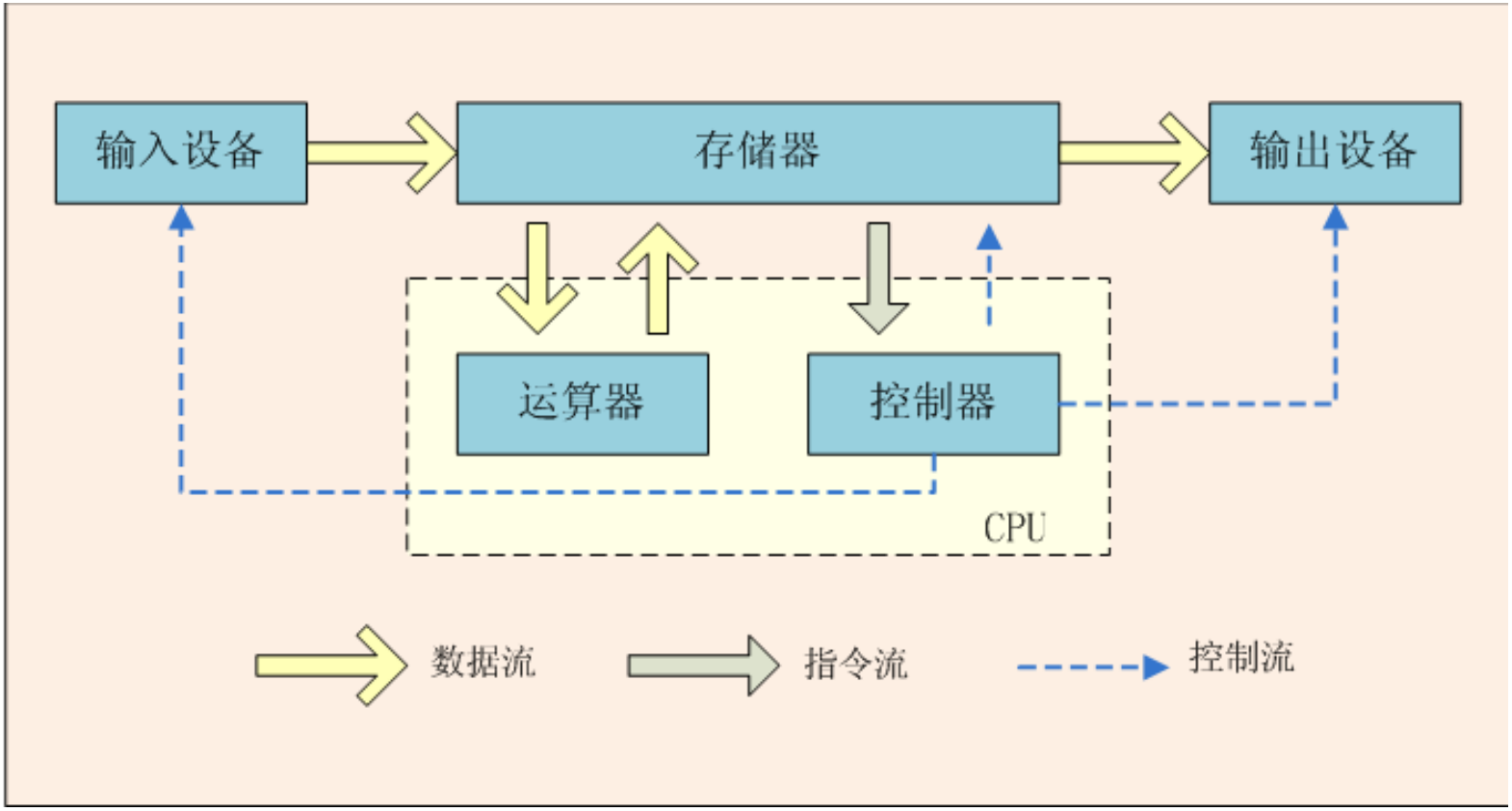
第三部分：内存管理

第八章：内存管理

1. 介绍内存地址编址方法
2. 介绍内存分配方式

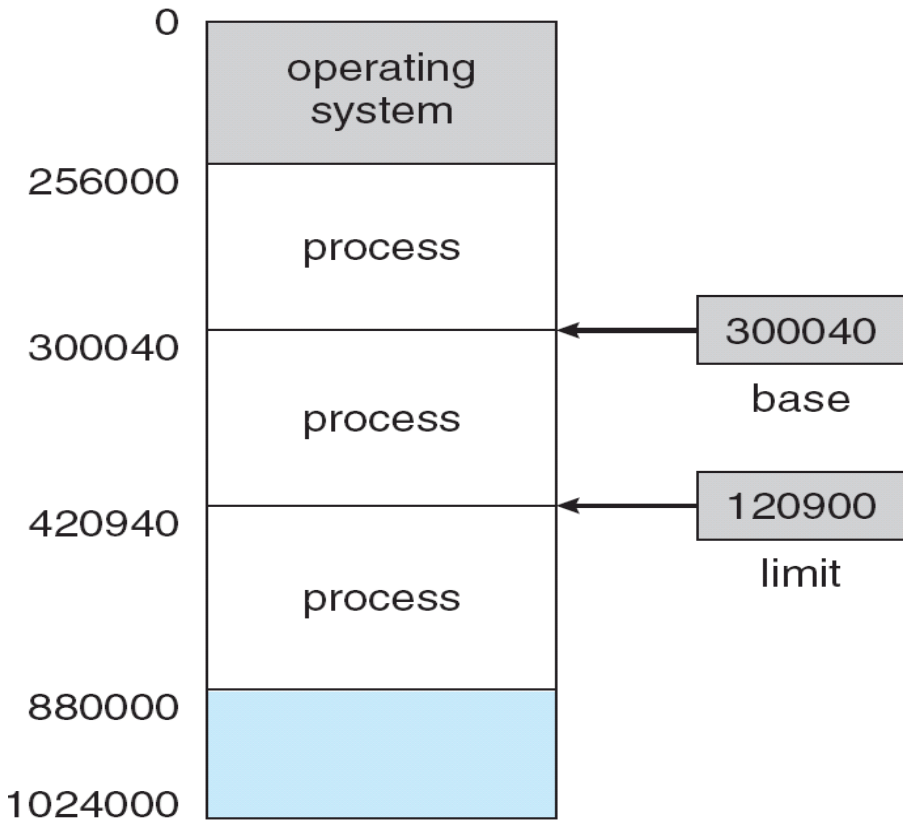
背 景

- 为了运行程序，必须把程序从磁盘载入到内存
- 内存和寄存器是CPU唯一能直接访问的存储器



8.1.1 进程使用内存空间的界定

为确保进程只访问合法地址范围，一个进程使用的内存地址范围是由一对基地址寄存器(base register)和界限地址寄存器(limit register)来定义



进程使用内存空间的界定

为了确保进程正常运行必须保护内存，
（1）确保系统区域不被用户进程访问，
（2）确保用户进程不被其他进程访问。

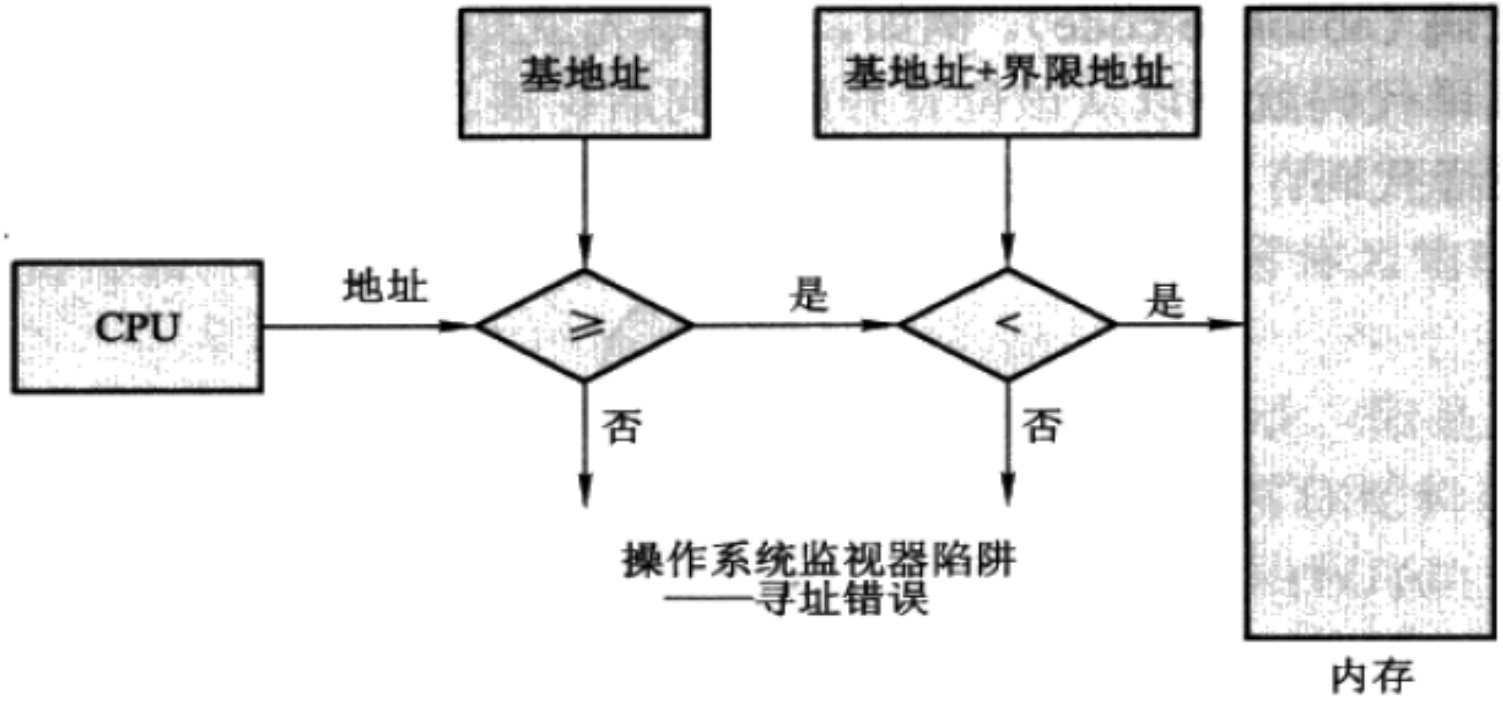


图 8.2　采用基地址寄存器和界限地址寄存器的硬件地址保护

8.1.2 地址绑定(address binding)

地址绑定是逻辑地址到物理地址的映射

1、 逻辑地址

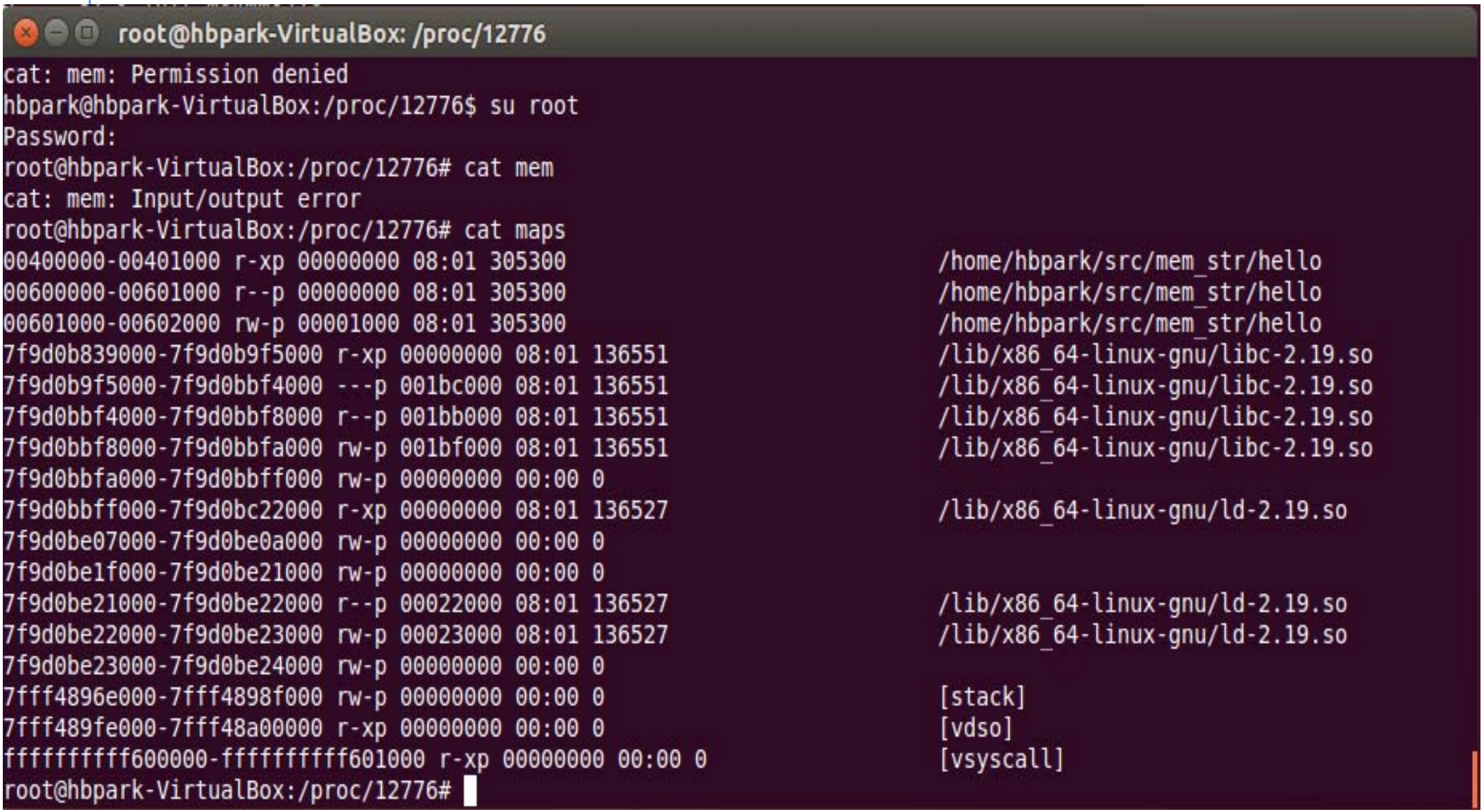
- 也叫相对地址，用户程序在经过编译后形成的目标代码，其首地址一般为0，其余指令中的地址都是相对于首地址来编址。
- 不能用逻辑地址直接寻址

2、物理地址

- 也叫做内存地址，把内存分成很多个大小相等的存储单元，每个单元给一个编号，这个编号称为物理地址
- 物理地址可以直接寻址

逻辑地址（虚拟地址）

/proc/$pid/maps



进程的逻辑地址

查看进程的虚拟地址空间是如何使用的。

该文件有6列，分别为：

1. 地址：库在进程里地址范围
2. 权限：虚拟内存的权限，r=读，w=写,x=,s=共享, p=私有；
3. 偏移量：库在进程里地址范围
4. 设备：映像文件的主设备号和次设备号；
5. 节点：映像文件的节点号；
6. 路径: 映像文件的路径

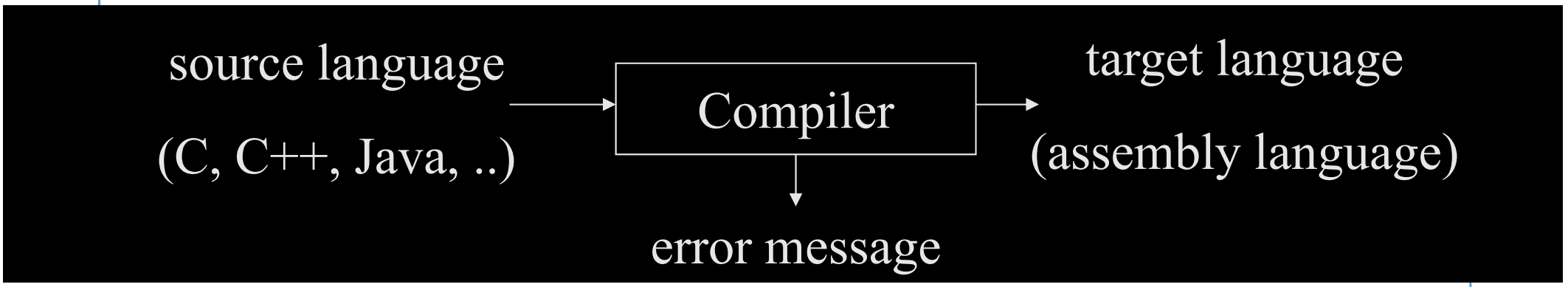
进程的物理地址

- /proc/pagemap 文件中可以确认
- A binary array of 64-bit words, one for each page in process pid's virtual address space, containing the physical address of the mapped page

