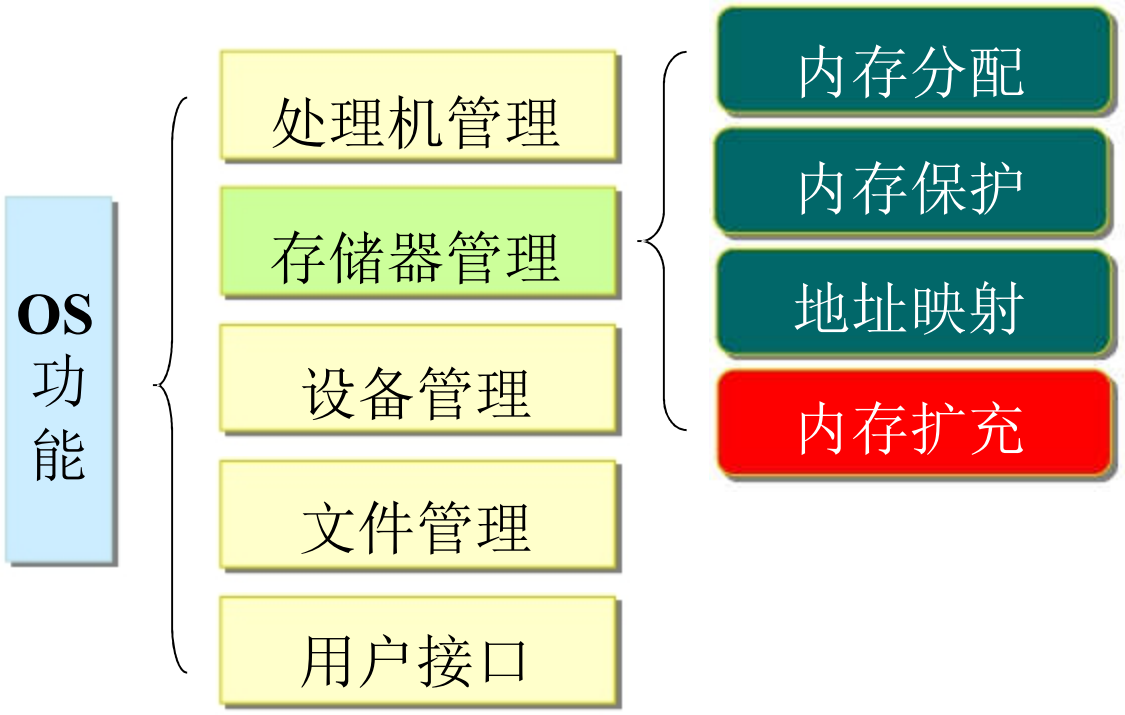
本章内容所处位置

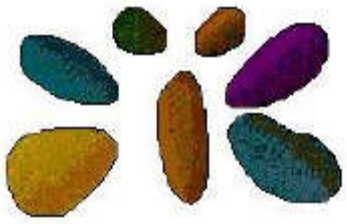


本章主要内容

- **5.1** 虚拟存储器概述
- **5.2** 请求分页存储管理方式
- **5.3** 页面置换算法
- **5.4** 抖动与工作集
- **5.5** 请求分段存储管理方式

5.1 虚拟存储器概述

- **5.1.1** 常规存储管理方式的特征和局部性原理
- **5.1.2** 虚拟存储器的定义和特征
- **5.1.3** 虚拟存储器的实现方法



5.1.1 常规存储管理方式的特征和局部性原理

❖ 1、常规存储器管理方式的特征

1> 一次性

要求作业全部装入内存才能运行

2> 驻留性

作业装入内存后便一直驻留内存，直至运行结束

❖ 2、局部性原理（虚拟存储器的理论基石）

Denning P指出：程序在执行时将呈现出局部性规律，即在一较短的时间内，程序的执行仅局限于某个部分；相应地，它所访问的存储空间也局限于某个区域。

1> 时间局限性：循环执行造成

2> 空间局限性：顺序执行造成

5.1.2 虚拟存储器的定义与特征

❖ 1、虚拟存储器的定义

虚拟存储器是指具有请求调入功能和置换功能能从逻辑上对内存容量扩充的一种存储系统。

虚拟存储器的逻辑容量由内存容量和外存容量之和决定，其运行速度接近于内存速度，成本接近于外存。

实质：以时间换空间，但时间牺牲不大。

5.1.2 虚拟存储器的定义与特征

❖ 2、虚拟存储器的特征

多次性 (虚拟存储器最重要的特征)

一个作业被分成多次调入内存运行

对换性

允许在作业的运行过程中进行换进、换出

虚拟性

能够从逻辑上扩充内存容量，使用户所看到的内存容量远大于实际内存容量。

5.1.3 虚拟存储器的实现方法

虚拟存储器的实现都是建立在离散分配的存储管理方式基础上的，主要有如下两种实现方式：

❖ 1> 请求分页系统

（1）定义：请求分页系统是在纯分页系统基础上，增加了请求调页功能和页面置换功能所形成的页式虚拟存储系统。

（2）基本原理：请求分页系统允许程序只装入少数页面便可启动运行，以后，再通过调页功能及页面置换功能，陆续地把即将要运行的页面调入内存，同时把暂不运行的页面换出到外存上。置换时以页面为单位。

（3）软硬件要求：

硬件要求：页表机制；缺页中断机构；地址变换机构。

软件要求：页面请调、置换软件等

5.1.3 虚拟存储器的实现方法

❖ 2> 请求分段系统

（1）定义：请求分段系统是在纯分段系统基础上，增加了请求调段功能和段的置换功能所形成的段式虚拟存储系统。

（2）基本原理：请求分段系统允许程序只装入少数段便可启动运行，以后，再通过调段功能及段的置换功能，陆续地把即将要运行的段调入内存，同时把暂不运行的段换出到外存上。置换时以段为单位进行。

（3）软硬件要求：

硬件要求：段表机制；缺段中断机构；地址变换机构。

软件要求：段的请调、置换软件等

5.1.2 虚拟存储器的定义与特征

虚拟存储器概念：

1、理论基石

2、目标

3、特征

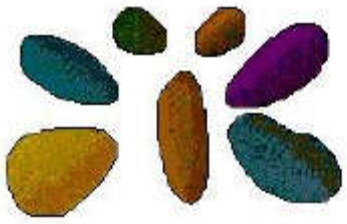
4、实现手段：请求调页，页面置换

本章主要内容

- **5.1** 虚拟存储器概述
- **5.2** 请求分页存储管理方式
- **5.3** 页面置换算法
- **5.4** 抖动与工作集
- **5.5** 请求分段存储管理方式

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
- **5.2.2** 内存分配策略和分配算法
- **5.2.3** 调页策略



