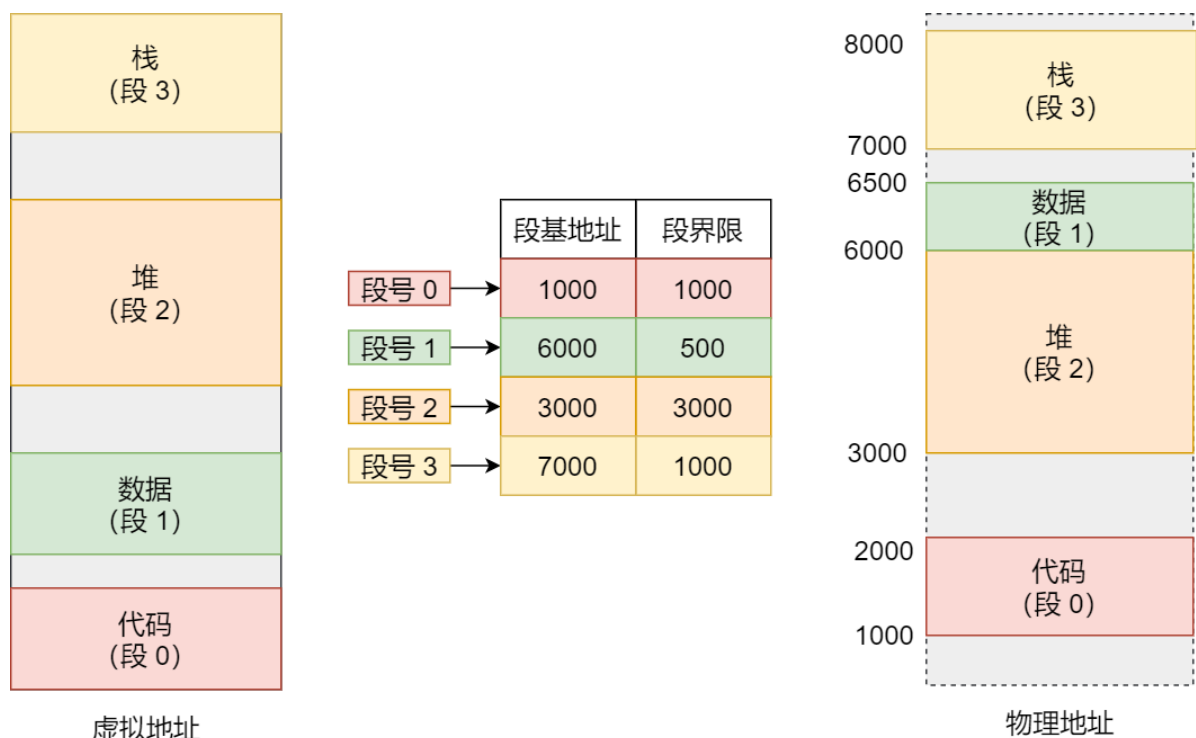


(上图中所示段表实际上就是我们经常所说的全局描述符表 (Global Descriptor Table ,GDT) ,里面的每一个表项其实就是段描述符)

段选择因子和段内偏移量：

- **段选择子**就保存在段寄存器里面。段选择子里面最重要的是**段号**，用作段表的索引。**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。

在上面，知道了虚拟地址是通过**段表**与物理地址进行映射的，分段机制会把程序的虚拟地址分成 4 个段，每个段在段表中有一个项，在这一项找到段的基地址，再加上偏移量，于是就能找到物理内存中的地址，如下图：



如果要访问段 3 中偏移量 500 的虚拟地址，我们可以计算出物理地址为，段 3 基地址 7000 + 偏移量 500 = 7500。

分段的办法很好，解决了程序本身不需要关心具体的物理内存地址的问题，但它也有一些不足之处：

- 第一个就是**内存碎片**的问题。
- 第二个就是**内存交换的效率低**的问题。

接下来，说说为什么会有这两个问题。

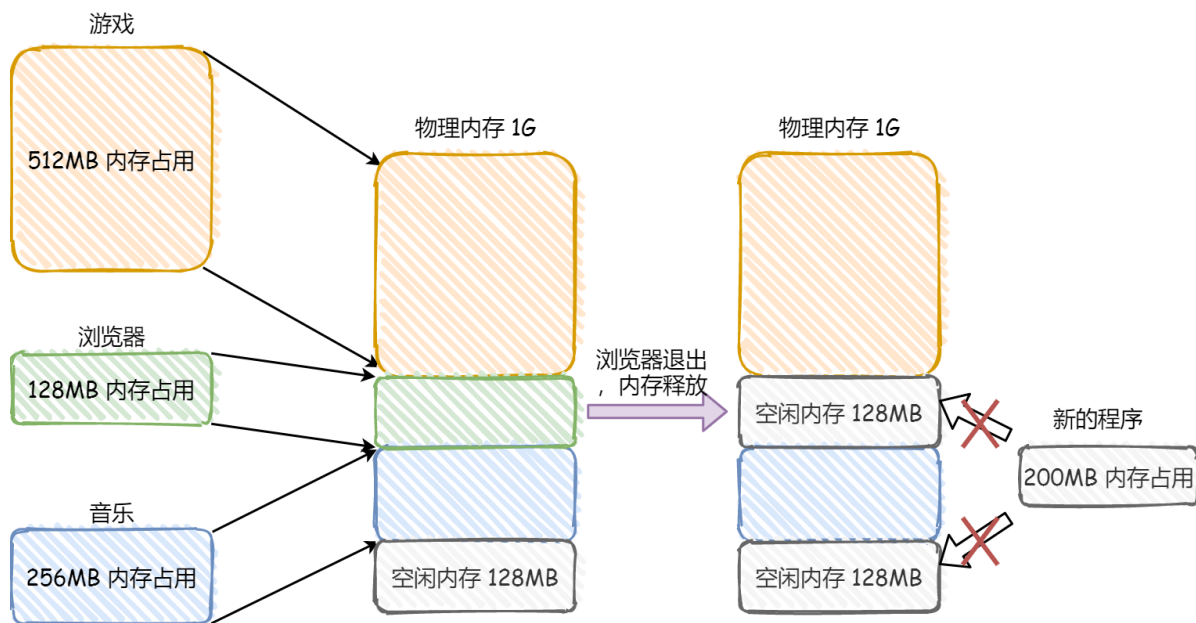
我们先来看看，分段为什么会产生内存碎片的问题？

我们来看看这样一个例子。假设有 1G 的物理内存，用户执行了多个程序，其中：

- 游戏占用了 512MB 内存
- 浏览器占用了 128MB 内存
- 音乐占用了 256 MB 内存。

这个时候，如果我们关闭了浏览器，则空闲内存还有 $1024 - 512 - 256 = 256\text{MB}$ 。

如果这个 256MB 不是连续的，被分成了两段 128 MB 内存，这就会导致没有空间再打开一个 200MB 的程序。



内存分段会出现内存碎片吗？

内存碎片主要分为，内部内存碎片和外部内存碎片。

- 内部内存碎片，这里的内部指的是程序内部的被程序自身占用的内存碎片，就是OS为进程分配的内存，但是占有这些内存的进程并不去使用这些内存。在进程占用这些内存的时候，系统是无法利用这些内存的，知道进程释放这些内存，系统才可以去使用这些内存。
- 外部内存碎片，外部内存碎片指的是还没有被分配出去的，但是由于自身太小 而无法分配给申请内存空间的新进程的内存空闲区域。向上面图示所示，是处于任何两个已分配区域之间的空闲内存，这些空闲的内存的总和虽然满足当前申请的长度要求，但是由于他们的地址不连续或者其他原因，使得系统无法为新的程序分配内存。

内存分段管理可以做到段根据实际需求分配内存，就是提前预估好该程序需要多少内存空间，有多少需求就分配多大的段，所以不会出现内部内存碎片，就好比之前使用OD反汇编一个程序的时候，调用子函数的时候会提前申请堆栈的空间大小。