- 这个文件允许一个用户的进程查看到每个虚拟页映射到的物理页，每一个虚拟页都包含了一个64位的值

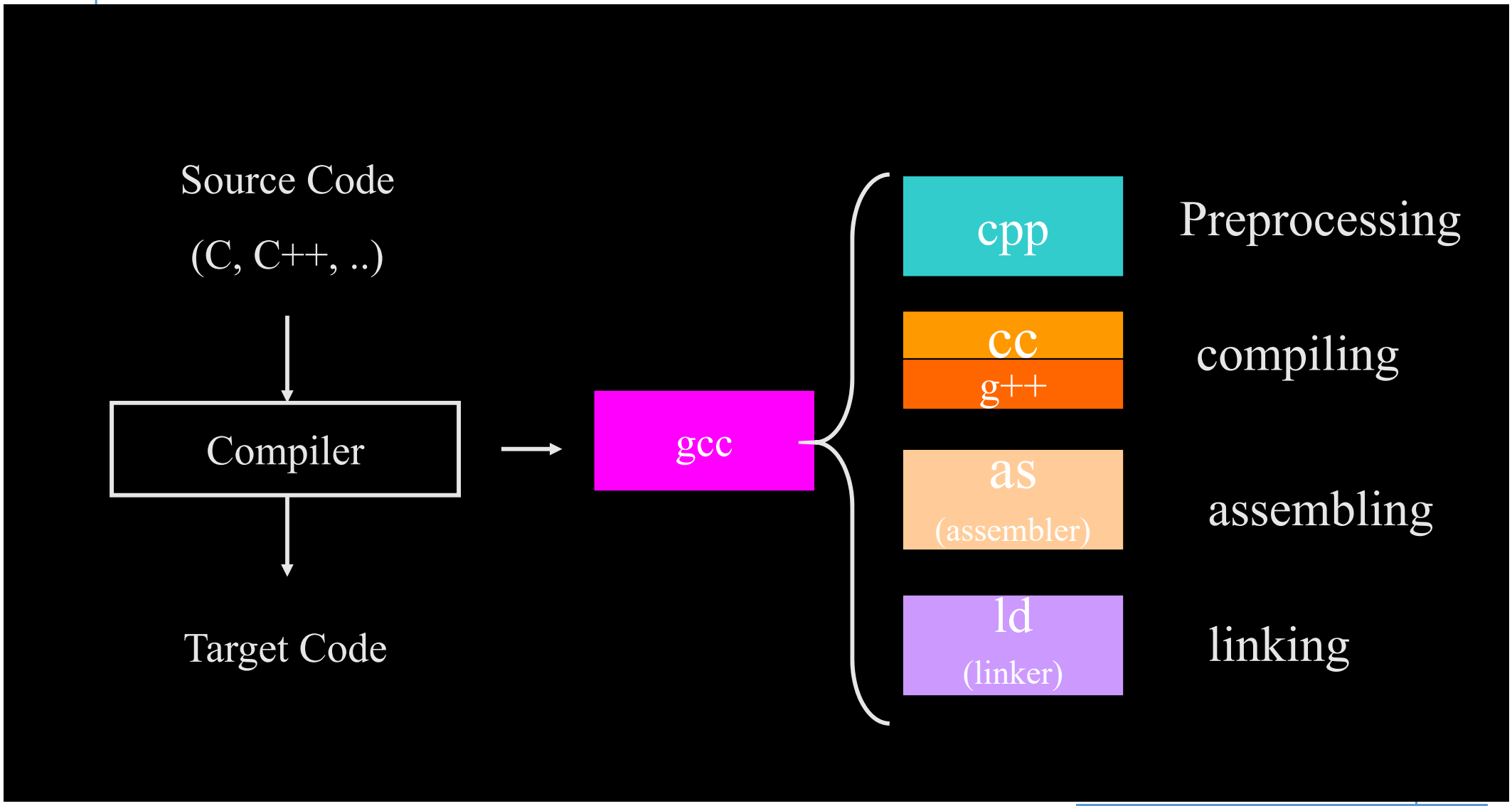
Tips. Compiling/Linking

Compiler : Translate computer program from one language to another platform



1. Source Code is optimized for human readability
2. Target Machine Code is optimized for target hardware
3. Goal of compiler is that translate a source code program into an equivalent machine code efficiently

Tips. Compiling/Linking



Tips. GCC Example

```
1.  hello.c
2.  #include <stdio.h>
3.  void main (void)
4.  {
5.      printf("hello\n");
6.  }
```

1. Preprocessing

$ gcc –E –o hello.c hello.i

$ cpp hello.c hello.i

2. Compile

$ gcc –S –o hello.s hello.c

$ cc –S hello.i

3. Assembling

$ gcc –c -o hello.o hello.c

$ as –o hello.o hello.s

4. Linking

$ gcc -o hello hello.c

$ ld hello.o (*see the next slide*)

$ ld Command

- Crated hello.o file must be linked with the following object files:

1. crt1.o, crti.o, crtn.o, crtbegin.o(for C++), crtend.o(for C++) .
2. Dynamic link with “ld-linux-x86-64.so.2” dynamic link file
3. With –lc option

Command Example:

$ ld -o hello -m elf_x86_64 -dynamic-linker /lib64/ld-linux-x86-64.so.2 hello.o /usr/lib/x86_64-linux-gnu/crt1.o /usr/lib/x86_64-linux-gnu/crti.o /usr/lib/gcc/x86_64-linux-gnu/4.8/crtbegin.o /usr/lib/gcc/x86_64-linux-gnu/4.8/crtend.o /usr/lib/x86_64-linux-gnu/crtn.o -lc

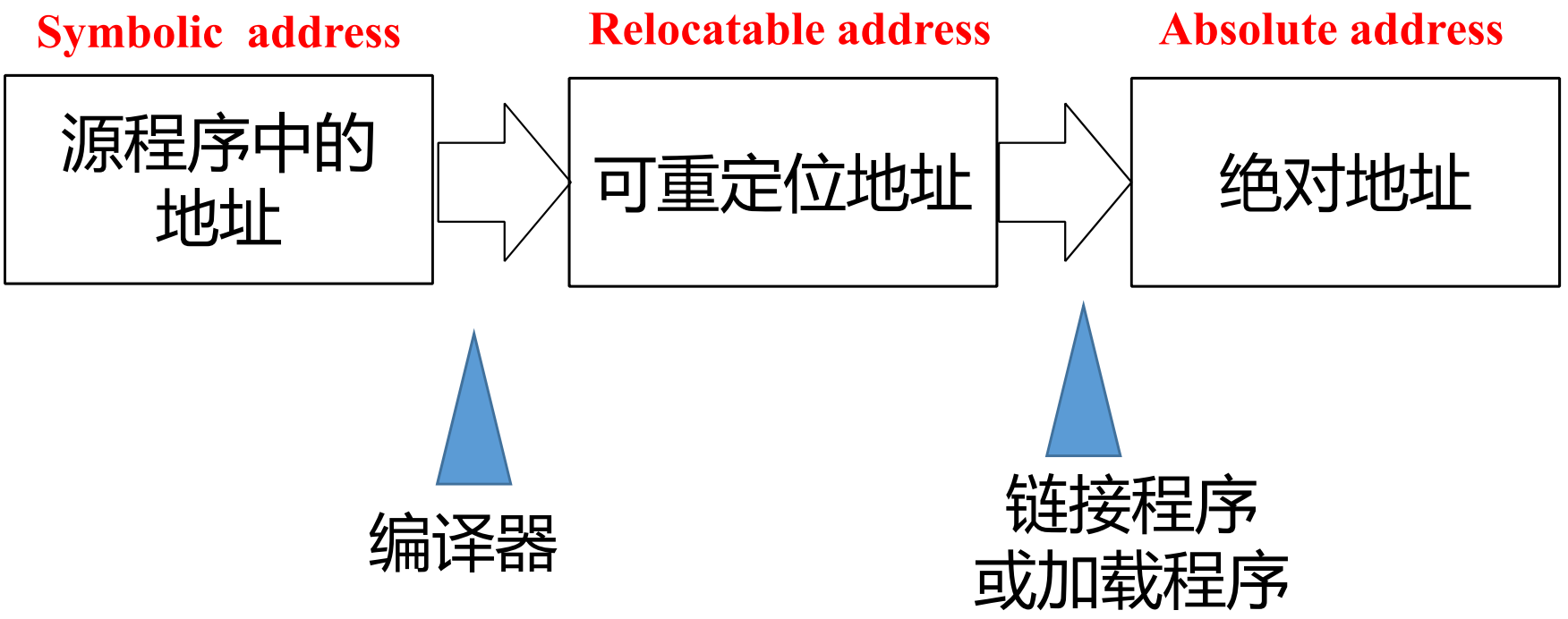
Glib

C RunTime library:CRT includes “/usr/lib/crt1.o”, “/usr/lib/crti.o”, “/usr/lib/crtn.o” ,

1. crt1.o中包含程序的入口函数_start 以及两个未定义的符号__libc_start_main和main，由_start负责调用__libc_start_main初始化libc，然后调用我们源代码中定义的main函数；
2. 另外，由于类似于全局静态对象这样的代码需要在main函数之前执行，crti.o和crtn.o负责辅助启动这些代码。
3. GCC 中同样也有crtbegin.o和crtend.o两个文件，这两个目标文件用于配合glibc来实现C++的全局构造和析构。
4. -lc 是链接静态库 libc.a。（注：如果静态库文件名为 libc.a, 链接静态库时把lib去掉、.a 扩展名去掉，只需-l 选项后面加 c 就可以）

8.1.2 地址绑定

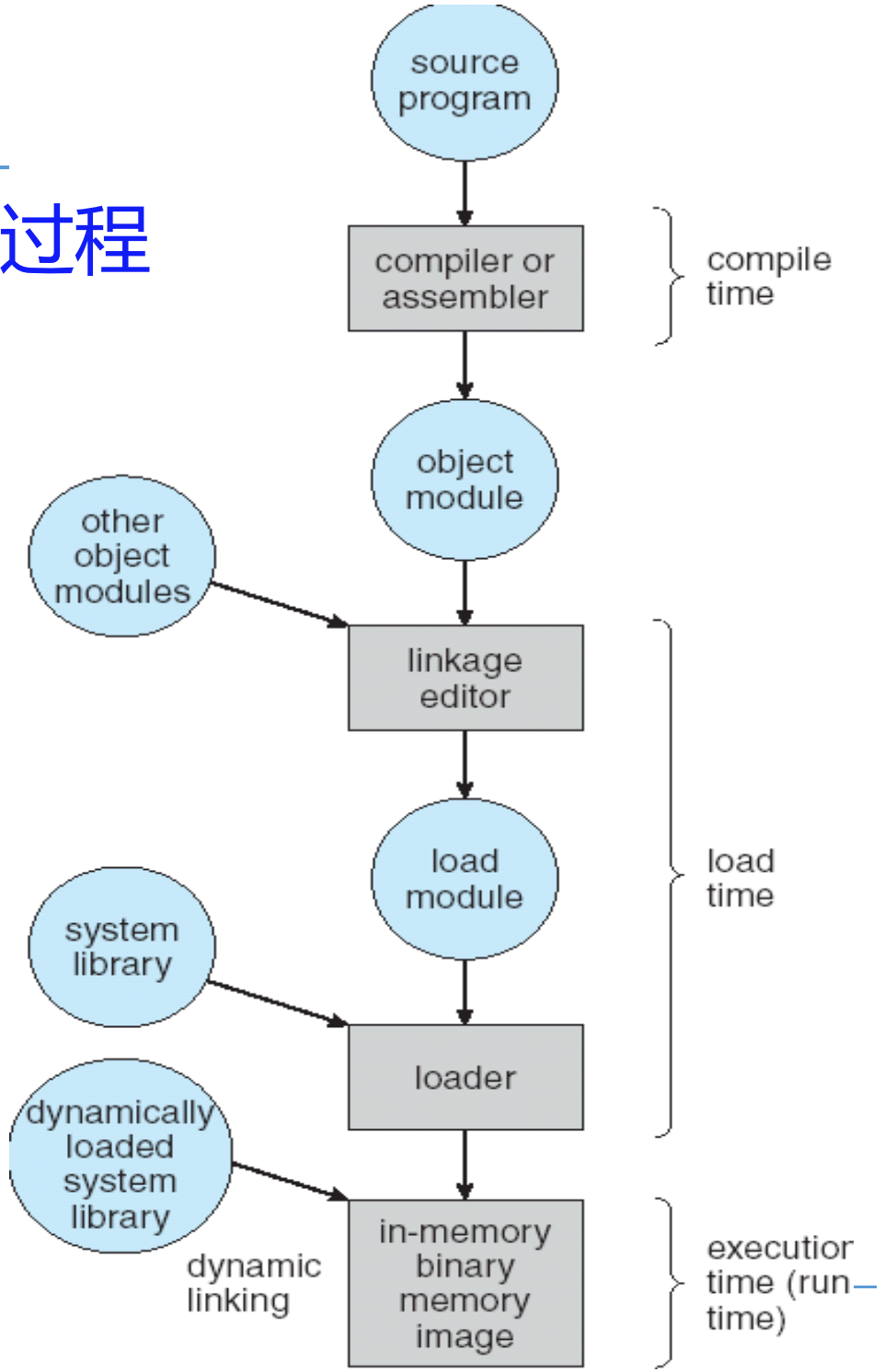
地址绑定是逻辑地址到物理地址的映射



地址绑定

一个用户程序的多步骤处理过程

1. 编译器将符号地址绑定在可重定位的地址
2. 链接程序或加载程序将这些可重定位地址绑定成绝对地址



动态链接的系统库

地址绑定

通常，将指令和数据绑定到内存地址，有以下三种情况

1. 编译时：编译时就知道进程将内存中驻留地址
2. 加载时：

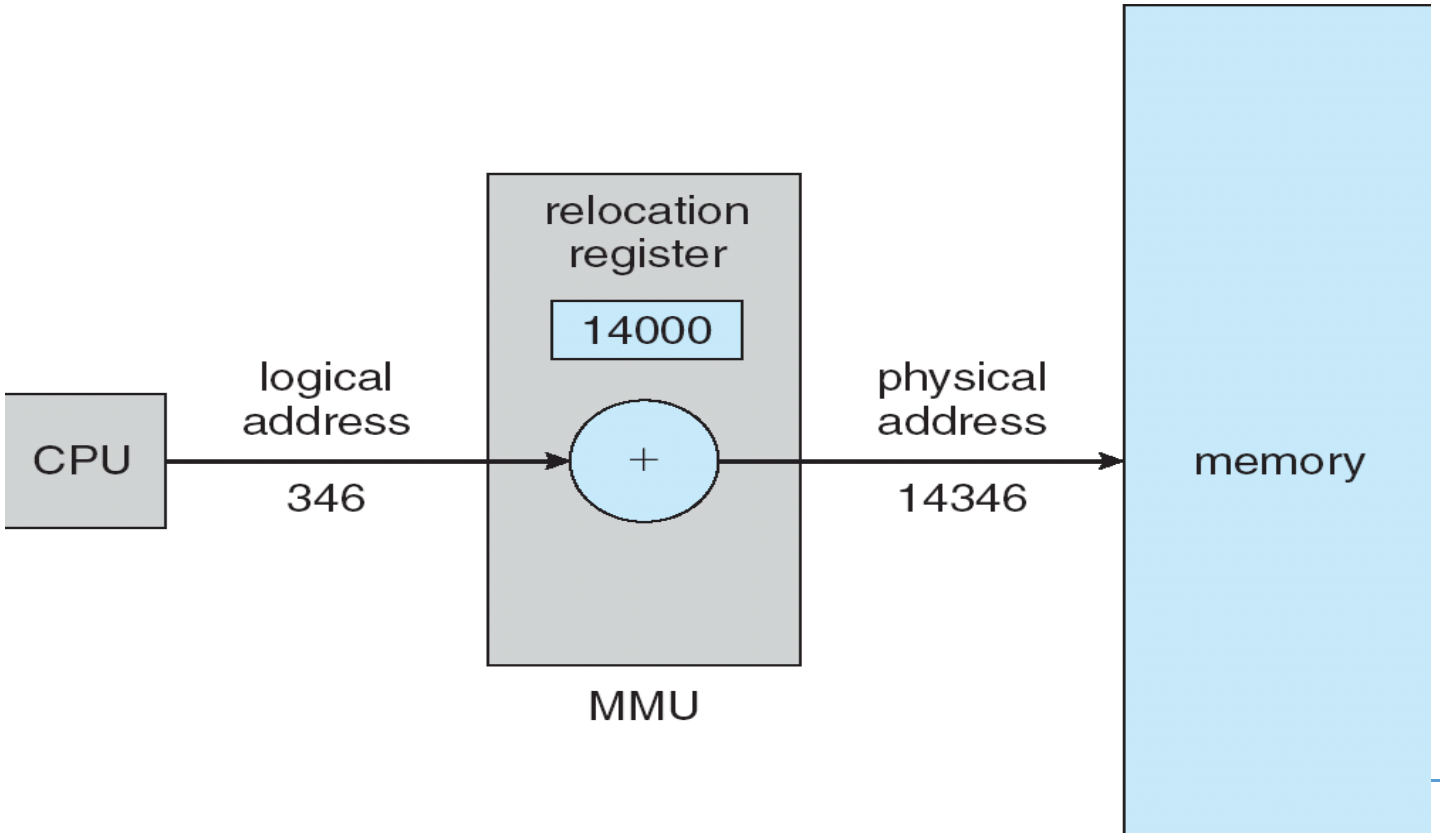
在编译时并不知道进程驻留内存地址，编译器必须生成可重定位代码(relocatable code)。对于这种情况，最后绑定延迟到加载时才进行。

3. 运行时：

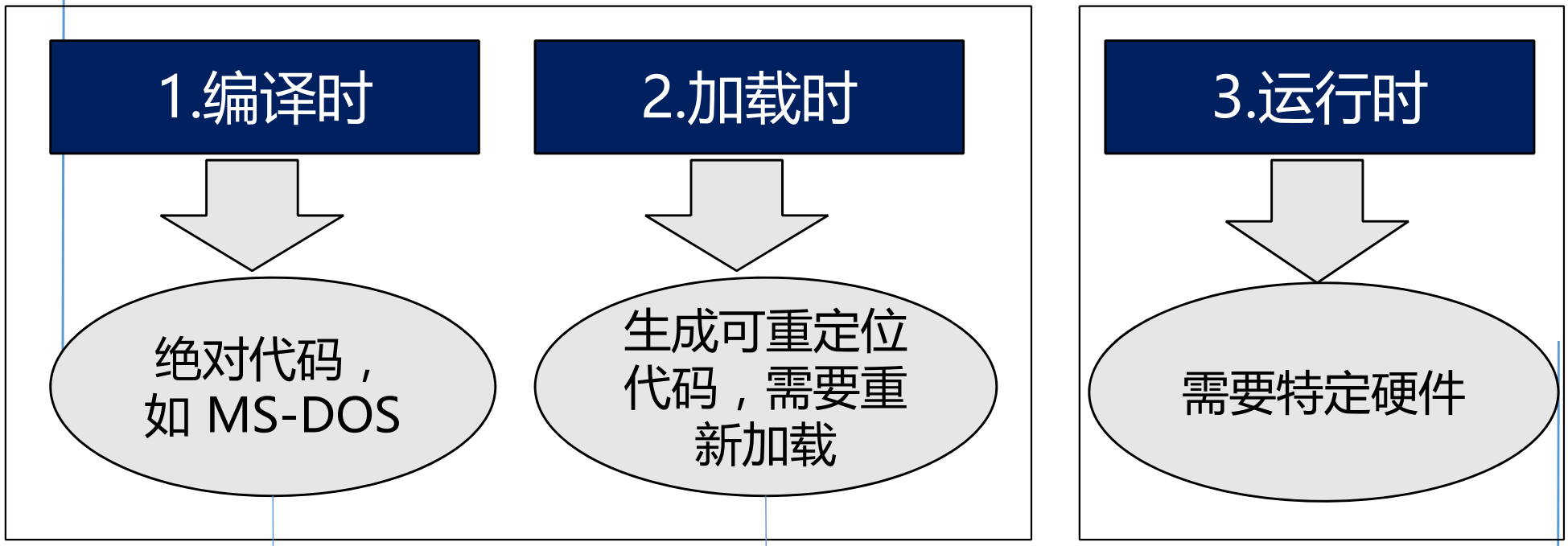
如果进程在执行时可以从一个内存段移到另一个内存段，那么绑定必须延迟到执行时才进行，这需要特定的硬件支持(MMU)