5.2.1 请求分页中的硬件支持

❖ 1、页表机制

为了能提供请求调页和页面置换功能，相对于纯分页系统，请求分页系统的页表数据结构增加了四个字段：

页号	物理块号	状态位P	访问字段A	修改位M	外存地址

状态位**P** — 用于指示该页是否已调入内存

访问字段**A** —用于记录本页在一段时间内被访问的次数，或记录本页在最近多长时间未被访问

修改位**M** —该页在调入内存后是否被修改过

外存地址— 该页在外存上的地址，通常是物理块号

5.2.1 请求分页中的硬件支持

❖ 2、缺页中断机构

缺页中断

在请求分页系统中，每当所要访问的页面不在内存时，便产生一缺页中断，请求**OS**将所缺页面调入内存。

缺页中断的特点（缺页中断和一般中断的区别）

1> 缺页中断在指令执行期间产生和处理，而一般中断要等到一条指令执行完才处理。

2> 一条指令在执行期间，可能产生多次缺页中断，系统中的硬件机构应能保存多次中断时的状态，并保证最后能返回到中断前产生缺页中断的指令处继续执行。

5.2.1 请求分页中的硬件支持

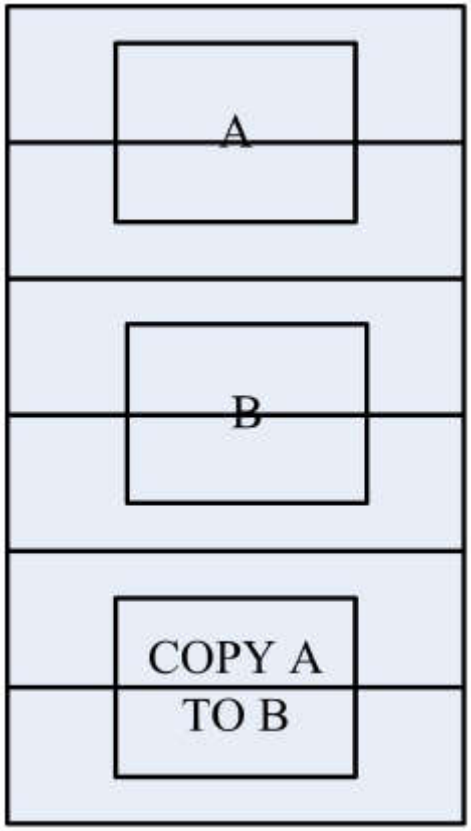
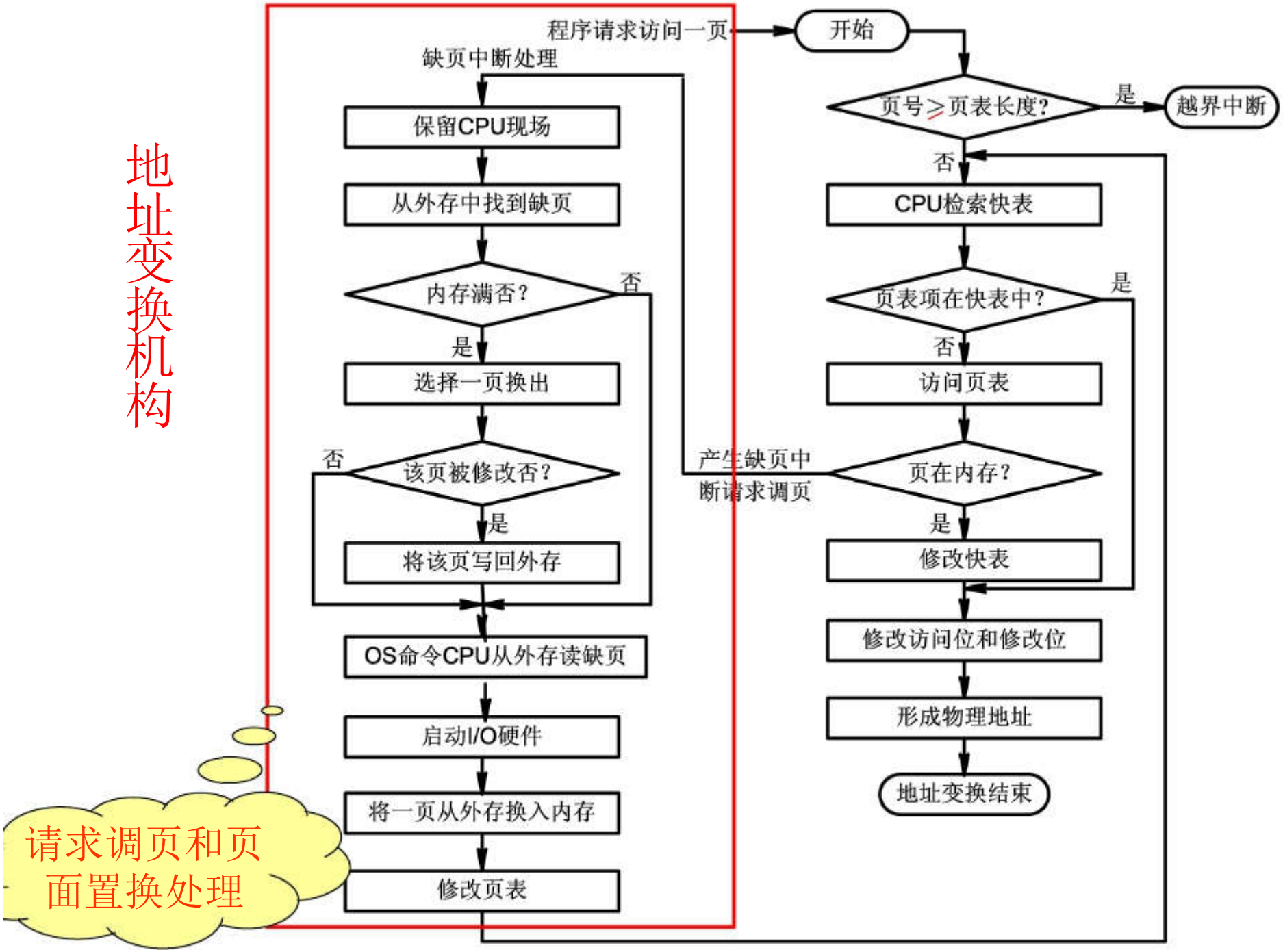


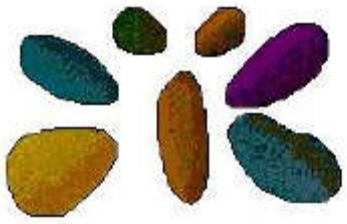
图**5-1** 涉及**6**次缺页中断的指令示例

地址变换机构


程序请求访问一页
开始
缺页中断处理
保留CPU现场
从外存中找到缺页
内存满否？
否
是
选择一页换出
否
该页被修改否？
是
将该页写回外存
OS命令CPU从外存读缺页
启动I/O硬件
将一页从外存换入内存
修改页表
产生缺页中断请求调页
页号≥页表长度？
是
越界中断
否
CPU检索快表
页表项在快表中？
是
否
访问页表
页在内存？
是
修改快表
修改访问位和修改位
形成物理地址
地址变换结束
请求调页和页面置换处理

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
- **5.2.2** 内存分配策略和分配算法
- **5.2.3** 调页策略



5.2.2 内存分配策略和分配算法

❖ 1、最小物理块数确定

最小物理块数是指能保证进程正常运行所需的最少物理块数，当系统为进程分配的物理块数少于此值时，进程将无法运行。

进程应获得的最少物理块数与计算机的硬件结构有关，取决于指令的格式、功能和寻址方式。

直接寻址方式，最少需**2**个物理块

指令、数据至少各需**1**个物理块

例：**MOV AX, [1234H]**

间接寻址方式，最少需**3**个物理块

例：**MOV AX, [BX]**

5.2.2 内存分配策略和分配算法

❖ 2、物理块分配策略

分配策略

1> 固定分配策略：分配给进程的物理块数是固定的，并在最初装入时（即进程创建时）确定块数。当进程执行过程中出现缺页时，只能从分给该进程的物理块中进行页面置换。

2> 可变分配策略：允许分给进程的物理块数随进程的活动而改变。如果一个进程在运行过程中持续缺页率太高，这就表明该进程的局部化行为不好，需要给它分配另外的物理块，以减少它的缺页率。如果一个进程的缺页率特别低，就可以减少分配的物理块，但不要显著增加缺页率。

5.2.2 内存分配策略和分配算法

置换策略

1> 局部置换策略：每个进程只能从分给它的一组物理块中选择置换块。

2> 全局置换策略：允许一个进程从全体物理块（包括分配给别的进程的块）的集合中选取置换块，尽管该块当前已分给其他进程，但还是能强行剥夺。

常用分配与置换组合策略

1> 固定分配局部置换策略

缺点：难以确定固定分配的物理块数(太少：置换率高；太多：浪费)

2> 可变分配全局置换策略

3> 可变分配局部置换策略

根据进程的缺页率对所分配的物理块数调整，进程之间相互不会影响。

5.2.2 内存分配策略和分配算法

❖ 3、物理块分配算法

1> 平均分配算法

算法思想：将系统中所有可供分配的物理块，平均分配给各个进程。

2> 按比例分配算法

算法思想：根据进程的大小按比例分配物理块。

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

其中：S 为各进程总页面数；b_i 为每个进程应分得的物理块数，b_i 应为整数且大于最小物理块数；m为可用的总物理块数。

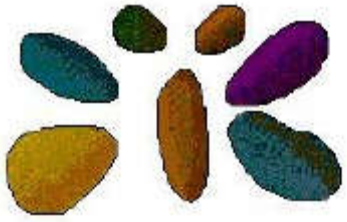
5.2.2 内存分配策略和分配算法

3> 考虑优先权的分配算法

算法思想：对重要的、紧迫的进程为它分配较多的内存空间。通常采取的方法是把内存中可供分配的所有物理块分成两部分：一部分按比例分配给各进程；另一部分则根据各进程的优先权，适当地增加其相应份额后，分配给各进程。

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
- **5.2.2** 内存分配策略和分配算法
- **5.2.3** 调页策略



5.2.3 调页策略

❖ 1、调入页面的时机

1> 预调页策略

基本思想：将那些预计在不久之后便会被访问的页面预先调入内存。

缺点：成功率约**50%**，适于进程首次调入时使用

2> 请求调页策略

基本思想：根据需要将需要访问的缺页由**OS**将其调入内存。

缺点：每次仅调入一页，系统开销大

注：目前的虚拟存储系统大多采用此种策略。

5.2.3 调页策略

❖ 2、确定从何处调入页面

对换区：采用连续分配方式，速度快，一般修改过、运行过的页面被换出时应放入对换区，需要时再从对换区换入。

文件区：采用离散分配方式，速度稍慢，如果对换区空间不够用，则将不会被修改的页面、未运行过的页面放在文件区。

对共享页面，应判断其是否在内存区，如在则无需调入。

❖ 3、页面调入过程

缺页中断 + 页面置换

5.2.3 调页策略

❖ 4、缺页率

缺页率：

$$f = \frac{F}{A}$$

其中： **F** 为缺页次数，**A** 为页面总访问数

缺页中断处理时间：

$$t = \beta \times t_a + (1-\beta) \times t_b$$

其中： β 为缺页时被置换出的页面的修改概率，其缺页中断处理时间为 t_a；t_b为缺页时被置换出的页面的没有修改的中断处理时间

5.2.3 调页策略

缺页率受影响因素

(1) 页面大小

(2) 进程所分配物理块的数目

(3) 页面置换算法

(4) 程序固有特性

本章主要内容

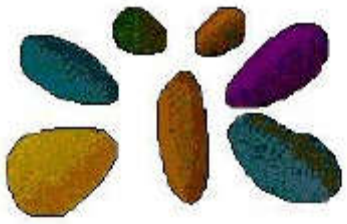
- **5.1** 虚拟存储器概述
- **5.2** 请求分页存储管理方式
- **5.3** 页面置换算法
- **5.4** 抖动与工作集
- **5.5** 请求分段存储管理方式

5.3 页面置换算法

- 目的：减少对换量，提高系统性能
  - **1**、最佳置换算法
  - **2**、先进先出（**FIFO**）置换算法
  - **3**、最近最久未使用（**LRU**）置换算法
  - **4**、最少使用（**LFU**）置换算法
  - **5**、**Clock**置换算法
  - **6**、页面缓冲（**PBA**）置换算法

