第五章 虚拟存储器

5.1 虚拟存储器的基本概念

5.1.1 虚拟存储器的引入

1. 常规存储器管理方式的特征

(1)一次性（指全部装入）。

(2) 驻留性（指驻留在内存不换出）。

2. 局部性原理

- 时间局部性：如循环执行
- 空间局部性：如顺序执行。

3. 虚拟存储器

- 具有请求调入功能和置换功能，能从逻辑上对内存容量进行扩充的一种存储系统。
- 实质：以时间换空间，但时间牺牲不大。

5.1.2 虚拟存储器的实现方式

❖ 需要动态重定位

一、请求分页系统

* 以页为单位转换
* 需硬件：
  （1）请求分页的页表机制
  （2）缺页中断
  （3）地址变换机构
* 需实现请求分页机制的软件（置换软件等）

二、请求分段系统

* 以段为单位转换：
  （1）请求分段的段表结构
  （2）缺段中断
  （3）地址变换机构
* 需实现请求分段机制的软件（置换软件等）

5.1.3 虚存特征

1. 离散性：部分装入

（若连续则不可能提供虚存），无法支持大作业小内存运行

2. 多次性：局部装入，多次装入。
3. 对换性.
4. 虚拟性.

5.2 请求分页存储管理方式

5.2.1 请求分页中的硬件支持

1. 页表机制

页号	物理块号	状态位P	访问字段A	修改位M	外存地址

2. 缺页中断机构

缺页中断机构：可在指令执行期间产生，转入缺页中断处理程序。

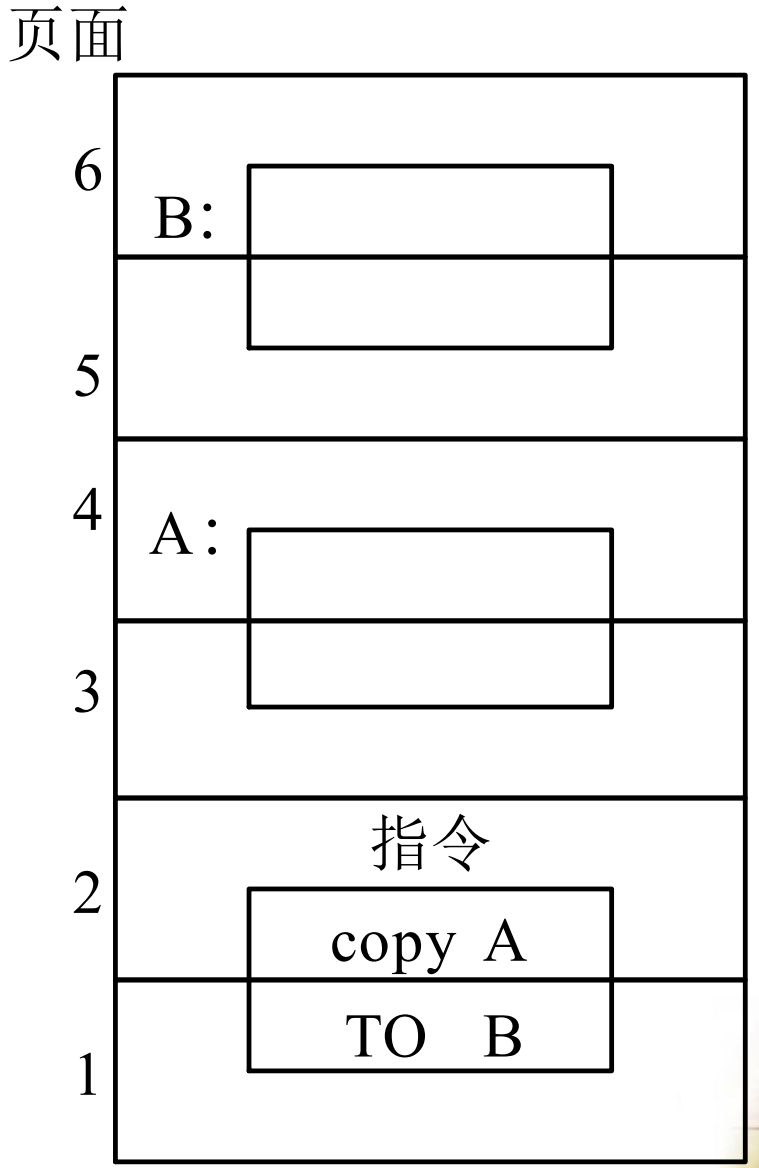


图 4-23 涉及6次缺页中断的指令