内存管理单元

- 是映射虚拟地址为物理地址的硬件设备
- 用户进程所生成的地址在送交内存之前，都会加上重定位寄存器的值
- 用户程序看不到真正的物理地址



地址绑定



每次运行时驻留的内存地址空间一样

每次结束后，重新运行时驻留的内存地址空间有可能不一样

运行时(载入内存后)，可发生地址变化

运行时(载入内存后)，不可以发生地址变化

8.1.3 动态加载

直到被调用之前，程序不会被载入到内存，即加载延迟到运行时

优点

- 内存使用率高：不使用的程序不会载入到内存
- 适合用户用大量代码来操作不常发生事件
- 不需要操作系统的特别支持，由程序员来设计

动态加载

hbpark@hbpark-VirtualBox: ~/src/dynamic-lo

```
 1 /*************************************
 2     > File Name: test.c
 3     > Author: ma6174
 4     > Mail: ma6174@163.com
 5     > Created Time: 2016年04月17日
 6  *************************************
 7
 8 #include <stdio.h>
 9
10 void printHello()
11 {
12     printf("Hello World\n");
13 }
~
```

test.c

生成libtest.so
的动态加载库

$ gcc test.c -shared -fPIC -o libtest.so

hbpark@hbpark-VirtualBox: ~/src/dynamic-loading

```c
/*************************************************************************
    > File Name: main.c
    > Author: ma6174
    > Mail: ma6174@163.com
    > Created Time: 2016年04月17日 星期日 20时30分15秒
 ************************************************************************/

#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <dlfcn.h>

void main(void)
{
    void * plib;
    typedef void (*FUN_HELLO)();
    FUN_HELLO funHello = NULL;

    plib = dlopen("./libtest.so", RTLD_NOW| RTLD_GLOBAL);
    if ( plib == NULL )
        printf("error\n");
    funHello = dlsym(plib,"printHello");
    funHello();
    dlclose(plib);
}

```

由程序员加载/卸载动态库

$gcc main.c -o main -ldl

动态链接

- 静态链接：加载程序合并到二进制程序镜像中，一直驻留在内存
- 动态链接，链接延迟到运行时
  - 有个小程序, stub（存根）, 用来定位适当的内存驻留库程序，或如果该程序不在内存时应如何装入库
  - Stub 首先检查所需子程序是否在内存中，如果不在，就将子程序装入内存
  - Stub 会用子程序地址来替换自己，并开始子程序
- 动态链接通常适用于系统库（如语言库），由操作系统管理

动态链接 vs 动态加载

动态连接和动态加载都是需要时加载到内存。

但，

- 动态链接

程序启动时建立了链接（即只有链接地址），需要时载入内存，由操作系统决定

- 动态加载

通过程序的方法来控制加载，由程序员决定

8.1.4 交换

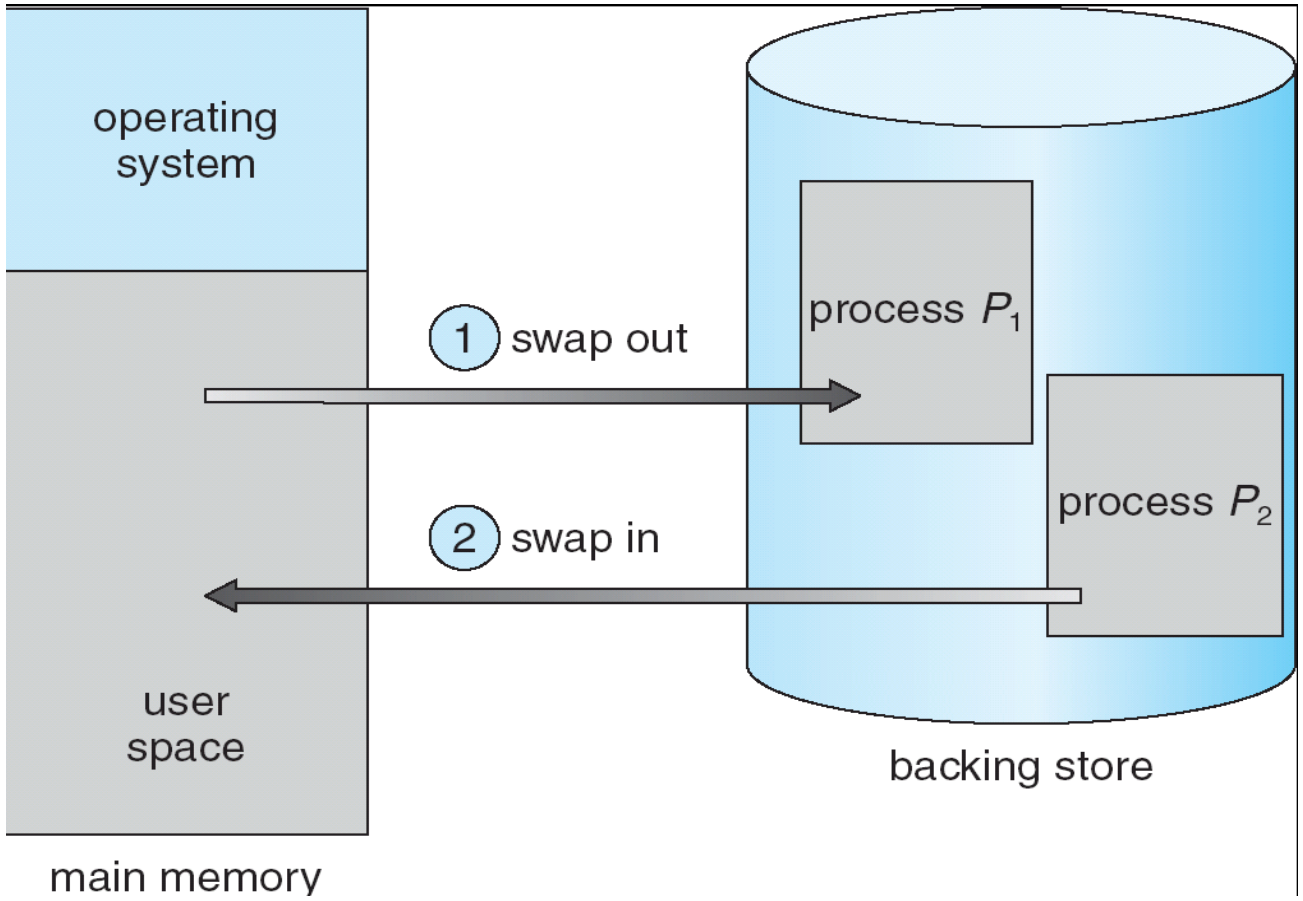
- 进程可以暂时从内存中交换到备份存储上(通常是快速磁盘)，当需要再次执行时再调回到内存

1. 优先级调度算法：低优先级交换出，高优先级交换进；滚出(roll out), 滚入(roll in)
2. 交换时间(转移时间)：转移时间与交换内存空间量成正比

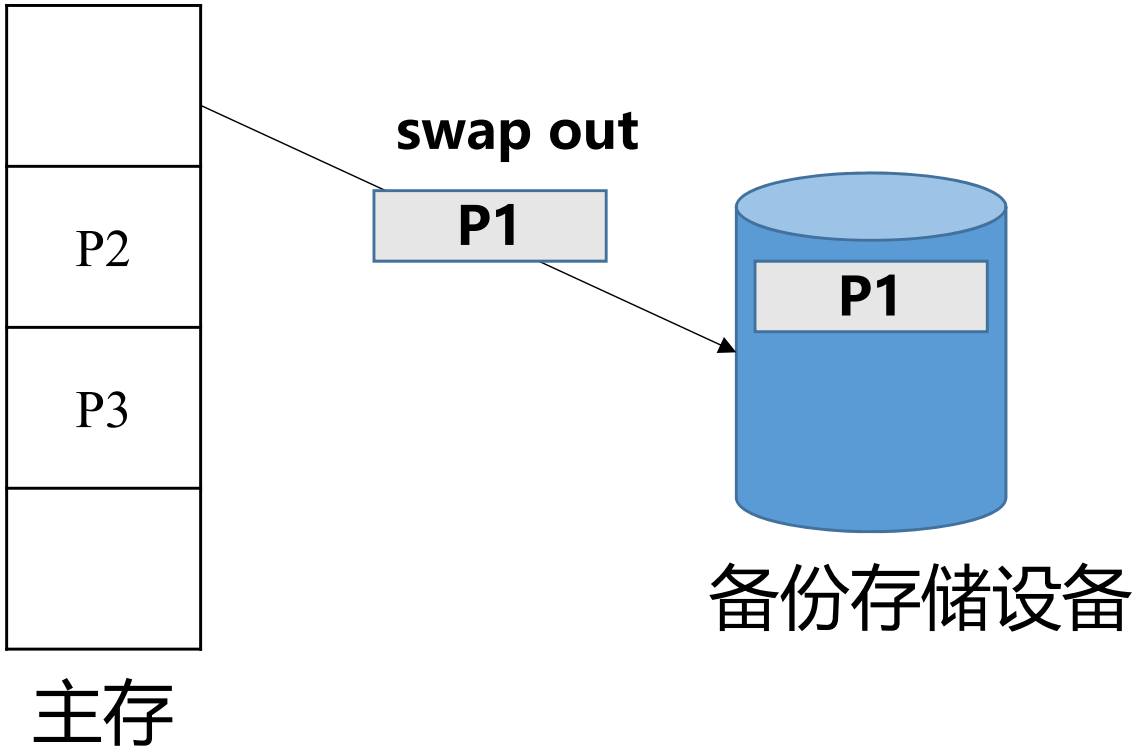
问：将交换出的进程再交换(调回)回来的时候，应调回到哪个内存空间？应根据以下三种情况决定