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
- **5.3.2** 最近最久未使用和最少使用置换算法
- **5.3.3 Clock**置换算法
- **5.3.4** 页面缓冲置换算法
- **5.3.5** 访问内存的有效时间



5.3.1 最佳置换算法和先进先出置换算法

❖ 1、最佳（OPT）置换算法

算法思想

选择以后永不使用的或是在(未来)最长时间内不再被访问的页面作为淘汰页面置换出去。

算法特点

1> 理想化算法，具有最好的性能，可使缺页率最低。

2> 难以确定理想的淘汰页面，因此算法难以实现。

5.3.1 最佳置换算法和先进先出置换算法

- 例：假定系统为某进程分配了三个物理块，进程运行将进行页号引用：**7，0，1，2，0，3，0，4，2，3，0，3，2，1，2，0，1，7，0，1，** 采用最佳置换算法如何置换？

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

缺页次数：**9次(包括前3个)**，缺页率：**9/20=45%**

置换次数：**6次**

5.3.1 最佳置换算法和先进先出置换算法

❖ 2、先进先出（FIFO）置换算法

算法思想

总是淘汰最先进入内存的页面，即选择在内存驻留时间最长的页面予以淘汰 。

算法实现

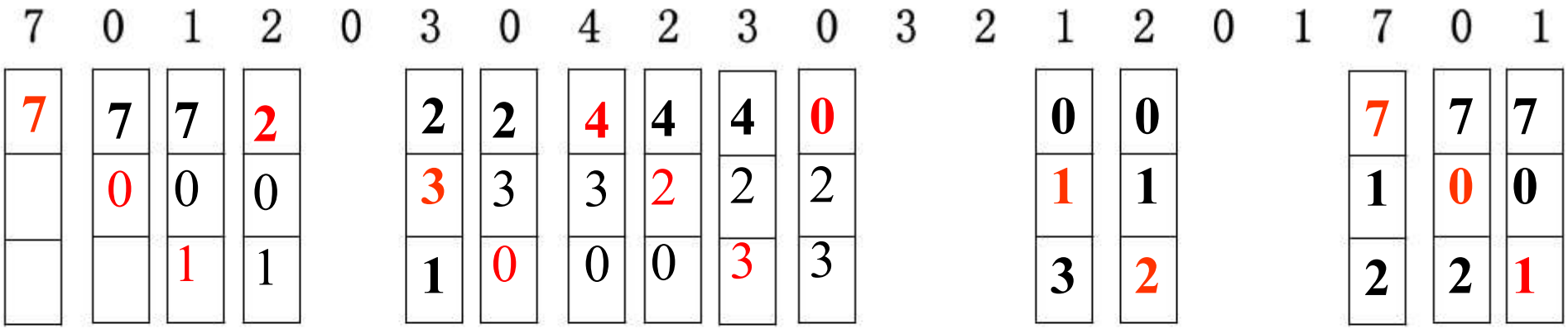
将进程在内存中页面按先后次序链接成一个队列，并设置一个指针，称为替换指针，使它总是指向最老的页面。

算法特点

简单、易实现；貌似公平，实际上不公平，不切实际，有些经常被访问的页面可能先被淘汰，因此性能较差。

是否增加物理块数
就一定减少缺页数？

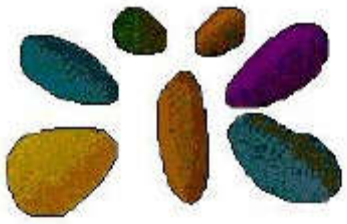
- 例：假定系统为某进程分配了三个物理块，进程运行将进行页号引用：**7，0，1，2，0，3，0，4，2，3，0，3，2，1，2，0，1，7，0，1，** 采用**FIFO**置换算法如何置换？



缺页次数：**15**次(包括前**3**个)，缺页率：**15/20=75%**
置换次数：**12**次

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
- **5.3.2** 最近最久未使用和最少使用置换算法
- **5.3.3 Clock**置换算法
- **5.3.4** 页面缓冲置换算法
- **5.3.5** 访问内存的有效时间



5.3.2 最近最久未使用和最少使用置换算法

❖ 1、最近最久未使用（LRU）置换算法的描述

算法思想

选择最近一段时间最久未使用的页面予以淘汰。

算法实现

采用寄存器或栈记录各页面自上次被访问以来所经历的时间**t**，每淘汰一个页面从中选择**t** 值最大的。

算法特点

考虑了程序设计的局部性原理，有一定合理性，但页面的过去和未来走向无必然联系；需要跟踪记录每一页的使用情况，系统开销较大。

5.3.2 最近最久未使用和最少使用置换算法

- 例：假定系统为某进程分配了三个物理块，进程运行将进行页号引用：**7，0，1，2，0，3，0，4，2，3，0，3，2，1，2，0，1，7，0，1，** 采用**LRU**置换算法如何置换？

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

缺页次数：**12**次(包括前**3**个)，缺页率：**12/20=60%**

置换次数：**9**次

5.3.2 最近最久未使用和最少使用置换算法

LRU置换算法的硬件支持

1> 寄存器

寄存器的表示：为记录某进程各页在最近一段时间内的使用情况，为内存中各页面配置一个移位寄存器，**n**位寄存器可表示为：

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

寄存器的用法：某页面如被访问，则将其寄存器的R_{n-1} (即最高位)置**1**；定时将寄存器右移**1**位；如要置换页面，选择**R**值最小的页面进行淘汰