3. 地址变换机构

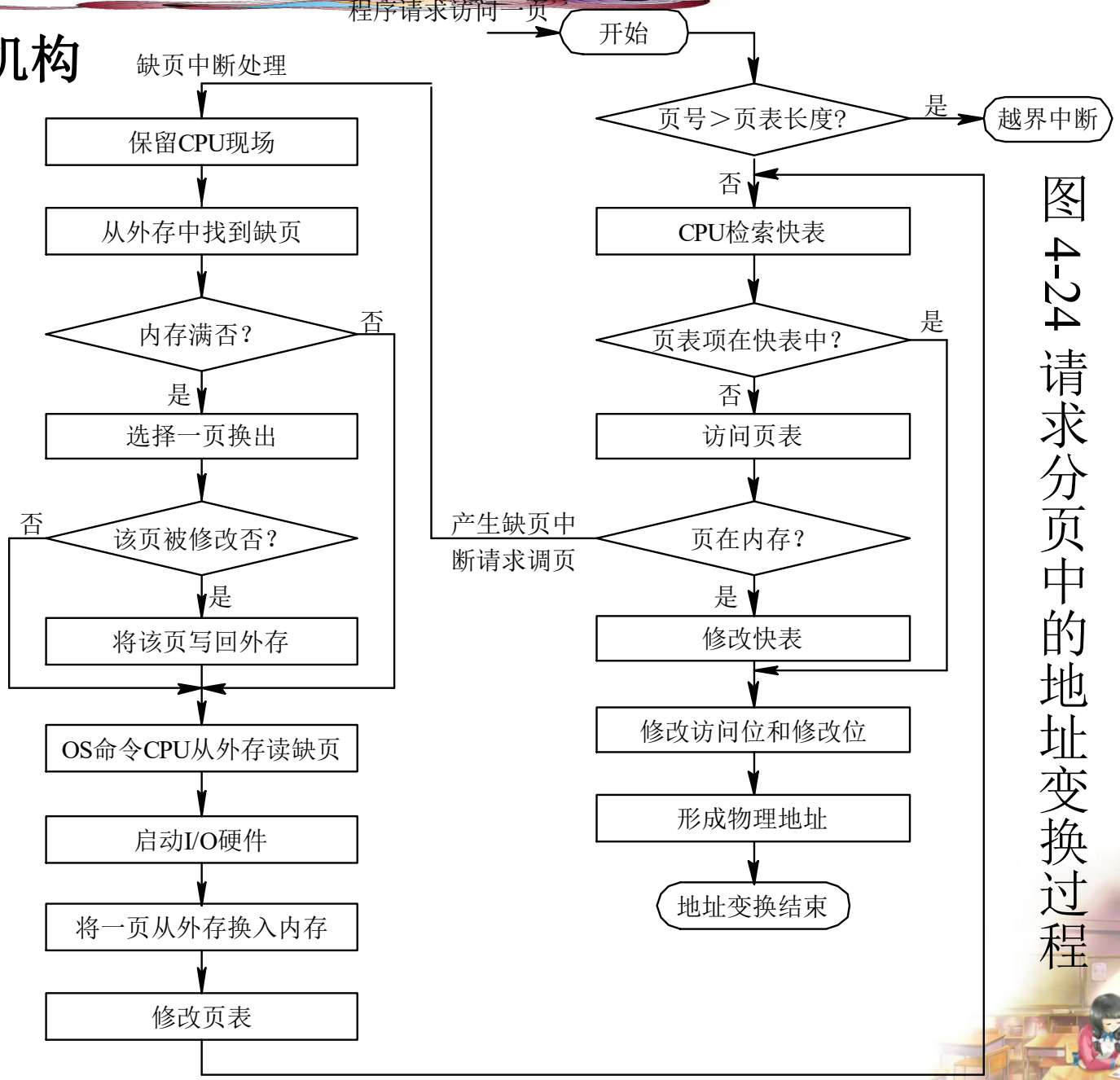


图 4-24 请求分页中的地址变换过程

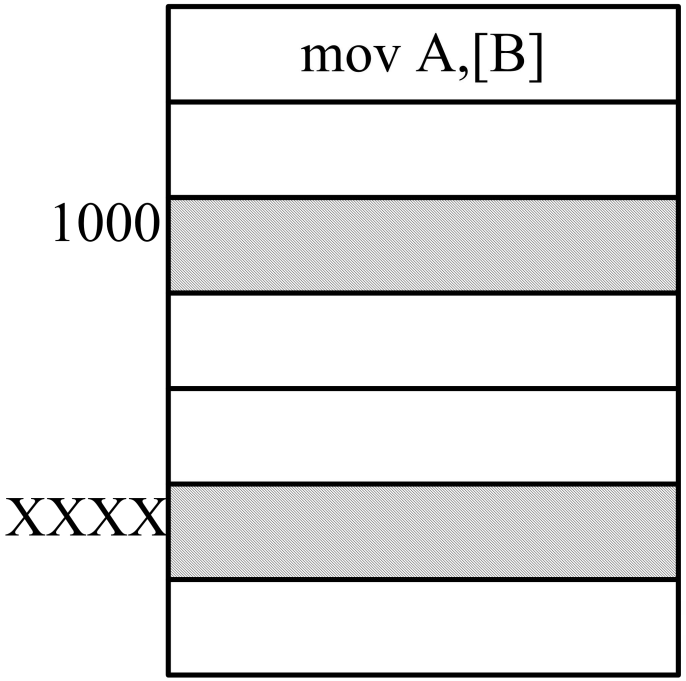
5.2.2 内存分配策略和分配算法

一、最小物理块数

不同的作业要求不同。

如：允许间接寻址：则至少要求3个物理块。

Mov A, [B]



二、页面分配和置换策略。

1. 固定分配局部置换。
   - 缺点：难以确定固定分配的页数.
     （少：置换率高； 多：浪费）
2. 可变分配全局置换
3. 可变分配局部置换
   - 根据进程的缺页率进行物理块数调整，进程之间相互不会影响。

三、分配算法

1．平均分配算法

2．按进程大小比例分配算法：

$$s = \sum_{i=1}^{n} s_i \qquad b_i = \frac{s_i}{s} \times m$$

3．考虑优先权分配算法

5.2.3 页面调入策略

1. 调入时机：
   - 预调：（根据空间局部性）
   - 目前：成功率≤50%
   - 请求调入：较费系统开销
   - 各有优劣
2. 从何处调页：
   - 对换区：全部从对换区调入所需页面，　　快
   - 文件区：修改过的页面换出到对换区，　　稍慢
   - UNIX方式：未运行过的页面，都应从文件区调入。曾经运行过但又被换出的页面，从对换区调入。对共享页，应判断其是否在内存区。
3. 页面调入过程