1：编译时绑定 2：加载时绑定 3：运行时绑定

使用磁盘作为备份存储的两个进程的交换

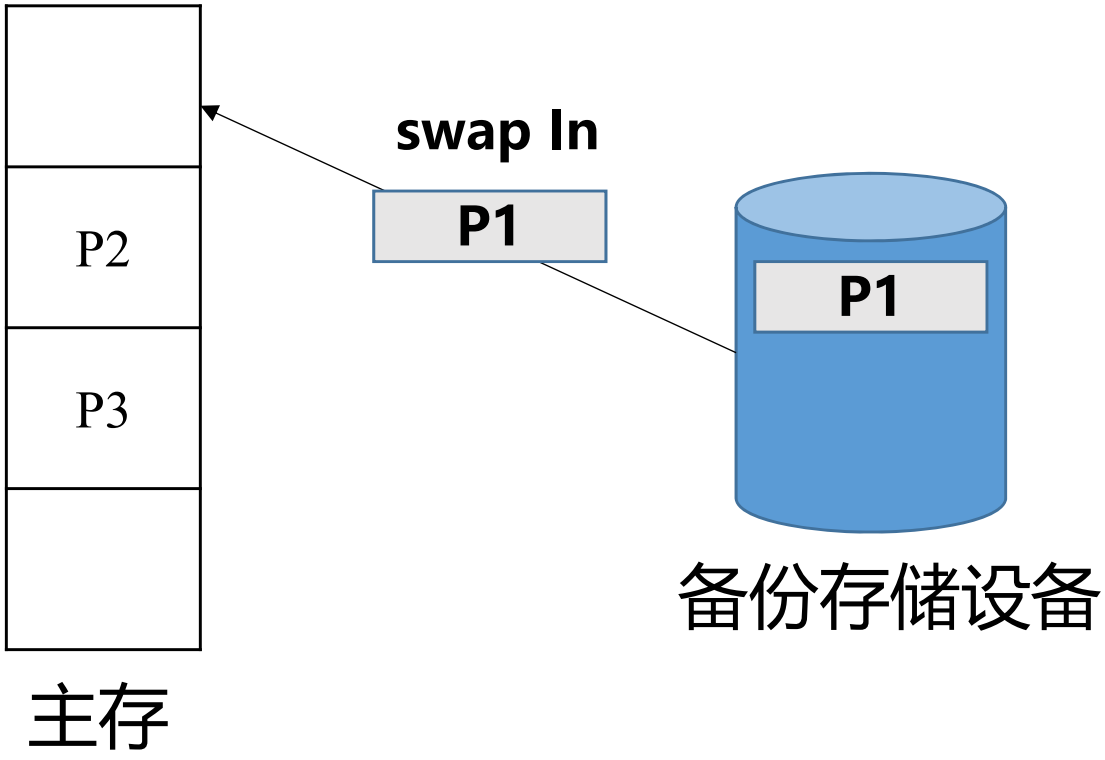


交换



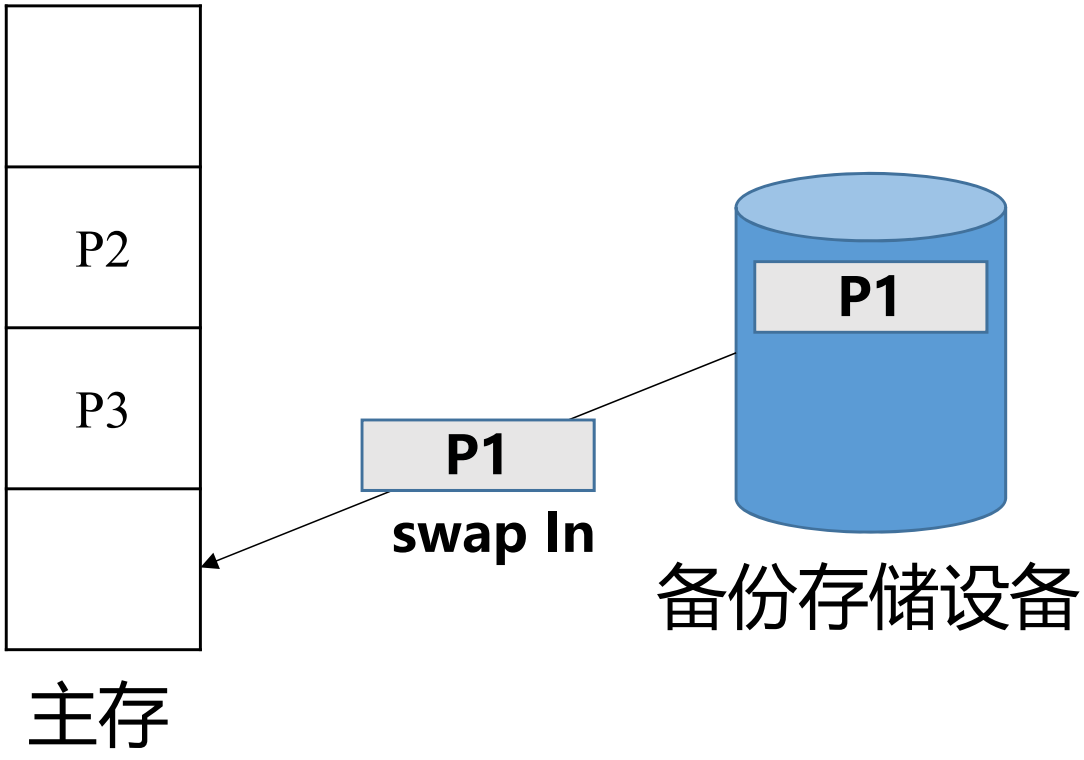
编译时绑定和加载时绑定

必须回到原位，不可以移动到不同的位置（地址）
即运行时不可以发生地址变化



执行时绑定

可以移动到不同的地址
即运行时，可以发生地址变化



8.2 内存分配

1. 连续分配
    （1）多分区分配
    （2）可变分区分配
2. 分页分配
3. 分段分配

8.2.1 连续分配

每个进程位于连续的内存区域

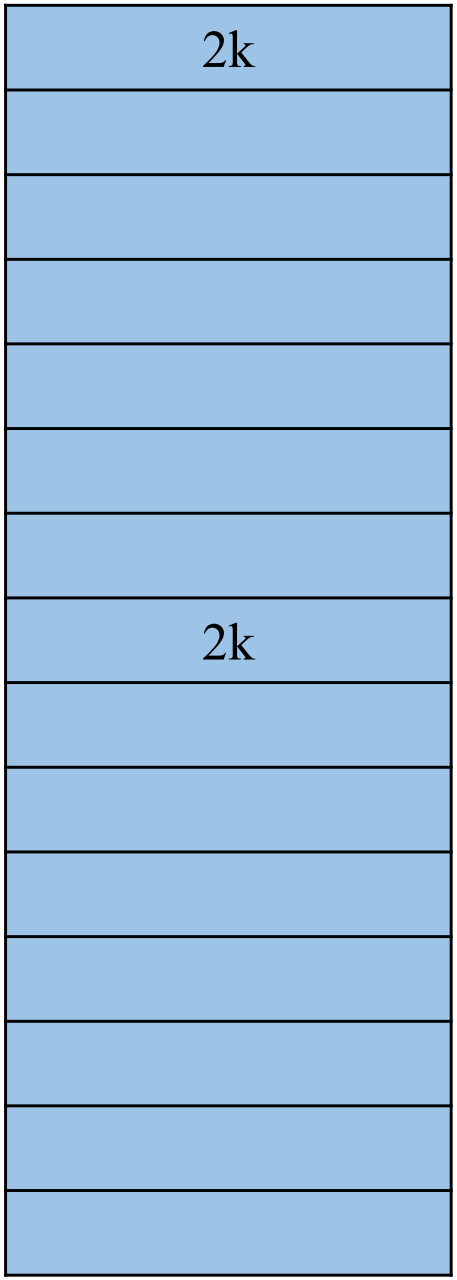
1. 多分区方法：多个固定大小分区

划分区的方法

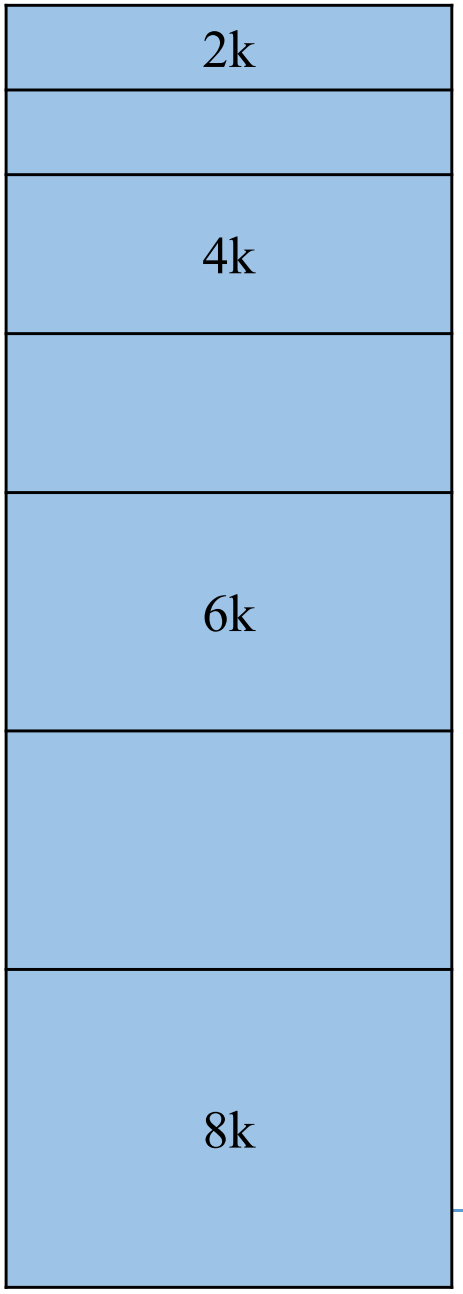
a) 分区大小相同：只适合于多个相同程序的并发执行，否则会缺乏灵活性

b) 分区大小不同：多个小分区，适量中分区，少量的大分区。根据程序大小，分配当前空闲的，适当大小的分区

连续分配 ：多分区分配



相同大小



不同大小

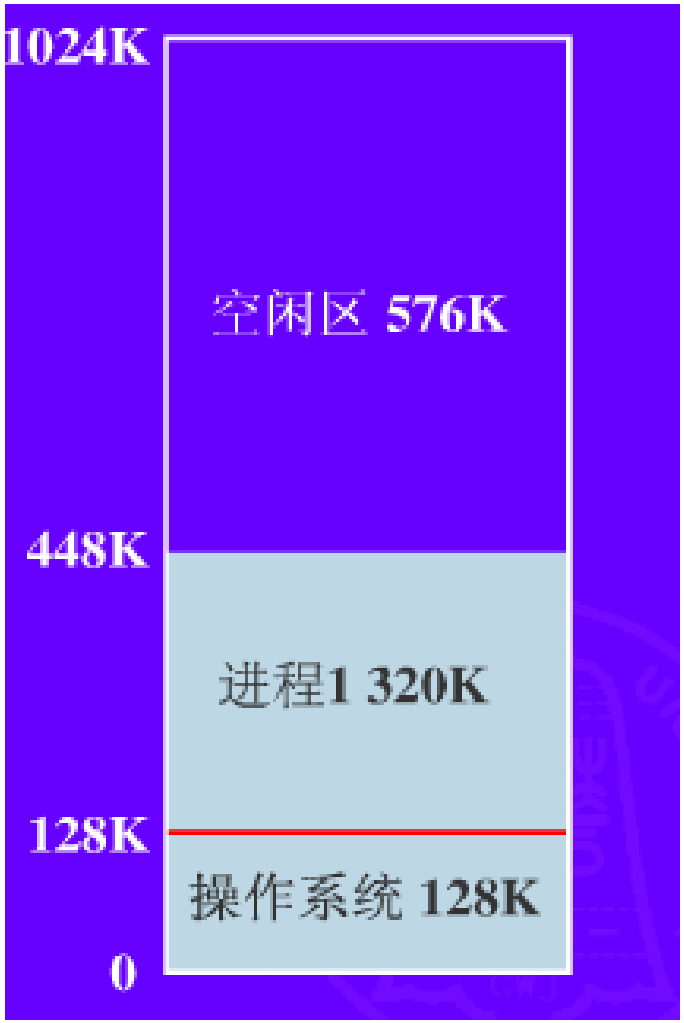
连续分配

2. 可变分区方法：整个内存空间是就是一个大孔，操作系统用表来记录已用和未用内存，
   - 孔，每当新的进程载入时，分配足够大（？）的孔
   - 系统需要用表来记录已分配孔和未分配孔的信息

I. 首次适应(first fit)：分配足够运行进程的第一个找到的孔
II. 最佳适应(best fit)：分配足够运行进程的最小孔
III. 最差适应(worst fit)：分配最大的孔

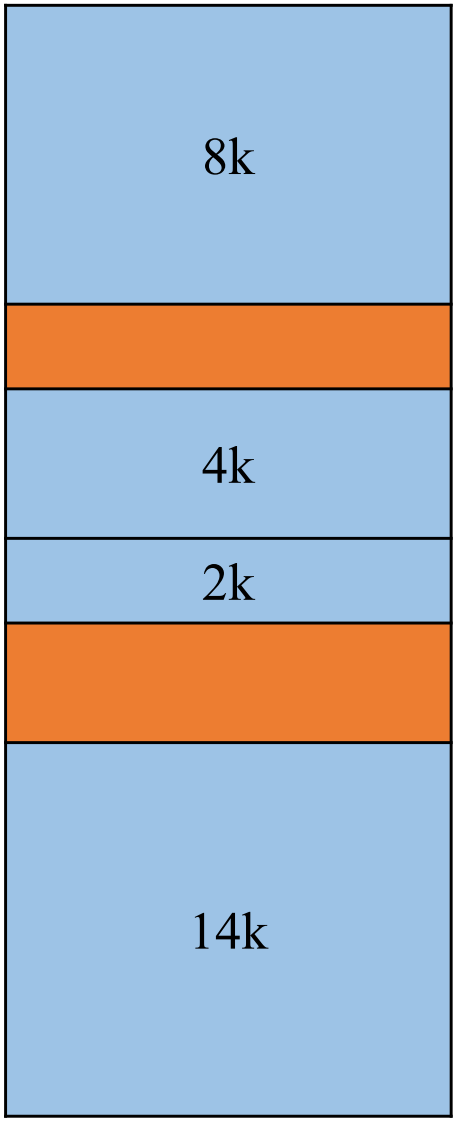
可变分区方法:举例


1024K
空闲区 896K
128K
操作系统 128K
0

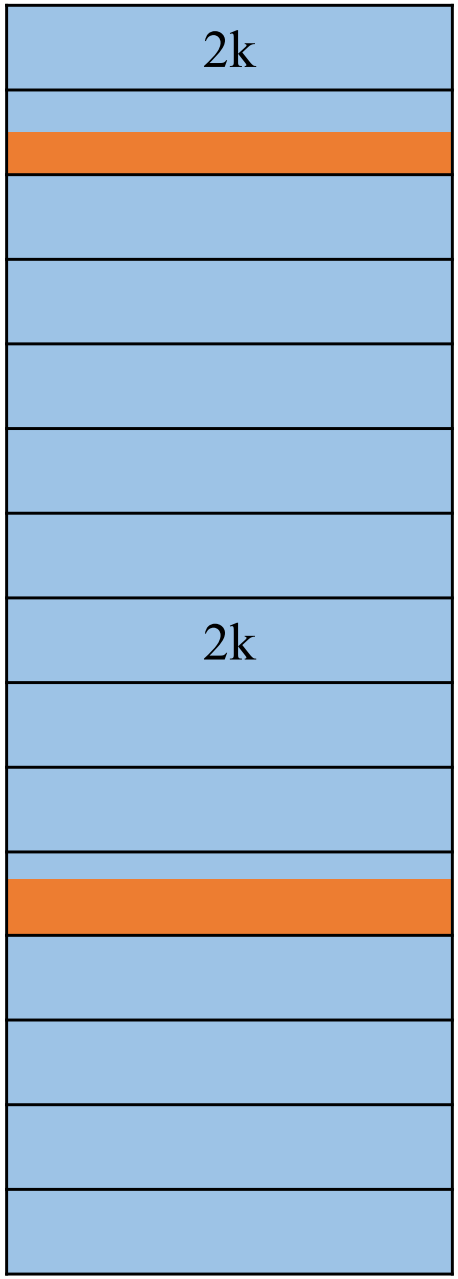

1024K
空闲区 576K
448K
进程1 320K
128K
操作系统 128K
0


1024K
空闲区 352K
672K
进程2 224K
448K
进程1 320K
128K
操作系统 128K
0

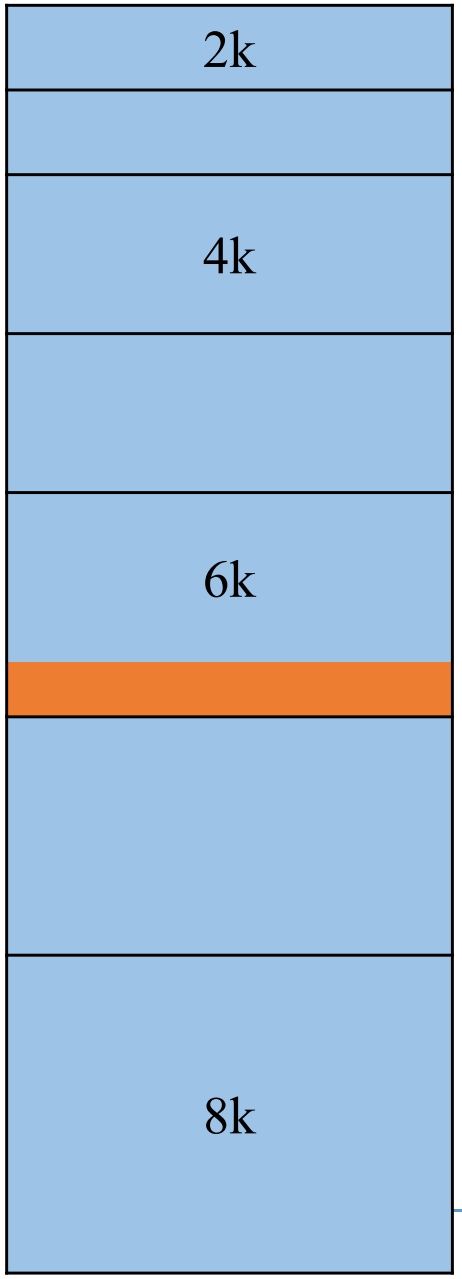
碎片(fragmentation)



可变分区



多分区：相同大小



多分区：不同大小

产生碎片

碎片

1. 外部碎片(external)
   - 区外产生的碎片。分区大小为2byte、 2byte、 2byte的不连续的空间，不能分配内存请求为 6byte 的进程
2. 内部碎片(internal)
   - 区内产生的碎片。有18464byte大小的孔，要分配内存请求为18462byte, 会剩下 2byte 的孔， 怎么办？

解决的方法(solution)

紧缩(compaction)：移动内存内容，把所有的空闲空间合并成一整块

注：只适用于动态重定位的时候，不适用于静态定位，但开销大

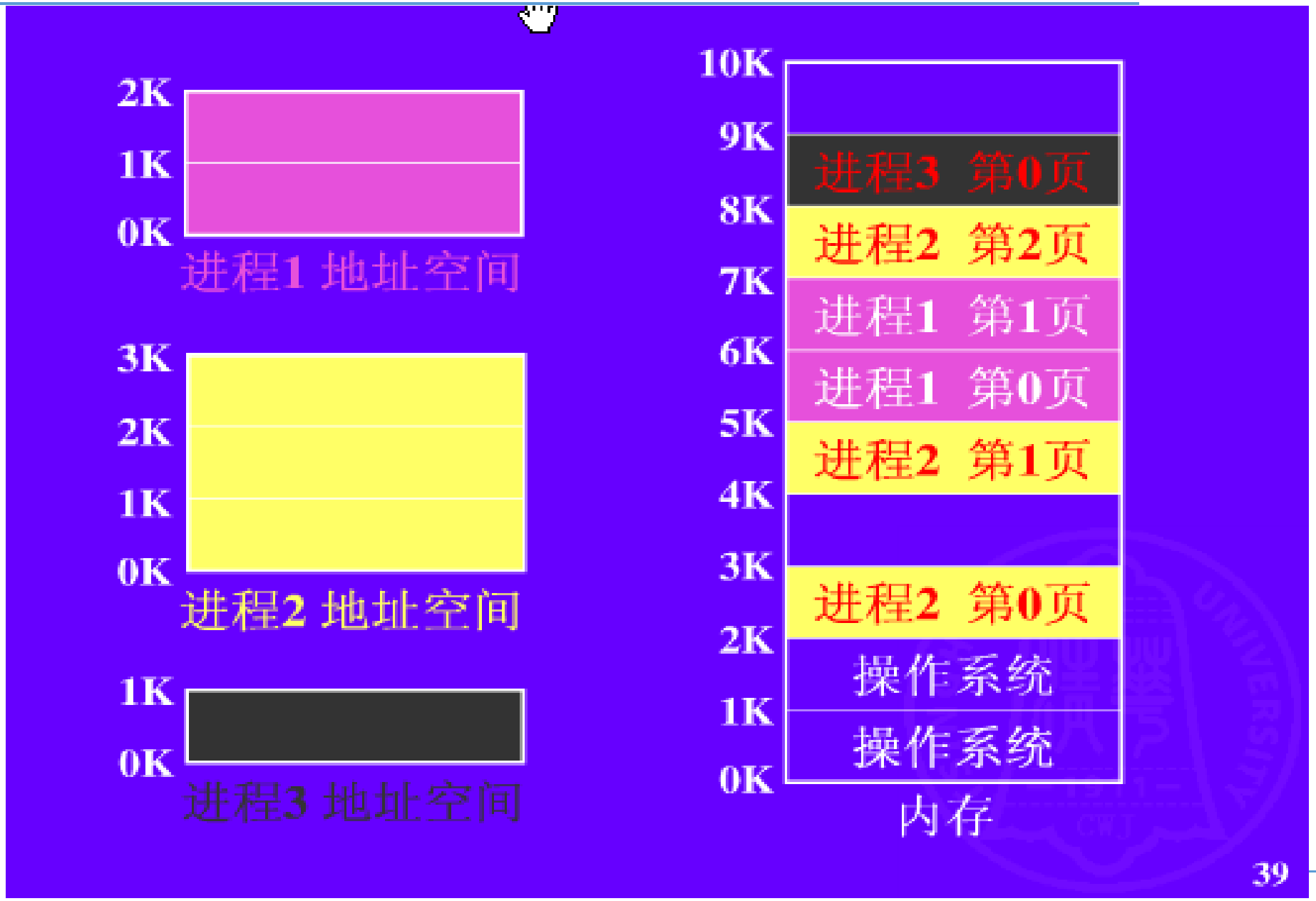
要是不采用连续分配的方法，
采用不连续分配方法？

8.2.2 分页

- 把物理内存划分为固定大小的块儿，称为帧。
- 把逻辑内存划分为固定大小的块儿，称为页。
- 一个页对应一个帧
- 当需要分配内存时，以页为单位分配内存。若程序大小为n页，则需要有n个帧来存放它，而这些帧是不必连续的内存空间(看下一页图)

1. 需要掌握空闲空间(空闲帧)信息
2. 为了把逻辑地址转变为物理地址，需要设置一个页表

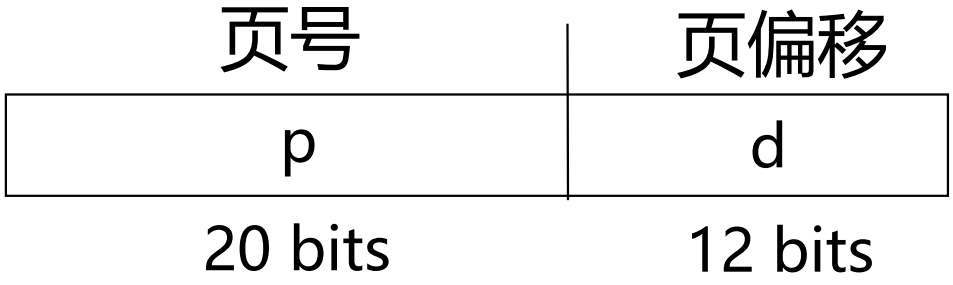
分页


2K
1K
0K
进程1 地址空间
3K
2K
1K
0K
进程2 地址空间
1K
0K
进程3 地址空间
10K
9K
8K
7K
6K
5K
4K
3K
2K
1K
0K
进程3 第0页
进程2 第2页
进程1 第1页
进程1 第0页
进程2 第1页
进程2 第0页
操作系统
操作系统
内存

