操作系统　Operating System

第三章 内存管理(3)

沃天宇
woty@buaa.edu.cn
2021年3月18日

地址空间 vs 存储空间

- 以下正确的是
  - 地址空间大小一定等于存储空间大小
  - 地址空间大小一定大于等于存储空间大小
  - 地址空间大小一定小于等于存储空间大小
  - 地址空间大小和存储空间大小没有必然关系

32位地址
16G内存

- 地址字长（指针长度）
  - 硬件容量：16bit、20bit、32bit、64bit …
  - 软件需求：程序大小、内存需求量

内容提要

- 页式内存管理
  - 基本原理
  - 基本概念：页表、地址变换、多级页表、快表
  - 页表类型：哈希页表、反置页表
  - 页共享

程序、进程和作业

- 程序程序是静止的，是存放在磁盘上的可执行文件
- 进程是动态的。进程包括程序和程序处理对象（数据集），是一个程序对某个数据集的执行过程，是分配资源的基本单位。通常把进程分为系统进程和用户进程两大类：
  - 完成操作系统功能的进程称为系统进程；
  - 完成用户功能的进程则称为用户进程。
- 作业是用户需要计算机完成的某项任务，是要求计算机所做工作的集合。

ps -ef： 查看进程
fg,bg
kill

程序与进程之间的区别

1. 进程是竞争计算机系统有限资源的基本单位。进程更能真实地描述并发，而程序不能。
2. 程序是静态的概念；进程是程序在处理机上一次执行的过程，是动态的概念。
3. 进程有生存周期，有诞生有消亡。是短暂的；而程序是相对长久的。
4. 一个程序可以作为多个进程的运行程序；一个进程也可以运行多个程序。
5. 进程具有创建其他进程的功能；而程序没有。

作业与进程的区别

1. 一个作业的完成要经过作业提交、作业收容、作业执行和作业完成4个阶段。而进程是对已提交完毕的程序所执行过程的描述，是资源分配的基本单位。
2. 作业是用户向计算机提交任务的任务实体。在用户向计算机提交作业后，系统将它放入外存中的作业等待队列中等待执行。而进程则是完成用户任务的执行实体，是向系统申请分配资源的基本单位。任一进程，只要它被创建，总有相应的部分存在于内存中。
3. 一个作业可由多个进程组成，且必须至少由一个进程组成，反过来则不成立。
4. 作业的概念主要用在批处理系统中，像UNIX这样的分时系统中就没有作业的概念。而进程的概念则用在几乎所有的多道程序系统中。

作业、进程和程序之间的联系

- 一个作业通常包括程序、数据和操作说明书3部分。每一个进程由进程控制块PCB、程序和数据集合组成。这说明程序是进程的一部分，是进程的实体。因此，一个作业可划分为若干个进程来完成，而每一个进程由其实体——程序和数据集合。

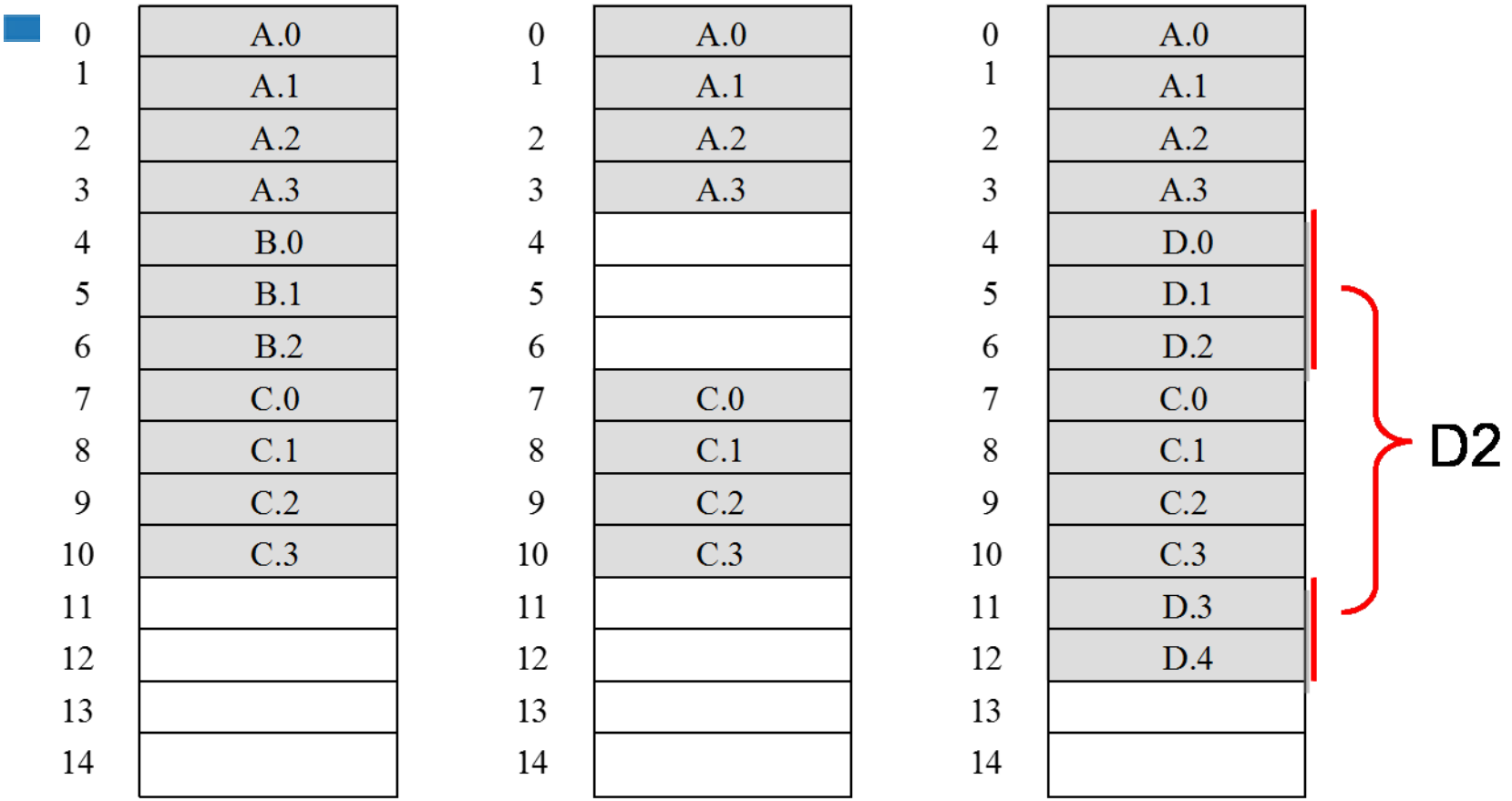
分页式存储管理的基本思想

- 如果可以把一个逻辑地址连续的的程序分散存放到若干不连续的内存区域内，并保证程序的正确执行，则既可充分利用内存空间，又可减少移动带来的开销。这就是页式管理的基本思想。
- 页式管理首先由英国Manchester大学提出并使用。并于1960年左右在Atlas计算机上实现。这种技术对操作系统的发展产生了深远的影响。

纯分页系统（Pure Paging System）

- 在分页存储管理方式中，如果不具备页面对换功能，必须把它的所有页一次装到主存的页框内；如果当时页框数不足，则该作业必须等待，系统再调度另外作业。
- 优点：
  - 没有外碎片，每个内碎片不超过页大小。
  - 程序不必连续存放。便于改变程序占用空间的大小（主要指随着程序运行而动态生成的数据增多，要求地址空间相应增长，通常由系统调用完成而不是操作系统自动完成）。
- 缺点：程序全部装入内存。

Frame Number					
0		0	A.0	0	A.0
1		1	A.1	1	A.1
2		2	A.2	2	A.2
3		3	A.3	3	A.3
4		4		4	B.0
5		5		5	B.1
6		6		6	B.2
7		7		7	
8		8		8	
9		9		9	
10		10		10	
11		11		11	
12		12		12	
13		13		13	
14		14		14	

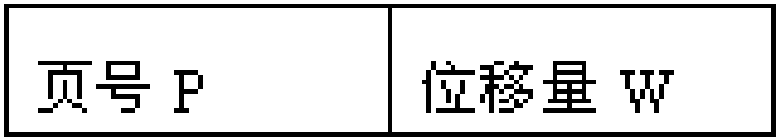


分页式存储管理

- 针对问题
  - 动态内存分配
  - 碎片和紧凑问题
- 页：在分页存储管理系统中，把每个作业的地址空间分成一些大小相等的片，称之为页面或页。
- 存储块：在分页存储管理系统中，把主存的存储空间也分成与页面相同大小的片，这些片称为存储块，或称为页框。

分页地址结构

- 赋予地址的一部分特殊含义



分页系统的地址结构

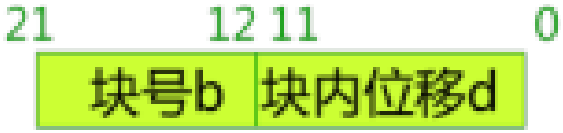
- 页面大小和地址结构的关系？

地址结构

逻辑地址

例：地址长为 32 位，其中 0-11 位为页内地址，即每页的大小为 2^{12}=4KB；

12-31 位为页号，地址空间最多允许有 2^{20} =1M 页。



物理地址

例：地址长为 22 位，其中 0-11 位为块内地址，即每块的大小为 2^{12}=4KB，与页相等；

12-21 位为块号，内存地址空间最多允许有 2^{10} =1K 块。

地址结构

已知逻辑地址求页号和页内地址

- 给定一个逻辑地址空间中的地址为 A，页面的大小为L，则页号 P 和页内地址 d（从 0 开始编号）可按下式求得：

$$P = INT\left[\frac{A}{L}\right], d = [A] mod L$$

其中，INT 是整除函数，mod 是取余函数。

页面的大小

- 页大小（与块大小一样）是由硬件来决定的。通常为2的幂。选择页的大小为2的幂可以方便的将逻辑地址转换为页号和页偏移。如果逻辑地址空间为2^m，且页大小为2^n单元，那么逻辑地址的高m-n位表示页号（页表的索引），而低n位表示页偏移。每页大小从512B到16MB不等。
- 现代操作系统中，最常用的页面大小为4KB。