但是由于每个段的长度不固定，所以多个段未必能恰好使用所有的内存空间，会产生多个不连续的小物理内存，导致新的程序无法被装载，所以会出现外部内存碎片的问题。

解决「外部内存碎片」的问题就是内存交换。

可以把音乐程序占用的那 256MB 内存写到硬盘上，然后再从硬盘上读回到内存里。不过再读回的时候，我们不能装载回原来的位置，而是紧紧跟着那已经被占用了的 512MB 内存后面。这样就能空缺出连续的 256MB 空间，于是新的 200MB 程序就可以装载进来。

这个内存交换空间，在 Linux 系统里，也就是我们常看到的 Swap 空间，这块空间是从硬盘划分出来的，用于内存与硬盘的空间交换。

(ps：就是在Linux中，当我们的内存不够用的时候，我们会将一些程序先放进Swap空间中，接着重新读回即可。)

再来看看，分段为什么会导导致内存交换效率低的问题？

对于多进程的系统来说，用分段的方式，外部内存碎片是很容易产生的，产生了外部内存碎片，那不得不重新 swap 内存区域，这个过程会产生性能瓶颈。

因为硬盘的访问速度要比内存慢太多了，每一次内存交换，我们都需要把一大段连续的内存数据写到硬盘上。

所以，如果内存交换的时候，交换的是一个占内存空间很大的程序，这样整个机器都会显得卡顿。

为了解决内存分段的「外部内存碎片和内存交换效率低」的问题，就出现了内存分页。

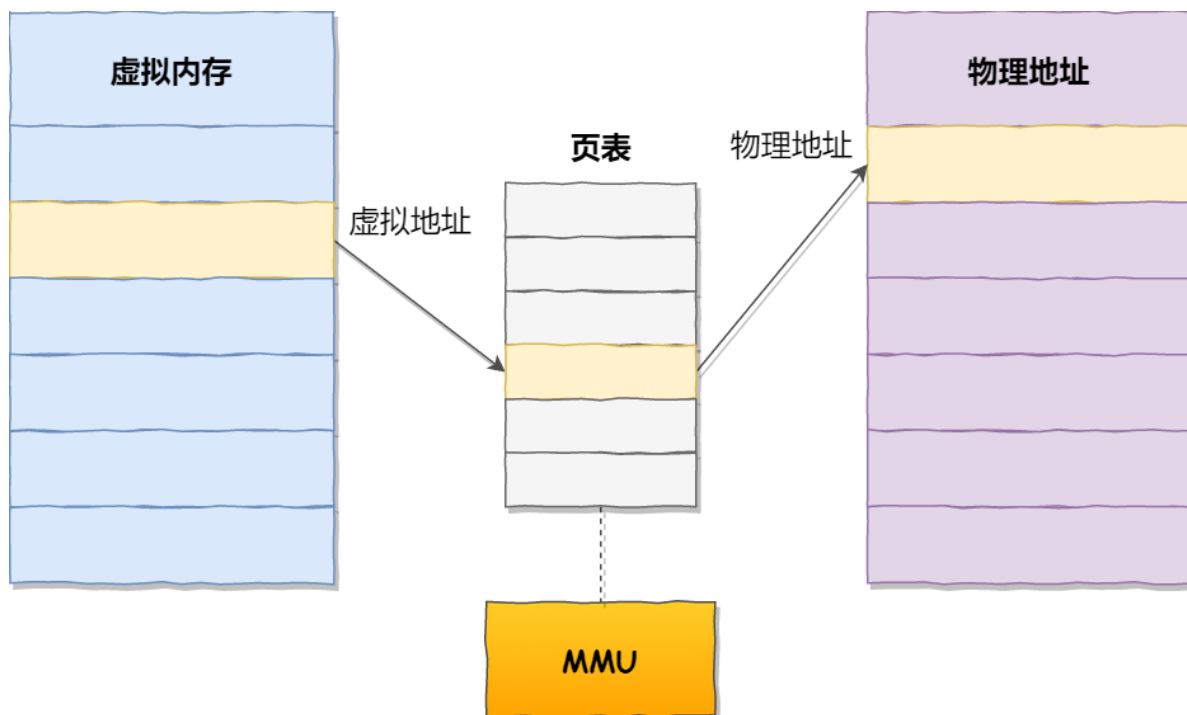
1.3 内存分页

分段的好处就是能产生连续的内存空间，但是会出现「外部内存碎片和内存交换的空间太大」的问题。

要解决这些问题，那么就要想出能少出现一些内存碎片的办法。另外，当需要进行内存交换的时候，让需要交换写入或者从磁盘装载的数据更少一点，这样就可以解决问题了。这个办法，也就是**内存分页**（Paging）。

分页是把整个虚拟和物理内存空间切成一段段固定尺寸的大小。这样一个连续并且尺寸固定的内存空间，我们叫**页**（Page）。在 Linux 下，每一页的大小为 4KB。

虚拟地址与物理地址之间通过**页表**来映射，如下图：



页表是存储在内存里的，**内存管理单元**（MMU）就做将虚拟内存地址转换成物理地址的工作。

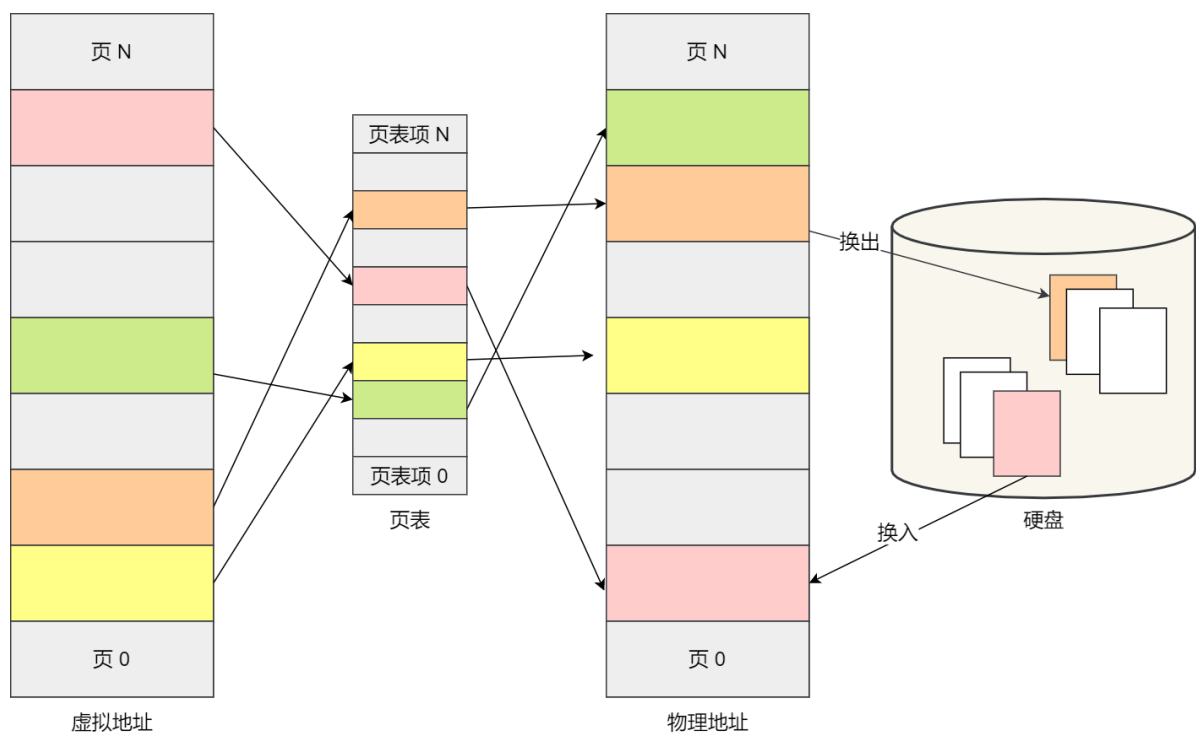
而当进程访问的虚拟地址在页表中查不到时，系统会产生一个**缺页异常**，进入系统内核空间分配物理内存、更新进程页表，最后再返回用户空间，恢复进程的运行。