（1）地址变换

逻辑地址分为两个部分：页号和页偏移

1. 页号(p): 是页表的索引，相应页表中存储着该页所在物理内存的基地址
2. 页偏移(d): 结合基地址形成物理地址



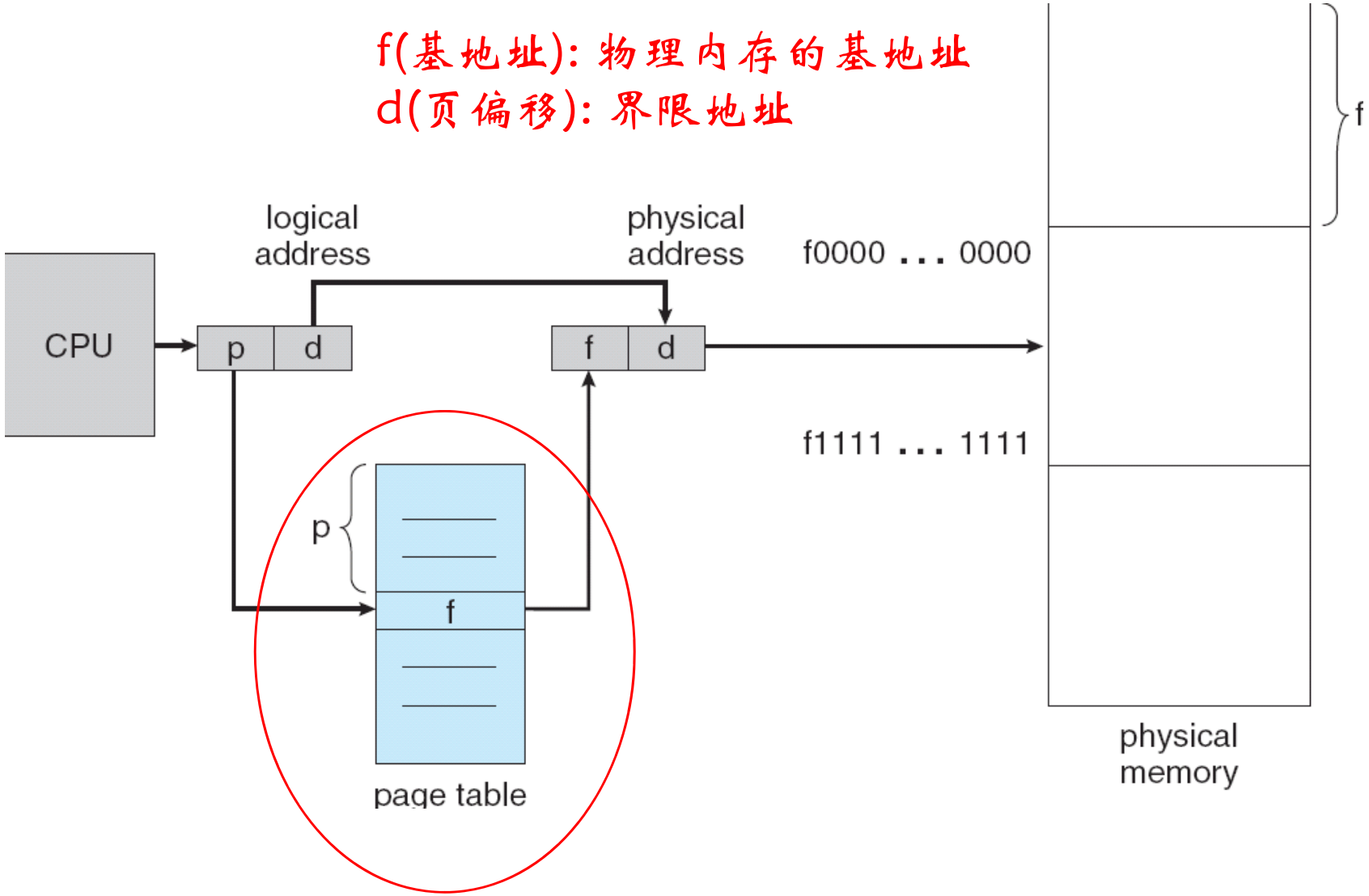
20位页号可指向2^{20}个帧，如每个帧大小 4k

那么，32位逻辑地址可覆盖的内存范围是

2^{20} X 2^{12}=2^{32}=4GB

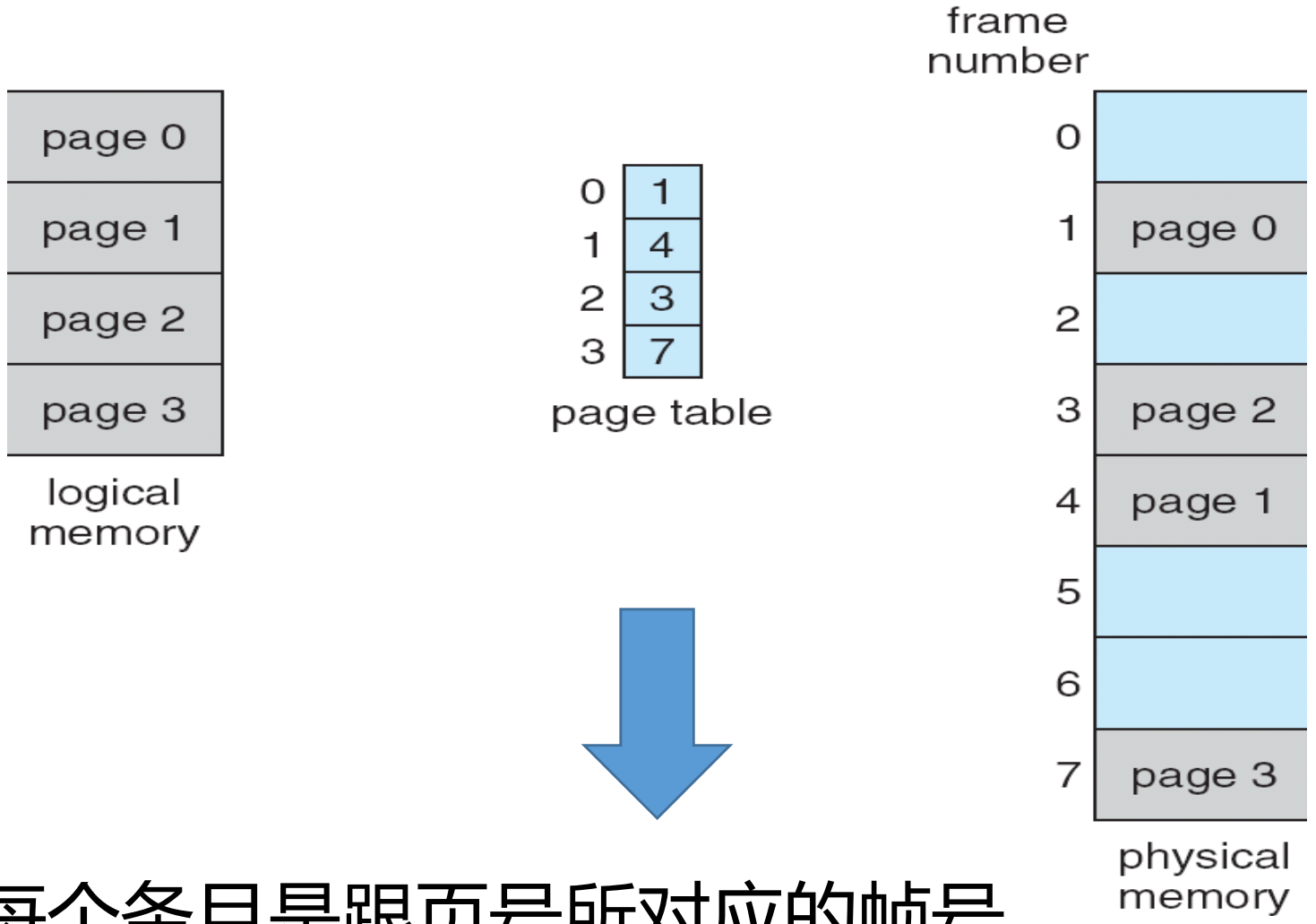
分页的硬件支持

f(基地址): 物理内存的基地址
d(页偏移): 界限地址



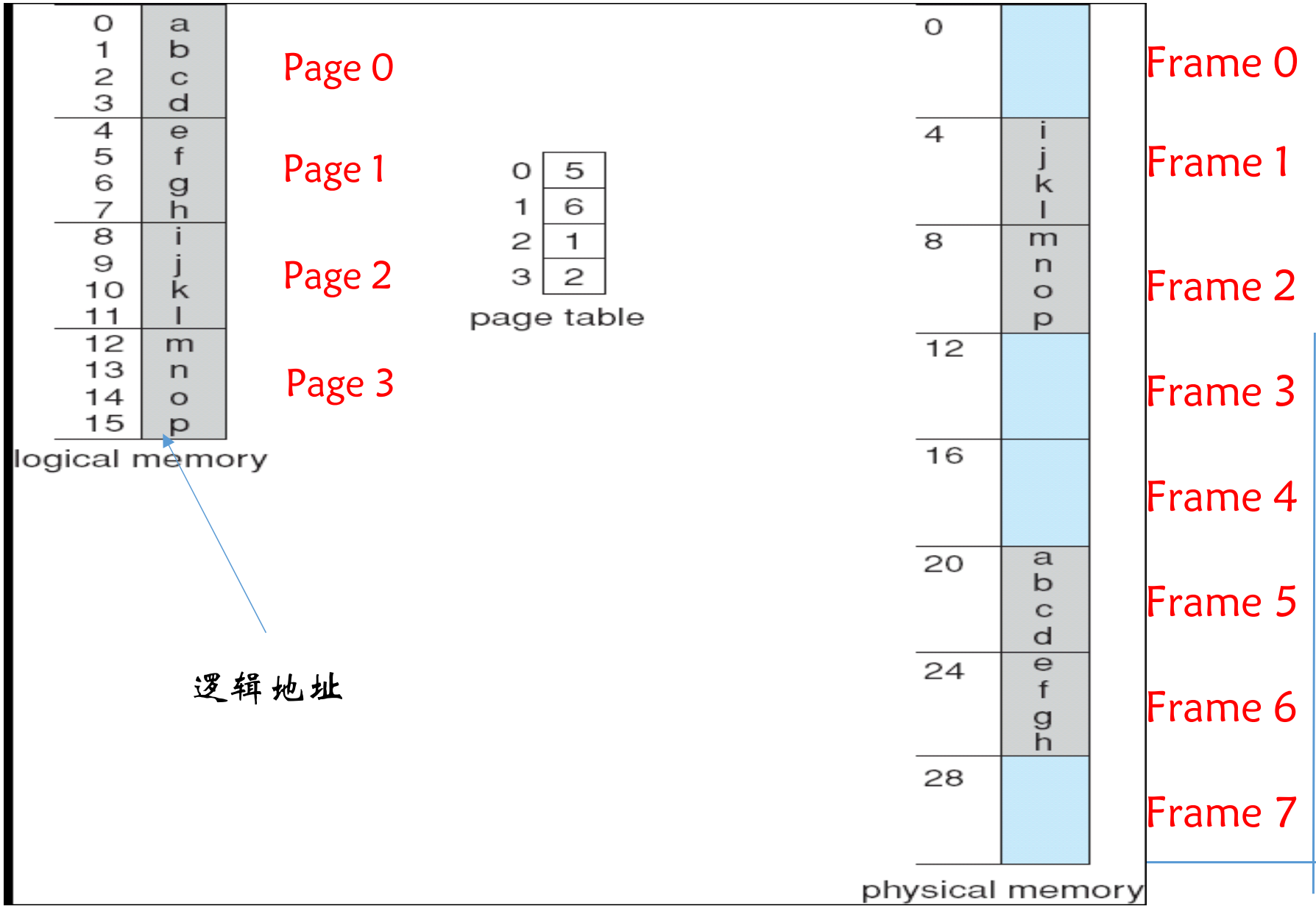
页表每个条目是跟页号所对应的帧号

逻辑内存和物理内存的分页模型

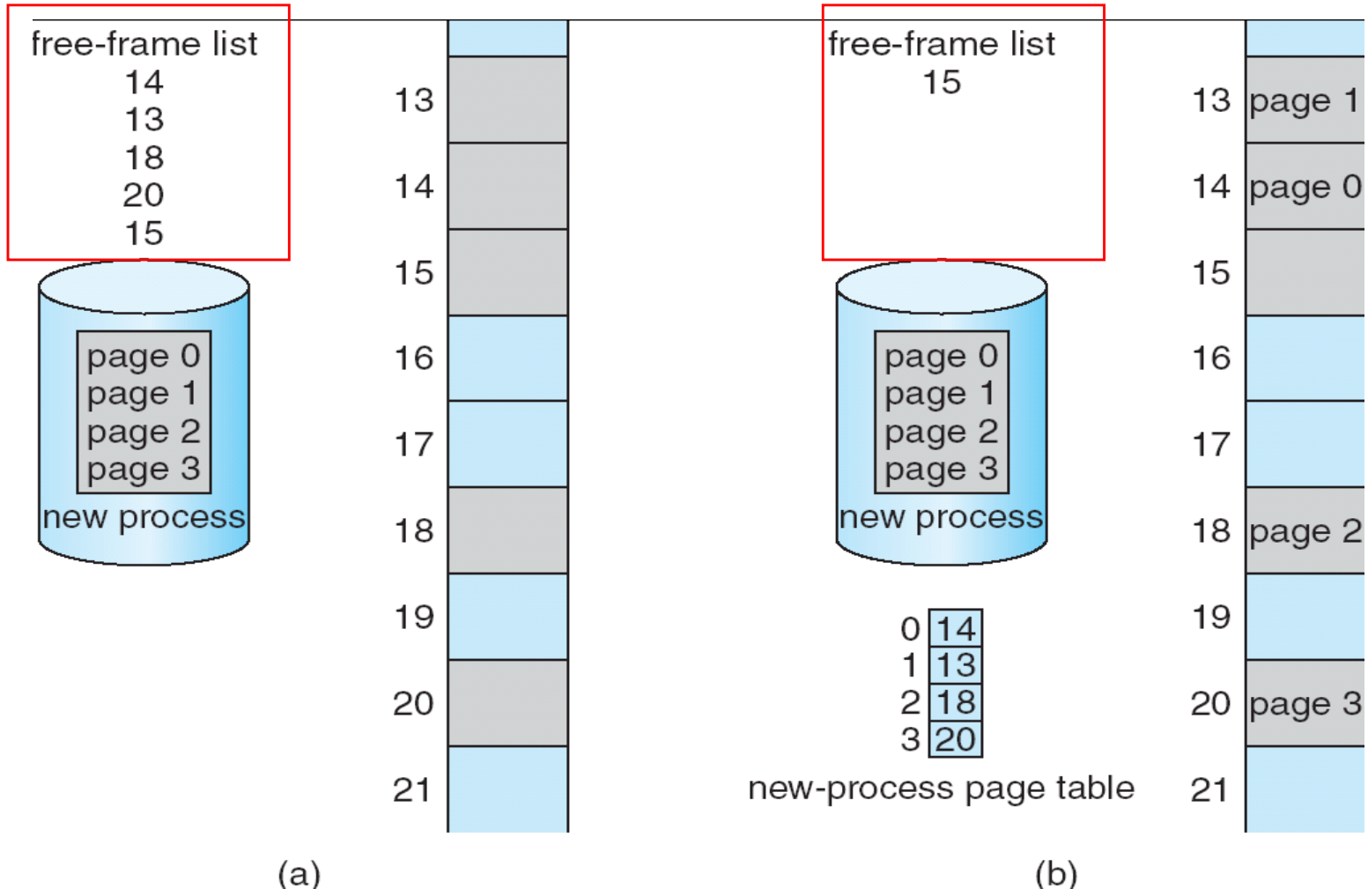


页表每个条目是跟页号所对应的帧号

使用4byte的页对32byte的内存进行分页的例子



空闲帧


free-frame list
14
13
18
20
15
page 0
page 1
page 2
page 3
new process
13
14
15
16
17
18
19
20
21
(a)
free-frame list
15
page 0
page 1
page 2
page 3
new process
0 14
1 13
2 18
3 20
new-process page table
13 page 1
14 page 0
15
16
17
18 page 2
19
20 page 3
21
(b)