图　两个页面的8位寄存器移位情况

t0

	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

t1

	R_7	R_6	R_5	R_4	R_3	R_2	R_1	R_0	
1	0	0	1	0	1	0	0	1	0
2	0	1	0	1	0	1	1	0	0

访问页面1

	R_7	R_6	R_5	R_4	R_3	R_2	R_1	R_0
1	1	0	1	0	1	0	0	1
2	0	1	0	1	0	1	1	0

t2

	R_7	R_6	R_5	R_4	R_3	R_2	R_1	R_0	
1	0	1	0	1	0	1	0	0	1
2	0	0	1	0	1	0	1	1	0

图 5-6 某进程具有8个页面时的LRU访问情况

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

最近被访问

页面3的R值最小，应首先被淘汰

5.3.2 最近最久未使用和最少使用置换算法

LRU置换算法的硬件支持（续）

2> 栈

当进程访问某页时，将其移出压入“栈顶”，如要置换页面，将“栈底”页面换出。

即：刚访问的页面置于栈顶；

注意：此处的栈比较特殊，一般的栈是先进后出，队列才是先进先出。

5.3.2 最近最久未使用和最少使用置换算法

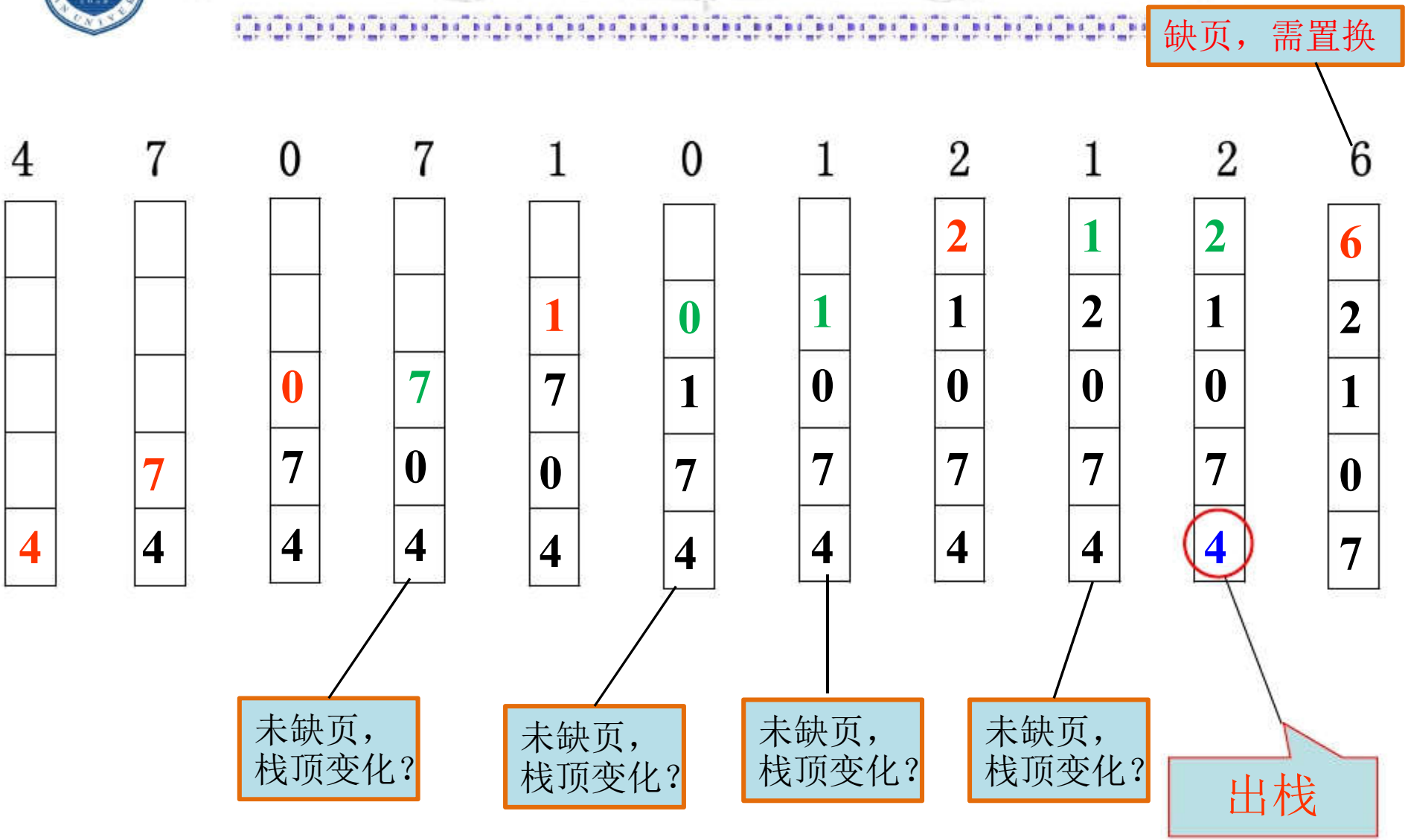


图5-7 用栈保存当前使用页面时栈的变化情况

5.3.2 最近最久未使用和最少使用置换算法

❖ 2、最少使用（LFU）置换算法

算法思想

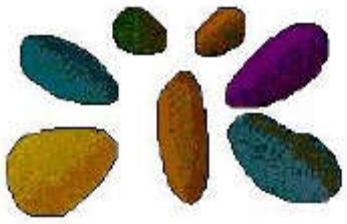
与**LRU**类似，设置一个移位寄存器记录页面访问情况，如要置换页面，选择$\sum R_i$值最小的页面进行淘汰。

算法缺陷

LFU算法并不能真正反映出页面的使用情况，因为在每一时间间隔内，只是用寄存器的一位来记录页的使用情况，因此访问一次和访问**10000**次是等效的。

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
- **5.3.2** 最近最久未使用和最少使用置换算法
- **5.3.3 Clock**置换算法
- **5.3.4** 页面缓冲置换算法
- **5.3.5** 访问内存的有效时间