页面的大小

若页面较小

- 减少页内碎片和总的内存碎片，有利于提高内存利用率。
- 每个进程页面数增多，使页表长度增加，占用内存较大。
- 页面换进换出速度将降低。

若页面较大

- 每个进程页面数减少，页表长度减少，占用内存较小。
- 页面换进换出速度将提高。
- 增加页内碎片增大，不利于提高内存利用率。

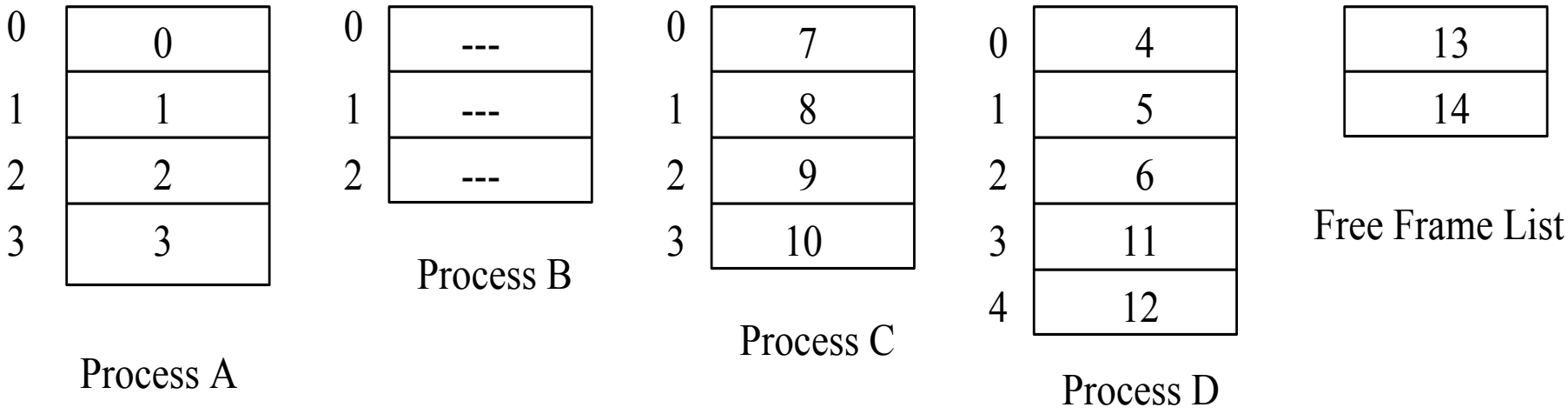
内存分配的基本思想

- 以页为单位进行分配，并按程序（作业）的长度（页数）进行分配；
- 逻辑上相邻的页，物理上不一定相邻。

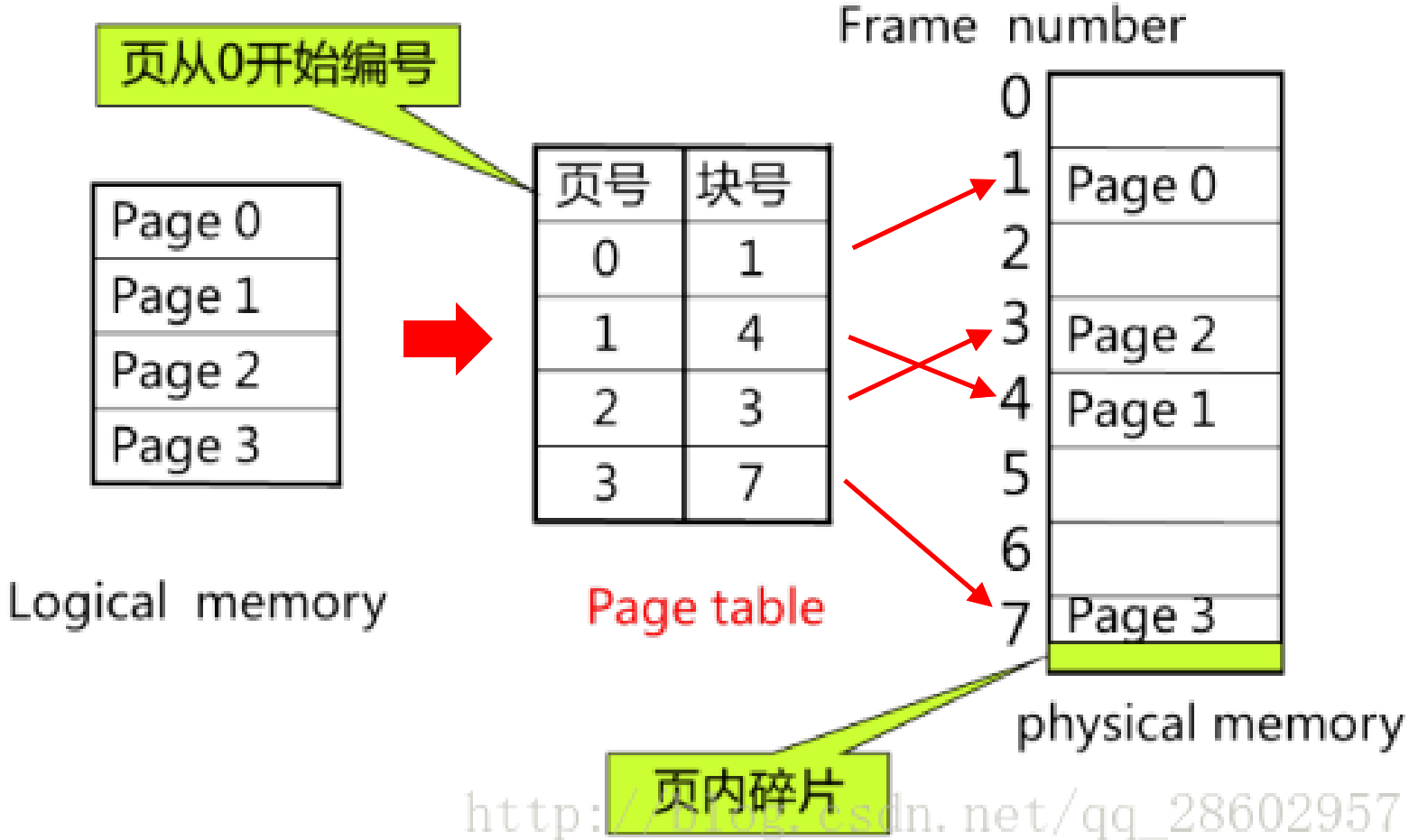
数据结构

- 进程页表：每个进程有一个页表，描述该进程占用的物理页面及逻辑排列顺序；
  - 逻辑页号（本进程的地址空间）—>物理页面号（实际内存空间）；
- 物理页面表：整个系统有一个物理页面表，描述物理内存空间的分配使用状况。
  - 数据结构：位示图，空闲页面链表；
- 请求表：整个系统有一个请求表，描述系统内各个进程页表的位置和大小，用于地址转换，也可以结合到各进程的PCB里；

页表(page table)



地址变换——页表查找



关于页表

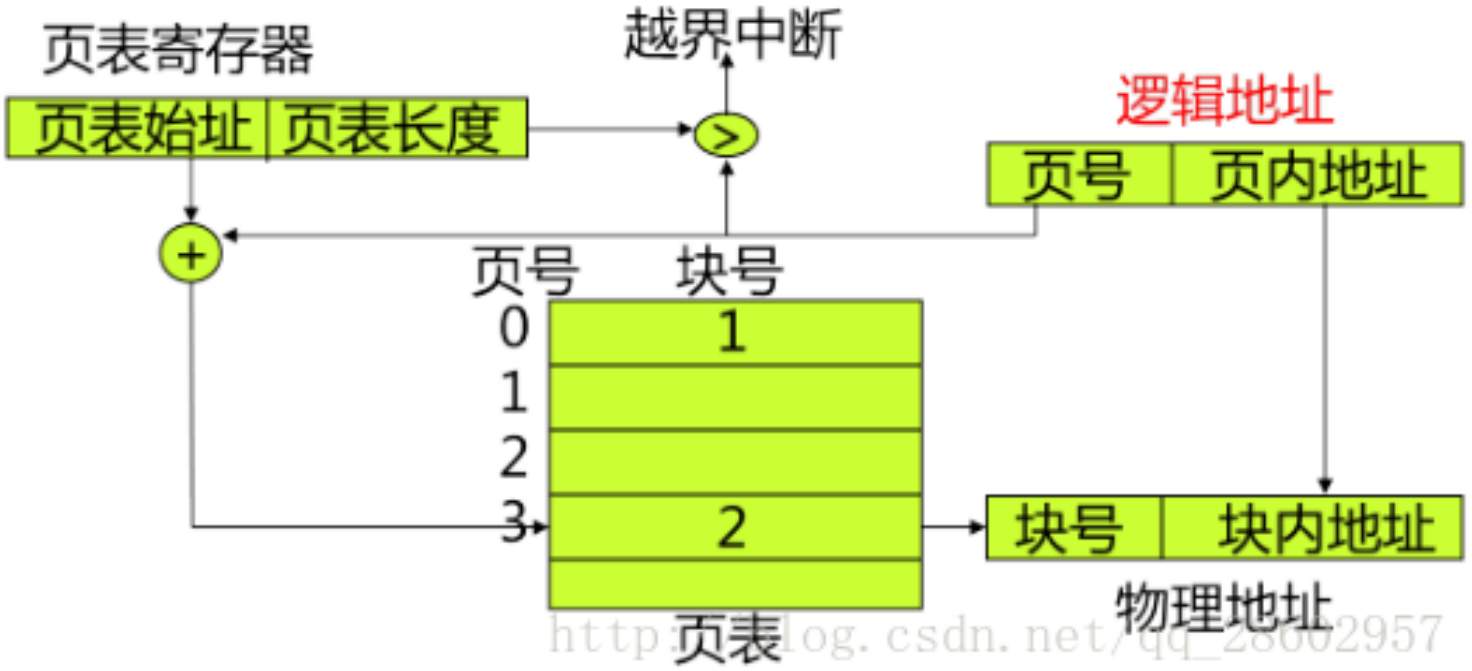
- 页表存放在内存中，属于进程的现场信息。
- 用途：
  1. 记录进程的内存分配情况
  2. 实现进程运行时的动态重定位。
- 访问一个数据需访问内存 2 次 (页表一次，内存一次)。
- 页表的基址及长度由页表寄存器给出。