分配前

分配后

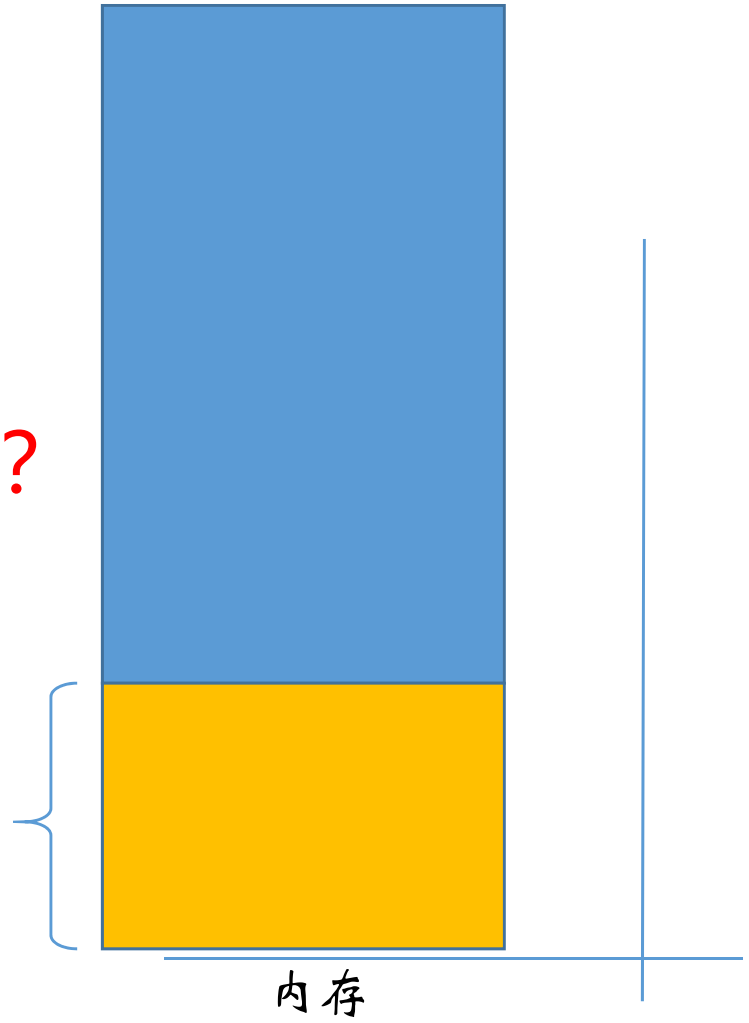
（2）页表的实现

1. 页表可以用一组专用寄存器来保存，
2. 也可以将页表放入到内存中；(这需要页表基寄存器和需要页表长寄存器）

若把页表存入内存时，

可能会出现的问题是什么？

存储页表信息，
至少需要两个寄存器



页表的实现

- 当把页表存入内存时，可能会出现的一些问题是？
- 第一次查页表，第二次访问地址

答：需要两次访问内存，这会导致数据访问速度慢

解决的办法

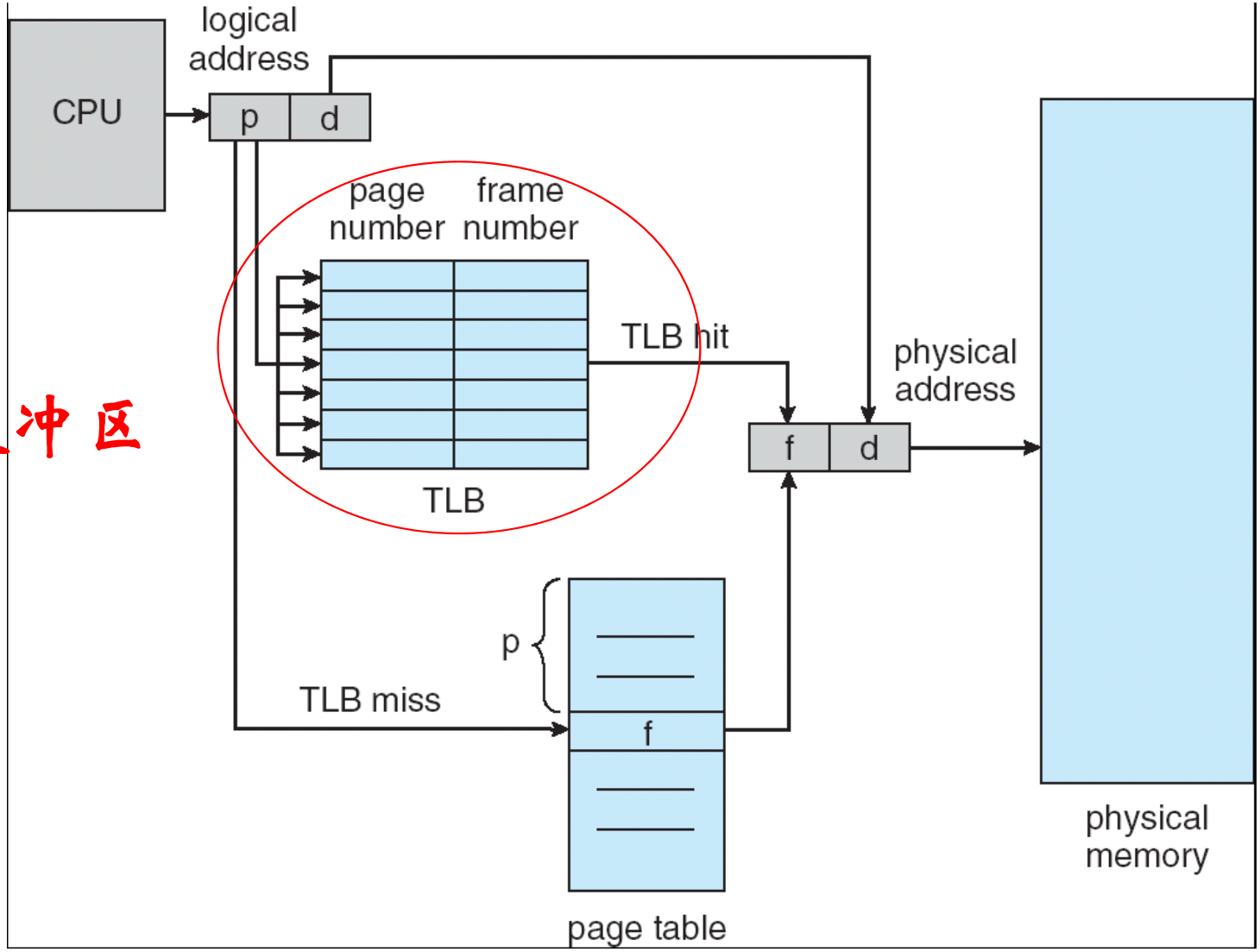
硬件缓冲，称为地址转换旁观缓冲

（Translation Look-aside Buffer: TLB）

- 键（标签），值

带TLB的分页硬件

高速缓冲区



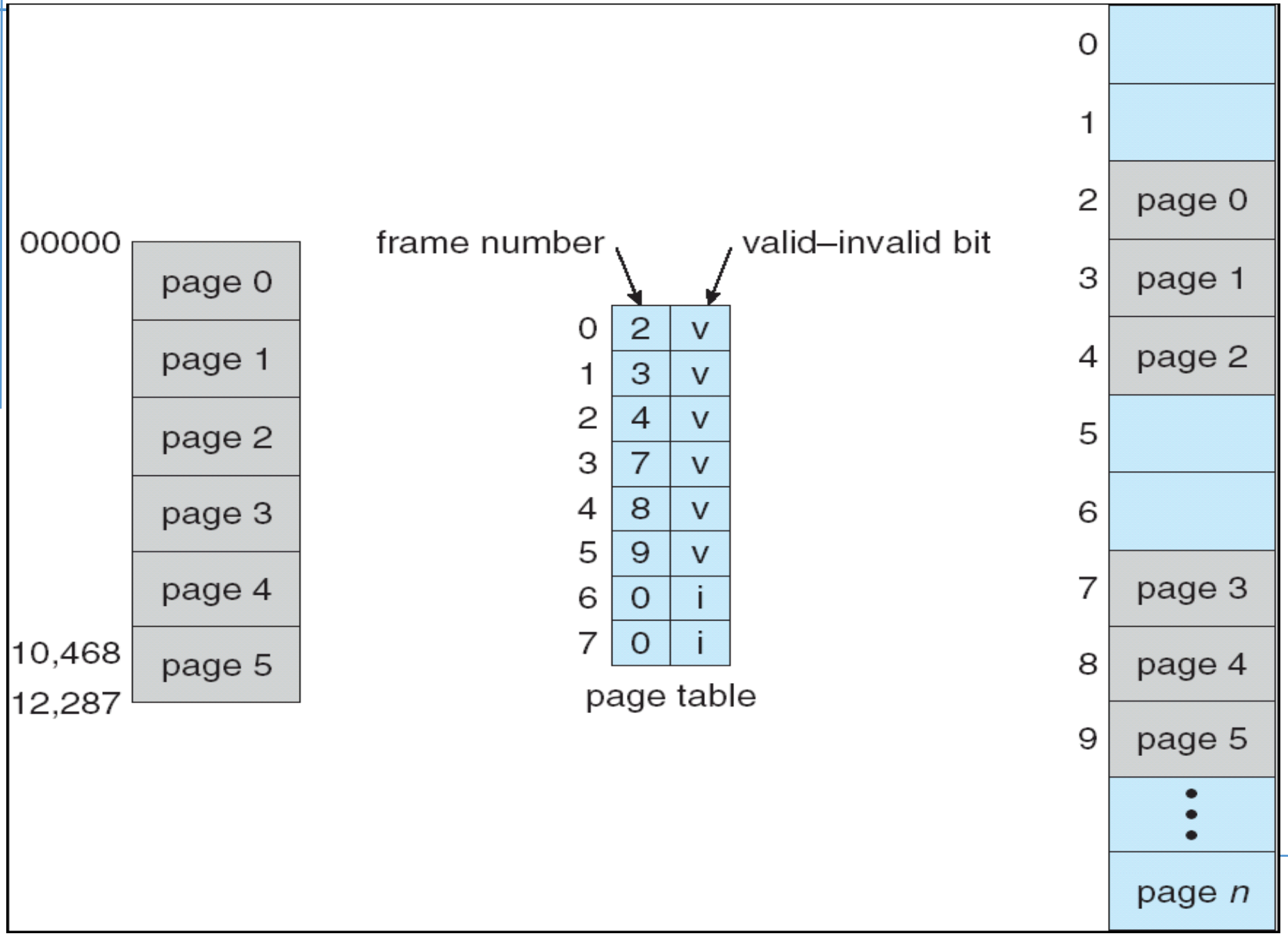
（3）分页环境下，内存保护

问：在分页环境下， 怎么实现内存的保护？

答：与每个帧关联一个的保护位，建立与页表中的每一条目相关联的有效/无效位。

1. 有效位（v）表示相关的页在进程的逻辑地址空间内（合法）
2. 无效位（i）表示相关的页不在进程的逻辑地址空间内（非法）

分页环境下，内存保护


00000
page 0
page 1
page 2
page 3
page 4
10,468
page 5
12,287
frame number
valid–invalid bit
0 2 v
1 3 v
2 4 v
3 7 v
4 8 v
5 9 v
6 0 i
7 0 i
page table
0
1
2 page 0
3 page 1
4 page 2
5
6
7 page 3
8 page 4
9 page 5
page n

（4）分页优点

通过共享页实现代码共享。

进程的代码可分为可以共享的代码和不可共享的代码，可共享的代码通过共享页表的方式实现。

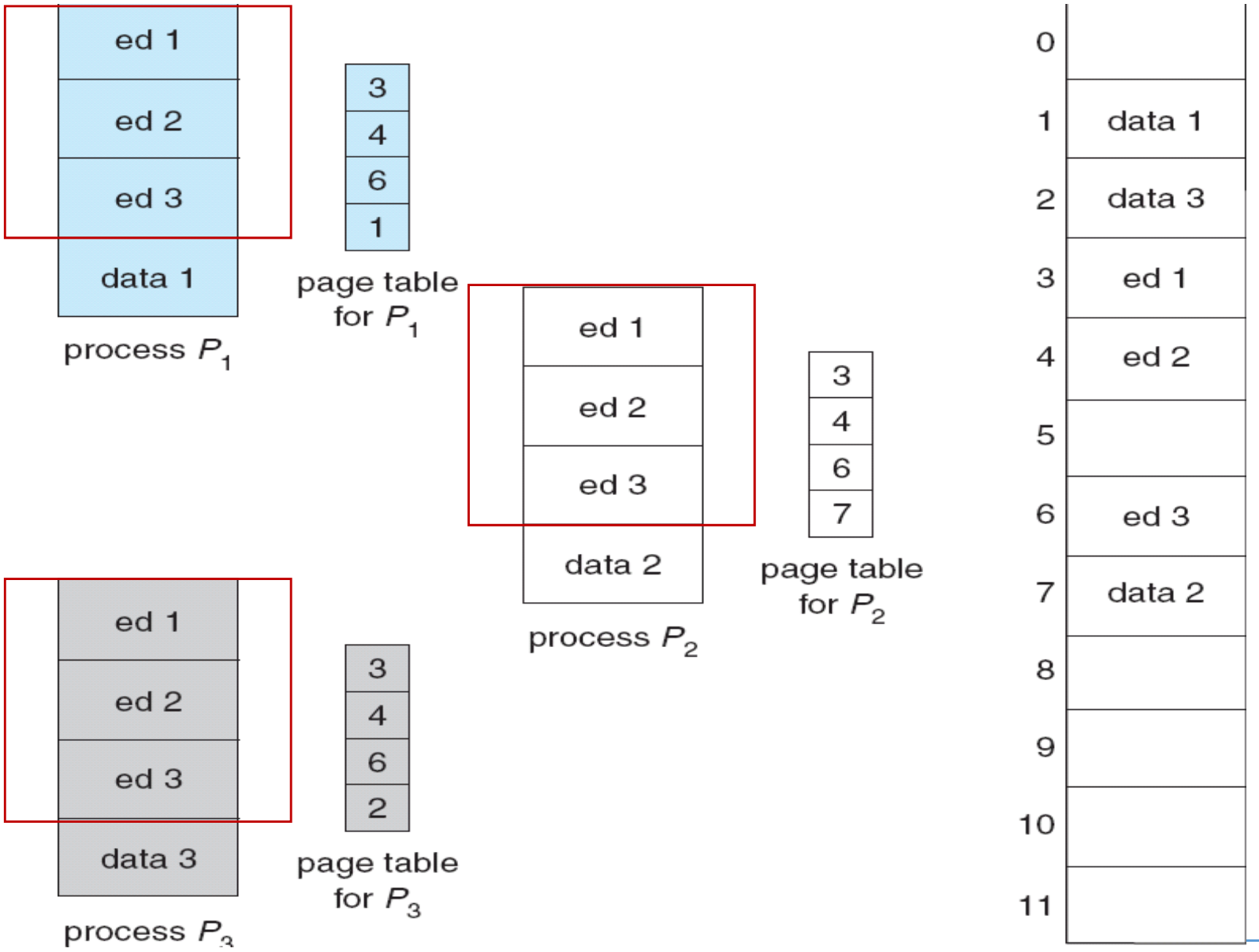
（1）可共享的代码 - 可重入代码

- 每个进程共享代码段的(页)逻辑地址相同

（2）不可共享的代码 - 私有代码和数据

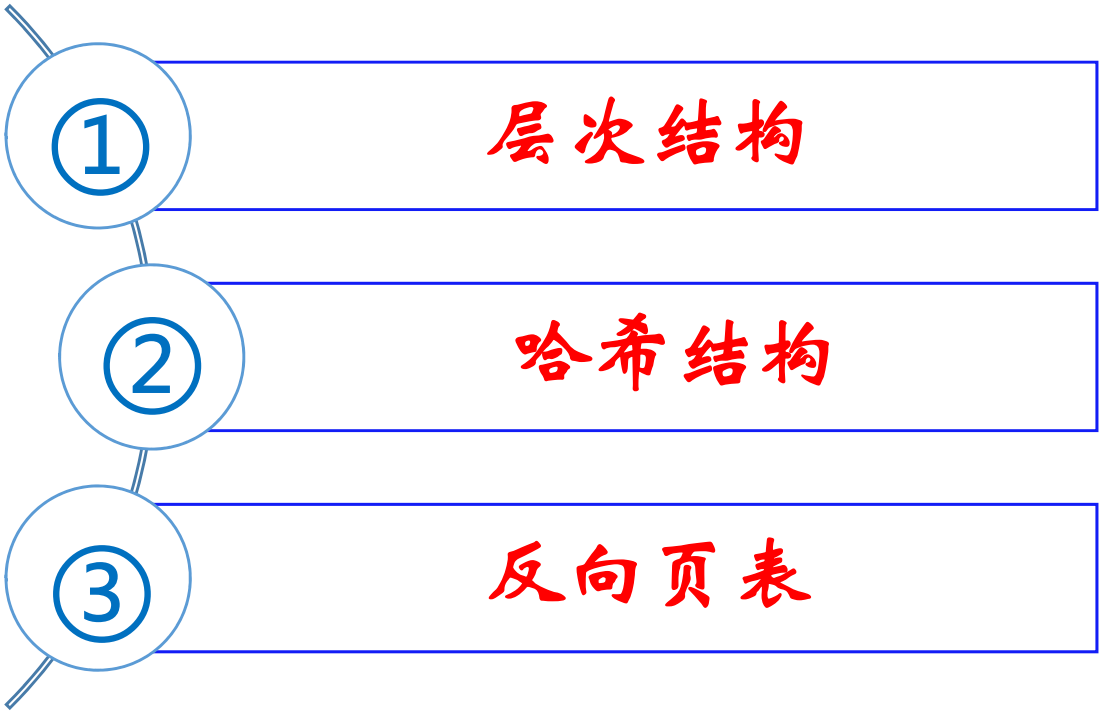
- 针对私有代码和数据的(页)逻辑地址不同

共享页举例


ed 1
ed 2
ed 3
data 1
process P_1
3
4
6
1
page table for P_1
ed 1
ed 2
ed 3
data 2
process P_2
3
4
6
7
page table for P_2
ed 1
ed 2
ed 3
data 3
process P_3
3
4
6
2
page table for P_3
0
1 data 1
2 data 3
3 ed 1
4 ed 2
5
6 ed 3
7 data 2
8
9
10
11

（5）页表结构

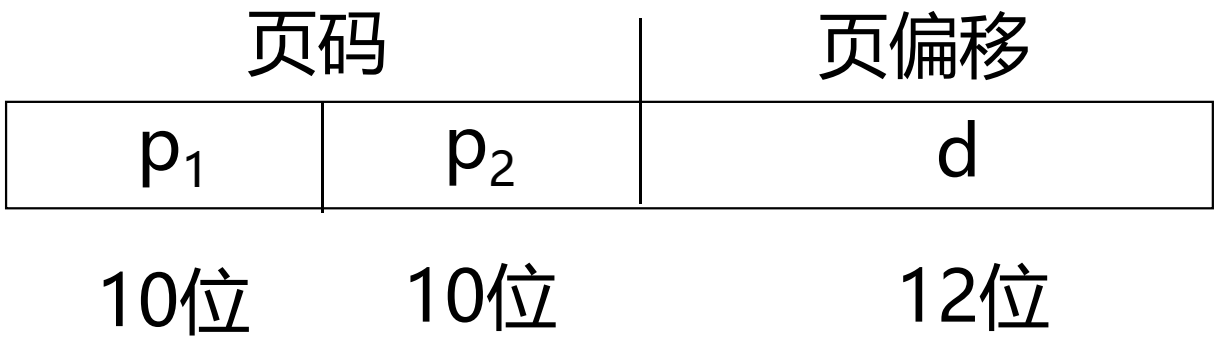
- 把逻辑地址映射为物理地址的过程中，分页方式需要系统维护页表信息
- 在实现页表方式上，有以下几种方式