5.3.3 Clock置换算法

❖ 1、简单型Clock置换算法（最近未用算法NRU）

算法思想

（1） 为每页设置一位访问位，再将内存中所有页面通过链接指针链成一个循环队列。

（2） 当某页被访问时，其访问位被置1，表示该页最近使用过。

（3） 置换算法在选择一页淘汰时，只需循环检查各页的访问位：如果为1，则将该访问位置0，暂不换出；如果为0，则将该页换出，算法终止。

简单型Clock算法每次选择的淘汰页面均是最近未使用的页面，因此该算法也称最近未用算法。

5.3.3 Clock置换算法

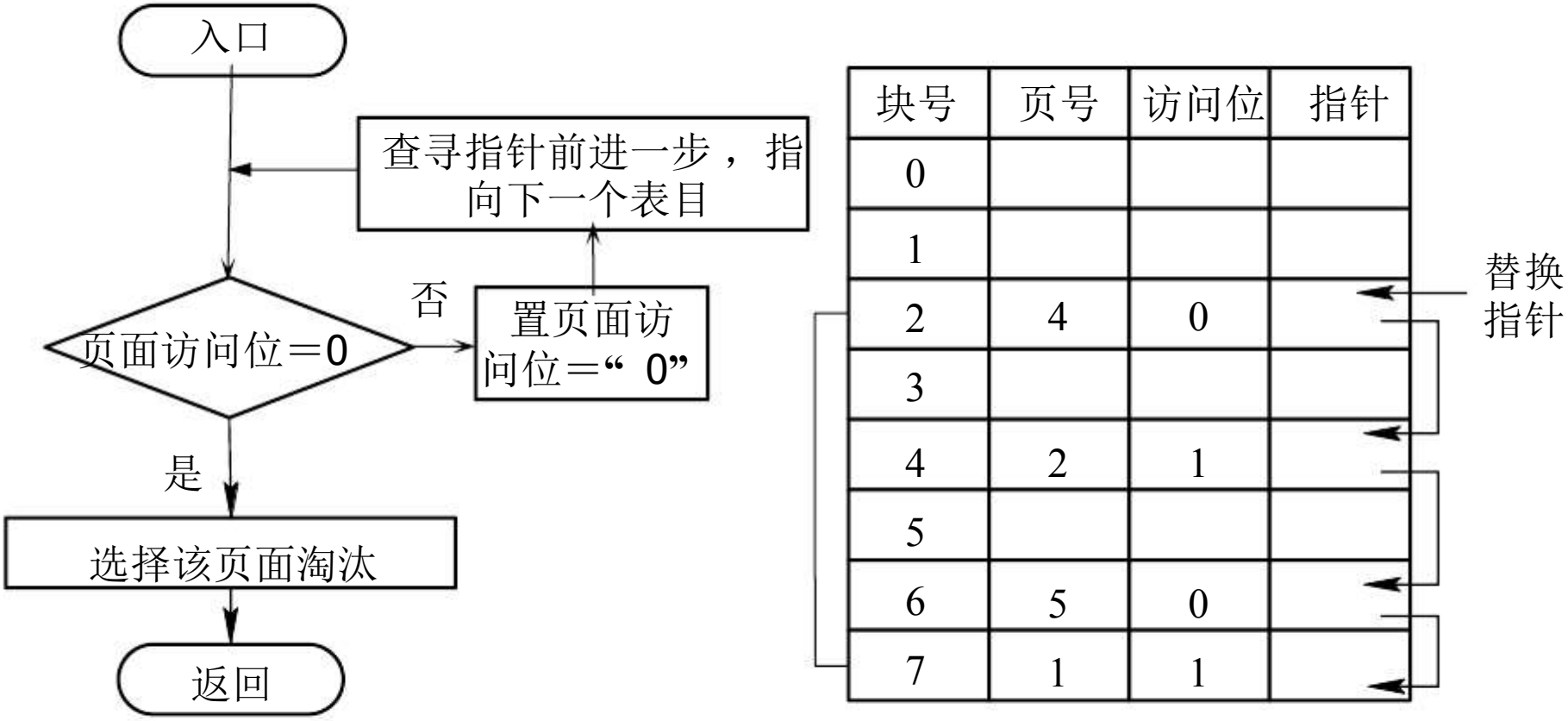


图 **4-31** 简单型**Clock**置换算法的流程和示例

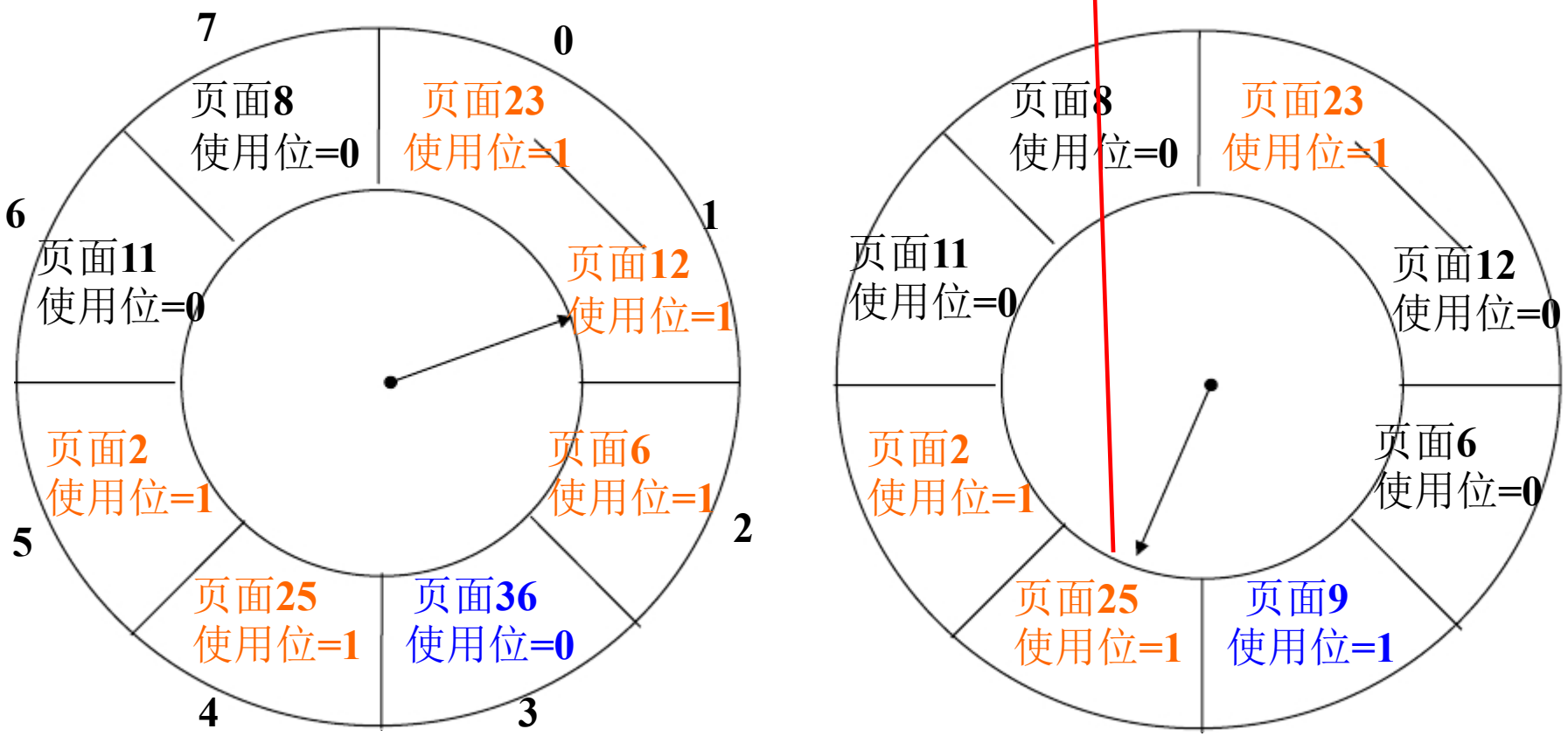


图　简单型Clock置换算法示例

❖ 简单型**Clock**置换算法的指针：
访问页或置换页的下一页

（1）访问页在内存：指针不移动，访问位置1；

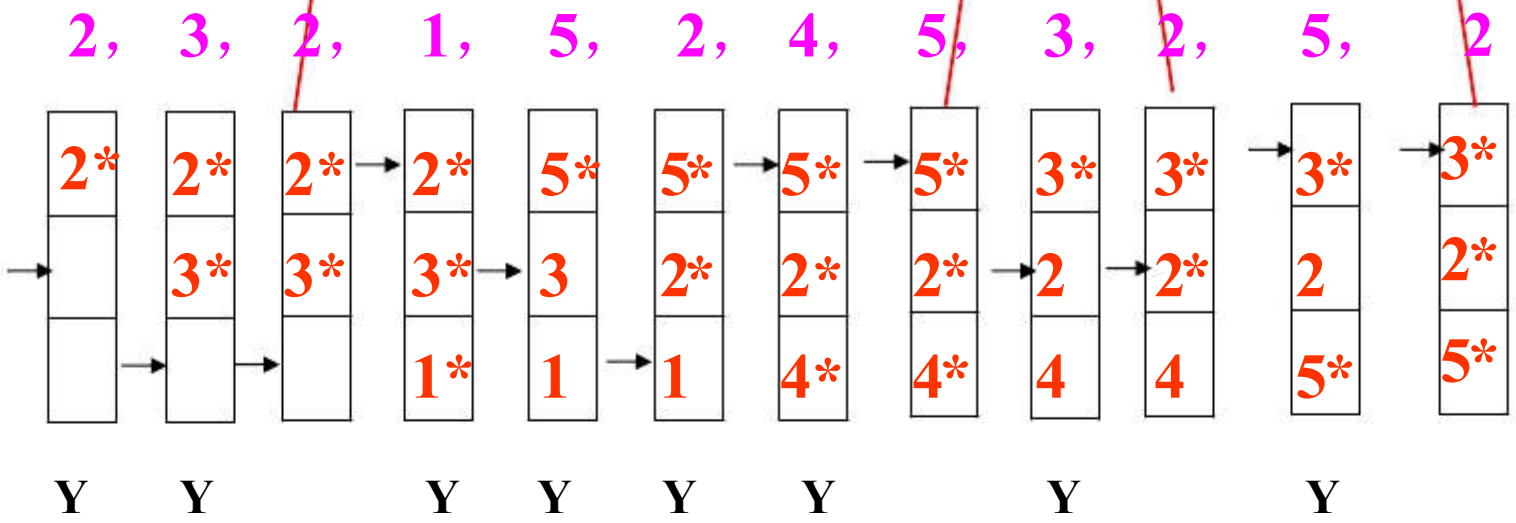
（2）访问页不在内存：

1>内存未满：指向当前访问页的下一页；

2>内存已满：需要置换，循环检查各页的访问位：如果为**1**，则将该访问位置**0**，暂不换出；如果为**0**，则将该页换出，算法终止

注：如果需要访问的页面已在块中，原指针应保持不动，但这个页面的访问位应修改成1

- 例：假定系统为某进程分配了三个物理块，进程运行将进行页号引用：**2，3，2，1，5，2，4，5，3，2，5，2**，采用**Clock**置换算法如何置换？



缺页次数：**8**次**(**包括前**3**个**)**，缺页率：**8/12=75%**

置换次数：**5**次

注：页框中的*表示访问位为**1**，否则为**0**

与LUR的区别：最近未用，最近最久未用

5.3.3 Clock置换算法

没修改过的
页置换出后不用
重写回外存

❖ 2、改进型Clock置换算法

算法思想

改进型Clock算法每次选择的淘汰页面除了最近未被使用过，最好还未被修改过（使置换代价尽可能小）。

每页设置一个访问位A和一个修改位M

第一类页面	A=0	M=0	最佳淘汰页面
第二类页面	A=0	M=1	次佳淘汰页面
第三类页面	A=1	M=0	该页可能再被访问
第四类页面	A=1	M=1	该页可能再被访问

5.3.3 Clock置换算法

算法步骤

第1步（第1轮扫描）：寻找第一类页面，将所遇到的第1个第一类页面作为淘汰页面，如果找不到，则转入第2步。

第2步（第2轮扫描）：寻找第二类页面，将所遇到的第1个第二类页面作为淘汰页面，如果找不到，则转入第3步。在扫描期间，将所有扫描过的页面访问位置0。

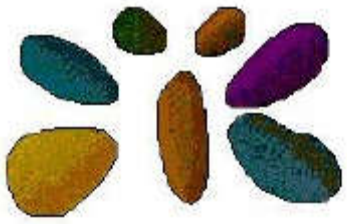
第3步：将指针返回到开始的位置，转第1步。

算法特点

减少了磁盘I/O次数；但可能要经过多轮扫描

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
- **5.3.2** 最近最久未使用和最少使用置换算法
- **5.3.3 Clock**置换算法
- **5.3.4** 页面缓冲置换算法
- **5.3.5** 访问内存的有效时间



5.3.4 页面缓冲置换算法

❖ 1、影响页面换进换出效率的若干因素

(1) 页面置换算法（影响页面换进换出效率最重要的因素）

好的页面置换算法具有较低的缺页率，可有效减少页面换进换出的开销

(2) 写出磁盘的频率

应该尽可能集中写出，以减少写出磁盘的频率

在内存中建立一个已修改换出页面链表，用来暂存拟换出页面（修改过的），集中到一定数量再写出

(3) 读入内存的频率

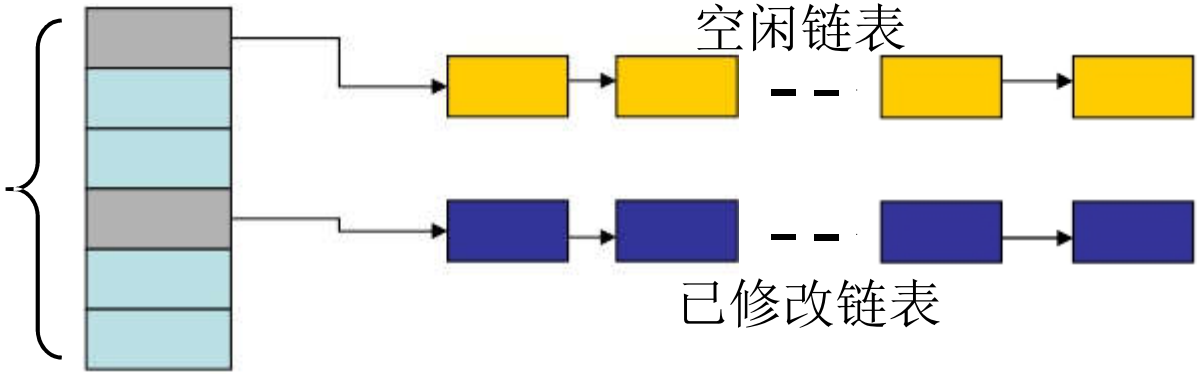
如果要访问的页面在已修改换出页面链表中，可直接从中取回，而不用从磁盘读入。

❖ 2、页面缓冲（PBA）置换算法

算法思想

PBA采用可变分配和局部置换方式，置换算法采用**FIFO**。

该算法在内存中设置1个空闲物理块链表和1个 已 修改页面链表，置换时如果被淘汰页面未被修改，就将它（带数据的页面）直接挂在空闲链表末尾，并从空闲链表表首取出一个空闲块用来装入缺页；否则，将其挂在已修改页面链表末尾。



5.3.4 页面缓冲置换算法

1）当已修改页面链表中的页面达到一定数量时，例如64个页面，再将它们一起写回磁盘，从而减少了磁盘I/O的操作次数。

2）当位于两个链表中的页面又要访问时，可以无需访问外存，直接从这两个链表中恢复，减少开销，从而起到缓冲的作用。

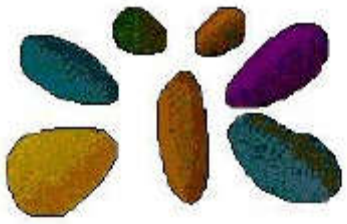
算法特点

(1) 显著地降低了页面换进换出的频率。

(2) 可以采用较简单的置换策略，如**FIFO**，不需要特殊硬件的支持，实现简单。

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
- **5.3.2** 最近最久未使用和最少使用置换算法
- **5.3.3 Clock**置换算法
- **5.3.4** 页面缓冲置换算法
- **5.3.5** 访问内存的有效时间