页表始址	页表长度

地址变换机构

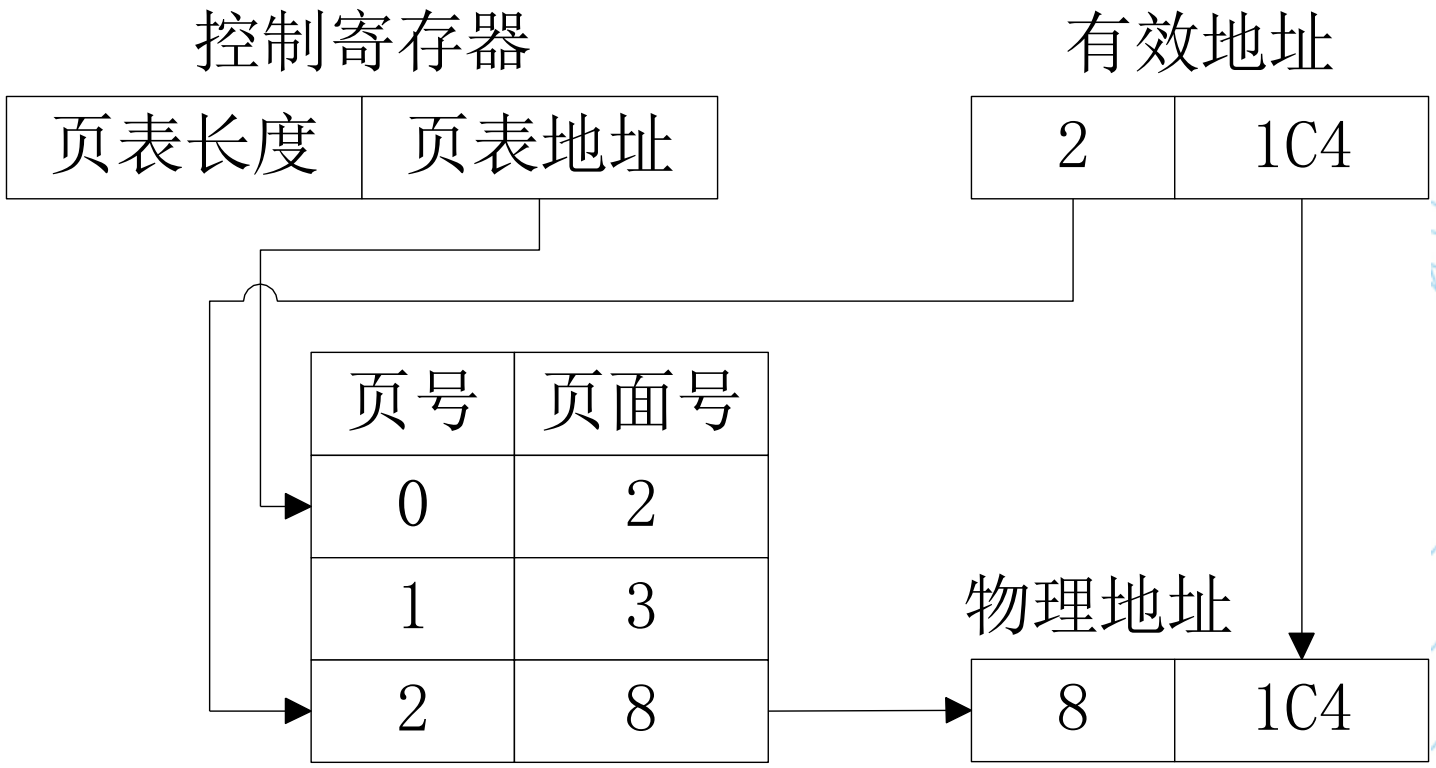
- 当进程要访问某个逻辑地址中的数据时，分页地址变换机构会自动地将有效地址（相对地址）分为页号和页内地址两部分。
- 将页号与页表长度进行比较，如果页号大于或等于页表长度，则表示本次所访问的地址已超越进程的地址空间，产生地址越界中断。（越界保护）
- 将页表始址与页号和页表项长度的乘积相加，得到该表项在页表中的位置，于是可从中得到该页的物理块号，将之装入物理地址寄存器中。（地址变换）
- 将有效地址寄存器中的页内地址送入物理地址寄存器的块内地址字段中。

地址转换机构



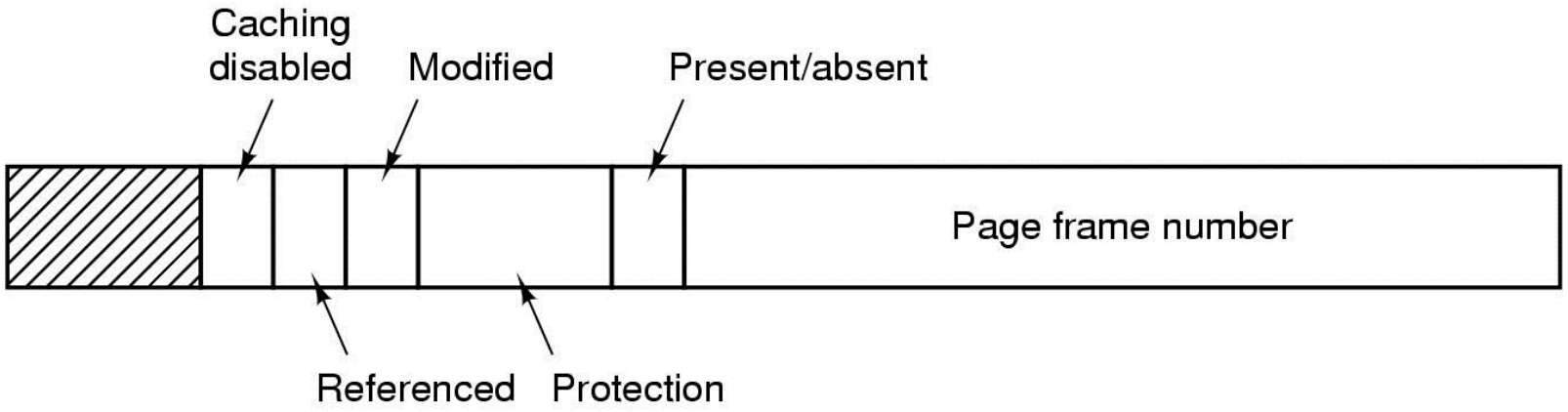
逻辑地址：把相对地址分为页号和页内地址两部分。
页表定位：页表始址 + 页号 × 页表项长度。
查询页表：读出块号。
物理地址：块号 + 块内地址。 （块内地址 = 页内地址）

地址变换举例



1. 找到有效地址的页号和页内偏移
2. 根据页表翻译有效地址的页号到物理地址的页面号
3. 合并物理地址的页面号和页内偏移，得到物理地址

页表项的内容



- Modified (dirty) bit(修改位): 1 means written to => have to write it to disk. 0 means don't have to write to disk.
- Referenced bit(访问位): 1 means it was either read or written. Used to pick page to evict. Don't want to get rid of page which is being used.
- Present (1) / Absent (0) bit(在/不在位)
- Protection bits: r, w, r/w

页面大小的选取

- 与体系结构、物理内存大小等相关
- 一般为2^n字节
- 通常是：几KB到几MB。
  - 页面小—>内碎片小,但需要更大的页表；
  - 大—>页表短，管理开销小，交换时外存I/O效率高（主要时间花费是寻道和旋转延迟）。
- 假定进程平均占用s个字节，页面大小是p个字节，一个页表项约占e字节
  - 分页的开销为：se/p+p/2
  - 最优的页面大小p=?