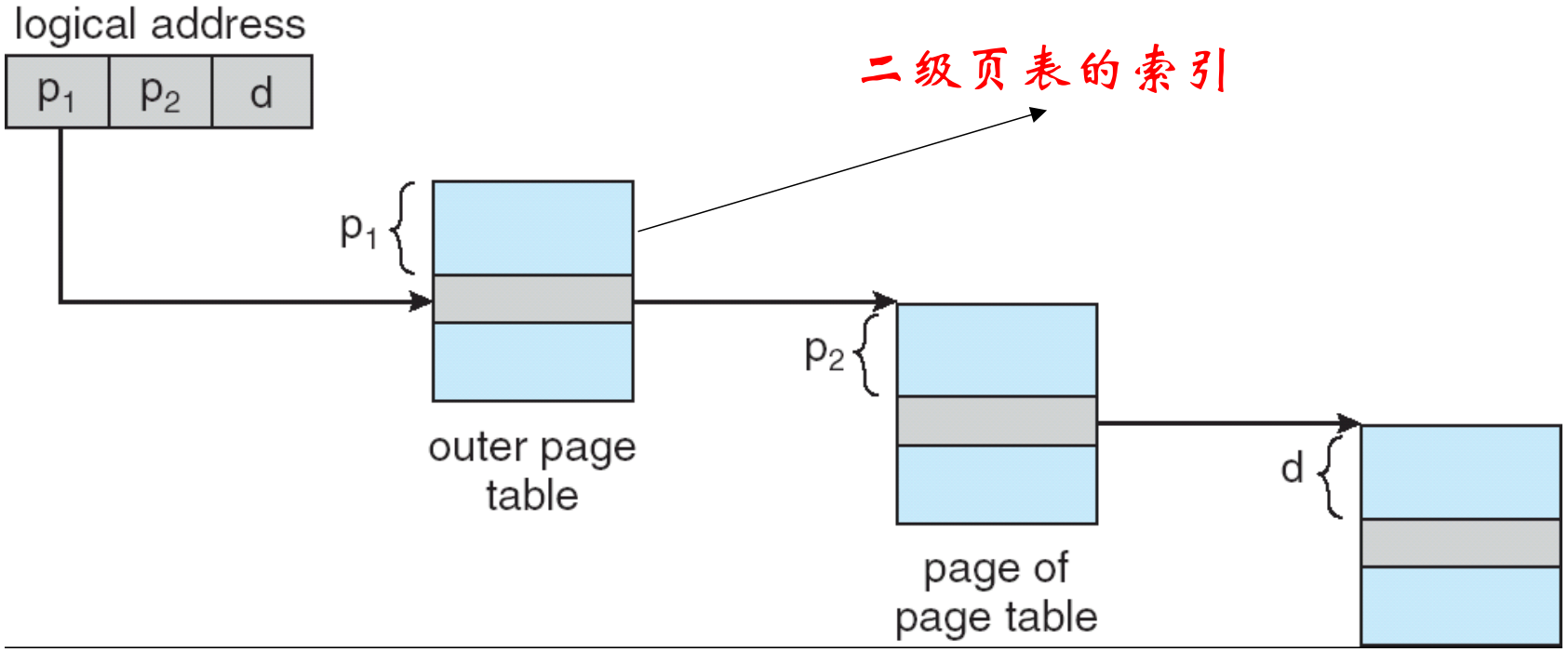
A. 层次页表

把逻辑地址编址设为多层次，即多层次的页表。

比如，32位系统的二级页表结构，逻辑地址分为20位页号和10位页偏移，在把20位页号分为两个10位页号



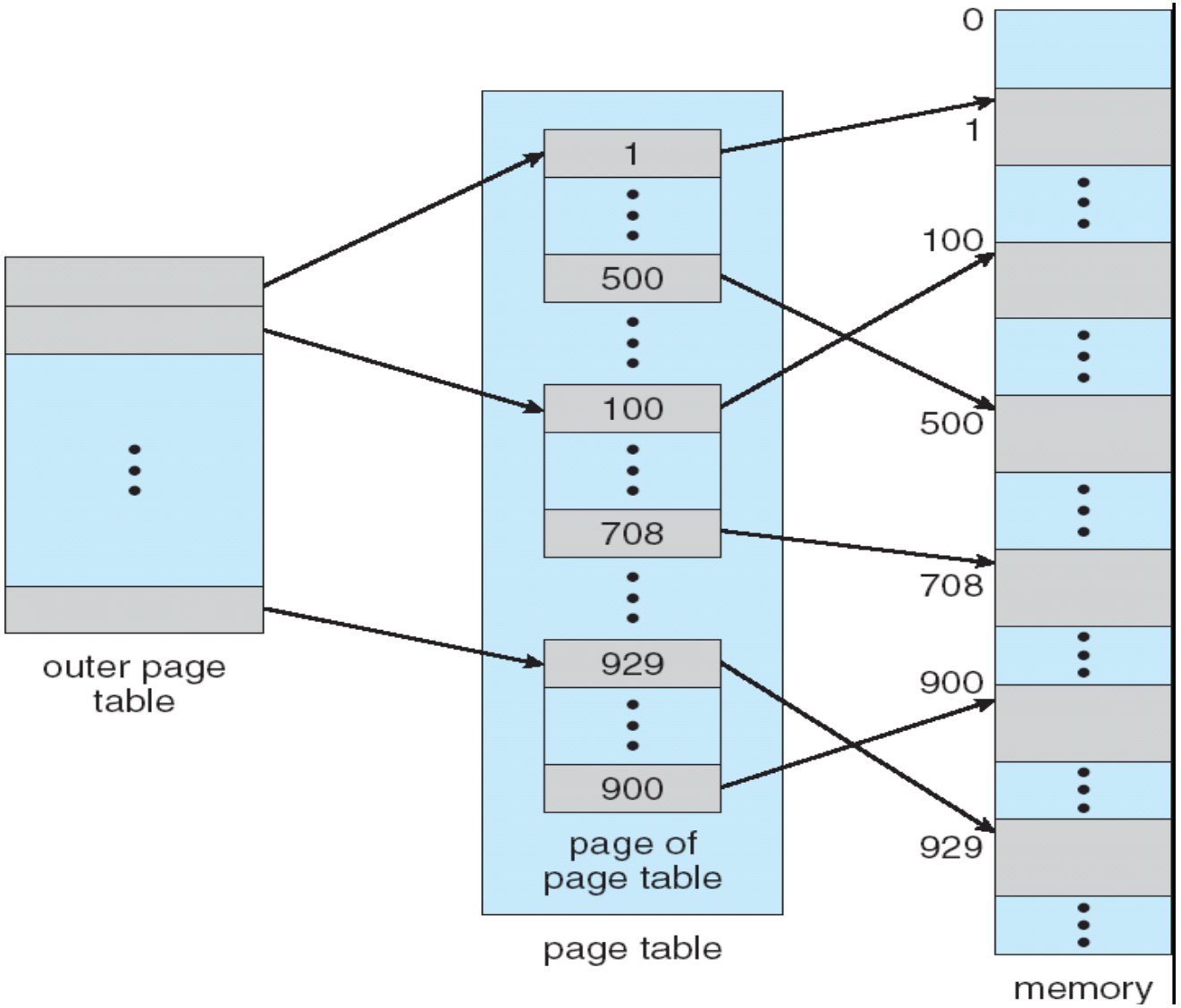
二级32位分页体系的地址转换



采用层次结构页表存储结构有什么好处？

1. 可以实现页表的不连续存储
2. 可以节约内存空间（问：为什么？）

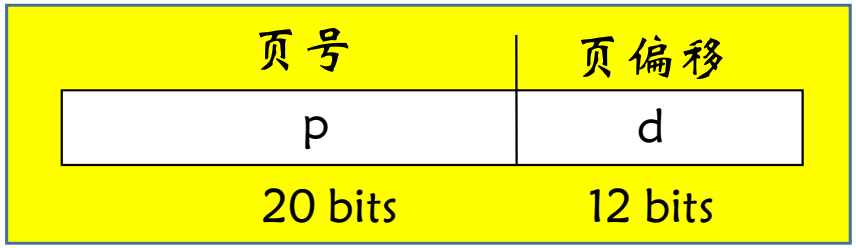
二级页表结构


0
1
100
500
708
900
929
1
500
100
708
929
900
outer page table
page of page table
page table
memory

A. 为什么需要层次结构？

假设，

- 页表是单层次结构
- 内存空间大小为 2^{32} = 4Gb
- 页大小为 2^{12} = 4k
- 每个页表条目大小为 4byte

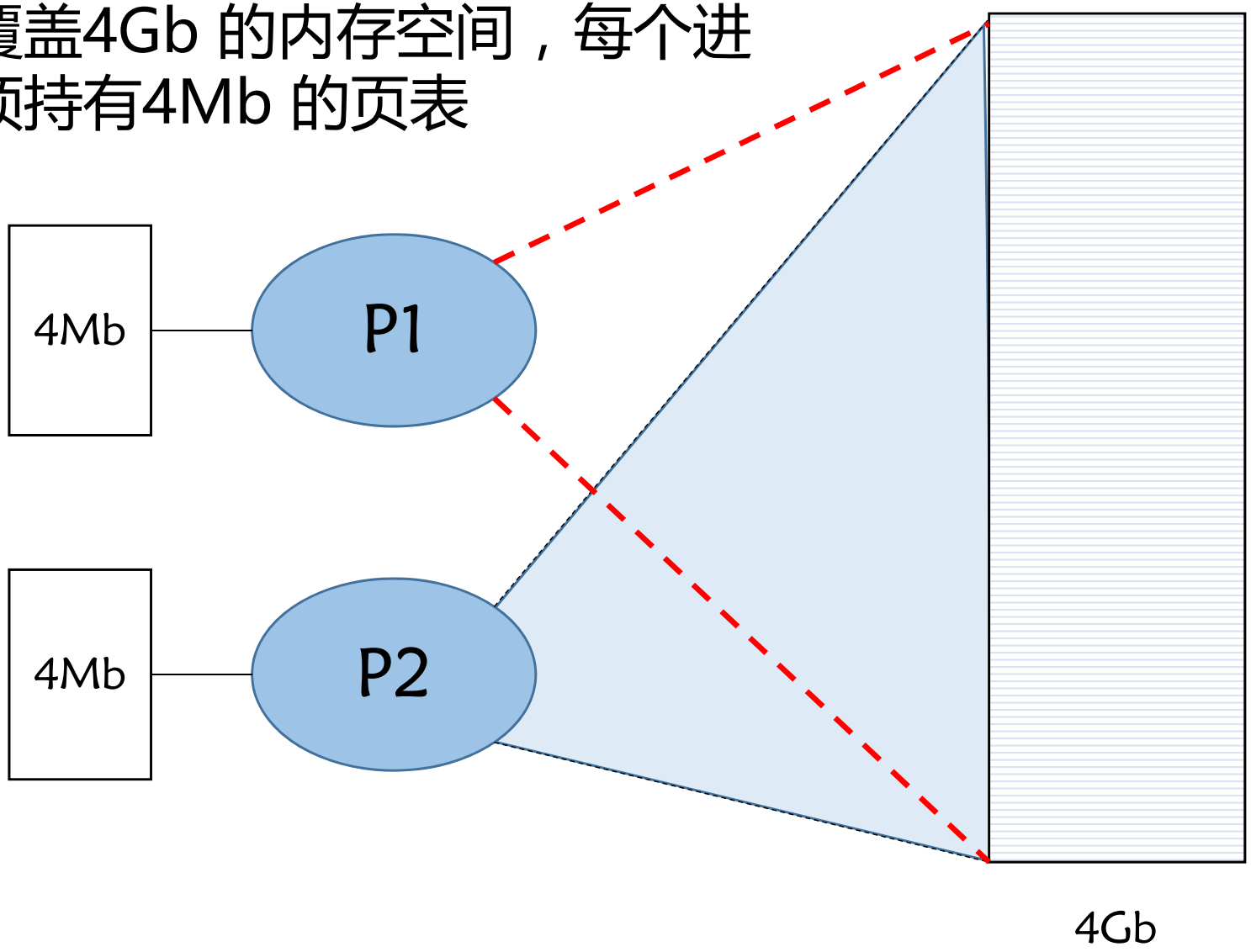


那么，我们为覆盖4Gb的内存，每个进程要维持 4Mb的页表

I. 页表条目的数量 = $2^{32}/2^{12}=2^{20}$
II. 需要的页表大小 2^{20} X 4byte
III. = 4Mb

A. 为什么需要层次结构？

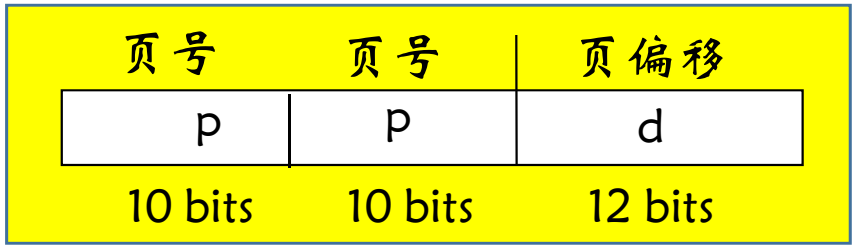
为了覆盖4Gb 的内存空间，每个进程必须持有4Mb 的页表



A. 为什么需要层次结构？

假设，

- 页表是两层结构
- 内存空间大小为 2^{32} = 4Gb
- 页大小为 2^{12} = 4k
- 每个页表条目大小为 4byte

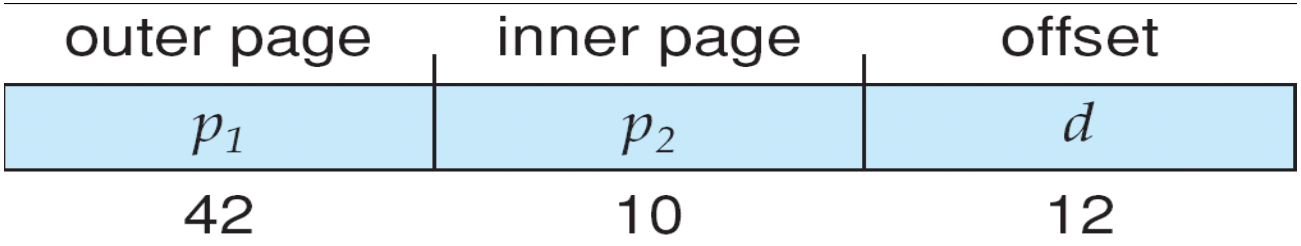


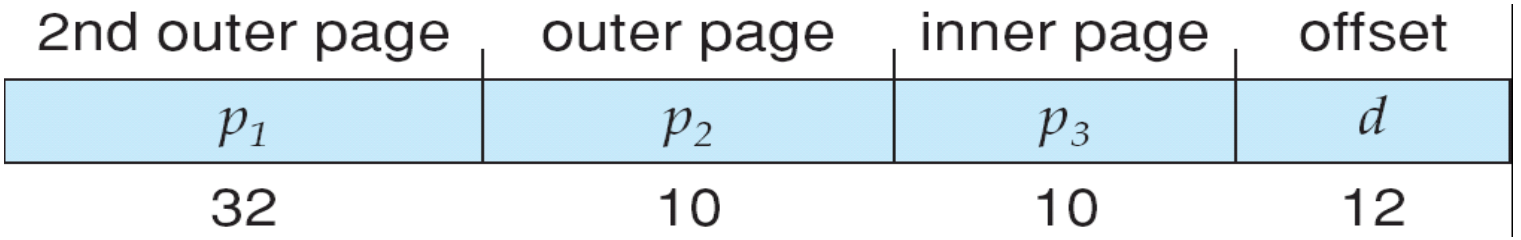
Homework:

那么，我们为覆盖4Gb的内存，进程要维护的页表大小是多少？

- 2^{10}X 4byte + 2^{10}X 4byte = 8k, is it right?

