1. 内存管理基础

1.1. 概述

1.1.1. 内存管理的功能

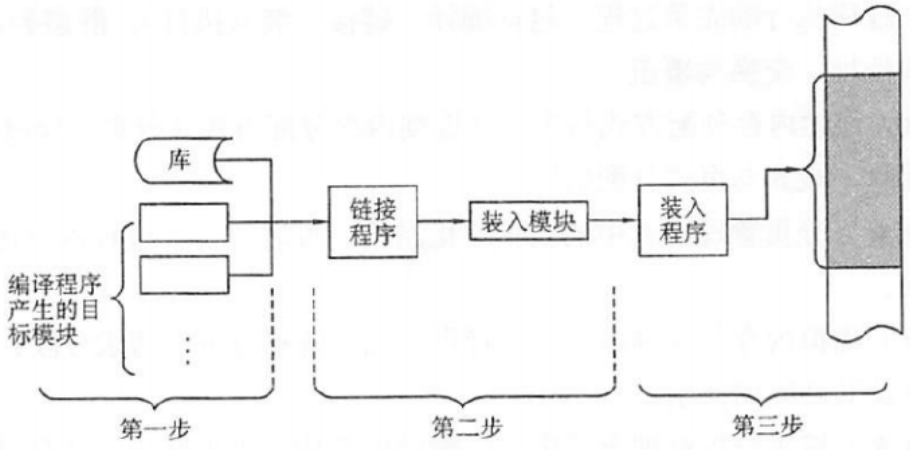
1. 分配回收内存：记住内存使用情况，内存分配，回收用户释放的内存
2. 地址变换：程序的逻辑地址 ⟺ 内存的物理地址
3. 扩充内容：基于逻辑层面的虚存技术
4. 存储保护：使各道作业在内存中独立运行，且不破坏系统程序

1.1.2. 其他背景知识

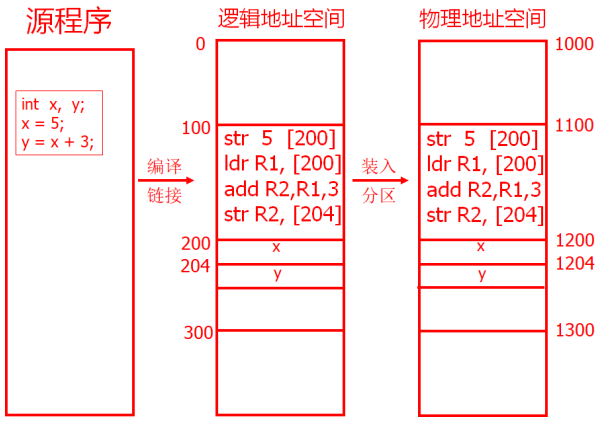
1. 程序执行的必要条件：输入内存，放入一个进程
2. 输入队列：磁盘上等待进入内存并执行的进程集合
3. 程序的加载：将程序代码/数据从磁盘读入内存，并准备开始执行
4. 动态加载：一个程序只有在调用时才会加载

1.2. 程序的加载

1.2.1. 概览：编译-链接-装入



1.2.2. 地址变换



1. 符号地址(对源程序而言)：编程中用变量/数据名指定的位置

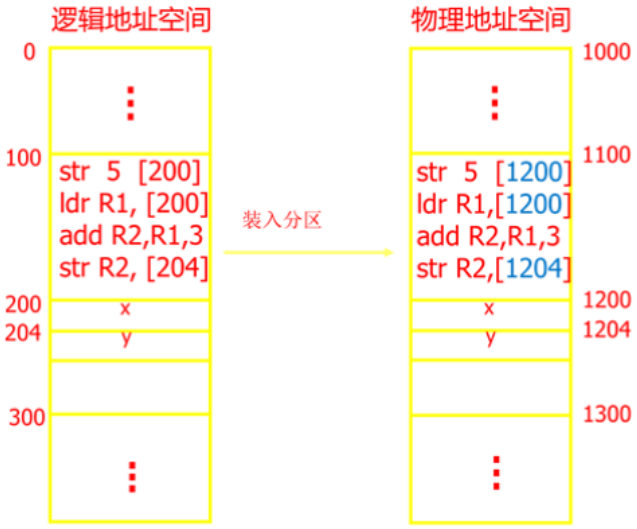
2️⃣相对/虚拟/逻辑地址(对目标程序而言)：源程序编译后CPU生成的目标代码地址，从0开始