如何提高分页的效率？

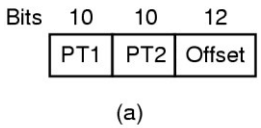
- 两个关键问题
  - 减少页表的大小
  - 提高虚拟地址到物理地址的映射速度

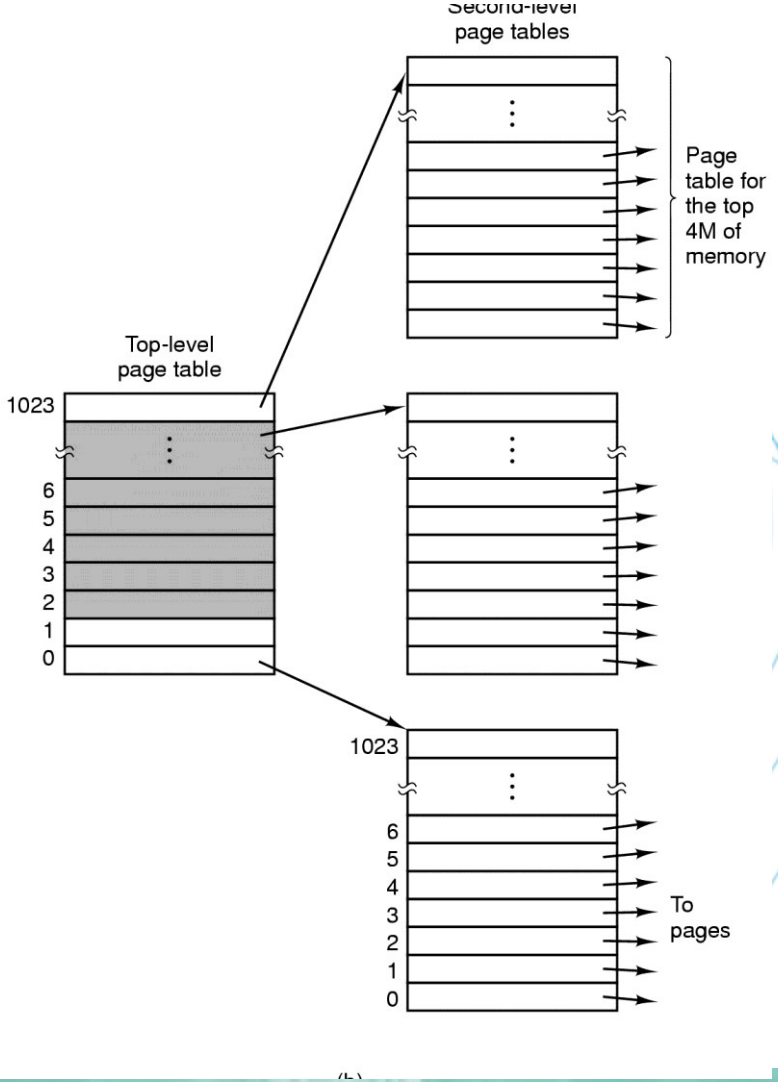
一级页表的问题

- 若逻辑地址空间很大 (2^32 ~2^64)，则划分的页比较多，页表就很大，占用的存储空间大（要求连续），实现较困难。
- 例如，对于 32 位逻辑地址空间的分页系统，如果规定页面大小为 4 KB 即 2^12 B，则在每个进程页表就由高达2^20 页组成。设每个页表项占用4个字节，每个进程仅仅页表就要占用 4 MB 的内存空间。
- 解决问题的方法
  - 动态调入页表: 只将当前需用的部分页表项调入内存，其余的需用时再调入。
  - 多级页表

两级页表

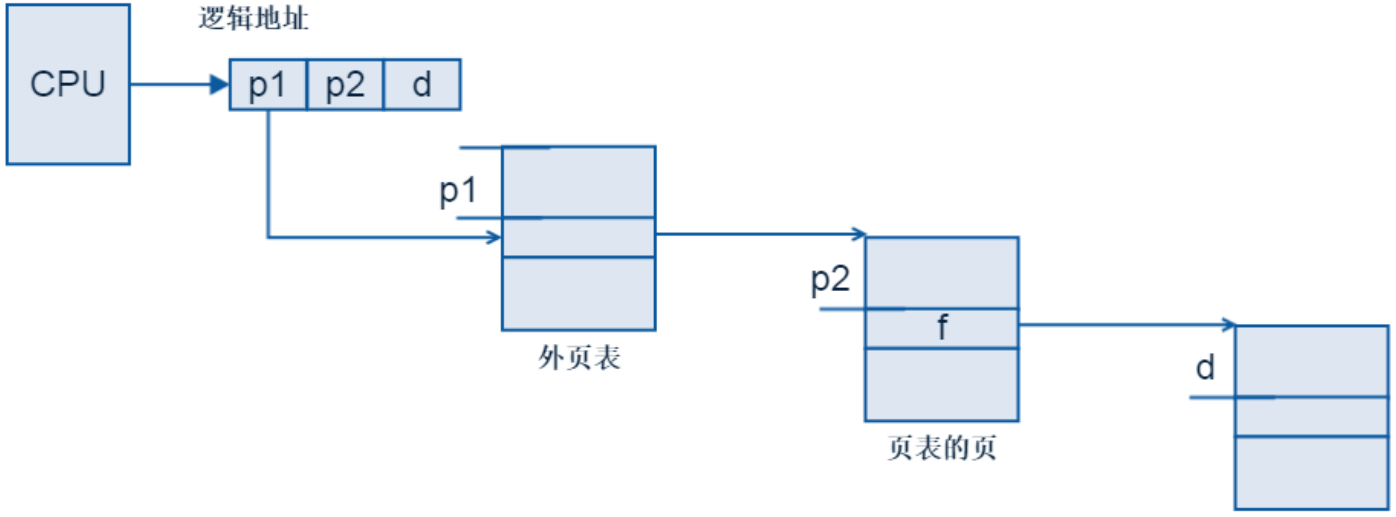
- 32位
- 4K页面大小
- 1M+1K页表项
- 地址结构
  - 10 10 12





两级页表

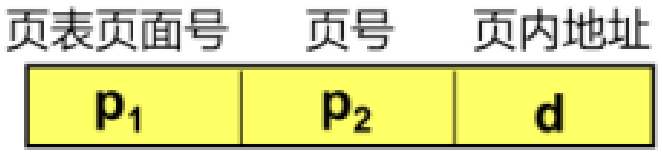
- 将页表再进行分页，离散地将各个页表页面存放在不同的物理块中，同时也再建立一张外部页表用以记录页表页面对应的物理块号。
- 正在运行的进程，必须把外部页表（页表的页表）调入内存，而动态调入内部页表。只将当前所需的一些内层页表装入内存，其余部分根据需要再陆续调入。