5.3.5 访问内存的有效时间

- **1、被访问页在内存中且其对应的页表项在快表中**

  无缺页中断

  EAT = 查找快表的时间 + 访问**1**次内存的时间

- **2、被访问页在内存中且其对应的页表项不在快表中**

  无缺页中断

  快表需访问两次：查快表、修改快表

  EAT = 2*（查找快表的时间 + 访问**1**次内存的时间）

- **3、被访问页不在内存中**

  EAT = 2*（查找快表的时间 + 访问**1**次内存的时间）

  + 中断处理时间

5.3.5 访问内存的有效时间

- 【补充示例1】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过，则处理一个缺页中断需要**8ms**；若被替换的页已被修改过，则处理一个缺页中断需要**20ms**；内存存取时间为**1μs**，访问页表的时间可忽略不计。假定**70%**被替换的页被修改过，为保证平均有效存取时间不超过**2μs**，可接受的最大缺页率是多少？

  注：（缺页率＝缺页次数/总的页面访问次数）

5.3.5 访问内存的有效时间

- 解：如果用**p**表示缺页率，则有效存取时间不超过**2μs**

可表示为：

$$(1-p)\times 1\mu s + p\times(0.7\times 20ms+0.3\times 8ms+1\mu s) \leq 2\mu s$$

因此可计算出：

$$p \leq 1/16400 \approx 0.00006$$

页面在内存中

页面不在内存中（缺页）

被置换的页修改过

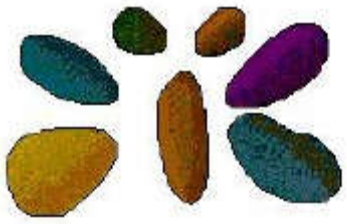
被置换的页没有修改过

本章主要内容

- **5.1** 虚拟存储器概述
- **5.2** 请求分页存储管理方式
- **5.3** 页面置换算法
- **5.4** 抖动与工作集
- **5.5** 请求分段存储管理方式

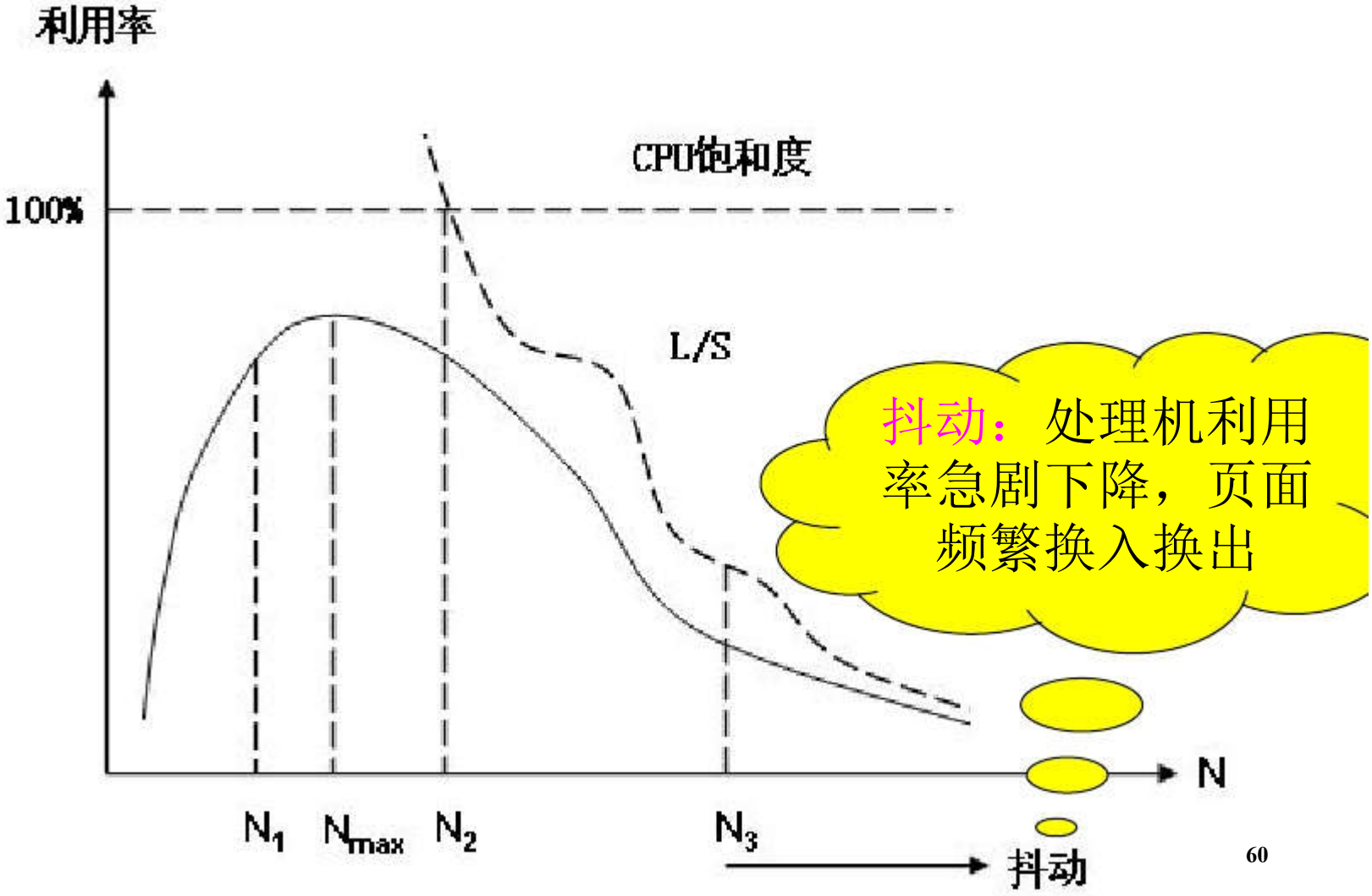
5.4 抖动与工作集

- **5.4.1** 多道程序度与抖动
- **5.4.2** 工作集
- **5.4.3** 抖动的预防方法



5.4.1 多道程序度与抖动

❖ 1、多道程序度与处理机的利用率



5.4.1 多道程序度与抖动

❖ 2、产生抖动的原因

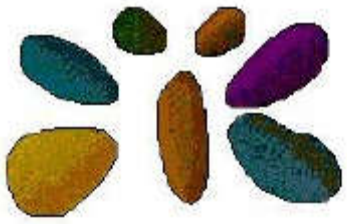
（1）进程太多，分配给每个进程的物理块太少，从而缺页率太高；

（2）进程的大部分时间用于页面的置换（换进\换出），磁盘访问时间增加，有效时间（CPU时间）降低；

（3）页面淘汰算法不合理；

5.4 抖动与工作集

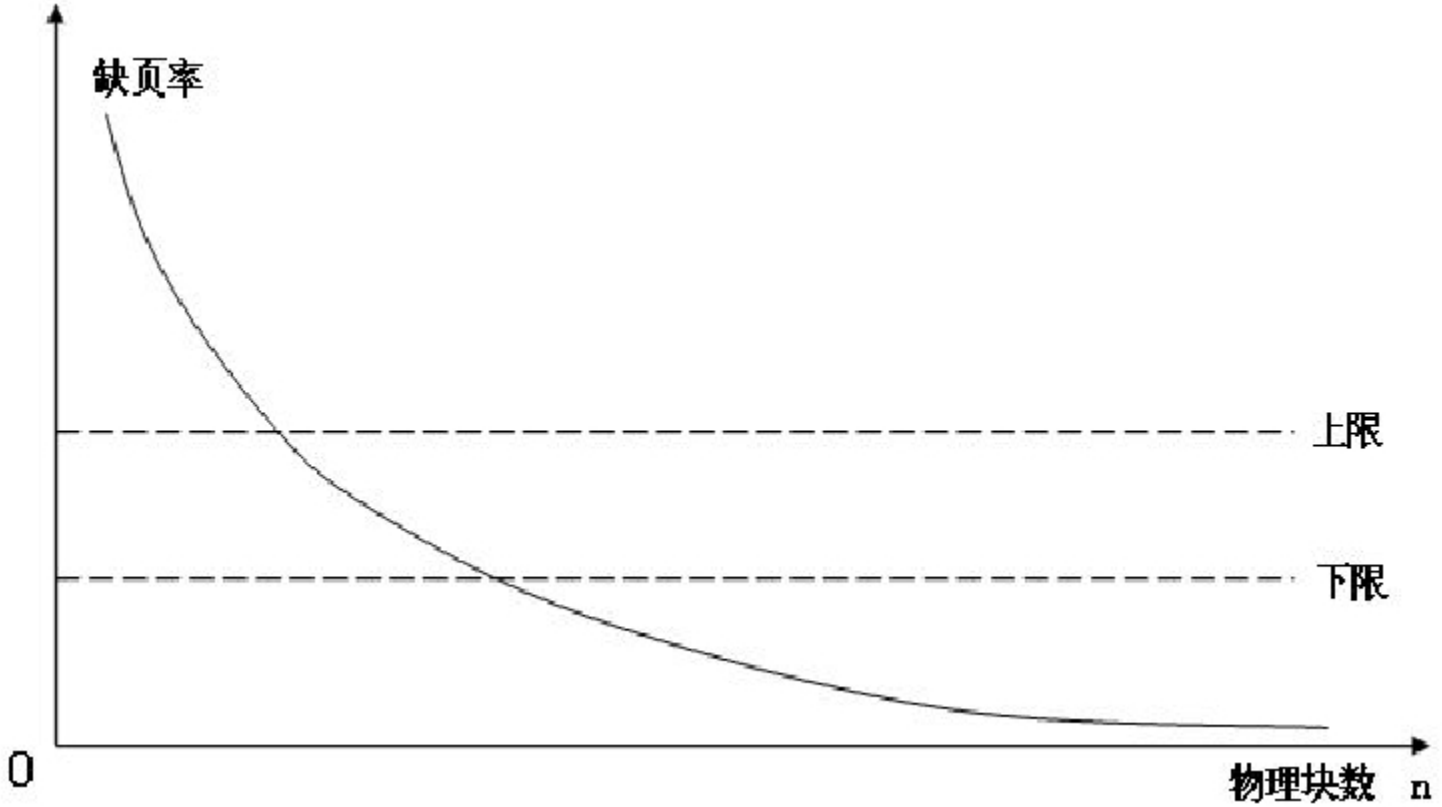
- **5.4.1** 多道程序度与抖动
- **5.4.2** 工作集
- **5.4.3** 抖动的预防方法



