# 内存基础

## 基本概念

### 内存在计算机中的位置

内存是计算机中重要的组成部分，它通过内存总线与其他设备项链，内存本身是整个存储系统的一部分，访问速度比磁盘快几个数量级，可以视为磁盘到CPU之间的缓存盘。



### 物理地址

通常计算机使用大容量的、单位容量价格较为低廉的DRAM作为内存。内存的最小单位为bit，不过访问内存时一般以8bit也就是字节为单位。硬件层会将计算机所有内存条抽象为一个连续的字节数组，内存条上的每一个字节大小的存储位置将对应于这个数组中的一个元素，该元素的数组下标称为这个字节的物理地址（Physical Address，简称PA）。

### 虚拟地址

现代处理器中往往不再使用直接物理寻址的方式访问内存，而通过所谓的虚拟地址VA来访问内存。在CPU芯片中增加了一个叫内存管理单元（MMU=Memory Manager Unit）的部分用于地址翻译。



上图是CPU将要访问的内存的虚拟地址发给MMU，MMU翻译为物理地址后请求内存，内存返回实际数据给CPU。

无论是编译型还是解释型的应用程序，其指令和静态数据都会被编码为一定的内存地址，这些地址在程序运行之前即已确定。当直接应用程序使用物理地址时，多个程序中的相同地址对应相同的内存块，在这些程序交替执行时，将不得不反复的替换物理内存中的内容。有了虚拟地址后，操作系统可以将不同程序的相同的虚拟地址映射到不同的物理地址上，这样大大提升了程序的执行效率。同时操作系统还可以对不同的应用程序进行有效的隔离，提高了安全性。

### 进程虚拟地址空间

每个进程都有自己的虚拟地址空间，如下图所示，两个不同的进程A、B的地址空间内，各自只使用了部分地址，它们的实际地址可以映射到物理内存中的不同的段。注意进程的虚拟地址空间可以比物理内存大，比如1G物理内存可以支持4G的虚拟地址空间，系统可以将暂时不用的内存交换到磁盘上。



### 指令集架构的特权级

现代指令集架构一般都包含多个特权等级，每个等级下可以执行的指令集和范围不同。以IntelX86为例，Ring3为最低特权级，只能执行受限制令，Ring0为最高特权级，可以执行所有指令。



说明：图中的Ring1和Ring2是Intel预期保留给设备驱动程序的，但在Intel系统实现时，由于只使用Ring0和Ring3，所以设备驱动程序实际在Ring0执行。

### 用户态和内核态

操作系统可以基于特权控制应用程序对各种资源包括内存的访问。对IntelX86，Linux只使用Ring0和Ring3两个特权级，Ring0对应内核态，Ring3对应用户态。用户态一般不能直接访问系统的资源，也不能直接访问操作系统内核的代码与数据，而需要通过如系统调用的方式，切换为内核态之后，由操作系统去访问具体的资源或实现某些功能。很多系统调用常由库函数包装后提供给应用程序使用。

### 虚拟地址的划分

虚拟地址空间被划分为内核空间和用户空间。

当进程处于内核态时（通常是发生系统调用时，此时执行的是内核和设备驱动代码）可以访问内核空间和用户空间的所有地址。当进程处于内核态时，只能访问用户空间的内存地址。

下图是32位Linux系统的典型地址划分，用户空间：内核空间=3:1。



对于64位系统，2^64非常巨大，实际用不到那么大的虚拟地址空间。Linux一般使用42位或47位地址空间，而此时内核空间与用户空间也不是连续的，从0x0开始的128T虚拟地址空间为用户空间，从而虚拟地址空间顶部开始向下的128T空间为内核空间。

Linux上用轻量级进程实现线程，因此实际上每个线程都可以各自处于用户态或内核态。

## 页与巨页

### 页

在使用虚拟地址空间时，虚拟地址不等于物理地址，需要两者建立映射关系，而这种映射关系也需要被保存在内存中以供MMU查询。显然，按字节来建立映射关系，整个内存都不够用。因此按照一定大小的内存块管理内存，并以块为单位来建立映射关系，就成为一种合理的选择。硬件系统本身也支持这种管理方式。

页：一定大小的内存块。操作系统以页为单位来管理虚拟地址空间和物理内存，在Linux上一页一般为4K大小。

### 页表

虚拟页与物理页可以通过两个页的首地址的映射关系来关联，这种映射关系的记录保存在所谓的页表中，因此被称为页表项。页表使用树状的结构来保存所有的页表项，以方便页表项的快速查找。页表的详细组织结构以及页表项的查找可以参考操作系统相关书籍。

每个进程都有自己的页表来记录自己的虚拟页的映射关系，页表并不需要记录该进程整个虚拟地址空间的页映射情况，只需要记录已分配的部分即可，这样可以节省大量内存空间。

### TLB（Translation Lookaside Buffer）

TLB：旁路转换缓存，是继承在CPU芯片上的一个内存管理单元，用于缓存页表项。

在引入TLB之前，访问一个内存单元需要两步。首先要从内存中的页表查询页表项，然后根据页表项再访问与虚拟地址对应的物理地址。这样需要访问内存两次，效率比较低。在引入TLB之后，有了页表项缓存，可以提高内存访问效率。



问题：MMU本身是做地址翻译的，那么MMU是怎么知道内存中的页表在哪里呢？

回答：这个地方需要操作系统与硬件相配合。操作系统可以通过指令告知MMU页表的实际物理地址，MMU直接通过物理地址访问页表。

备注：如果MMU在TLB中查到映射关系，还是需要通过内存中的页表去查询的。

### 巨页

引入TLB后，内存访问效率有了提升。但现代的操作系统上运行的进程很多，所有进程的页表项数目非常可观，而TLB本身的空间有限，只能缓存所有页表项中较少的一部分，缓存命中率不高。为了提升TLB命中率，Linux操作系统采用了巨页技术，巨页大小为M量级甚至G量级，典型大小为2M或1G。一个2M的巨页等于512个4K页，原来需要512个页表项记录映射关系，现在仅需1个页表项，页表项总数大大缩减，TLB的缓存数/页表项总数的比值提高了，命中率也就提高了。

### 使用巨页操作系统

巨页可以由用户手动设置或由操作系统自行管理，手动设定可以用如下命令指定巨页文件系统：

mount –t hugetlbfs –o uid=<value>,gid=<value>,mode=<value>,size=<value>,

nr\_inodes=<value> none <mount\_path>

需要注意的是，该文件系统上不能使用常用的read/write访问文件，只能使用mmap即内存映射的模式或共享内存方式（shmget、shmat，最终仍然调用mmap）来访问。

命令参数中：uid和gid为指定用户的id和组id，mode为读写执行模式，size为要使用的巨页文件大小，nr\_inodes为该文件系统最大inode数，限制文件及文件夹的数目，mount\_path为挂载路径。

### 透明巨页

由操作系统自行管理的巨页称为透明巨页（THP，Transparent Huge Page）。开启了透明巨页后，操作系统会根据内存使用情况判断是都需要将若干较小的页（比如4K的页）合并为较大的页（比如2M的页）进行管理。

使用以下命令可以查询是否启用了THP：

cat /sys/kernel/mm/transparent\_hugepage/enabled

always：尽量使用；never：禁用；madvise：避免内存改变。

启用/禁用透明巨页：

1、开机启动设定

可以通过修改grub.cfg实现，在启动项中增加：

transparent\_hugepage=[always|never|madvise]

2、临时设置，关机或重启后失效

echo [always|never|madvise] > sys/kernel/mm/transparent\_hugepage/enabled