分页是怎么解决分段的「外部内存碎片和内存交换效率低」的问题？

内存分页由于内存空间都是预先划分好的，也就不会像内存分段一样，在段与段之间会产生间隙非常小的内存，这正是分段会产生外部内存碎片的原因。而**采用了分页，页与页之间是紧密排列的，所以不会有外部碎片。**

但是，因为内存分页机制分配内存的最小单位是一页，即使程序不足一页大小，我们最少只能分配一页，所以页内会出现内存浪费，所以针对**内存分页机制会有内部内存碎片**的现象。

如果内存空间不够，操作系统会把其他正在运行的进程中的「最近没被使用」的内存页面给释放掉，也就是暂时写在硬盘上，称为**换出**（Swap Out）。一旦需要的时候，再加载进来，称为**换入**（Swap In）。所以，一次性写入磁盘的也只有少数的一个页或者几个页，不会花太多时间，**内存交换的效率就相对比较高。**

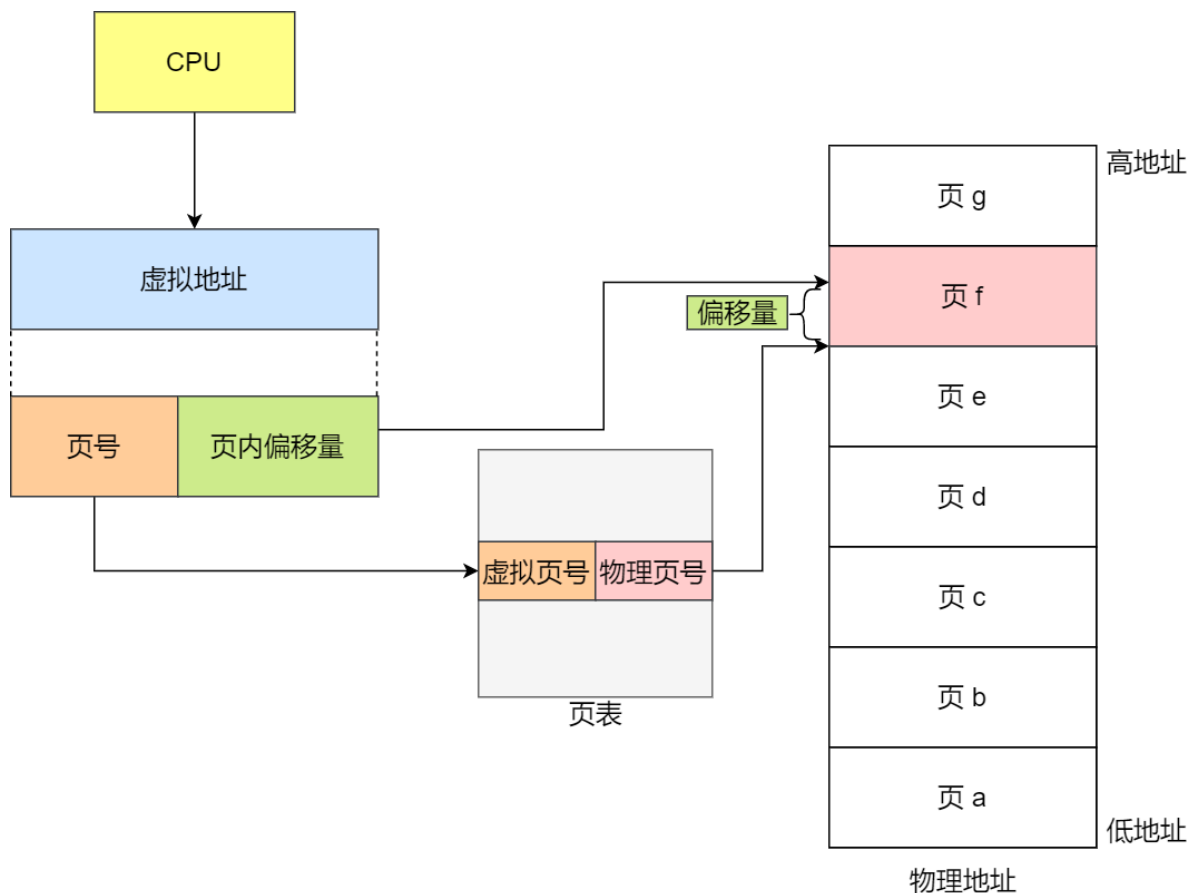


更进一步的是，分页的方式使得我们在加载程序的时候，不再需要一次性地把程序加载到物理内存中。我们完全可以在进行虚拟内存和物理内存的页之间的映射之后，并不真正的把页加载到物理内存中，而是只有在程序运行中，需要用到对应虚拟内存页里面的指令和数据时，再加载到物理内存中去。