5.3 页面置换算法

5.3.1 最佳置换算法和先进先出置换算法

1. 最佳(Optimal)置换算法

最佳置换算法是由Belady于1966年提出的一种理论上的算法。 其所选择的被淘汰页面，将是以后永不使用的，或许是在最长(未来)时间内不再被访问的页面。

假定系统为某进程分配了三个物理块， 并考虑有以下的页面号引用串：

7，0，1，2，0，3，0，4，2，3，0，3，2，1，2，0，1，7，0，1

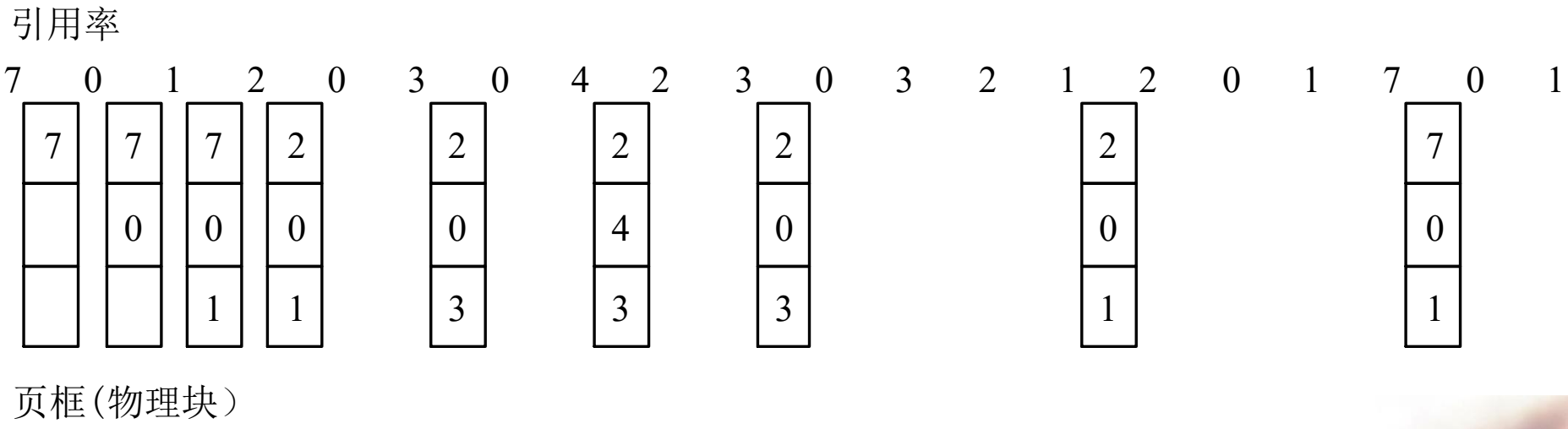


图 4-25 利用最佳页面置换算法时的置换图

2. 先进先出(FIFO)页面置换算法

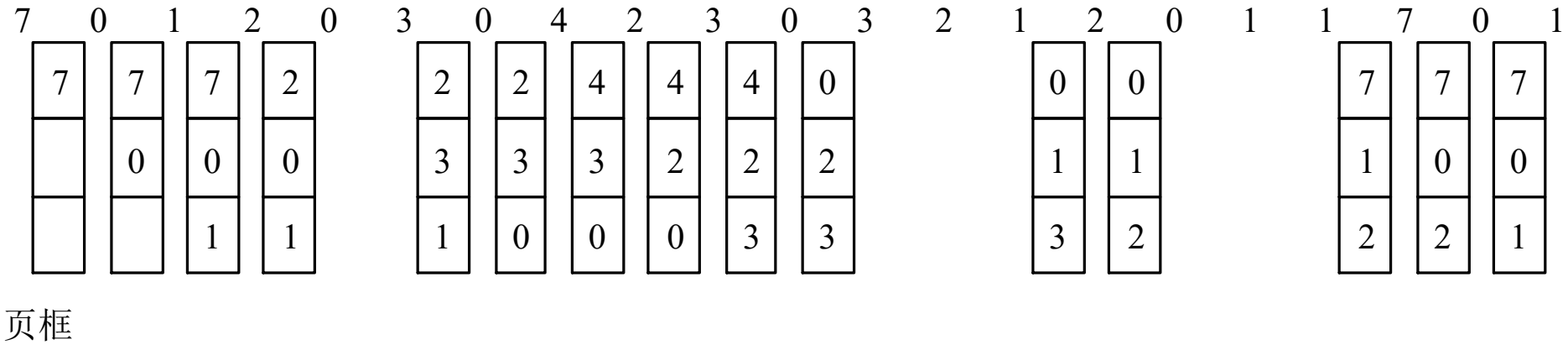


图 4-26 利用FIFO置换算法时的置换图

5.3.2 最近最久未使用(LRU)置换算法

1. LRU(Least Recently Used)置换算法的描述

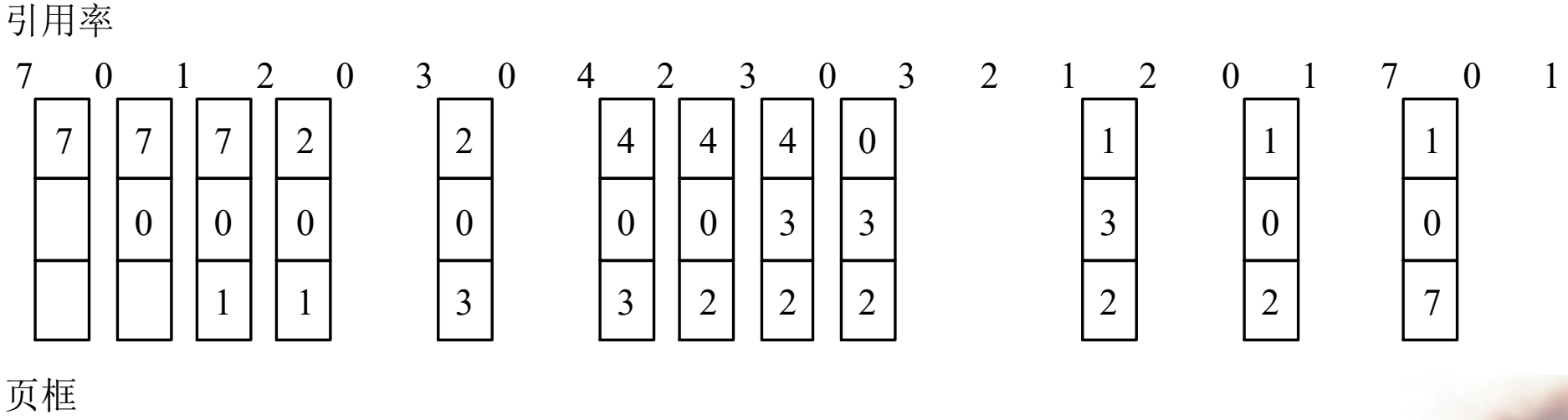