5.4.2 工作集

❖ 1、缺页率与物理块数之间的关系

缺页率与进程所获得的物理块数有关。



5.4.2 工作集

❖ 2、工作集的定义

工作集：进程在时间间隔（t-Δ，t）中引用页面的集合，记作 w(t,Δ)，其中Δ称为工作集的窗口尺寸。

工作集w(t，Δ)是二元函数，即在不同时间t的工作集大小不同，所含的页面数也不同；与窗口尺寸Δ有关，工作集大小是窗口尺寸Δ的非降函数：

$$w(t,\Delta) \subseteq w(t,\Delta+1)$$

5.4.2 工作集

引用页序列	窗口大小 3	4	5
24	24	24	24
15	15 24	15 24	15 24
18	18 15 24	18 15 24	18 15 24
23	23 18 15	23 18 15 24	23 18 15 24
24	24 23 18	.	.
17	17 24 23	17 24 23 18	17 24 23 18 15
18	18 17 24	.	.
24	.	.	.
18	.	.	.
17	.	.	.
17	.	.	.
15	15 17 18	15 17 18 24	.
24	24 15 17	.	.
17	.	.	.
24	.	.	.
18	18 24 17	.	.

5.4.2 工作集

❖ 3、抖动的预防方法

(1) 采取可变分配局部置换策略

即使某进程发生抖动，也不会对别的进程产生影响，但该进程会长期处于磁盘**I/O**等待队列中，从而会延长别的进程缺页中断处理时间。

(2) 把工作集算法融入到处理机调度中

在调度中融入了工作集算法，则在调度程序准备从外存调入新作业之前，必须先检查每个进程在内存的驻留页面是否足够多，而不是单纯依据**CPU**利用率来调入新作业。

5.4.2 工作集

(3) 利用“L=S”准则调节缺页率

L是缺页之间的平均时间。

S是平均缺页服务时间，即用于置换一个页面所需的时间。

L>S表明较少缺页；**L< S**表明缺页频繁；**L=S**表明磁盘和处理机可达到它们的最大利用率。

(4) 选择暂停的进程

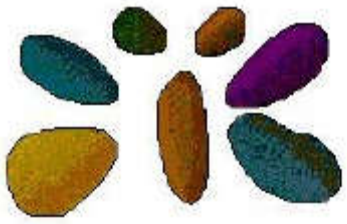
当多道程序度偏高时，已影响到处理机的利用率，为了防止发生“抖动”，系统必须减少多道程序的数目，一般选取优先级低的进程暂停。

本章主要内容

- **5.1** 虚拟存储器概述
- **5.2** 请求分页存储管理方式
- **5.3** 页面置换算法
- **5.4** 抖动与工作集
- **5.5** 请求分段存储管理方式

5.5 请求分段存储管理方式

- **5.5.1** 请求分段存储管理方式
- **5.5.2** 分段的共享与保护



5.5.1 请求分段中的硬件支持

❖ 1、段表机制

为了能提供请求调段和段的置换功能，相对于纯分段系统，请求分段系统的段表数据结构增加了六个字段：

段号	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

存取方式 —标识本段存取属性（只执行、只读或可读写）

访问字段A —记录本段在一段时间内被访问的次数，或记录本段在最近多长时间未被访问

修改位M —表示本段在调入内存后是否被修改过

存在位P —用于指示本段是否已调入内存

增补位 —本段在运行过程中是否做过动态增长

外存始址 —本段在外存上的起始地址

5.5.1 请求分段中的硬件支持

❖ 2、缺段中断机构

缺段中断

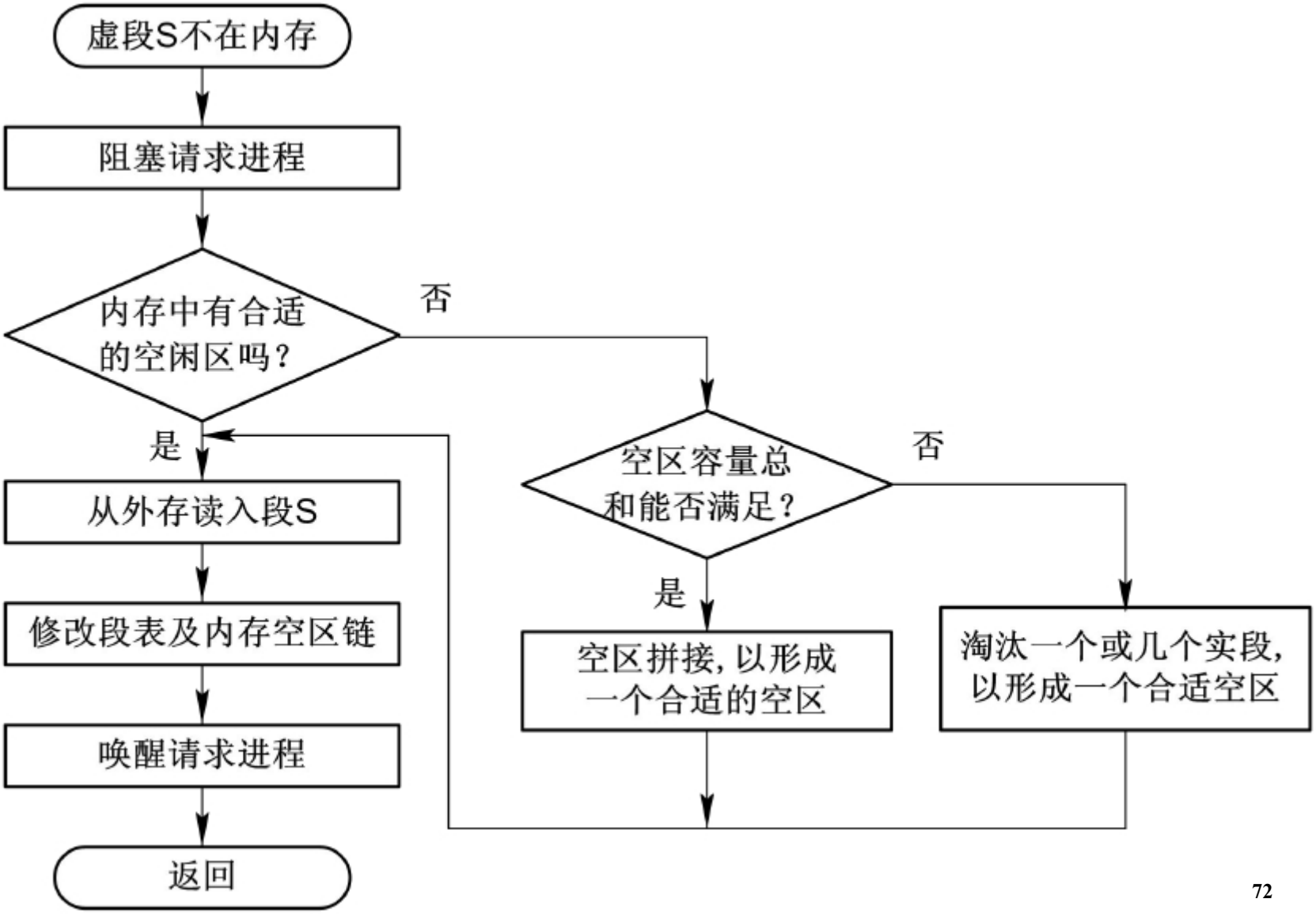
在请求分段系统中,每当所要访问的段不在内存时，便产生一缺段中断，请求**OS**将所缺的段调入内存。