3️⃣物理/绝对地址(对可执行程序而言)：程序加载后在内存的实际地址

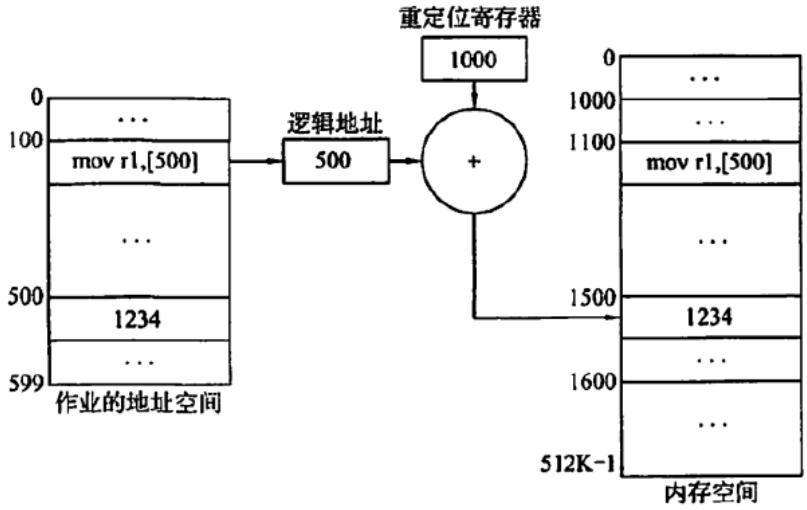
PS—逻辑地址对用户可见，物理地址对用户透明

1.2.3. 重定位：虚拟地址→物理地址

1️⃣静态重定位：在装入时，逻辑地址全部转为绝对的地址，执行过程中不变



2️⃣动态重定位：起始地址放入重定位寄存器，执行过程中，在CPU访问内存前，把要访问的数据/程序地址转化为内存地址(硬件实现：重定位寄存器+逻辑地址->物理地址)



1.2.3. 三种链接

1️⃣静态链接：全部链接完再运行

2️⃣装入时动态链接：边装入边链接

3️⃣动态链接：一部分先运行，等需要某些块了再链接+装入，节省了内存(不需要的块就不装入了)

1.2.4. 三种装入：对应编译/装入/执行时绑定到内存地址

1️⃣绝对装入：编译时生成绝对代码(含物理地址)，决定了要装内存哪

2️⃣可重定位装入：装入时完成地址变换(物理地址=基地址+逻辑地址)，实现容易但程序地址要连续

3️⃣动态运行装入：程序运行时在内存中位移，程序运行某指令/访问某数据后才装入，地址可不连续

1.3. 内存保护：防止一个作业破坏另一个

1️⃣界限寄存器法

1. 上下界寄存器法：让上/下界寄存器分别存储作业的开始/结束地址，如果作业运行时访问的内存超出这个上下界就立马中断
2. 基址+限长寄存器法：分别存放作业的起始地址+作业长度，限长寄存器与相对地址进行比较超出就立马中断

2️⃣存储保护键方法：若干分区中每个分区有很多存储块，给每个存储块分配一个单独的保护键(锁)。进入系统的作业被赋予一个保护键(钥匙)，然后检查二者保护键是否匹配，不匹配就立即中断

1.4. 覆盖&交换技术

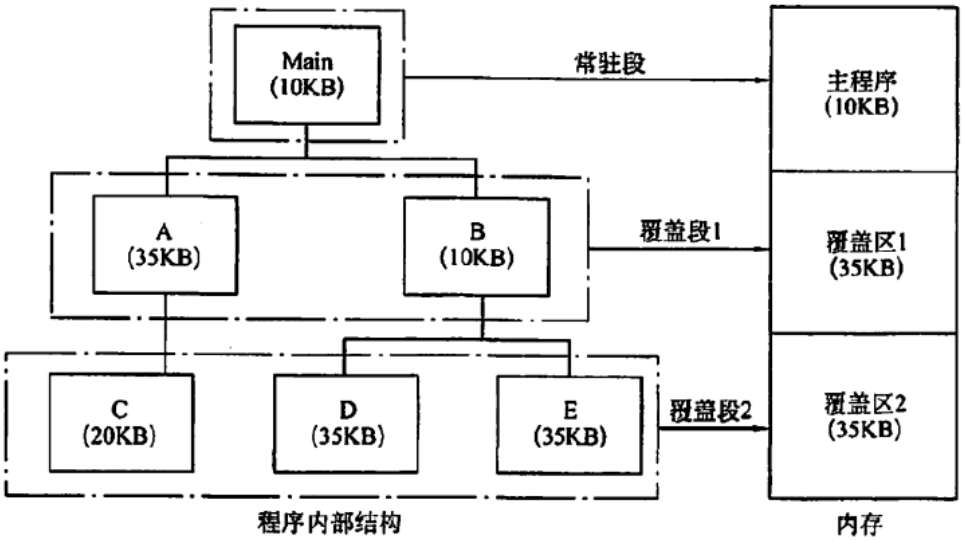
1.4.1. 覆盖技术：把大程序分为一系列覆盖

见于早期小内存OS

1️⃣基本概念

1. 覆盖：程序中相对独立的程序单位
2. 覆盖段：程序执行时不需要同时装入内存的一组覆盖
3. 覆盖区：与覆盖段一一对应的存储区域，将覆盖段分配到一个覆盖区。覆盖区的大小=覆盖段中最大覆盖的大小