图 4-27 LRU页面置换算法

2. LRU置换算法的硬件支持

1）寄存器

为了记录某进程在内存中各页的使用情况，须为每个在内存中的页面配置一个移位寄存器，可表示为

$$R=R_{n-1}R_{n-2}R_{n-3}\ \ldots\ R_2R_1R_0$$

实页 \ R	R_7	R_6	R_5	R_4	R_3	R_2	R_1	R_0
1	0	1	0	1	0	0	1	0
2	1	0	1	0	1	1	0	0
3	0	0	0	0	0	1	0	0
4	0	1	1	0	1	0	1	1
5	1	1	0	1	0	1	1	0
6	0	0	1	0	1	0	1	1
7	0	0	0	0	0	1	1	1
8	0	1	1	0	1	1	0	1

图 4-28 某进程具有8个页面时的LRU访问情况

2）栈

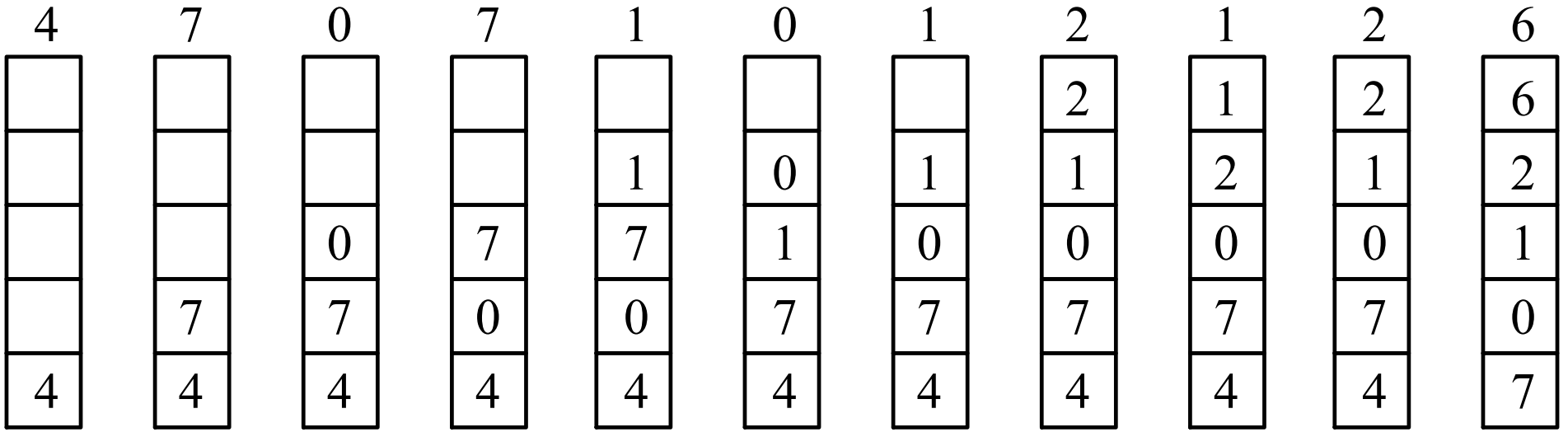
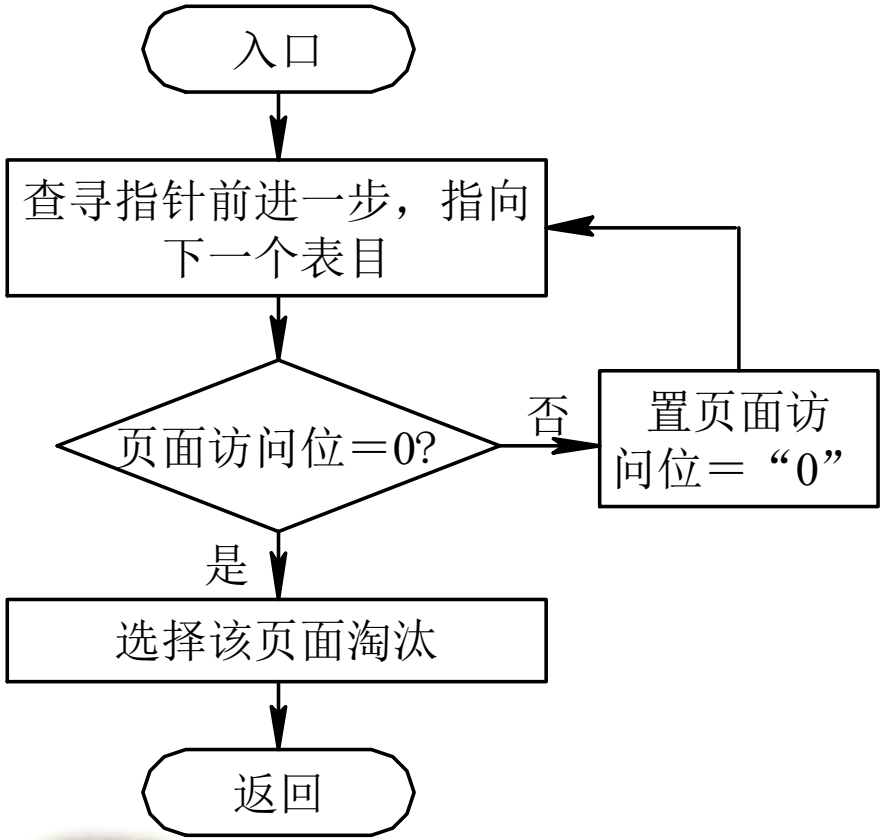