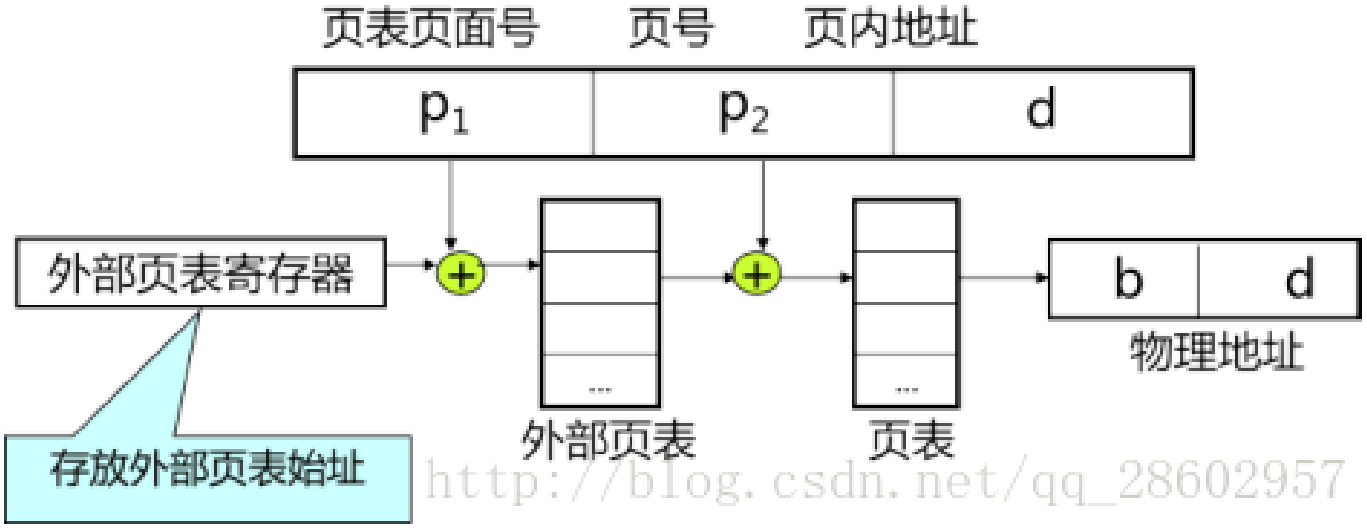
两级页表

- 逻辑地址

对于32位地址空间，页面大小4KB，则：
共有4MB页表，P_1=10，P_2=10，d=12。

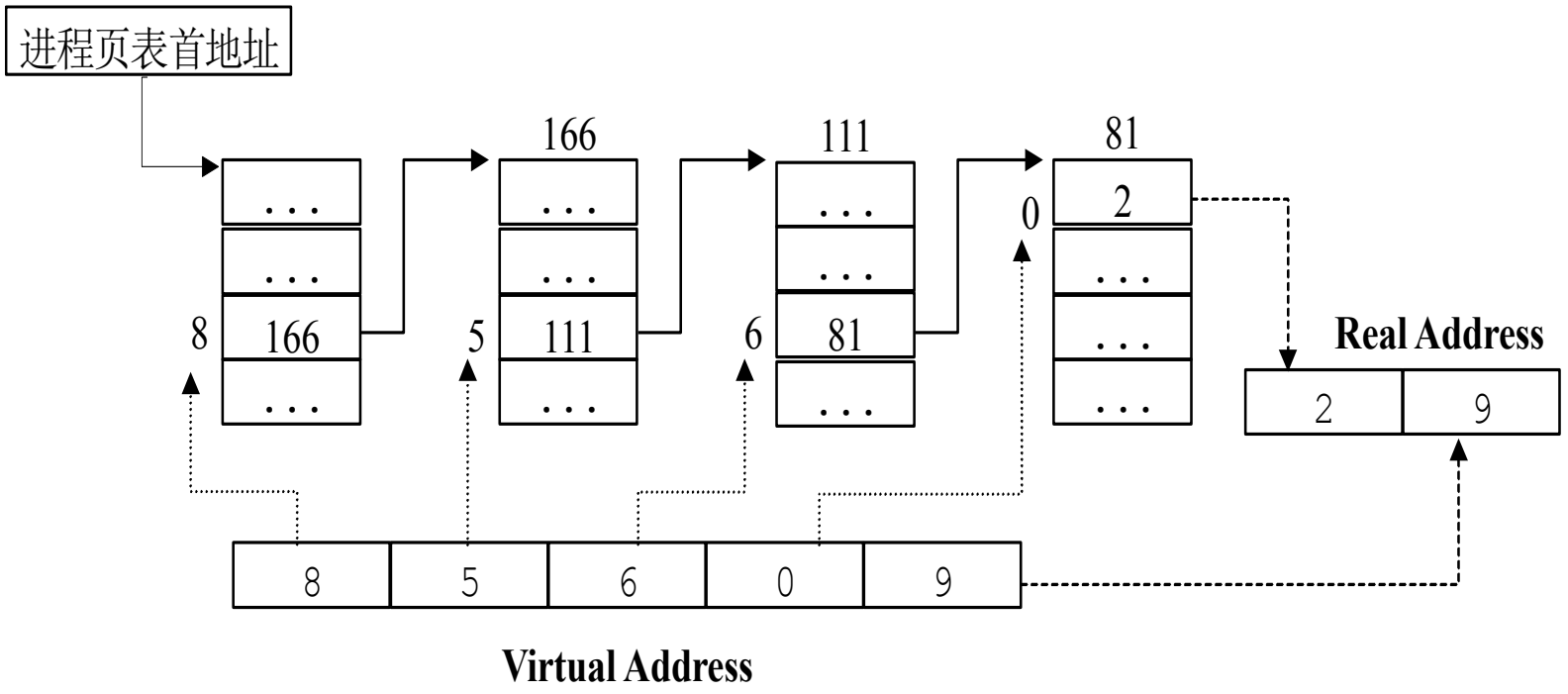


- 地址变换

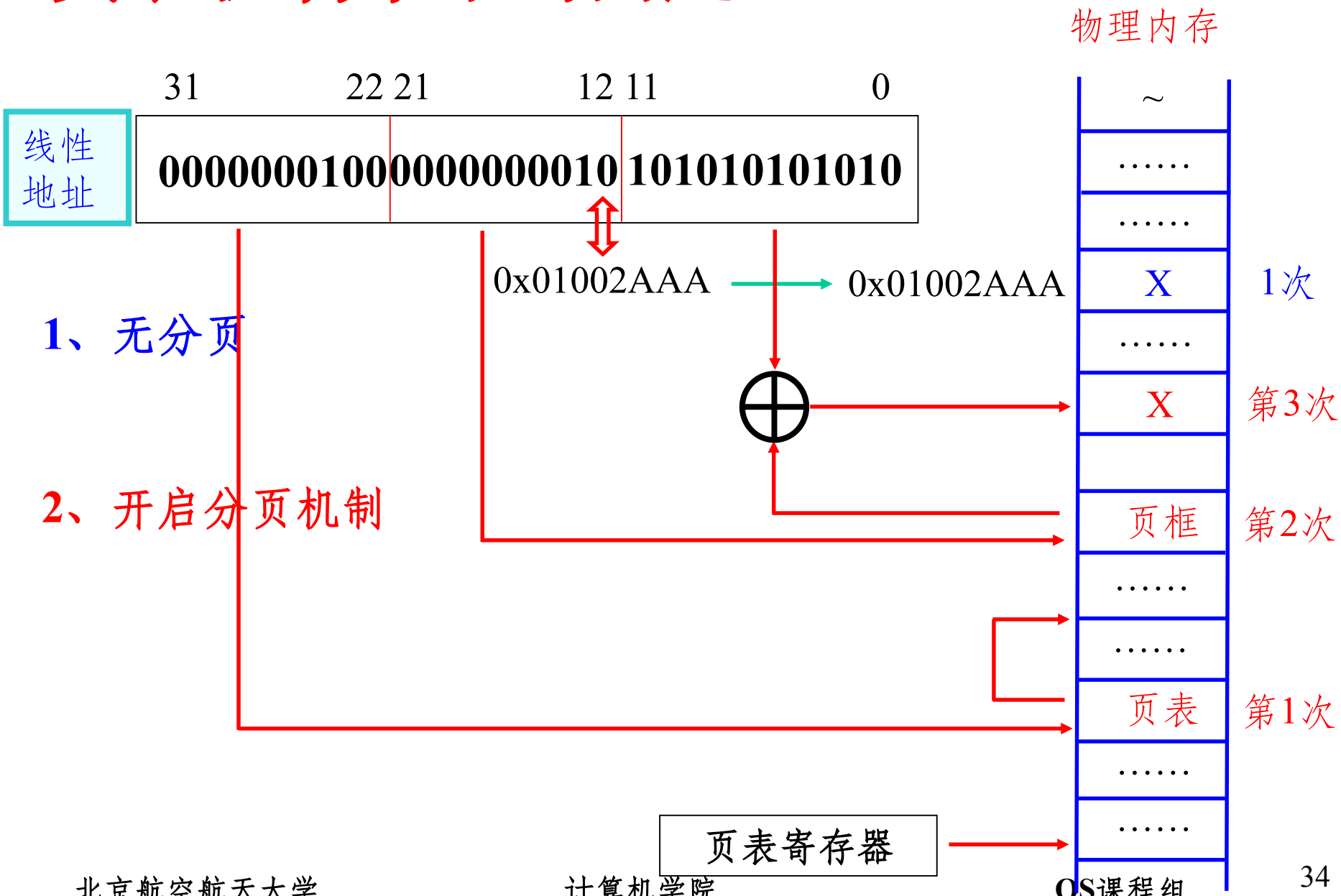


多级页表

- 多级页表结构中，指令所给出的地址除偏移地址之外的各部分全是各级页表的页表号或页号，而各级页表中记录的全是物理页号，指向下级页表或真正的被访问页。

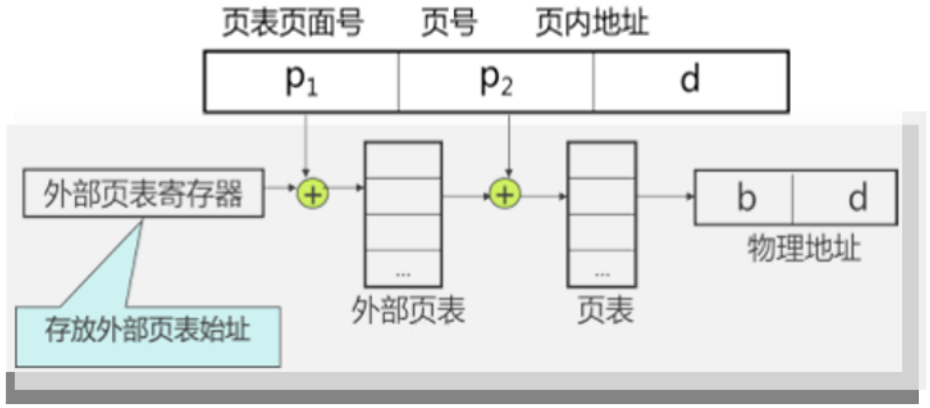


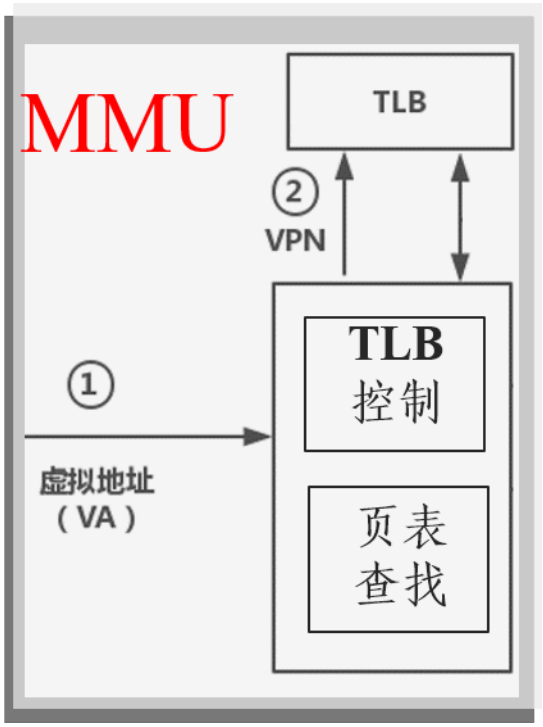
页表机制带来的问题


物理内存
31
22 21
12 11
0
线性地址
00000001000000000010 101010101010
0x01002AAA
0x01002AAA
~
……
……
X
1次
……
X
第3次
页框
第2次
……
……
页表
第1次
……
……
1、无分页
2、开启分页机制
页表寄存器

页表机制带来的问题

- 页表机制带来的严重问题就是内存访问效率的严重下降，以二级分页地址机制为例，由不分页时的 1 次，上升到了 3 次，这个问题必须解决。





页表快速访问机制——MMU

- 为了提高地址转换效率，CPU内部增加了一个硬件单元，称为存储管理单元MMU（Memory Management Unit）。其内部主要部件：
  - 页表Cache：又称为TLB，用于存放虚拟地址与相应的物理地址；
  - TLB控制单元：TLB内容填充、刷新、覆盖，以及越界检查。
  - 页表（遍历）查找单元：若TLB未命中，自动查找多级页表，将找到的物理地址送与TLB控制单元。（可用软件实现）