2️⃣覆盖实例：一般都是由程序员提供覆盖结构



1.4.2. 内存交换(扩展)

1️⃣概述：把暂不用的程序/数据从内存移到外存(或移回来)

2️⃣兼容分时系统：内存中只有一完整作业，时间片用完后OS就把他丢到外存，放外存中另一作业来

3️⃣与覆盖技术的比较

1. 覆盖要求程序员给出程序段之间的覆盖结构，交换不需要
2. 交换发生在不同进程/作业之间，覆盖发生于用一进程/作业

4️⃣交换技术的特点

1. 从主存交换到什么设备：快速+空间够+直接访问，比如SSD
2. 从主存交换到哪里：交换空间(aka备份区，大小固定，独立于文件系统，可直接存取)
3. 什么进程被交换：优先级低的被交换出去(进程要空闲即休眠/不占CPU)，高的被交换进来
4. 转移时间：交换耗时，应该远低于进程执行时长
5. 合适交换：内存爆满

5️⃣挂起与交换：挂起进程会被丢到外存

1.5. 连续分配: 程序装入连续内存

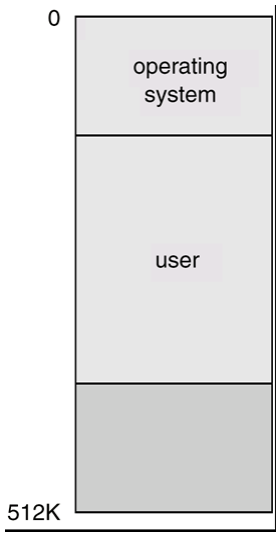
1.5.0. 内部/外部碎片

1️⃣内部碎片：已分给作业但不能被利用的内存(某个作业占用内存中没填满的部分)

2️⃣外部碎片：由于太小而无法分配给作业的内存碎片(不同作业之间剩余的内存)

1.5.1. 单一连续分配：单任务OS

1️⃣内存结构：低地址给OS，高地址给用户，再其余的浪费掉



2️⃣缺点：会产生内部碎片

1.5.2. 多分区分配：固定/静态分区(早期)

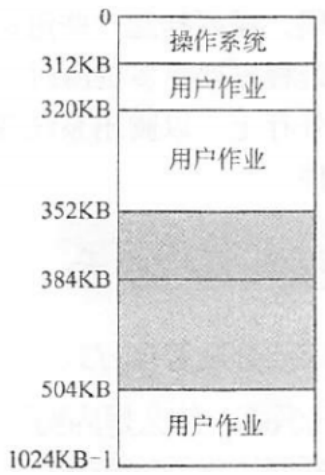
1 概述：OS分区+多个用户分区，用户分区大小在装入前预先确定，每个分区装一个程序

PS1：分区大小可以相等也可以不等

PS2：会产生内部碎片且分区有限，但是易于实现开销小

2 分区说明表：记录可分配的区号(及其大小/起止)，程序装入内存时检索一次分区表找出满足要求的空闲分区

分区号	大小	起始地址	状态
1	8KB	312KB	已分配
2	32KB	320KB	已分配
3	32KB	352KB	未分配
4	120KB	384KB	未分配
5	520KB	504KB	已分配



1.5.3. 多分区分配：动态分区

1.5.3.1. 概述

1 含义：作业进入主存时，再建立分区

2 分区大小=作业大小：

1. 作业进入主存时查找大于等于作业大小的空闲分区
2. 等于的话直接分配
3. 大于的话分成两半——和作业一样大的(占用)+剩余部分(空闲)

3 存在外碎片

1.5.3.2. 分区分配中的数据结构

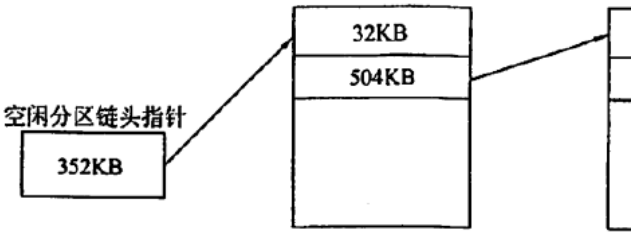
1 空闲分区表：登记空闲的分区，一个分区对应一项，一项中有分区号/大小/起始/状态