分页机制下，虚拟地址和物理地址是如何映射的？

在分页机制下，虚拟地址分为两部分，**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，见下图。

虚拟地址在内存中的时候已经设置好了，CPU直接经过经过相关的转化即可得到物理地址。

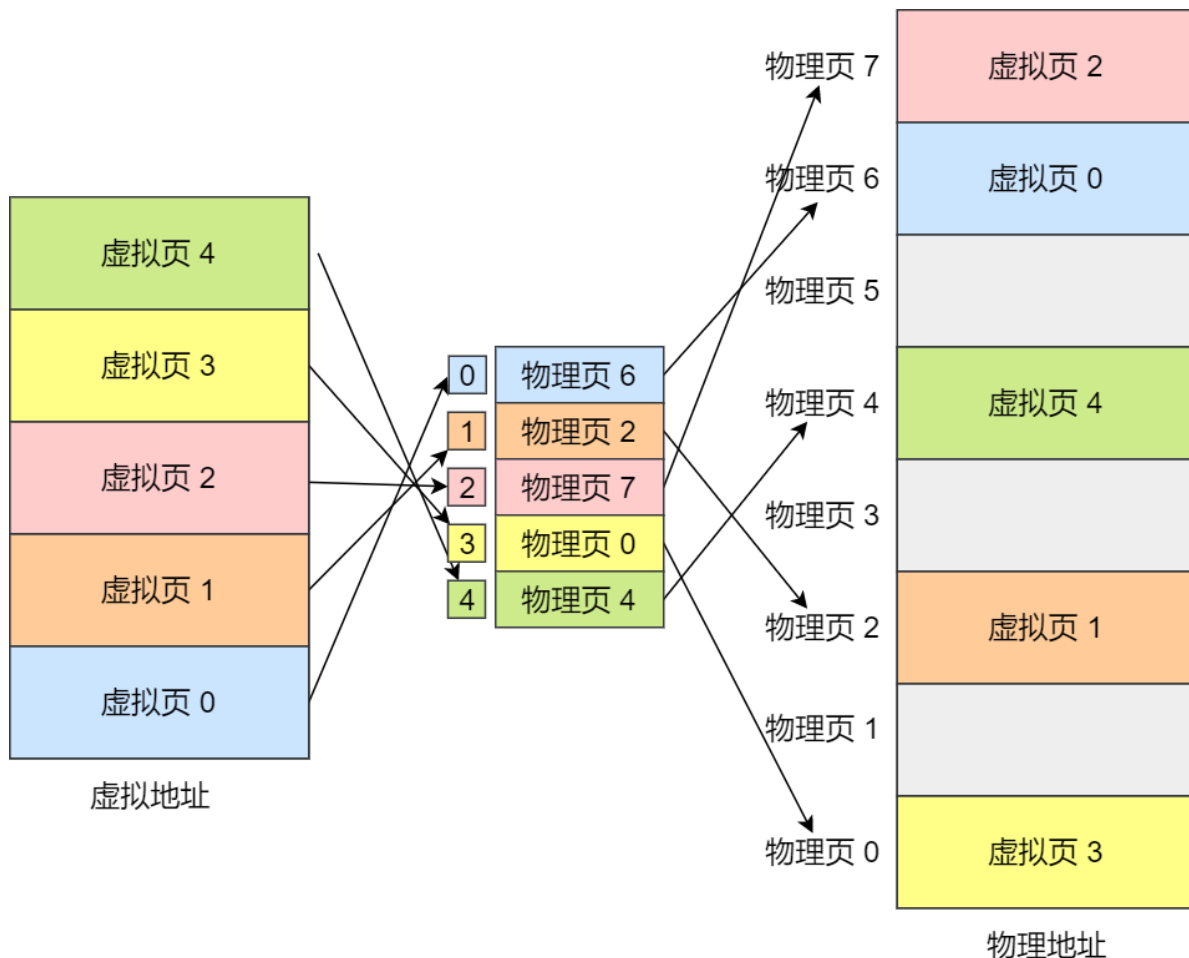


虚拟内存地址转换为物理内存地址：

- 将虚拟内存地址，切分为页号和偏移量；
- 根据页号，从页表中，查询对应的物理页号；
- 直接拿物理页号，加上前面的偏移量，就得到了物理内存地址；

最后CPU就可以去对应的物理内存地址，取出相关的指令执行！

下面举个例子，虚拟内存中的页通过页表映射为了物理内存中的页，如下图：



(上面所述，都是针对如何将进程放入内存的问题所讲述的)

这看起来似乎没什么毛病，但是放到实际中操作系统，这种简单的分页是肯定是有问题的。

简单的分页有什么缺陷吗？

有空间上的缺陷。

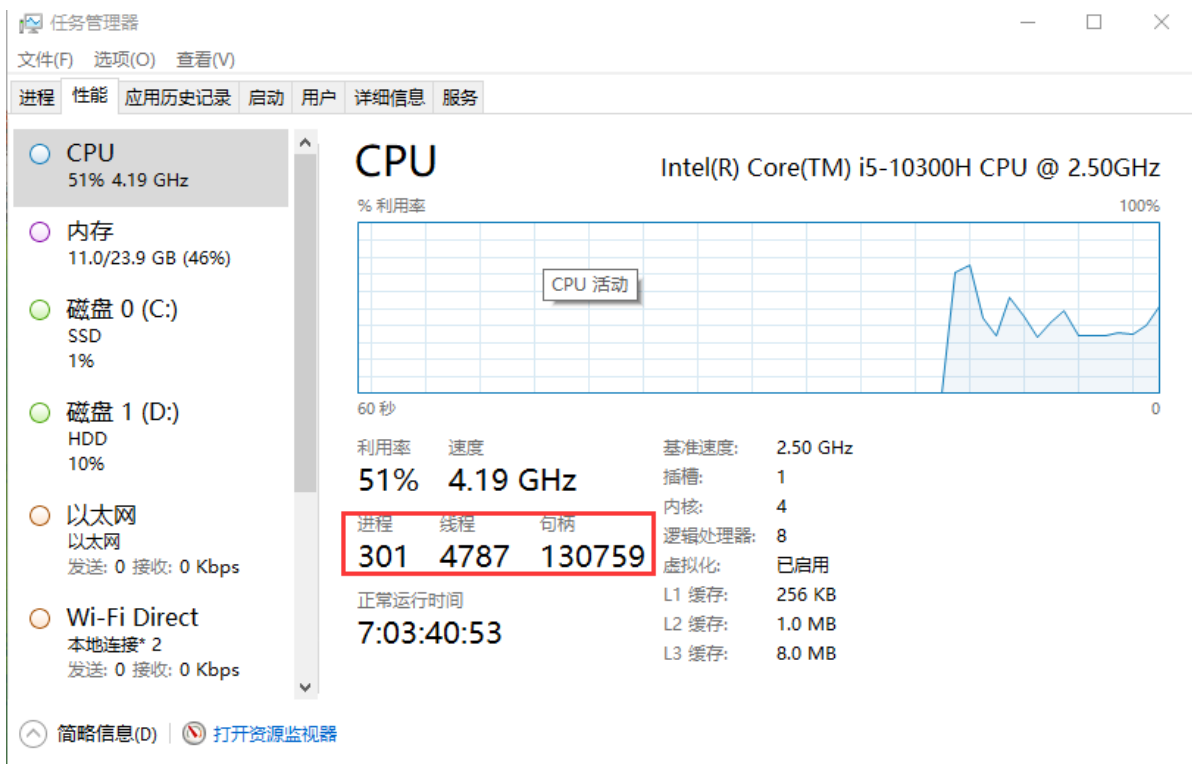
因为操作系统是可以同时运行非常多的进程的，那这不就意味着页表会非常的庞大。

在 32 位的环境下，虚拟地址空间共有 4GB (4×2^{30})，假设一个页的大小是 4KB (2^{12})，那么就需要大约 100 万 (2^{20}) 个页，每个「页表项」需要 **4 个字节大小**来存储，那么整个 4GB 空间的映射就需要有 **4MB** 的内存来存储页表。

这 4MB 大小的页表，看起来也不是很大。但是要知道每个进程都是有自己的虚拟地址空间的，也就是说都有自己的页表。

那么，100 个进程的话，就需要 **400MB** 的内存来存储页表，这是非常大的内存了，更别说 64 位的环境了。

内存中肯定是有一部分空间用来存储计算机所有进程的页表的，我的计算机中正常情况下就有301个进程在运行，如果不使用多级页表的话，这么多进程就得需要1.2GB内存来存储页表，更别说线程了。