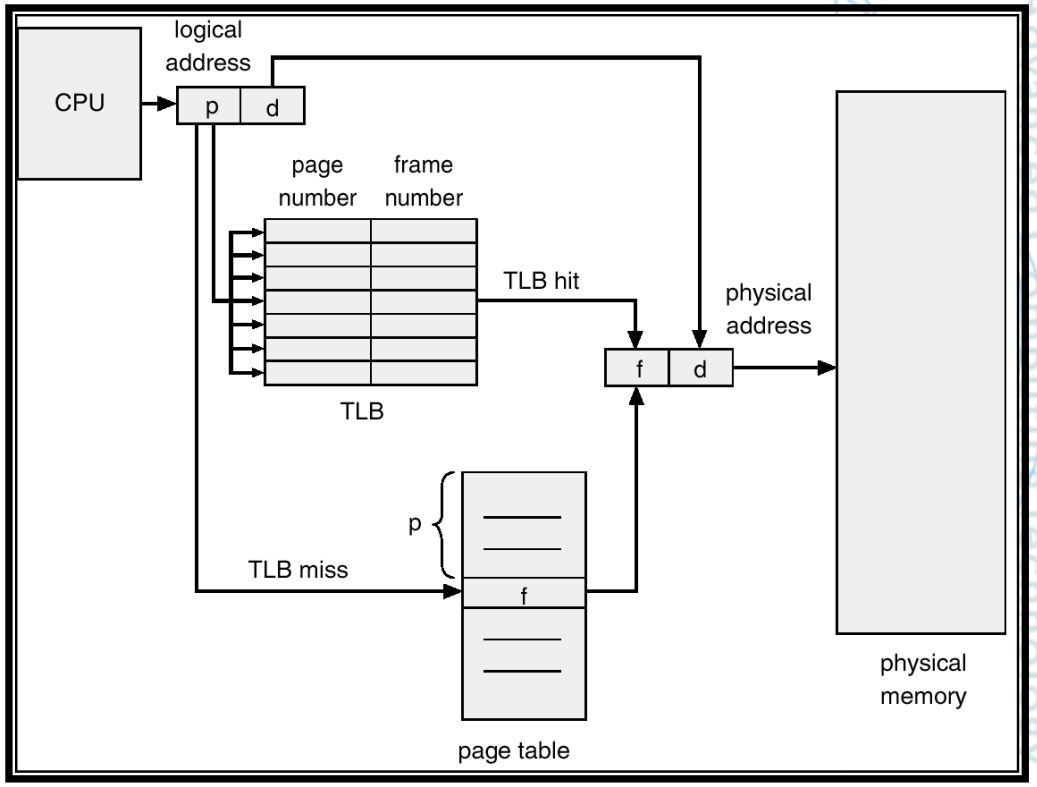
MMU的工作过程

- MMU得到VA后先在TLB内查找，若没找到匹配的PTE条目就到外部页表查询，并置换进TLB；
- 根据PTE条目中对访问权限的限定，检查该条VA指令是否符合，若不符合则不继续，并产生异常；
- 符合后根据VA的地址分段查询页表，若该地址已映射到内存中（根据PTE的标识），保持offset不变，组合出物理地址，发送出去。
- 若该地址尚为映射到内存中，则产生page fault异常。

由于TLB的主导作用，一些OS教科书不区分MMU和TLB。

快表（TLB）

- TLB（Translation Lookaside ）Buffer
- 专门针对页表项的高速缓存



快表(TLB)

- 快表又称联想存储器 (Associative Memory)、TLB (Translation Lookaside Buffer) 转换表查找缓冲区，IBM最早采用TLB。
- 快表是一种特殊的高速缓冲存储器（Cache），内容是页表中的一部分或全部内容。
- CPU 产生逻辑地址的页号，首先在快表中寻找，若命中就找出其对应的物理块；若未命中，再到页表中找其对应的物理块，并将之复制到快表。若快表中内容满，则按某种算法淘汰某些页。
- 通常，TLB中的条目数并不多，在64~1024之间。

快表示例

Valid	Virtual page	Modified	Protection	Page frame
1	140	1	RW	31
1	20	0	R X	38
1	130	1	RW	29
1	129	1	RW	62
1	19	0	R X	50
1	21	0	R X	45
1	860	1	RW	14
1	861	1	RW	75

快表（TLB）

TLB的性质和使用方法与Cache相同：

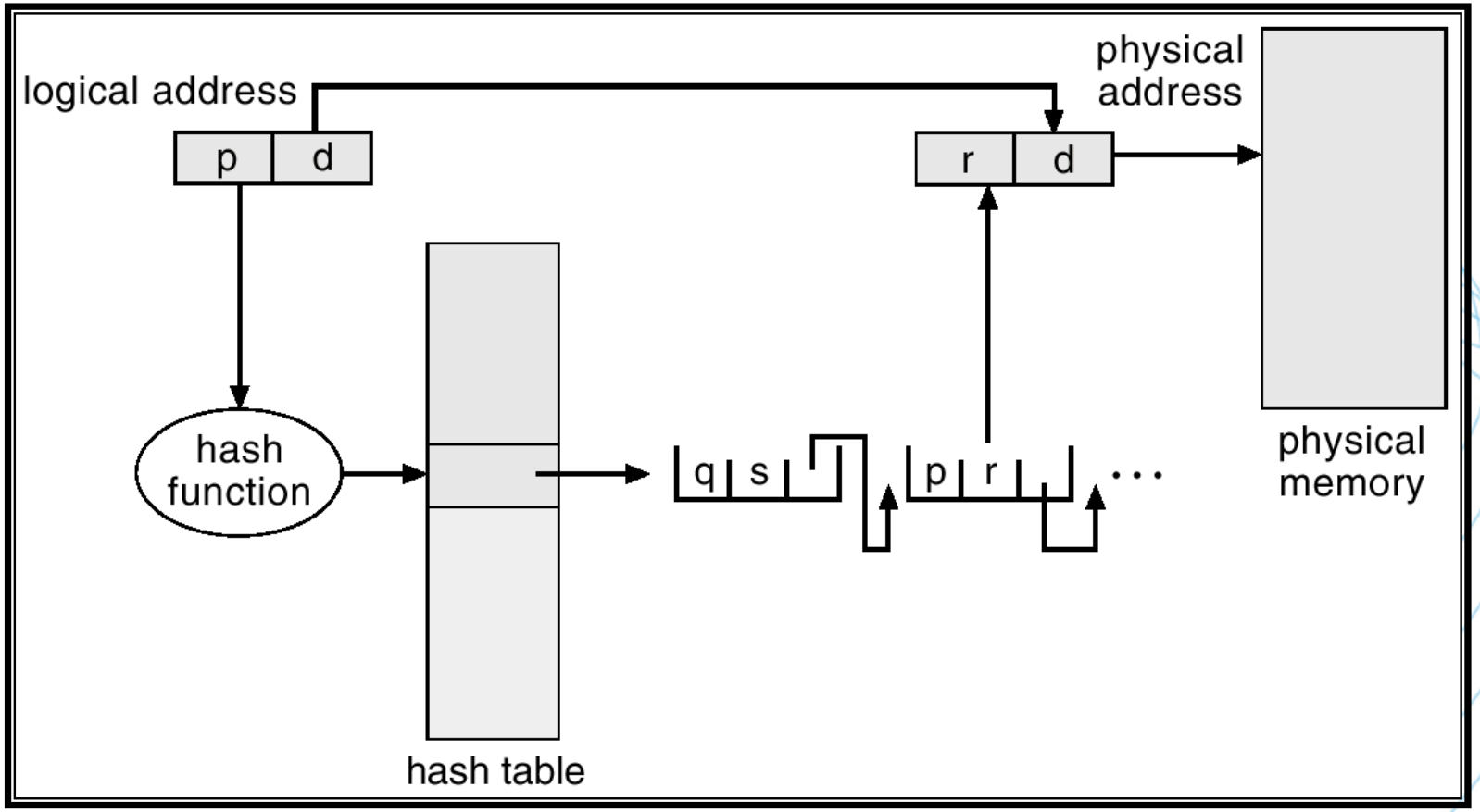
- TLB只包括也表中的一小部分条目。当CPU产生逻辑地址后，其页号提交给TLB。如果页码不在TLB中（称为TLB失效），那么就需要访问页表。将页号和帧号增加到TLB中。
- 如果TLB中的条目已满，那么操作系统会选择一个来替换。替换策略有很多，从最近最少使用替换（LRU）到随机替换等。
- 另外，有的TLB允许有些条目固定下来。通常内核代码的条目是固定下来的。

快表（TLB）

TLB的其它特性

- 有的TLB在每个TLB条目中还保存地址空间标识码（address-space identifier，ASID）。ASID可用来唯一标识进程，并为进程提供地址空间保护。当TLB试图解析虚拟页号时，它确保当前运行进程的ASID与虚拟页相关的ASID相匹配。如果不匹配，那么就作为TLB失效。
- 除了提供地址空间保护外，ASID允许TLB同时包含多个进程的条目。如果TLB不支持独立的ASID，每次选择一个页表时（例如，上下文切换时），TLB就必须被冲刷（flushed）或删除，以确保下一个进程不会使用错误的地址转换。

哈希页表（Hashed Page Table）

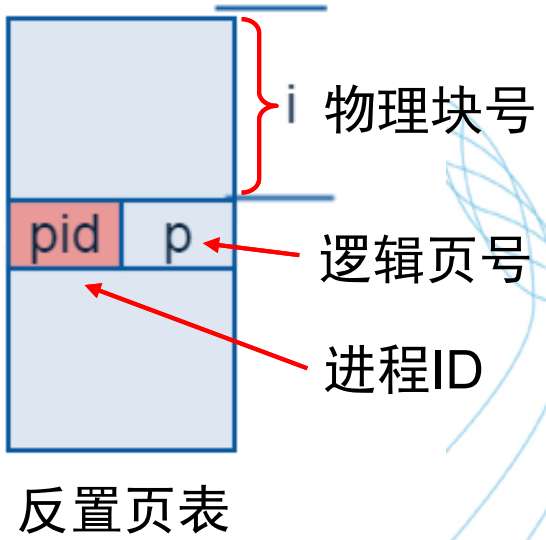


反置页表(Inverted page table)