PS：内存从低到高——分区号从小到大

分区号	大小	起始地址	状态
1	32KB	352KB	空闲
2	…	…	空表目
3	520KB	504KB	空闲
4	…		空表目
5	…		…

2 空闲分区链：用指针链接所有空闲分区

PS：每空闲分区起始位，存放空闲分区大小+指向下一空闲分区指针



1.5.3.3. 分区分配算法：怎样把空闲区分给作业

1 首次适应算法：

1. 含义：在空闲分区链中从头按顺序找，选找到的第一个大小合适的空闲区
2. 优点：分配/释放速度快
3. 缺点是：低地址空闲块会越分越小，导致之后的查找成本大

2 下次适应算法：

1. 基于首次适应的改进：空闲分区链改为循环链表，每次从上次停留地方开始找，
2. 缺点：全局都难有大的空闲区

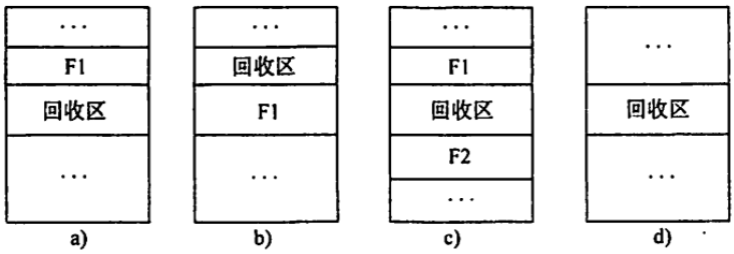
3 最佳适应算法：

1. 含义：空闲区从小到大排列，每次从小到大一个个试，试到差不多大小的块便分给进程
2. 缺点：会产生很多难以利用的碎片，除非用碎片拼接(aka紧凑)

4 最差适应算法：

1. 含义：空闲分区按照容量大到小排列，最大空闲分区优先分配
2. 缺点：大作业来到时，大空闲区已经被优先分配掉了

1.5.3.4. 分区回收



1 回收区上/下邻接空闲区：合为一空闲区，首地址为顶上那个

2 回收区上下邻接空闲区：合为一大空闲区，从链表中删除下面的分区

3 回收区上下无空闲区：独立为空闲区，加入空闲分区链表Z

1.5.3.4. 如何处理碎片?

1 核心问题：作业装入的内存要连续，但内存碎片总和总是大于作业大小

2 拼接技术(紧缩)：

1. 含义：向一个方向移动已分配的作业，碎片就此紧缩在另一端
2. 何时紧缩？：某个分区回收时(频率高)，找不到足够空间时(频率低但是实现复杂)

3️⃣动态分区分配+拼接→动态重定位分区分配：空闲区不够，但碎片总和够大时实行分区

1.6. 非连续分配概述：程序装入非连续内存

1️⃣核心：把程序打散存在主存里，然后用索引将其联系起来

2️⃣分类

```
├── 分区大小不定：分段存储管理
├── 分区大小固定：分页存储管理
                ├── 运行时把作业所有页装入内存：基本分页存储管理
                ├── 运行时把作业部分页装入内存：请求分页存储管理(见后虚拟存储)
```

1.7. 基本分页存储管理

1.7.1. 分页以&页表&地址变换

1.7.1.1. 简单分页/纯分页原理

1️⃣页&块

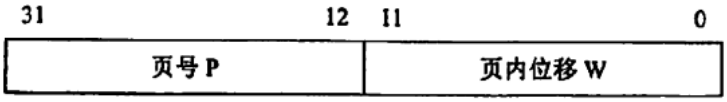
1. 页：作业中等大的逻辑内存空间
2. 块/帧：主存中，大小固定的物理内存空间，大小上块和页相等的
3. 页框：主存中大小与页一样大的块

2️⃣作业调度：以块为单位，将作业任一页丢到主存任一块，所有页要一次调入(块不够就等待)