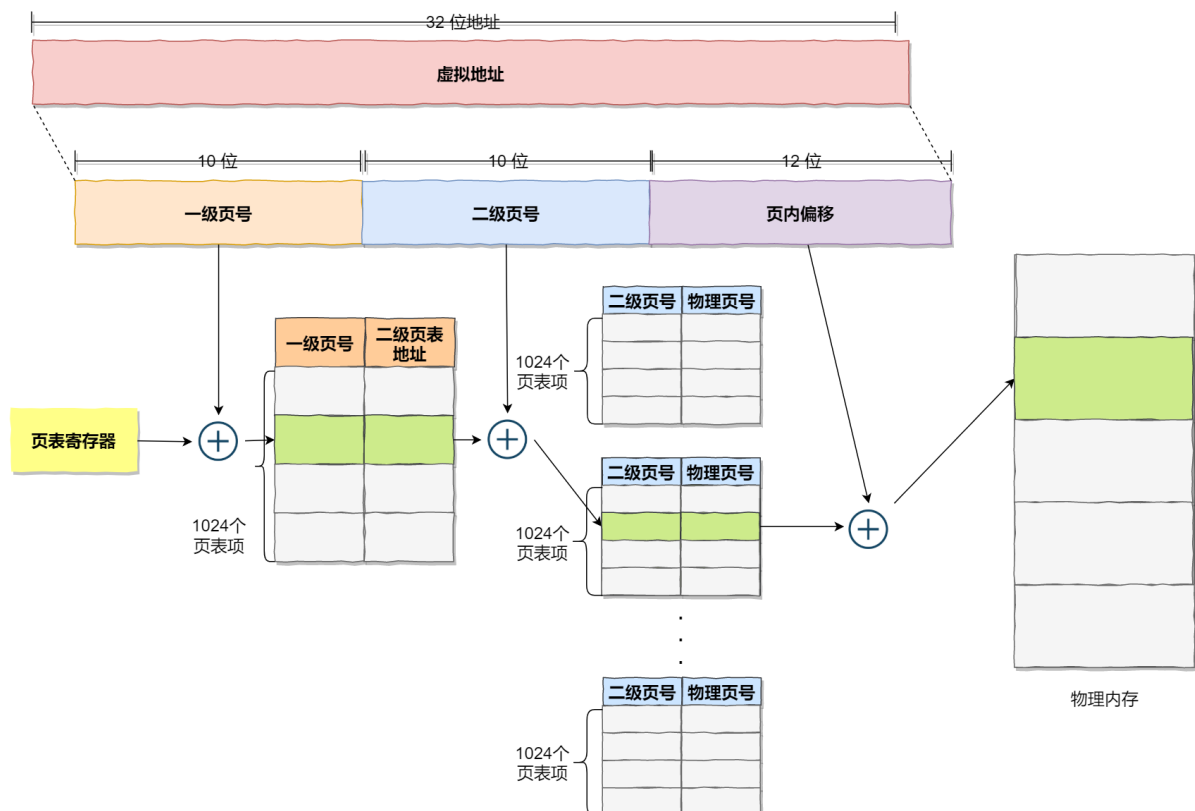


1.4 多级页表

要解决上面的问题，就需要采用一种叫作**多级页表** (Multi-Level Page Table) 的解决方案。

在前面我们知道了，对于单页表的实现方式，在 32 位和页大小 4KB 的环境下，一个进程的页表需要装下 100 多万个「页表项」，并且每个页表项是占用 4 字节大小的，于是相当于每个页表需占用 4MB 大小的空间。

我们把这个 100 多万个「页表项」的单级页表再分页(即我们现在的页数太多了，再进行拆分来表示页)，将页表（一级页表）分为 1024 个页表（二级页表），每个表（二级页表）中包含 1024 个「页表项」，形成**二级分页**。如下图所示：



你可能会问，分了二级表，映射 4GB 地址空间就需要 4KB（一级页表）+ 4MB（二级页表）的内存，这样占用空间不是更大了吗？

ps: 每一项都需要4个字节去存储数据，1KB=1024byte。

当然如果 4GB 的虚拟地址全部都映射到了物理内存上的话，二级分页占用空间确实是更大了，但是，我们往往不会为一个进程分配那么多内存。

前方高能！！！！！！！！

其实我们应该换个角度来看问题，还记得计算机组成原理里面无处不在的**局部性原理**么？

每个进程都有 4GB 的虚拟地址空间，而显然对于大多数程序来说，其使用到的空间远未达到 4GB，因为会存在部分对应的页表项都是空的，根本没有分配，对于已分配的页表项，如果存在最近一定时间未访问的页表，在物理内存紧张的情况下，操作系统会将页面换出到硬盘，也就是说不会占用物理内存。

如果使用了二级分页，一级页表就可以覆盖整个 4GB 虚拟地址空间，但如果某个一级页表的页表项没有被用到，也就不需要创建这个页表项对应的二级页表了，即可以在需要时才创建二级页表。做个简单的计算，假设只有 20% 的一级页表项被用到了，那么页表占用的内存空间就只有 4KB（一级页表）+ $20\% * 4MB$ （二级页表）= 0.804MB，这对比单级页表的 4MB 是不是一个巨大的节约？

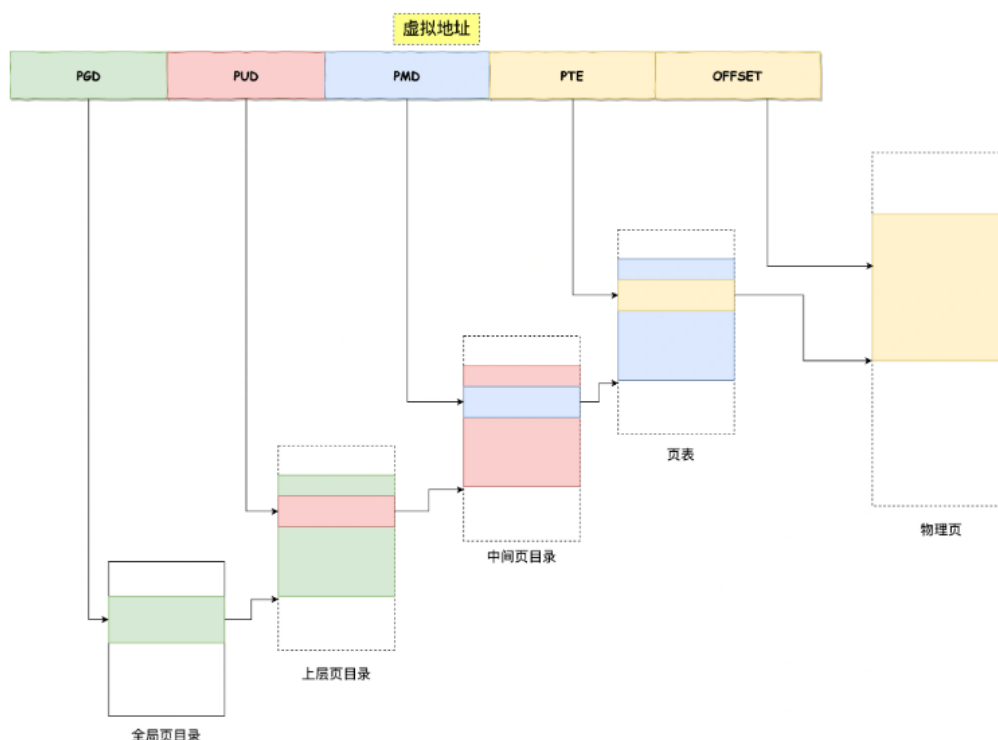
那么为什么不分级的页表就做不到这样节约内存呢？

我们从页表的性质来看，保存在内存中的页表承担的职责是将虚拟地址翻译成物理地址。假如虚拟地址在页表中找不到对应的页表项，计算机系统就不能工作了。所以**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 多万页表项来映射，而二级分页则只需要 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）**。

我们把二级分页再推广到多级页表，就会发现页表占用的内存空间更少了，这一切都要归功于对局部性原理的充分应用。

对于 64 位的系统，两级分页肯定不够了，就变成了四级目录，分别是：

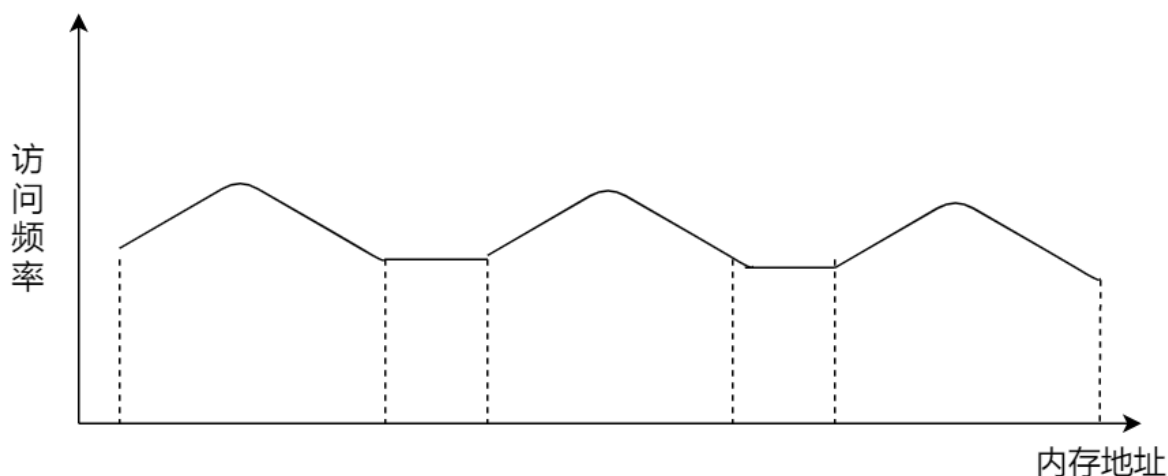
- 全局页目录项 PGD (Page Global Directory) ；
- 上层页目录项 PUD (Page Upper Directory) ；
- 中间页目录项 PMD (Page Middle Directory) ；
- 页表项 PTE (Page Table Entry) ；