- 一般意义上，每个进程都有一个相关页表。该进程所使用的每个页都在页表中有一项。这种页的表示方式比较自然，这是因为进程是通过页的虚拟地址来引用页的。操作系统必须将这种引用转换成物理内存地址。
- 这种方法的缺点之一是每个页表可能有很多项。这些表可能消耗大量物理内存，却仅用来跟踪物理内存是如何使用的。如每个使用32位逻辑地址的进程其页表长度均为4MB。
- 为了解决这个问题，可以使用反向页表（inverted pagetable）。

反置页表(Inverted page table)

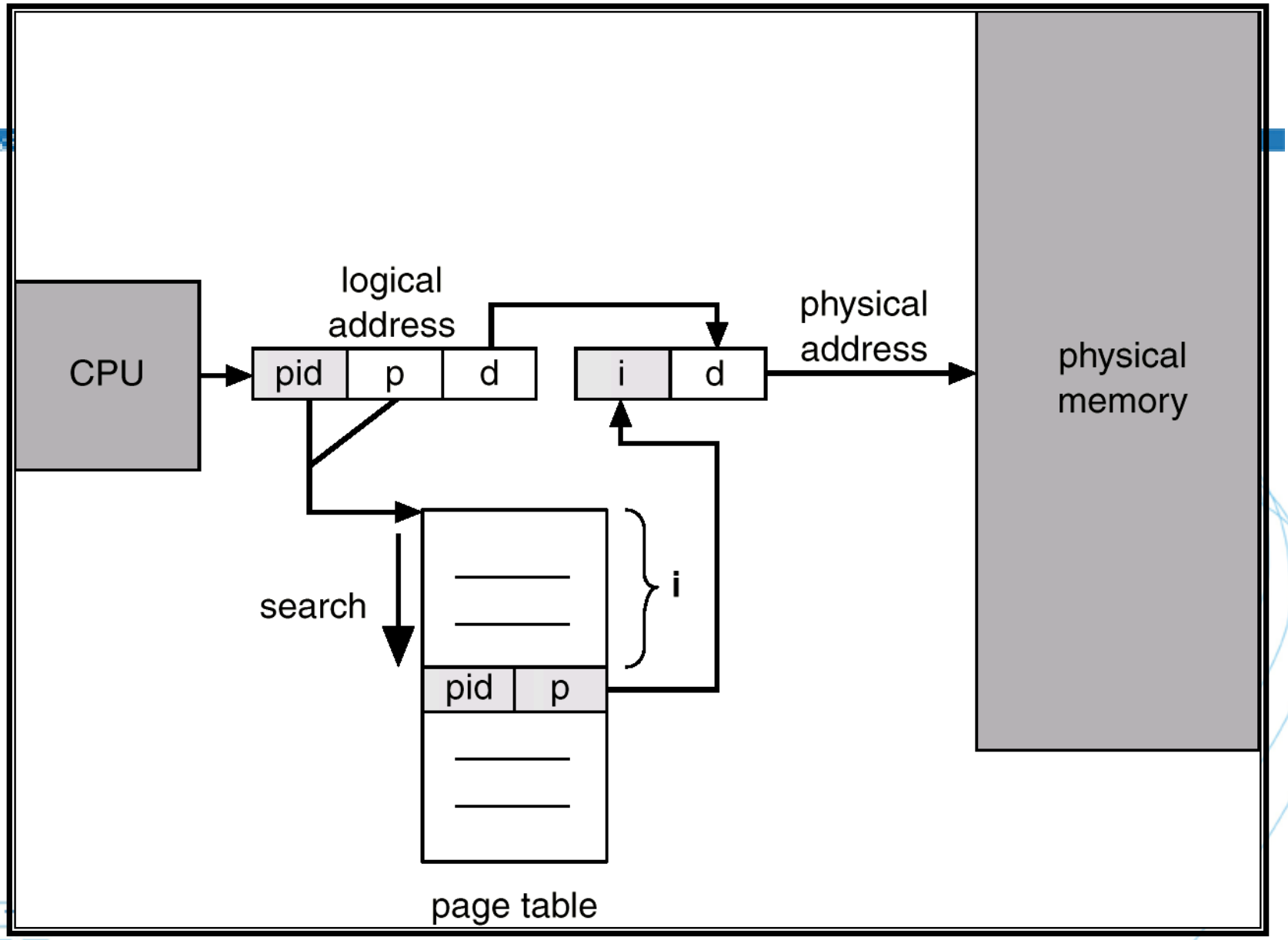
- 反置页表不是依据进程的逻辑页号来组织，而是依据该进程在内存中的物理页面号来组织（即：按物理页面号排列），其表项的内容是逻辑页号 P 及隶属进程标志符 pid 。
- 反置页表的大小只与物理内存的大小相关，与逻辑空间大小和进程数无关。如: 64M主存,若页面大小为 4K,则反向页表只需 64KB。
- 如64位的PowerPC, UltraSparc等处理器。



反置页表

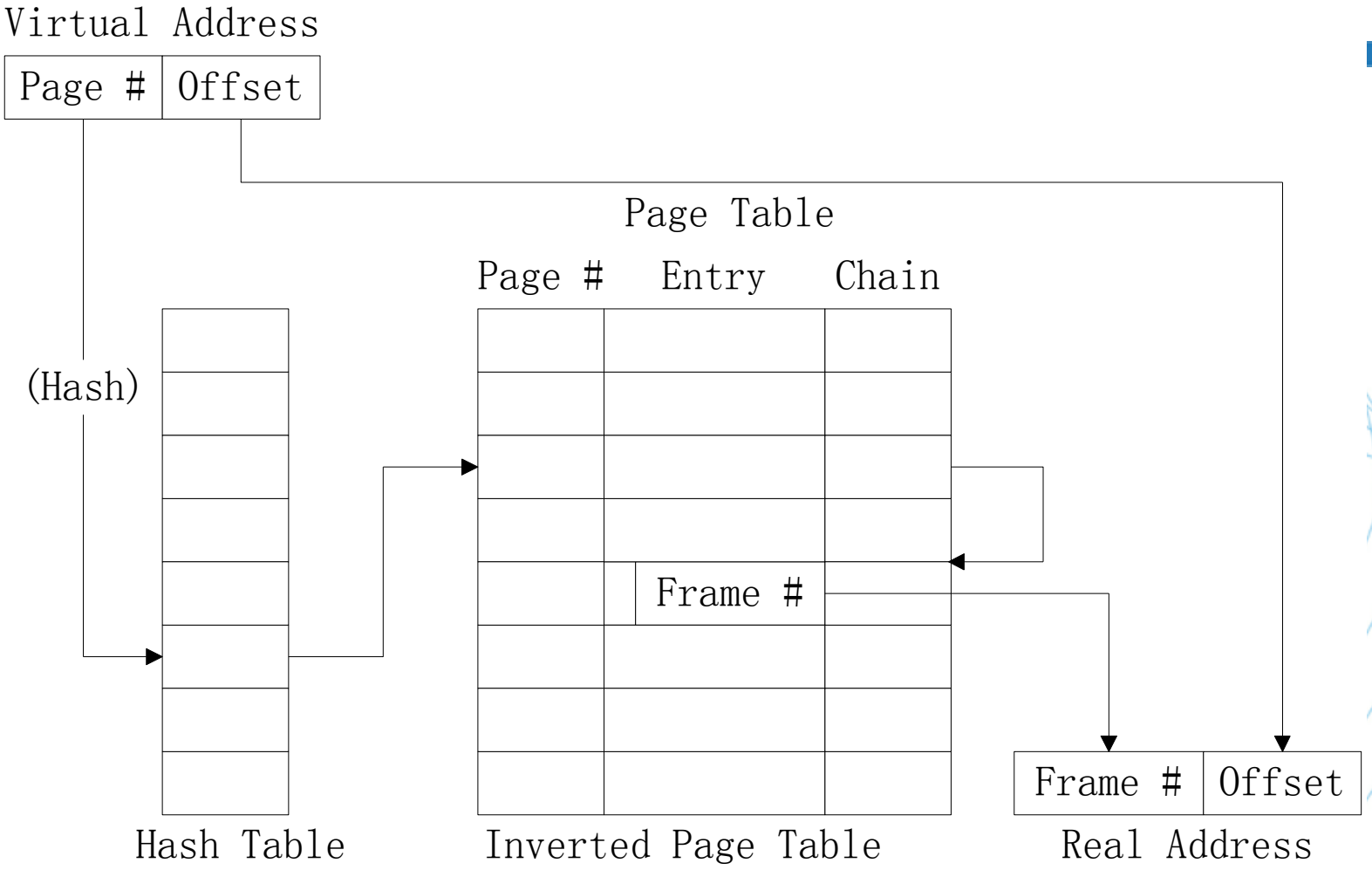
利用反置页表进行地址变换：

- 用进程标志符和页号去检索反置页表。
- 如果检索完整个页表未找到与之匹配的页表项，表明此页此时尚未调入内存，对于具有请求调页功能的存储器系统产生请求调页中断，若无此功能则表示地址出错。
- 如果检索到与之匹配的表项，则表项的序号 i 便是该页的物理块号，将该块号与页内地址一起构成物理地址。