3️⃣页/块大小的决定：

1. 过大会导致碎片太多，过小会导致页表过长(占用内存)+页面进出主存效率低
2. 通常为2幂大小，512B-4KB

4️⃣逻辑地址结构：[页号] [页内位移]，如下有$2^{20}=1M$页+每页$2^{12}=4K$大小

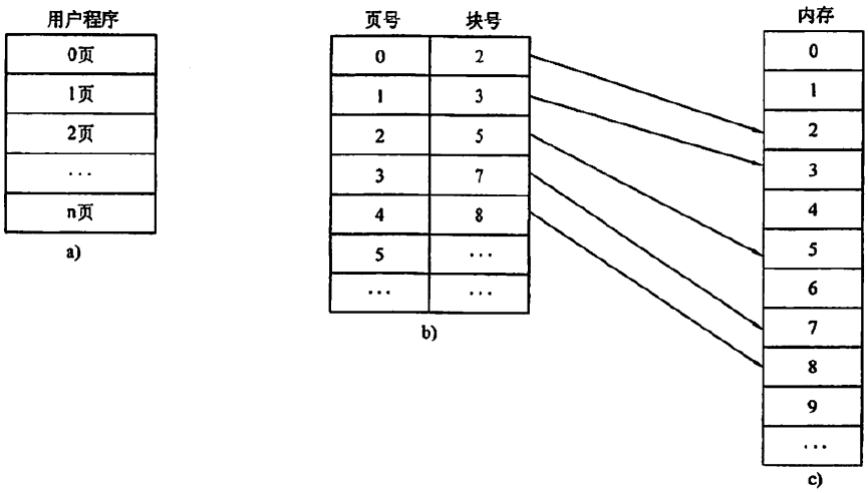


这两个参数都由CPU生成，存在如下关系

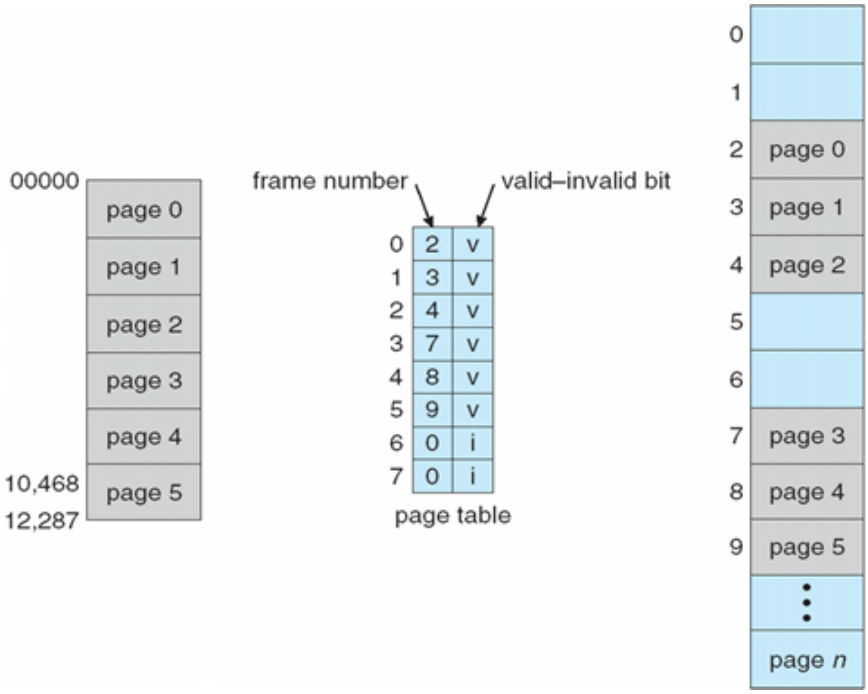
```
(int)[逻辑地址]/[页面大小]=[页号]
(int)[逻辑地址]%[页面大小]=[页内位移]
```

1.7.1.2. 页表: (用户程序的页)页号 ⟺ 块号(主存物理块)

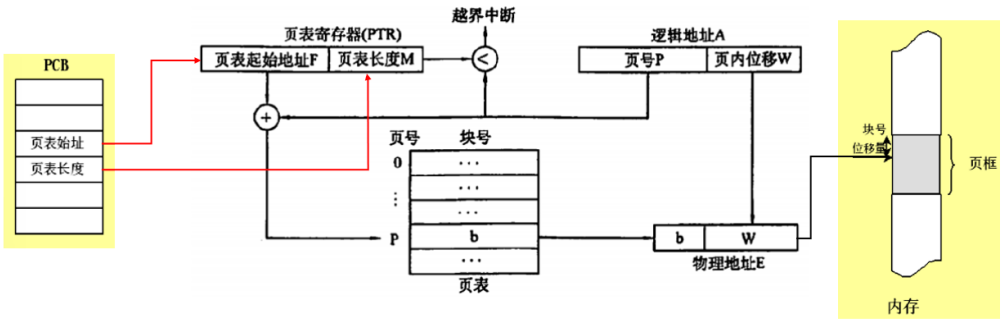
1️⃣概览：页表存在内存中，如图例子。页表项=页号+块号+其他(存在位/修改/访问权限)



2 有效-无效位：在页表表项中，有效表示有关页在进程的逻辑地址空间中



1.7.1.3. 基本地址变换机构: 基于硬件



1 页表寄存器(PTR)：**页表基址寄存器**(主存中的页表起始地址)+**页表限长寄存器**(页表长度)