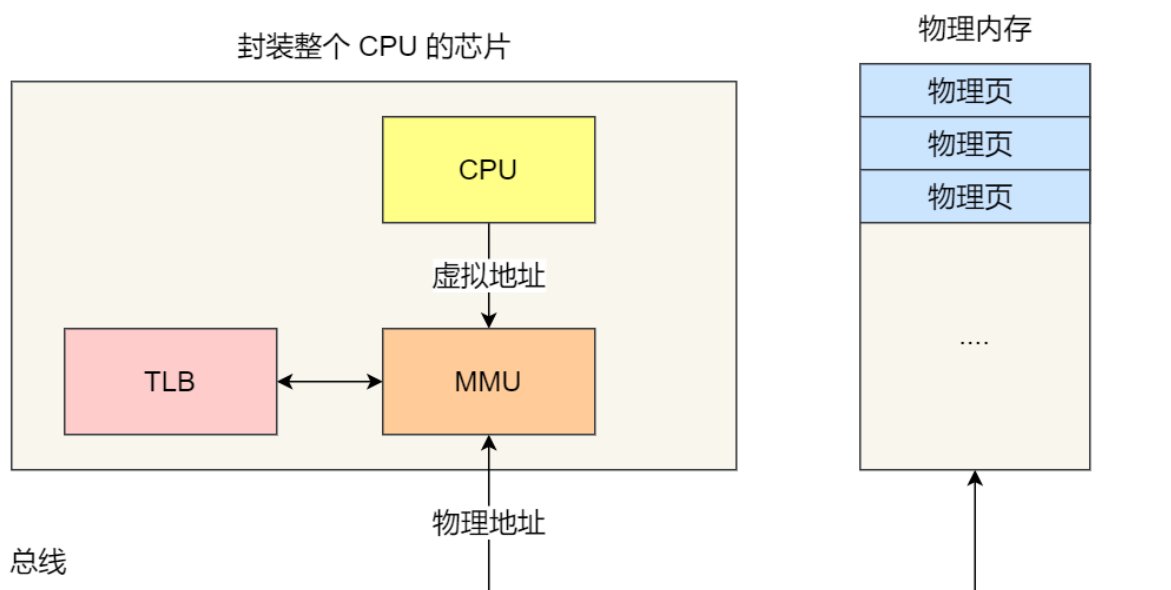
1.5 TLB

多级页表虽然解决了空间上的问题，但是虚拟地址到物理地址的转换就多了几道转换的工序，这显然就降低了这俩地址转换的速度，也就是带来了时间上的开销。

程序是有局部性的，即在一段时间内，整个程序的执行仅限于程序中的某一部分。相应地，执行所访问的存储空间也局限于某个内存区域。



我们就可以利用这一特性，把最常访问的几个页表项存储到访问速度更快的硬件，于是计算机科学家们，就在 CPU 芯片中，加入了一个专门存放程序最常访问的页表项的 Cache，这个 Cache 就是 TLB (*Translation Lookaside Buffer*)，通常称为页表缓存、转址旁路缓存、快表等。



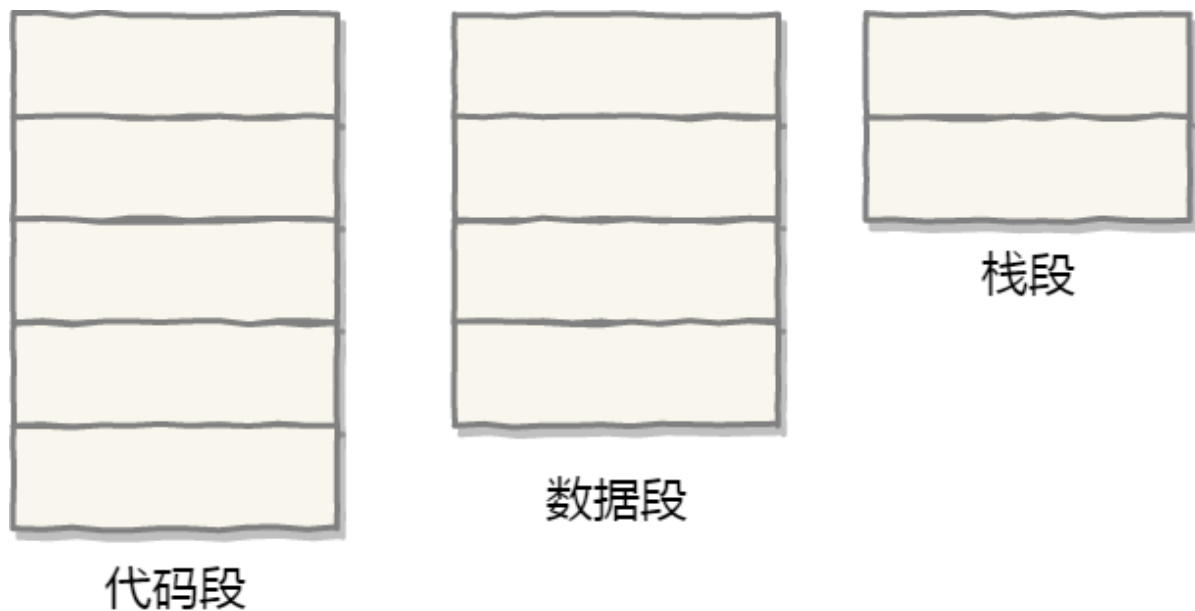
在 CPU 芯片里面，封装了内存管理单元 (*Memory Management Unit*) 芯片，它用来完成地址转换和 TLB 的访问与交互。