图 4-29 用栈保存当前使用页面时栈的变化情况

5.3.3 Clock置换算法

1. 简单的Clock置换算法



块号	页号	访问位	指针
0			
1			
2	4	0	
3			
4	2	1	
5			
6	5	0	
7	1	1	

替换指针

图 4-30 简单Clock置换算法的流程和示例

2. 改进型Clock置换算法

由访问位A和修改位M可以组合成下面四种类型的页面：

1类(A=0, M=0)：表示该页最近既未被访问， 又未被修改， 是最佳淘汰页。

2类(A=0, M=1)： 表示该页最近未被访问， 但已被修改，并不是很好的淘汰页。

3类(A=1, M=0)： 最近已被访问， 但未被修改， 该页有可能再被访问。

4类(A=1, M=1)：最近已被访问且被修改， 该页可能再被访问。

其执行过程可分成以下三步：

（1）从指针所指示的当前位置开始， 扫描循环队列，寻找A=0且M=0的第一类页面， 将所遇到的第一个页面作为所选中的淘汰页。 在第一次扫描期间不改变访问位A。

（2）如果第一步失败，即查找一周后未遇到第一类页面，则开始第二轮扫描，寻找A=0且M=1的第二类页面，将所遇到的第一个这类页面作为淘汰页。在第二轮扫描期间，将所有扫描过的页面的访问位都置0。

（3）如果第二步也失败，亦即未找到第二类页面，则将指针返回到开始的位置，并将所有的访问位复0。 然后重复第一步，如果仍失败，必要时再重复第二步，此时就一定能找到被淘汰的页。

5.3.4 请求分页系统的性能分析

请求分页系统是目前最常用的一种存储方式，但运行中产生的缺页情况会影响速度和系统性能，而缺页率的高低往往与进程所占用的物理块数有关。因此本节分析缺页率对系统性能的影响，以及应为每个进程所分配的物理块数目。

1. 缺页率与有效访问时间

有效访问时间=(1-p)*t+p*f

其中：p为缺页率，t为内存访问时间，f为缺页中断时间

说明：

❖现代计算机系统，内存访问时间在10ns到数百ns之间。（以100ns为例计算）

❖缺页中断时间包括三部分：（1）缺页中断服务时间；（2）将缺页读入的时间；（3）进程重新执行时间。由于CPU时间很快，所以（1）（3）可以不超过1ms；（2）则包括寻道时间、旋转时间和数据传送时间，大体需要24ms。代入上式得：

有效访问时间=（1-p）*0.1(μs)+p*25000(μs)

=0.1+24999.9*p

如果缺页率p=0.001（即在1000次的页面访问中，仅发生一次缺页）

则有效访问时间约为25μs，与无缺页相比，速度降低至1/250。

- 如果希望在缺页时有效访问时间延长不超过10%，则有

$$0.11>0.1+24999.9*p$$

则 $p<0.01/24999.9=0.0000004$

结论：有效访问时间直接比例于缺页率，改善请求分页系统的性能，需要保持非常低的缺页率，同时提高I/O的速度。

2. 抖动——是这样一种系统状态，即系统花在页面替换上的时间远远大于执行进程的时间。

抖动产生的原因：由于分配给进程的页面数大小少于进程所需要的最低页面数，导致出现接连不断的缺页中断，引起抖动。

CPU利用率与多道程序度的关系：多道程序度指在内存中并发执行的程序数目。两者关系如下：在低度情况下，CPU利用率呈线性变化关系。随着度的上升，CPU利用率也逐渐上升，最终上升到一个最大值，若在这种情况下，进一步增加度，则系统发生抖动，且CPU利用率将迅速恶化。

结论：系统可以利用CPU利用率与多道程序度进行比较的方法检测抖动，一旦发生抖动，可以通过减少多道程序度的方法来消除。

例：考虑一个请求分页系统，它采用全局置换策略和平均分配内存块的算法（即若有m个内存块和n个进程，则每个进程分得m/n个内存块）。如果该系统测得如下CPU和对换盘利用率，请问能否用增加多道程序度数来增加CPU的利用率？为什么？