2 逻辑地址→物理地址

1. 计算出页号和页内位移

```
(int)[逻辑地址]/[页面大小]=[页号]
(int)[逻辑地址]%[页面大小]=[页内位移]
```

2. 若页号>页表长度则越界终中断

3. 页表起始地址+偏移量(页号*页表每项长度)→得到地址，从该地址取出物理块号

4. 物理块号+页内位移(=块内位移)→物理地址

3️⃣ 弊端：存取数据/变量要访问两次主存(第一次访问页表确定物理地址+第二次用物理地址访问指令or数据)，快表可以解决这一问题

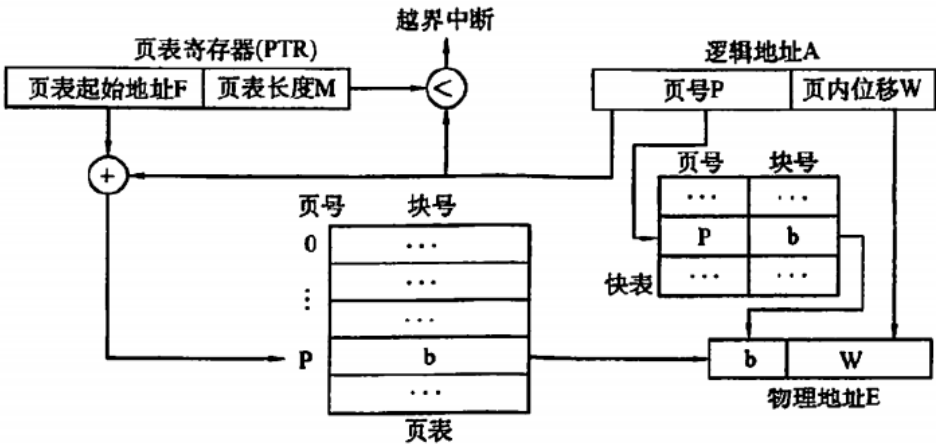
1.7.2. 其他类型的页表

1.7.2.1. 具有快表的地址变换机构

1️⃣ 快表：储存作业当前/近期访问的页表项，类似于Cache

2️⃣ 联想寄存器TLB：存储块表的寄存器

2️⃣ 改进后逻辑地址→物理地址



1. 求出页号+页内位移

2. 先把页号和快表中的对比，对上了就得到对应块号，与页内位移组合成物理地址

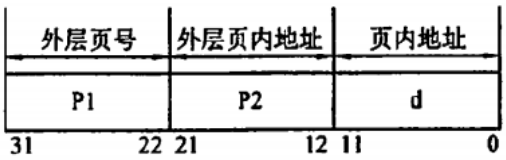
3. 否则就和原来一样

1.7.2.2. 两级页表

1️⃣ 页表大小计算：页表长度(页表项目数)*页表每项大小(块号位数)

2️⃣ 背景：$\text{页表长} = 2^{\text{页号位数}}$，页表长度爆炸式增长→占空间太大

3️⃣ 两级页表逻辑地址



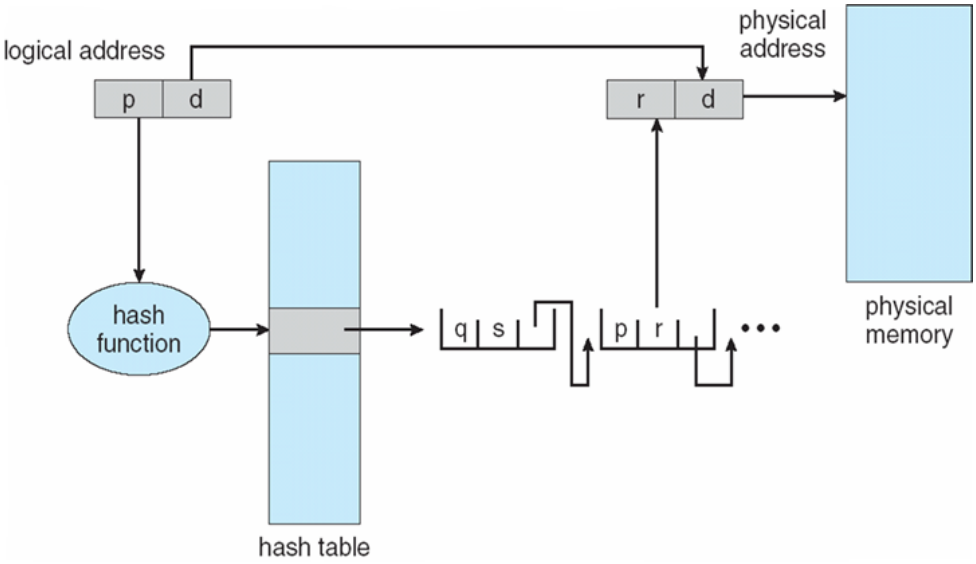
4️⃣ 地址变换过程：

$$\text{外层页号} \xrightarrow{\text{在外部页找到}} \text{二级页表首地址} \xrightarrow[\text{得到}]{+\text{外层页内地址}} \text{物理块(首)地址} \xrightarrow[\text{得到}]{+\text{页(块)内地址}} \text{物理地址}$$