有了 TLB 后，那么 CPU 在寻址时，会先查 TLB，如果没找到，才会继续查常规的页表。

TLB 的命中率其实是很高的，因为程序最常访问的页就那么几个。

2. 段页式内存管理

内存分段和内存分页并不是对立的，他们是可以组合起来在同一个系统中使用的，那么组合起来后，通常称为段页式内存管理。

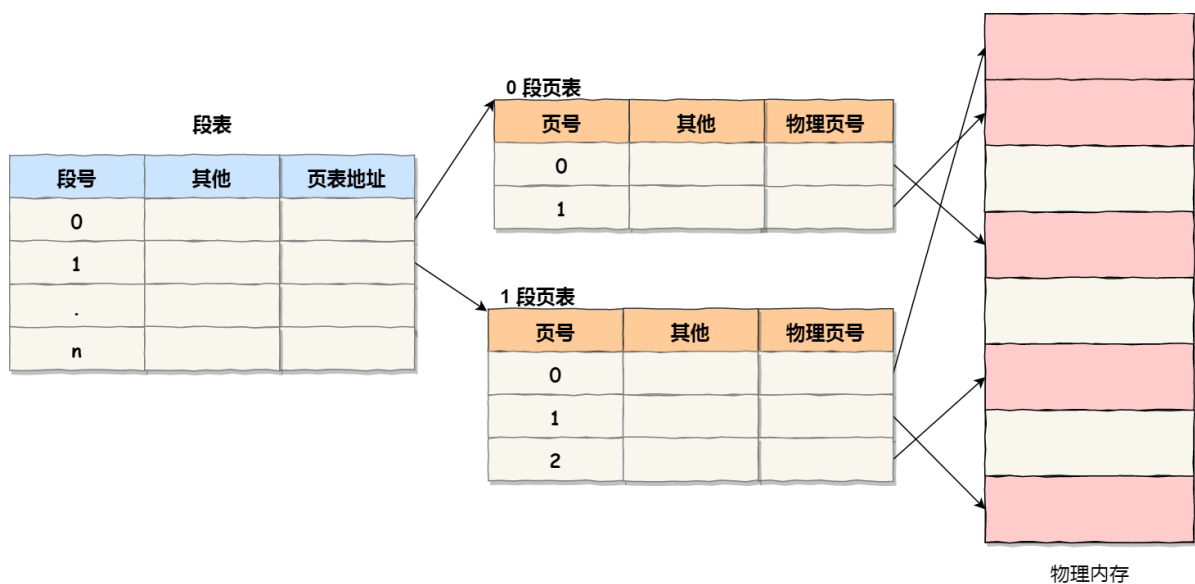


段页式内存管理实现的方式：

- 先将程序划分为多个有逻辑意义的段，也就是前面提到的分段机制；
- 接着再把每个段划分为多个页，也就是对分段划分出来的连续空间，再划分固定大小的页；

这样，地址结构就由**段号、段内页号和页内位移**三部分组成。

用于段页式地址变换的数据结构是每一个程序一张段表，每个段又建立一张页表，段表中的地址是页表的起始地址，而页表中的地址则为某页的物理页号，如图所示：



段页式地址变换中要得到物理地址须经过三次内存访问：

- 第一次访问段表，得到页表起始地址；
- 第二次访问页表，得到物理页号；
- 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。

3. Linux内存布局

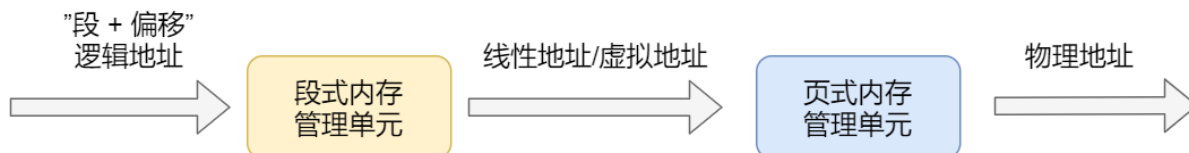
那么，Linux 操作系统采用了哪种方式来管理内存呢？

在回答这个问题前，我们得先看看 Intel 处理器的发展历史。

早期 Intel 的处理器从 80286 开始使用的是段式内存管理。但是很快发现，光有段式内存管理而没有页式内存管理是不够的，这会使它的 X86 系列会失去市场的竞争力。因此，在不久以后的 80386 中就实现了页式内存管理。也就是说，80386 除了完成并完善从 80286 开始的段式内存管理的同时还实现了页式内存管理。

但是这个 80386 的页式内存管理设计时，没有绕开段式内存管理，而是建立在段式内存管理的基础上，这就意味着，**页式内存管理的作用是在由段式内存管理所映射而成的地址上再加上一层地址映射。**

由于此时由段式内存管理映射而成的地址不再是“物理地址”了，Intel 就称之为“线性地址”（也称虚拟地址）。于是，段式内存管理先将逻辑地址映射成线性地址，然后再由页式内存管理将线性地址映射成物理地址。



这里说明下逻辑地址和线性地址：

- 程序所使用的地址，通常是没被段式内存管理映射的地址，称为逻辑地址；
- 通过段式内存管理映射的地址，称为线性地址，也叫虚拟地址；

逻辑地址是「段式内存管理」转换前的地址，线性地址则是「页式内存管理」转换前的地址。

了解完 Intel 处理器的发展历史后，我们再来说说 Linux 采用了什么方式管理内存？

Linux 内存主要采用的是页式内存管理，但同时也不可避免地涉及了段机制。

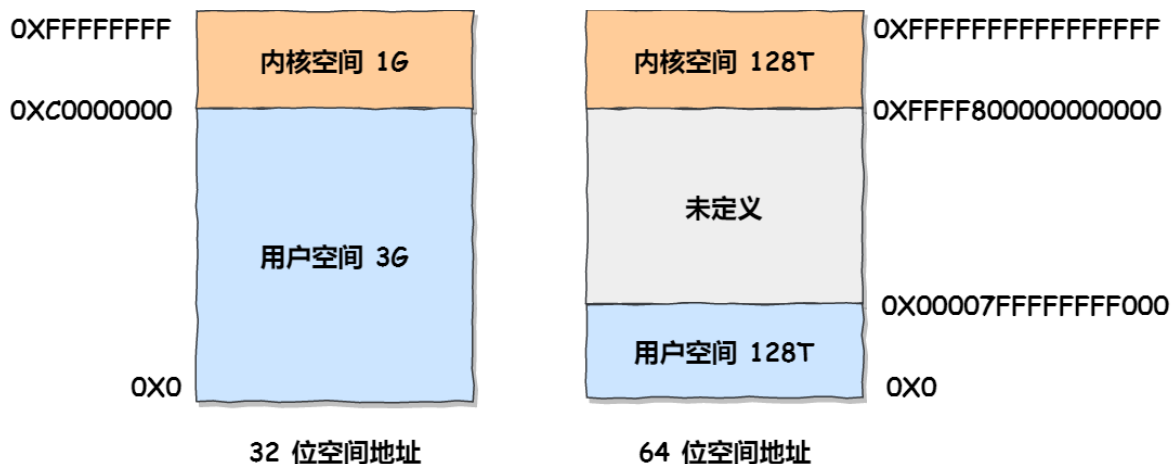
这主要是上面 Intel 处理器发展历史导致的，因为 Intel X86 CPU 一律对程序中使用的地址先进行段式映射，然后才能进行页式映射。既然 CPU 的硬件结构是这样，Linux 内核也只好服从 Intel 的选择。

但是事实上，Linux 内核所采取的办法是使段式映射的过程实际上不起什么作用。也就是说，“上有政策，下有对策”，若惹不起就躲着走。

Linux 系统中的每个段都是从 0 地址开始的整个 4GB 虚拟空间（32 位环境下），也就是所有的段的起始地址都是一样的。这意味着，Linux 系统中的代码，包括操作系统本身的代码和应用程序代码，所面对的地址空间都是线性地址空间（虚拟地址），这种做法相当于屏蔽了处理器中的逻辑地址概念，段只被用于访问控制和内存保护。

我们再来看看，Linux 的虚拟地址空间是如何分布的？

在 Linux 操作系统中，虚拟地址空间的内部又被分为**内核空间**和**用户空间**两部分，不同位数的系统，地址空间的范围也不同。比如最常见的 32 位和 64 位系统，如下所示：



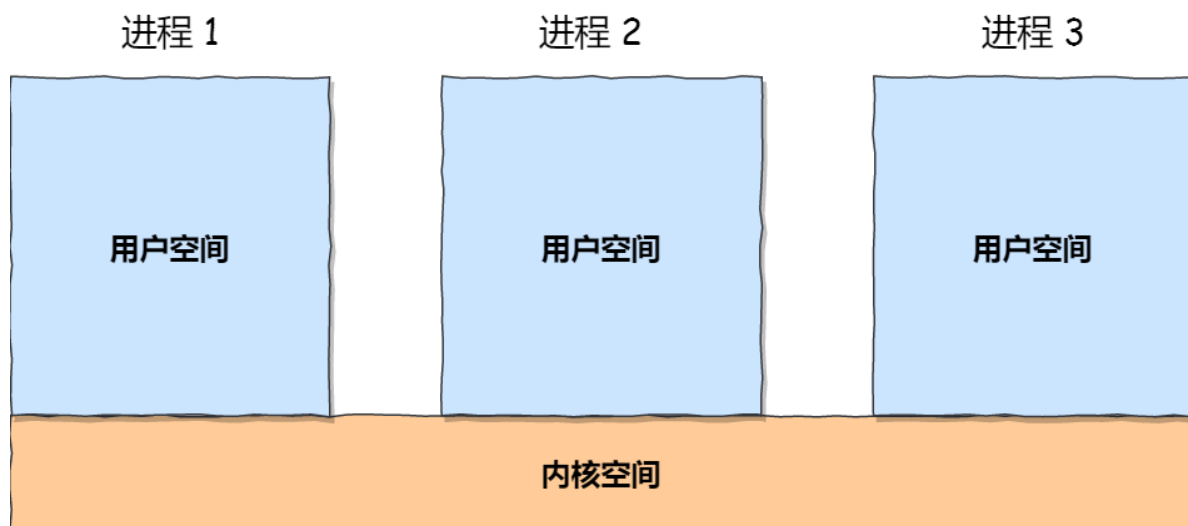
通过这里可以看出：

- 32 位系统的内核空间占用 1G，位于最高处，剩下的 3G 是用户空间；
- 64 位系统的内核空间 and 用户空间都是 128T，分别占据整个内存空间的最高和最低处，剩下的中间部分是未定义的。