64位三级页表结构


outer page
inner page
offset
p_1
p_2
d
42
10
12


2nd outer page
outer page
inner page
offset
p_1
p_2
p_3
d
32
10
10
12

B. 哈希页表

- 处理超过32位地址空间的常用方法
- 逻辑地址的定义为【虚拟页码，偏移量】
  - 把虚拟页码作为哈希值(key)

- 哈希页表的每一条目是链表，链表的每个元素包括

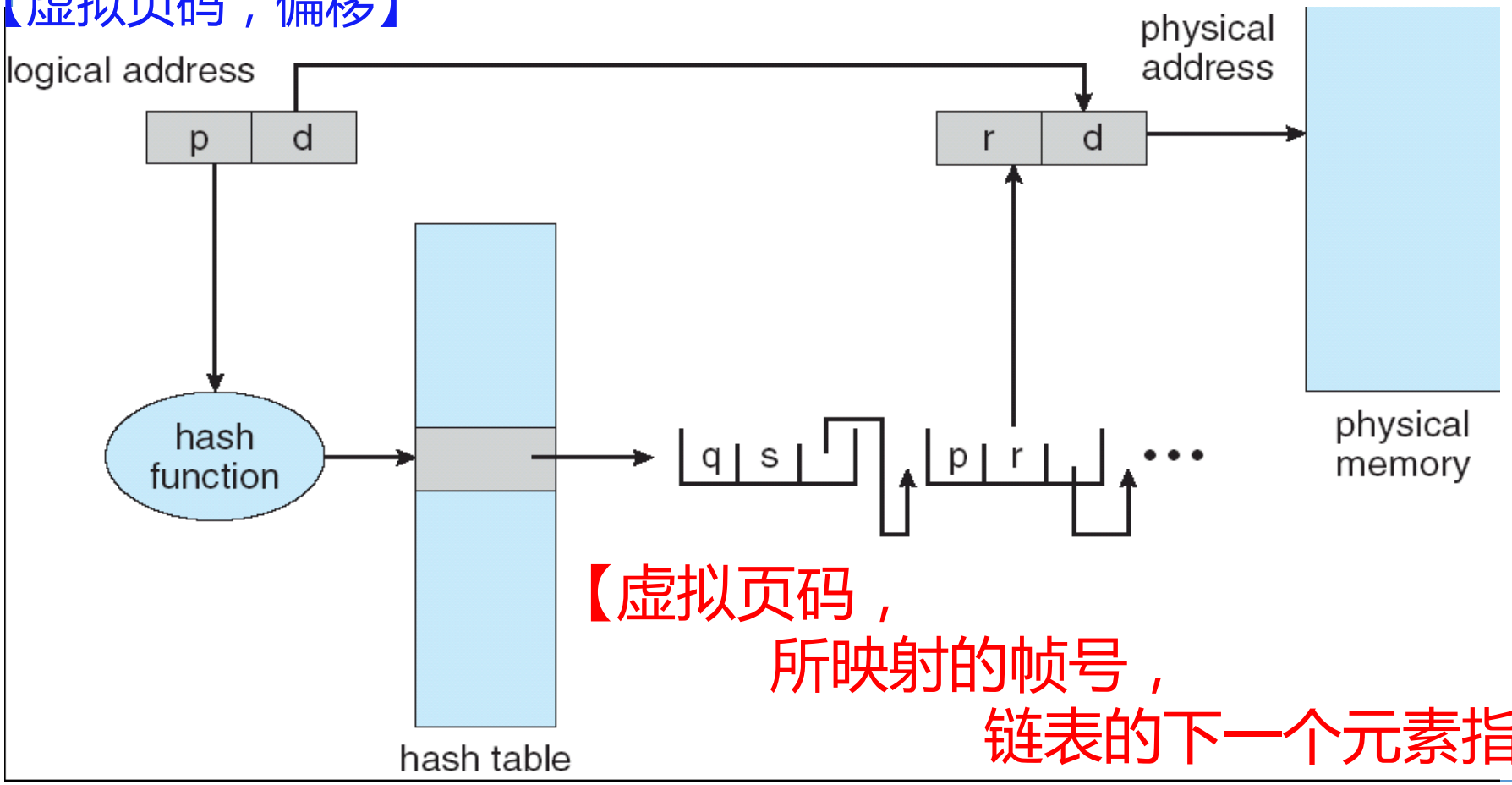
【虚拟页码，所映射的帧号，下一个元素指针】

- 根据虚拟页码（哈希值）找到匹配的条目，并在链表里找到相对应的帧号

哈希页表

通过页号转换到哈希表中，用链表指针找到想对应的帧号，并用帧号和页偏移形成物理地址

【虚拟页码，偏移】



【虚拟页码，
所映射的帧号，
链表的下一个元素指针】

C. 反向页表

为了减少页表消耗的内存空间而采用的方法

：即，整个系统只有一个页表，页表对于每个真正的内存页或帧才建立一个条目

– 地址信息：需要用页码和页偏移来确定空间

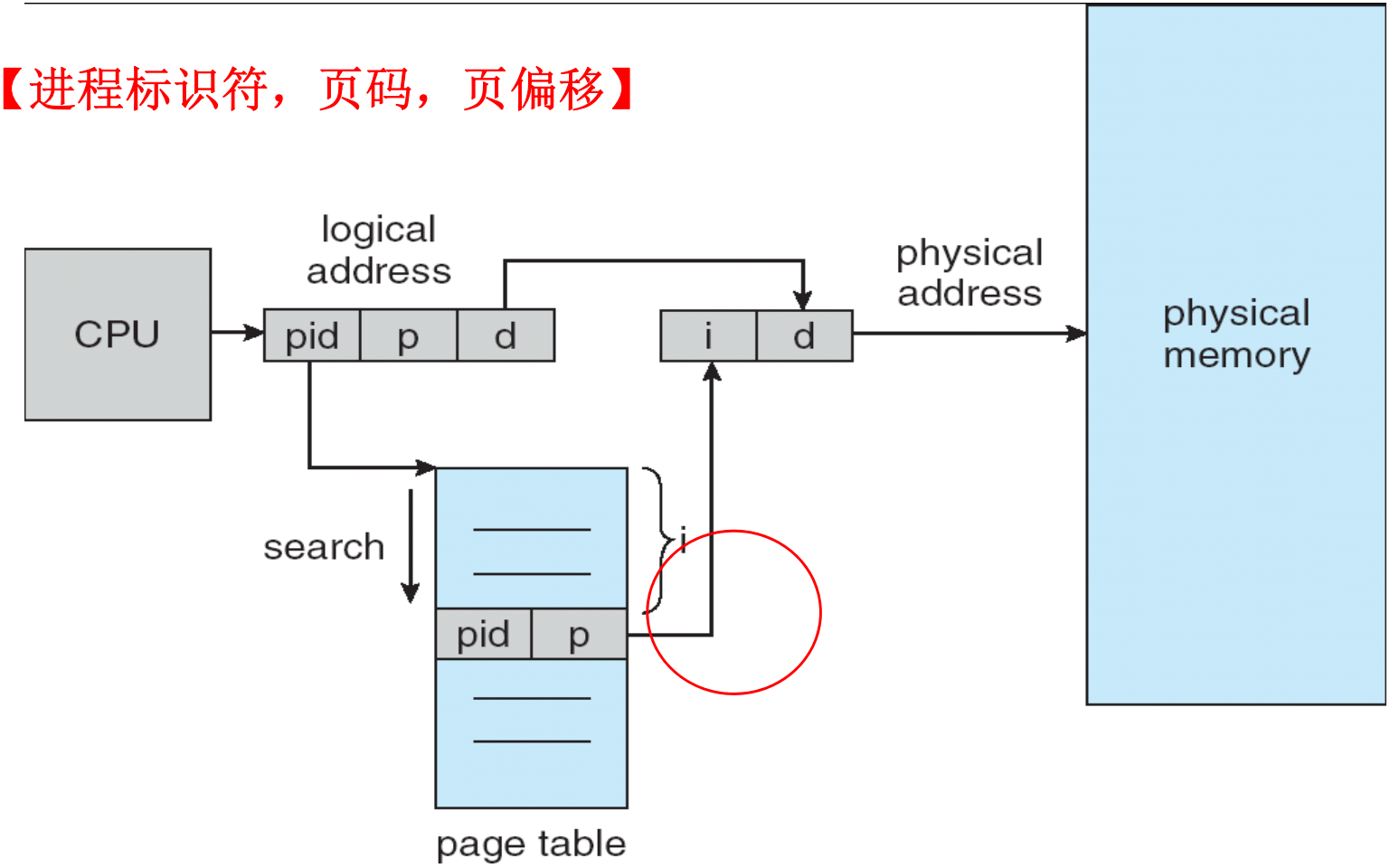
– 进程信息：需要用进程标识符确定进程信息

• 反向页表编址：

【进程标识符，页码，页偏移】

反向页表

【进程标识符，页码，页偏移】



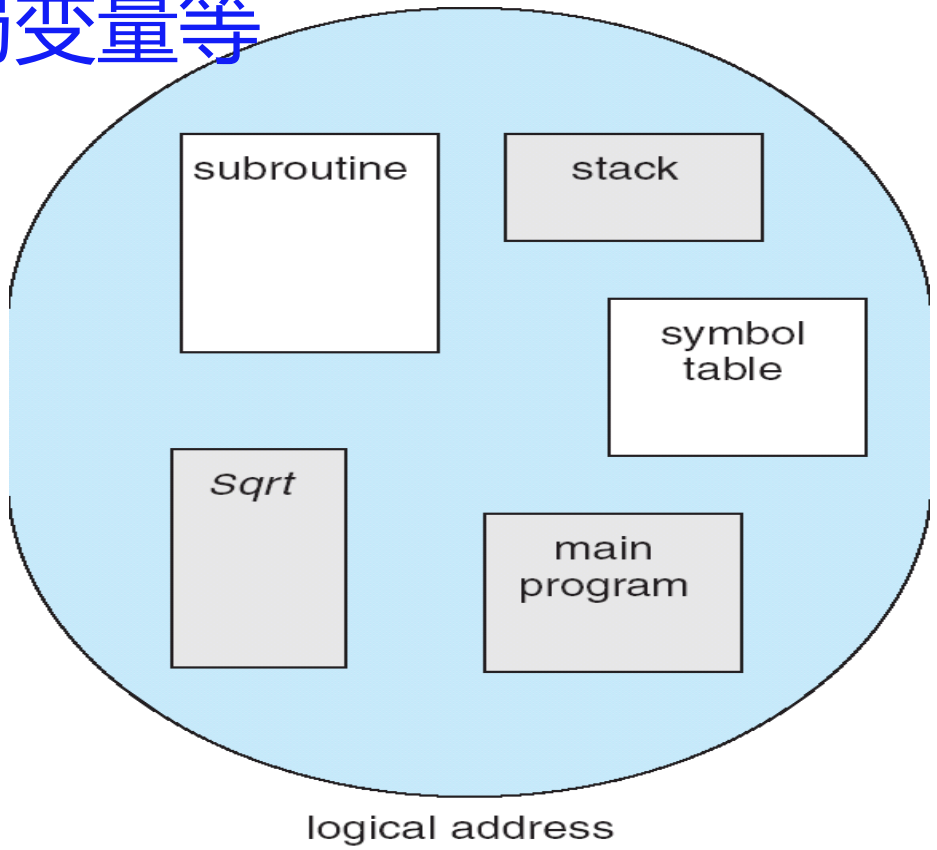
问题是查找页表，费时

8.3.3 分段

以用户视角去管理内存的方式，一个程序由多个逻辑段组成：

一般组成：主程序、函数、方法、对象、堆、栈、局部变量、全局变量等

用户眼中的内存空间

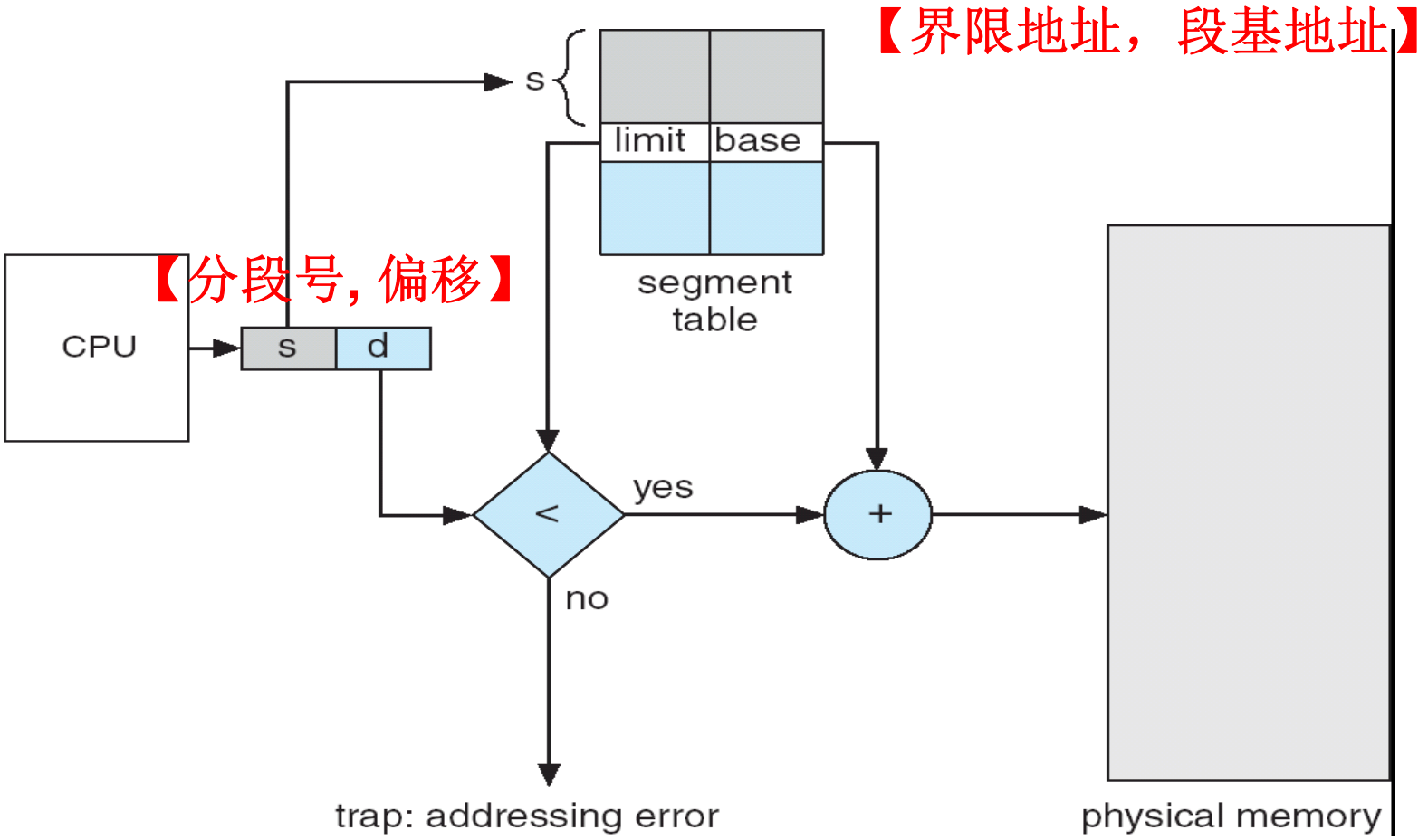


分段结构

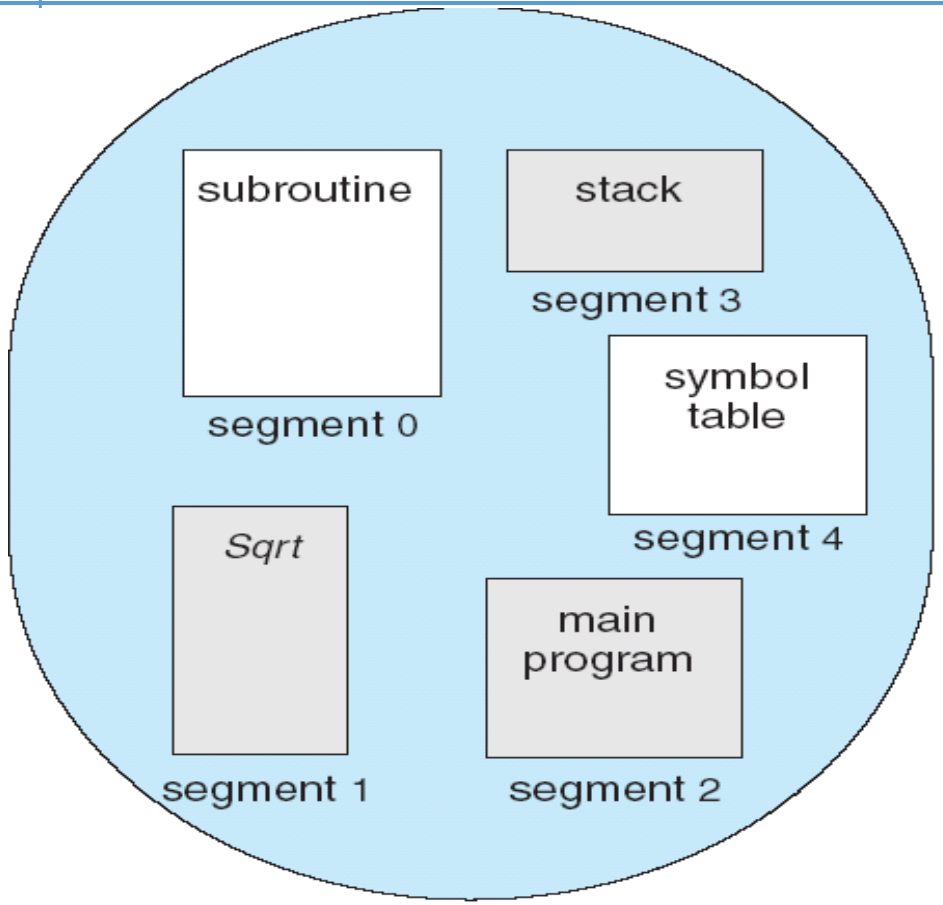
- 逻辑地址的定义：
  【分段号, 偏移】

- 需要段表, 段表条目包括
  - 段基地址
  - 段界限

分段硬件

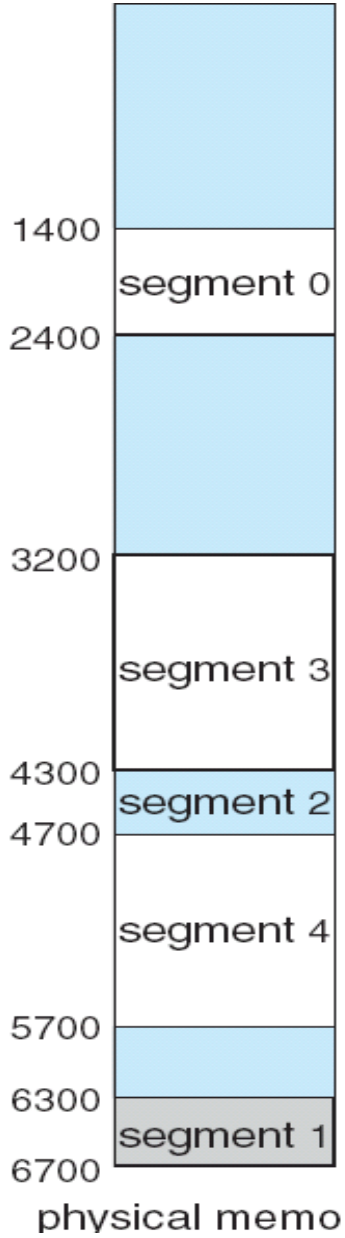

【界限地址，段基地址】
s
limit
base
segment
table
【分段号，偏移】
CPU
s
d
<
yes
+
no
trap: addressing error
physical memory

分段举例



	limit	base
0	1000	1400
1	400	6300
2	400	4300
3	1100	3200
4	1000	4700

segment table



Q&A