➕ 多级页表：逻辑和两级页表一样，多见于64位系统，缺点是地址变换耗费资源

1.7.2.3. HASH页表

通过哈希表来完成逻辑地址到物理地址的映射



1.7.2.4. 反转页表

1 背景：传统上每个进程设一张页表，浪费内存

2 解决方案：页表按物理内存块组织(而非进程)，反转页表中**包含了内存中所有物理块地址→其逻辑的地址的映射**

3 关于表项：

1. 内存中每一块在表中占一项
2. 每项包含：进程逻辑页号(存储在物理内存中)+进程标识
3. 使用HASH表来搜索表项

4 特点：减少了页表占用空间，但查找时间增加

1.7.3. 页的共享与保护

1 分页中共享的实现：共享用户地址空间中的页指向相同的物理块

2 分页中的保护：

1. 地址越界保护：比较地址变换机构中的页表长度和逻辑地址中的页号
2. 访问控制：程序访问一个页面时，OS检查该操作是否有权限(只读/只写/可执行)，无权就中断

1.7.4. 基本分页存储管理的利弊

1 利：内存利用率高+离散分配+便于存储访问控制+无外部碎片

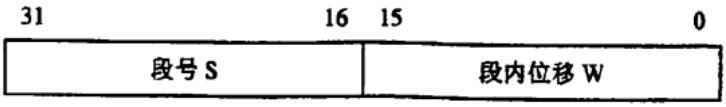
2 弊：需要硬件支持(如快表)+内存访问效率低+共享困难(对比分段)+有内部碎片

1.8. 基本分段存储管理

页是信息的储存单位，段是信息的逻辑单位

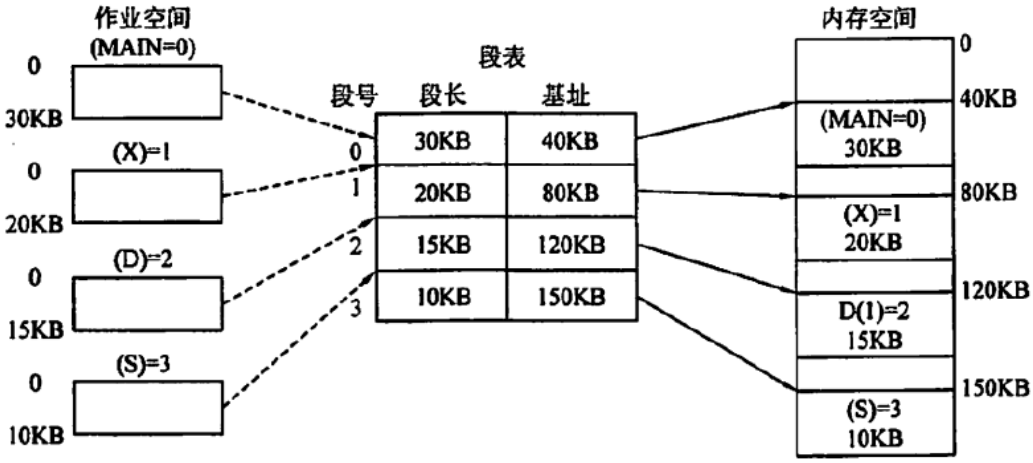
1.8.1. 分段存储原理

1. 作业&内存分段：每个分段都有段名，每段地址从0开始，每段的地址连续(段间可不连续)
2. 分段存储的逻辑地址结构：段数=$2^{段号位数}$，段长=$2^{段内位移位数}$

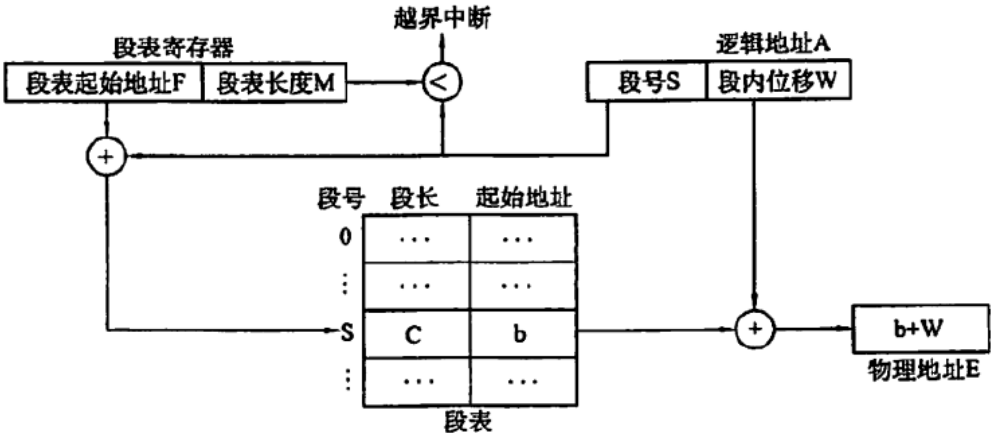


3. 分页与分段的区别
   1. 分段：段号由用户定义，每段大小和含义不同，地址是二维的(用户给出段号+用户给出偏移)
   2. 分页：页号由OS生成，页号无特殊含义，地址是一维的(OS给出页号+用户给出偏移)