再来说说，内核空间与用户空间的区别：

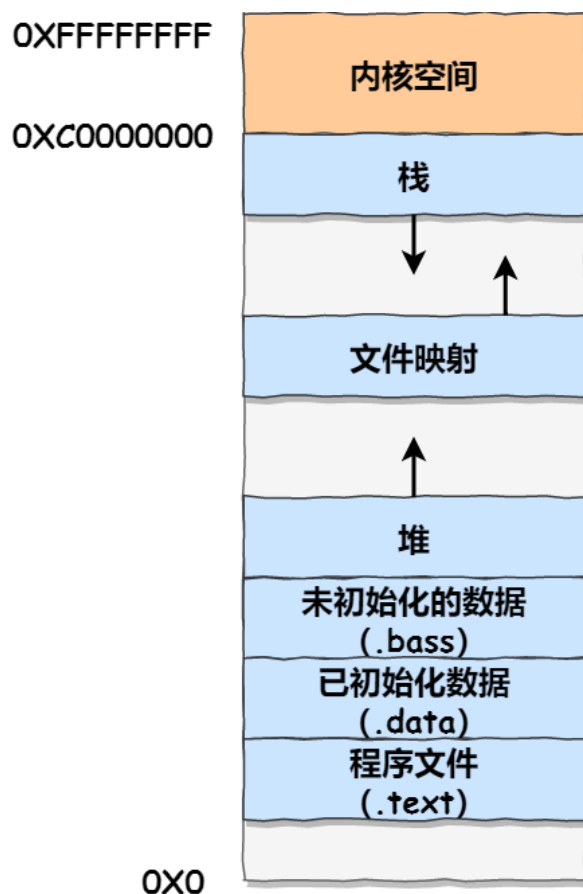
- 进程在用户态时，只能访问用户空间内存；
- 只有进入内核态后，才可以访问内核空间的内存；

虽然每个进程都各自有独立的虚拟内存，但是**每个虚拟内存中的内核地址，其实关联的都是相同的物理内存**。这样，进程切换到内核态后，就可以很方便地访问内核空间内存。



接下来，进一步了解虚拟空间的划分情况，用户空间和内核空间划分的方式是不同的，内核空间的分布情况就不多说了。

我们看看用户空间分布的情况，以 32 位系统为例，我画了一张图来表示它们的关系：



通过这张图你可以看到，用户空间内存，从**低到高**分别是 6 种不同的内存段：

- 程序文件段（.text），包括二进制可执行代码；
- 已初始化数据段（.data），包括静态常量；
- 未初始化数据段（.bss），包括未初始化的静态变量；
- 堆段，包括动态分配的内存，从低地址开始向上增长；
- 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 \(opens new window\)](#)）；
- 栈段，包括局部变量和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；

上图中的内存布局可以看到，程序文件段（.text）下面还有一段内存空间的（灰色部分），这一块区域是「保留区」，之所以要有保留区这是因为在大多数的系统里，我们认为比较小数值的地址不是一个合法地址，例如，我们通常在 C 的代码里会将无效的指针赋值为 NULL。因此，这里会出现一段不可访问的内存保留区，防止程序因为出现 bug，导致读或写了一些小内存地址的数据，而使得程序跑飞。

在这 7 个内存段中，堆和文件映射段的内存是动态分配的。比如说，使用 C 标准库的 `malloc()` 或者 `mmap()`，就可以分别在堆和文件映射段动态分配内存。

4. 总结

为了在多进程环境下，使得进程之间的内存地址不受影响，相互隔离，于是操作系统就为每个进程独立分配一套**虚拟地址空间**，每个程序只关心自己的虚拟地址就可以，实际上大家的虚拟地址都是一样的，但分布到物理地址内存是不一样的。作为程序，也不用关心物理地址的事情。

每个进程都有自己的虚拟空间，而物理内存只有一个，所以当启用了大量的进程，物理内存必然会很紧张，于是操作系统会通过**内存交换**技术，把不常使用的内存暂时存放到硬盘（换出），在需要的时候再装载回物理内存（换入）。

那既然有了虚拟地址空间，那必然要把虚拟地址「映射」到物理地址，这个事情通常由操作系统来维护。

那么对于虚拟地址与物理地址的映射关系，可以有**分段**和**分页**的方式，同时两者结合都是可以的。

内存分段是根据程序的逻辑角度，分成了栈段、堆段、数据段、代码段等，这样可以分离出不同属性的段，同时是一块连续的空间。但是每个段的大小都不是统一的，这就会导致外部内存碎片和内存交换效率低的问题。

于是，就出现了内存分页，把虚拟空间和物理空间分成大小固定的页，如在 Linux 系统中，每一页的大小为 4KB。由于分了页后，就不会产生细小的内存碎片，解决了内存分段的外部内存碎片问题。同时在内存交换的时候，写入硬盘也就一个页或几个页，这就大大提高了内存交换的效率。

再来，为了解决简单分页产生的页表过大的问题，就有了**多级页表**，它解决了空间上的问题，但这就会导致 CPU 在寻址的过程中，需要有很多层表参与，加大了时间上的开销。于是根据程序的**局部性原理**，在 CPU 芯片中加入了 **TLB**，负责缓存最近常被访问的页表项，大大提高了地址的转换速度。

Linux 系统主要采用了分页管理，但是由于 Intel 处理器的发展史，Linux 系统无法避免分段管理。于是 Linux 就把所有段的基地址设为 0，也就意味着所有程序的地址空间都是线性地址空间（虚拟地址），相当于屏蔽了 CPU 逻辑地址的概念，所以段只被用于访问控制和内存保护。

另外，Linux 系统中虚拟空间分布可分为**用户态**和**内核态**两部分，其中用户态的分布：代码段、全局变量、BSS、函数栈、堆内存、映射区。

最后，说下虚拟内存有什么作用？

- 第一，虚拟内存可以使得进程对运行内存超过物理内存大小，因为程序运行符合局部性原理，CPU 访问内存会有很明显的重复访问的倾向性，对于那些没有被经常使用到的内存，我们可以把它换出到物理内存之外，比如硬盘上的 swap 区域。
- 第二，由于每个进程都有自己的页表，所以每个进程的虚拟内存空间就是相互独立的。进程也没有办法访问其他进程的页表，所以这些页表是私有的，这就解决了多进程之间地址冲突的问题。
- 第三，页表里的页表项中除了物理地址之外，还有一些标记属性的比特，比如控制一个页的读写权限，标记该页是否存在等。在内存访问方面，操作系统提供了更好的安全性。

内存管理策略

1. 动态加载

我们为了可以获得更高的内存空间利用率，因为很早的时候，一个进程的整个程序和所有的数据都应该在物理内存中，以便执行。但是，设想一种情况就是，我们使用了很多的动态链接库，这样的话，程序在执行的之后哦，就会将我们使用到的所有的链接库全部放入内存当中，这样的话就会造成内存的大肆的浪费。所以，我们引进了动态加载的方式，就是当我们使用到指定过的模块的时候，我们才将对应的模块放入内存当中。

我们经常使用的**动态链接库**的过程就是利用了动态加载的原理。