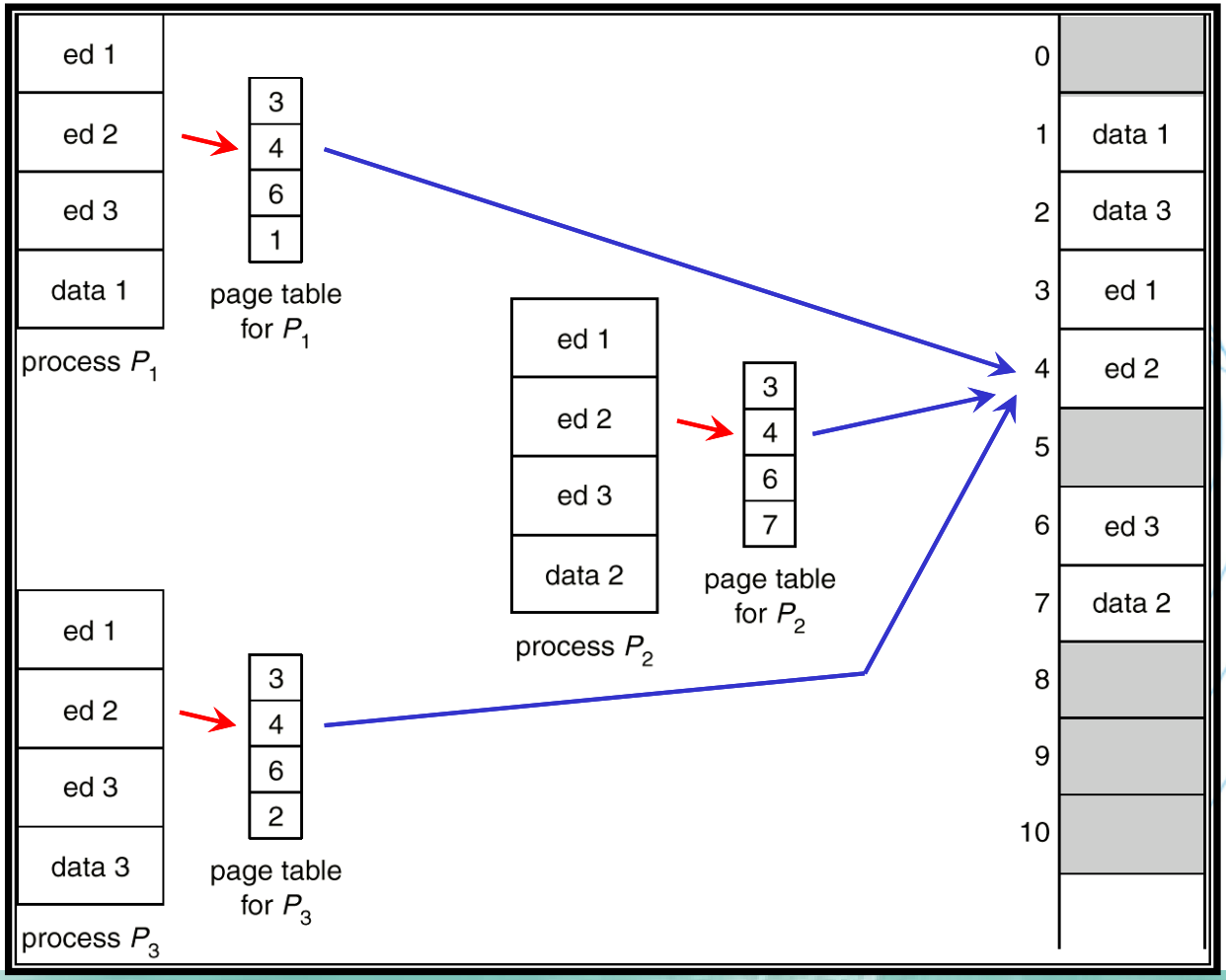
反置页表(Inverted page table)

- 反向页表按照物理地址排序，而查找依据虚拟地址，所以可能需要查找整个表来寻找匹配。
- 可以使用 哈希页表 限制页表条目或加入 TLB 来改善。
- 通过哈希表(hash table)查找可由逻辑页号得到物理页面号。虚拟地址中的逻辑页号通过哈希表指向反置页表中的表项链头（因为哈希表可能指向多个表项），得到物理页面号。
- 采用反向页表的系统很难共享内存，因为每个物理帧只对应一个虚拟页条目。



页共享与保护

- 各进程把需要共享的数据/程序的相应页指向相同物理块。



页共享与保护

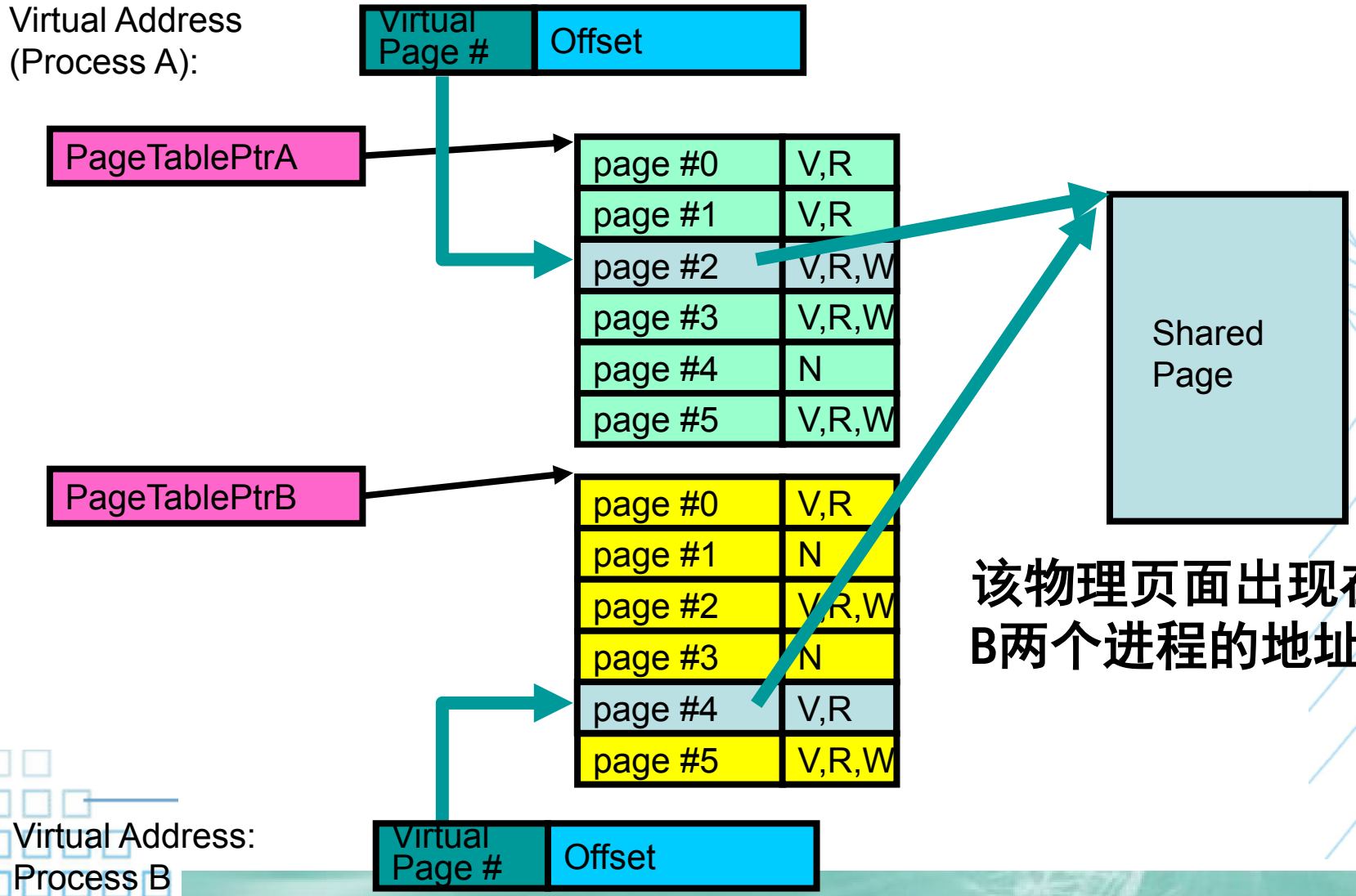
页的保护

- 页式存储管理系统提供了两种方式：
  - 地址越界保护
  - 在页表中设置保护位（定义操作权限：只读，读写，执行等）

共享带来的问题

- 若共享数据与不共享数据划在同一块中，则：
  - 有些不共享的数据也被共享，不易保密。
- 实现数据共享的最好方法：分段存储管理。

页共享



关于实验

- gxemul单步调试
  - gxemul -M 64 -E testmips -v -V gxemul/vmlinux

- 善用make
  - make test

```
…
test:
        /OSLAB/gxemul -E testmips -M 64 -v $(vmlinux_elf)

include include.mk
```

```
GXemul> unassemble
<_start>
0000000080010000: 40806000      mtc0    zr,status
0000000080010004: 00000000      nop
0000000080010008: 40809000      mtc0    zr,watchlo
000000008001000c: 00000000      nop
0000000080010010: 40809800      mtc0    zr,watchhi
0000000080010014: 00000000      nop
0000000080010018: 40088000      mfc0    t0,config
000000008001001c: 2401fff8      addiu   at,zr,-8
0000000080010020: 01014024      and     t0,t0,at
0000000080010024: 35080002      ori     t0,t0,0x0002
0000000080010028: 40888000      mtc0    t0,config
000000008001002c: 3c1d8040      lui     sp,0x8040
0000000080010030: 0c004014      jal     0x0000000080010050      <main>
0000000080010034: 27bd0000      addiu   sp,sp,0
<loop>
0000000080010038: 0800400e      j       0x0000000080010038      <loop>
…
GXemul> print sp
0xffffffffa0007f00
GXemul> step
```

对比boot/start.S