1.8.2. 段表: [段号]+[段长]+[段在内存的起始地址]



1.8.3. 逻辑地址到物理地址的转换



1. 先对比段号AND段表长度，若段号超出，则中断
2. 算出段表表项位置=段起始地址+段号*段表表项长度
3. 读取表项内容，若段长<段内位移，则中断(动态增长段除外)
4. 根据表项中的段起始地址+段内位移→物理地址

1.8.4. 段的共享与保护

1️⃣共享：多个作业段表中相应表项指向被共享物理段的同一物理副本

2️⃣保护的含义：

1. 一个作业在共享段读数据时，防止另一个作业修改内容
2. 不可修改的数据/代码共享，可修改的不共享

PS1：纯代码/可重入代码：不可修改的代码

PS2：共享的一个规则：不可修改代码与不可修改数据可共享，但可修改代码与可修改数据不可共享

PS3：大多系统中，程序都被分为代码区/数据区

3️⃣保护的方式：地址越界保护(段号>段表长就中断，偏移>段长就中断)+访问控制保护(读写权限)

1.8.5. 基本分段的特点

1️⃣划为多模块：如代码段/数据段/共享段，分别编写/编译/保护，进行共享

1. 共享：把需要共享的代码/数据放在一段
2. 保护：段信息独立，保护段就是保护信息

2️⃣碎片：没内碎片，外碎片可通过内存紧缩消除

2️⃣缺点：需硬件支持，段最大尺寸受主存限制

1.8.6. 分页分段对比

	分 页	**分 段**
目的	提高内存利用率	更好满足用户需要
单位划分	**页是信息的物理单位，页大小固定(由OS确定)**	段是**信息的逻辑单位**，其含义完整。段长不固定(用户确定)
作业地址空间	一维(页内偏移)	二维(段名+段内偏移)
内存分配	以页为单位离散分配，无外碎片	以段为单位离散分配，有外碎片(需要紧缩)

1.9. 基本段页式存储管理方式

1.9.1. 分段分页&分块

1️⃣作业分段分页：先给作业的地址空间逻辑分段(每段有段号)，再给每段内分页

2️⃣主存的分块(和分页管理一样)：分为如诅歌和页大小一样的块

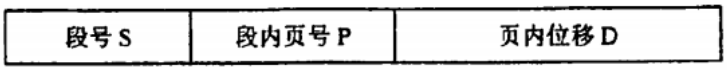
1.9.2. 段表与页表

1. 段表：每进程拥有一张段表，结构为——段号+对应页表始址+页表长

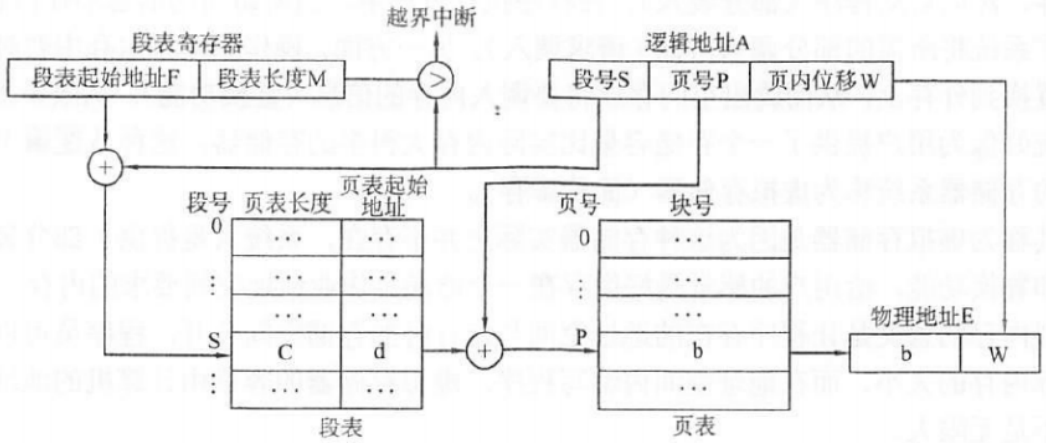
2. 页表：每个段表有一张页表，结构为——页号+块号

1.9.3. 地址与地址变换

1. 段页管理的虚拟地址结构



2. 从虚拟地址到逻辑地址的变换



1. 先对比段号和段表长度，如果段号大就中断
2. 段起始地址与段号相加，得到所需段表项(表项：段号+页表长度+页表起始地址)
3. 如果页号>页表长度就中断
4. 在通过页表起始地址+页号得到页表项目地址，通过该地址取出块号
5. 块号+页内位移就是物理地址了，然后访问内存

1.9.4. 特点

1. 内部碎片太多：页式平均一个程序有半页碎片，段页式平均一段就有半页碎片(一个程序很多段)

2. 为了获取一条指令或数据，需**三次访问内存**