缺段中断的特点

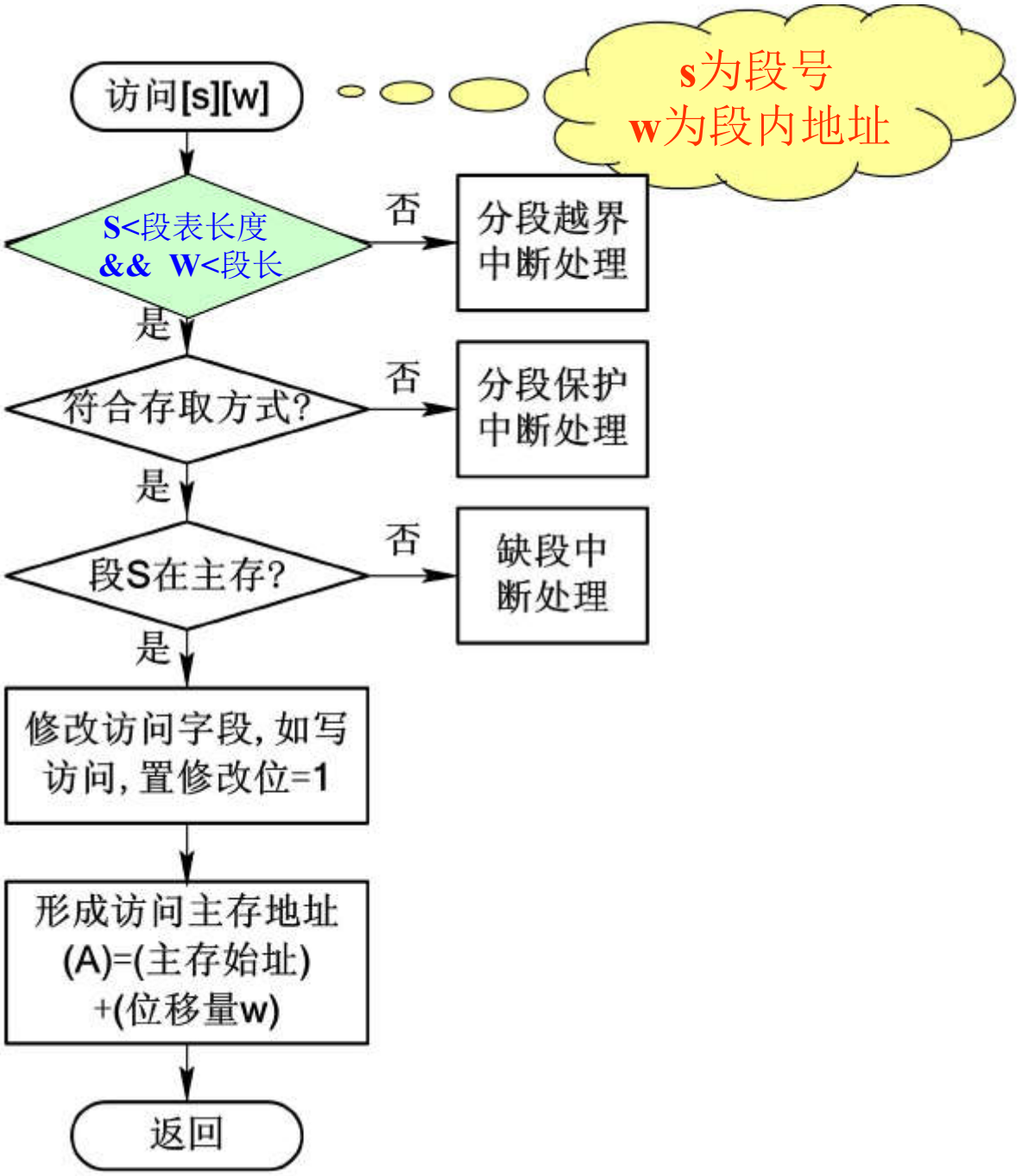
1> 与缺页中断类似：在指令执行期间产生和处理中断信号，且一条指令在执行期间可能产生多次缺段中断。

2> 与缺页中断不同：不可能出现一条指令或一个逻辑单位信息被分割在两个分段之中；另各段长度不一，缺段中断的处理比缺页中断复杂。

图5-12 请求分段系统中的中断处理过程

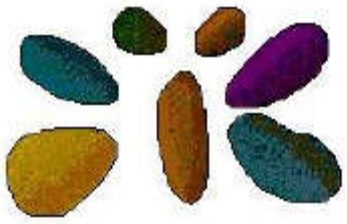


3、地址变换机构


访问[s][w]
s为段号
w为段内地址
S<段表长度
&& W<段长
否
分段越界
中断处理
是
符合存取方式?
否
分段保护
中断处理
是
段S在主存?
否
缺段中
断处理
是
修改访问字段,如写
访问,置修改位=1
形成访问主存地址
(A)=(主存始址)
+(位移量w)
返回

5.5 请求分段存储管理方式

- **5.5.1** 请求分段存储管理方式
- **5.5.2** 分段的共享与保护



5.5.2 分段的共享与保护

❖ 1、共享段表（用来管理系统中各共享段）

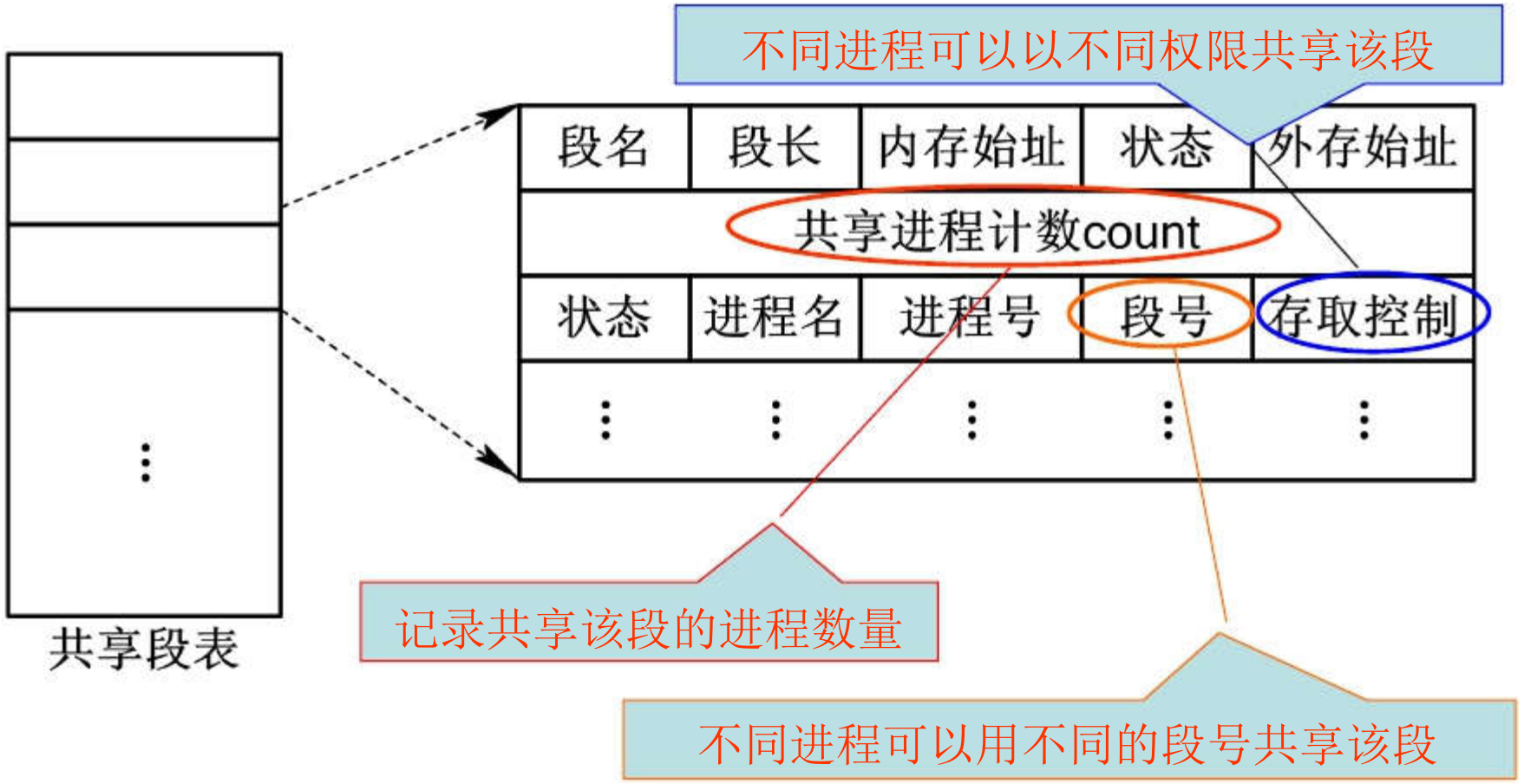


图5-14　共享段表项

5.5.2 分段的共享与保护

❖ 2、共享段的分配与回收

1> 共享段的分配

共享段第一次被某进程访问：**a>** 分配内存，在共享段表中增加表项，置该表项的**count=1**；**b>** 修改该访问进程的段表。

共享段非第一次被某进程访问： **a>** 无需分配内存，只需修改共享段表相应表项,置表项的**count++**；**b>** 修改该访问进程的段表。

2> 共享段的回收

若**count==0**，释放该段所占内存，撤消共享段表相应表项；若**count>0**，**count--**，修改共享段表相应表项。

5.5.2 分段的共享与保护

❖ 3、分段保护（分段信息安全保护）

1> 越界检查

段号越界检查：段号 < 段表长度

段内偏移越界检查：段内地址 < 段长

2> 存取控制检查

只执行：进程只能调用该段，不能读/写

只读：进程只能读取该段中的程序和数据

读/写：进程可读/写该段中的程序和数据

3> 环保护机构

内环的权限高于外环

内环可访问相同环和外环数据

外环可请求相同环和内环服务

本章小结

- 虚拟存储器理论*
  - 局部性原理 **
  - 虚拟存储器定义**
- 请求分页存储管理方式*
  - 请求页表机制 、缺页中断机构 、地址变换机构 *
- 六种页面置换算法**
  - **OPT、FIFO、LRU、CLOCK** **
- 抖动与工作集*
  - 抖动的原因**、预防方法*
- 请求分段存储管理*
  - 请求段表机制 、缺段中断机构 、地址变换机构 *
  - 共享段表**

本章小结

- 重要概念

  虚拟存储器、请求分页存储管理、请求分段存储管理、缺页率、缺页中断、缺段中断、共享段表、可重入码、工作集、抖动等

本章作业

- 要求：

  一定要做在作业本上

- 交作业日期：

  两周后

- 作业内容：

  操作系统第**5**章网络在线测试

  课后习题**P177** 第**13**题 ？？ （另增加一问：如果采用**OPT**、**LRU**算法置换，其缺页次数和缺页率又为多少？）

本章课程结束！谢谢大家！