（1）CPU利用率为13%，盘利用率为97%；

（2）CPU利用率为87%，盘利用率为13%；

（3）CPU利用率为13%，盘利用率为3%；

答：

（1）此时发生抖动现象。增加多道程序度会进一步增加缺页率，使系统性能进一步恶化，所以不能用增加多道程序度数来增加CPU的利用率。

（2）CPU利用率已经相当高，盘利用率相当低，即进程的缺页率很低，此时应适当增加多道程序度数来增加CPU的利用率。

（3） CPU利用率相当低，盘利用率也相当低，表示内存中可运行的程序数不足，此时应增加多道程序度数来增加CPU的利用率。

5.4 请求分段存储管理方式

5.4.1 请求分段中的硬件支持

1. 段表机制

段名	段长	段的基址	存取方式	访问字段A	修改位M	存在位P	增补位	外存始址

在段表项中， 除了段名(号)、 段长、 段在内存中的起始地址外， 还增加了以下诸项：

(1) 存取方式。

(2) 访问字段A。

(3) 修改位M。

(4) 存在位P。

(5) 增补位。

(6) 外存始址。

2. 缺段中断机构

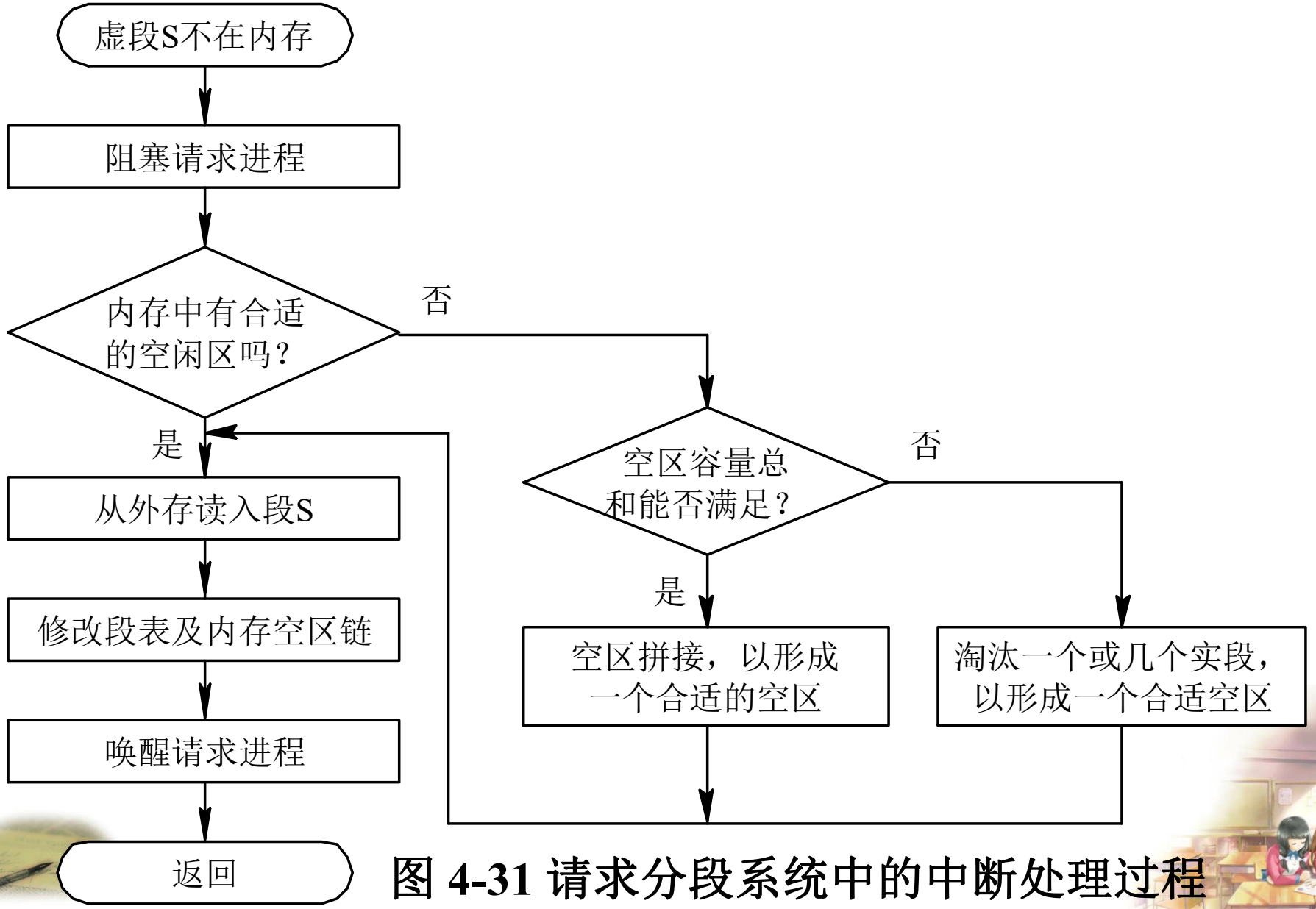


图 4-31 请求分段系统中的中断处理过程

3. 地址变换机构

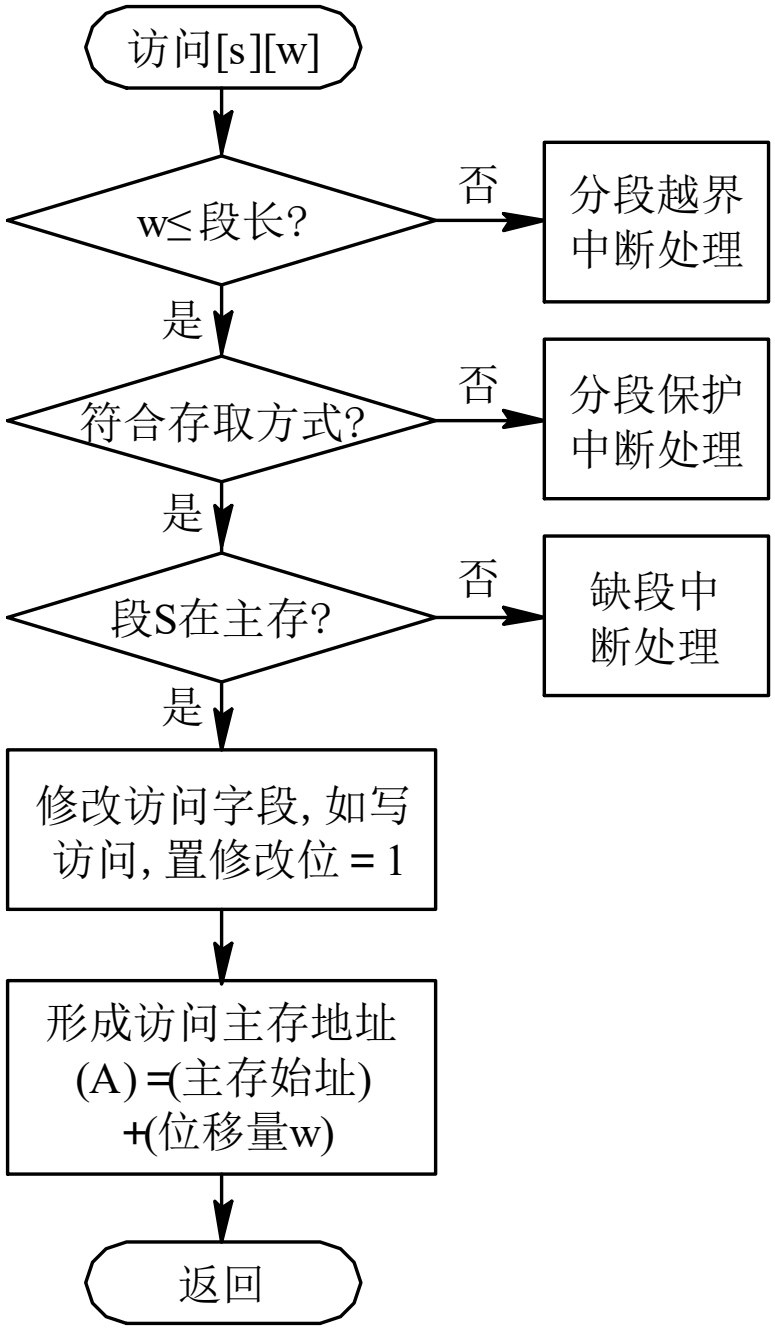


图 4-32 请求分段系统的地址变换过程

5.4.2 分段的共享与保护

1. 共享段表

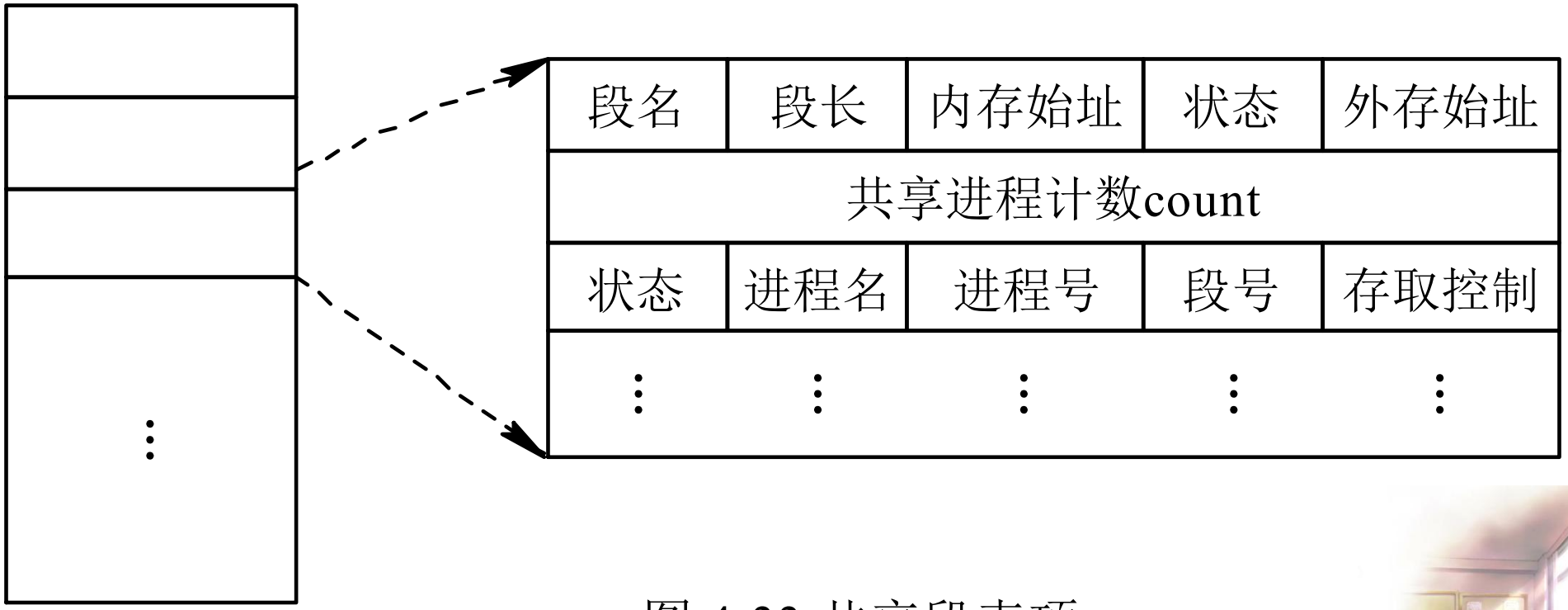


图 4-33 共享段表项

2. 共享段的分配与回收

1）共享段的分配

在为共享段分配内存时，对第一个请求使用该共享段的进程，由系统为该共享段分配一物理区，再把共享段调入该区，同时将该区的始址填入请求进程的段表的相应项中，还须在共享段表中增加一表项，填写有关数据，把count置为1；之后，当又有其它进程需要调用该共享段时，由于该共享段已被调入内存，故此时无须再为该段分配内存，而只需在调用进程的段表中，增加一表项，填写该共享段的物理地址；在共享段的段表中，填上调用进程的进程名、存取控制等，再执行count：=count+1操作，以表明有两个进程共享该段。

2）共享段的回收

当共享此段的某进程不再需要该段时，应将该段释放，包括撤在该进程段表中共享段所对应的表项，以及执行count：= count-1操作。若结果为0，则须由系统回收该共享段的物理内存，以及取消在共享段表中该段所对应的表项， 表明此时已没有进程使用该段；否则(减1结果不为0)， 则只是取消调用者进程在共享段表中的有关记录。

3. 分段保护

1）越界检查

2）存取控制检查

※只读　※只执行　※读/写

3）环保护机构

※一个程序可以访问驻留在相同环或较低特权环中的数据。

※一个程序可以调用驻留在相同环或较高特权环中的服务。

典型问题分析：

1。设作业A的页面映象表如下图所示：　（一页=1KB）

页号	块号	中断位	访问位	修改位	辅存地址
0	8	1	1	1	1000
1	5	1	0	0	3000
2	7	1	1	0	5000
3		0	0	0	8000

问：①指出页表中中断位、访问位、修改位、辅存地址的含义？

② 当执行到1000单元的指令“LOAD 1，1800”时，系统是怎样进行地址变换（即1800在主存的哪个单元中）

③ 当执行到1500单元指令（LOAD 1，3600）时，会发生什么现象？

（1）中断位：也称状态位，表示该页是否已调入内存；

访问位：记录本页在一段时间内被访问次数；

修改位：表示该页调入内存后是否修改过；

辅存地址：指出该页在辅存上的地址。

（2）设页号为P，页内地址为d，逻辑地址为A，页面大小为L，则：

P=INT[A/L]　　d=[A] mod L

当执行到１０００单元的指令“ＬＯＡＤ１，１８００”时，系统地址变换如下：

L=1024B，A=1800，

则P=INT[1800/1024]=1，d=[1800] mod 1024=776

故A=1800→（1，776）

查页表第1页在第5块，所以物理地址为：5896

(3) 当执行到１５００单元指令（ＬＯＡＤ　１，３６００）时，系统地址变换如下：

L=1024B，A=3600，

则P=INT[3600/1024]=3，d=[3600] mod 1024=528

故A=3600→（3，528）

查页表第3页未调入内存，所以产生缺页中断，从辅存8000位置将该页调入。

2.有一个二维数组：

```
Var  A:ARRAY[1..100,1..100] OF integer;
```

按先行后列的次序存储。对一采用LRU置换算法的页式虚拟存储器系统，假设每页可存放200个整数。若分配给一个进程的内存块数为3，其中一块用来装入程序和变量i、j，另外两块专门用来存放数组（不作它用），且程序段已在内存，但数据页尚未装入内存。请分别就下列程序计算执行过程中的缺页次数。

程序1

```
FOR i:=1 TO 100 DO
 FOR j:=1 TO 100 DO
    A[i,j]:=0;
```

程序2

```
FOR j:=1 TO 100 DO
 FOR i:=1 TO 100 DO
    A[i,j]:=0;
```

2.答：对程序1，首次缺页中断（访问A[0,0]时产生）将装入数组的第1、2行共200个整数，由于程序是按行对数组进行访问，只有在处理完200个整数后才会再次产生缺页中断；以后每调入一页，也能处理200个整数，因此处理100*100个整数共将发生50次缺页。

对程序2，首次缺页中断同样将装入数组的第1、2行共200个整数，但由于程序是按列队数组进行访问，因此在处理完2个整数后又会再次产生缺页中断；以后每调入一页，也只能处理2个整数，因此，处理100*100个整数共将产生5000次调页。

3.现有一请求调页系统，页表保存在寄存器中，若有一个被替换的页未被修改，则处理一个缺页中断需要8ms，若被替换页修改过，则处理一个缺页中断需要20ms。内存存取时间为1μs，访问页表时间可忽略不计。假定70%被替换的页被修改过，为保证有效存取时间不超过2 μs，可接受最大的缺页率是多少？

3.答：用p表示缺页率，则有效时间不超过2 μs可表示为：

(1-p)*1 μs+p*(0.7*20ms+0.3*8ms+1 μs)<=2 μs

p<=1/16400=0.00006

即可接受的最大缺页率为0.00006。

本章作业：

1.存储器的用户空间共有32个页面，每页1K，主存16K。假定某时刻.某虚拟系统为用户的第0、1、2、3页分配的物理块号为5、10、4、7。而该用户作业的长度为6页，试将十六进制的虚拟地址0A5C、103C、1A5C转换成物理地址。

2.假如一个程序的段表如下，其中存在位为1表示段在内存，对于下面指令，在执行时会产生什么样的结果。

段号	存在位	内存始址	段长	存取控制
0	0	500	100	W
1	1	1000	30	R
2	1	3000	200	E
3	1	8000	80	R
4	0	5000	40	R

(1)STORE R1,[0,70]　　(2)STORE R1,[1,20]

(3)LOAD R1,[3,20]　　(4)LOAD R1,[3,100]

(5)JMP [2,100]