计算机系统基础
Programming Assignment

PA 3-3 分页机制的模拟

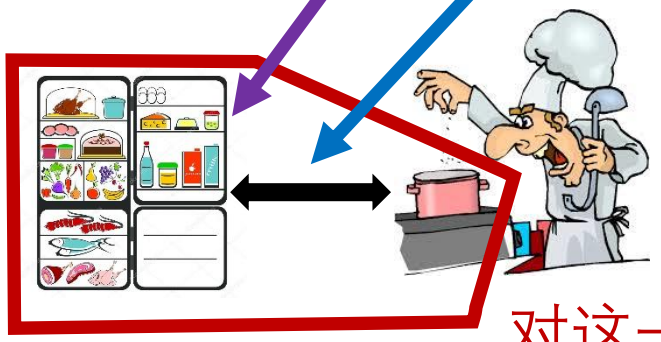
2020年12月10日 / 12月11日

南京大学《计算机系统基础》课程组

前情提要

PA 3-2 管理太混乱，引入了分段机制，代码段、数据段、栈段

PA 3-1 食材摆太远，取用太耗时，引入Cache



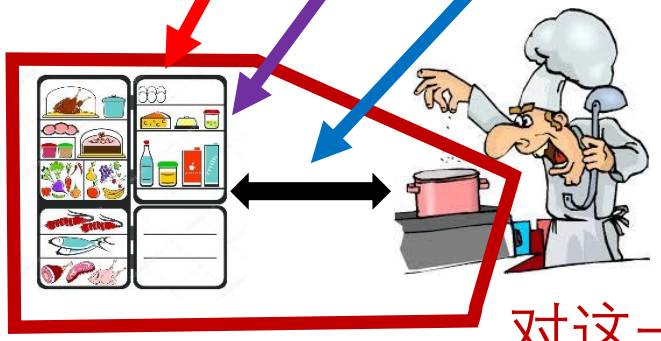
对这一块有点不满意

PA 3-3 分页机制的动机

PA 3-3 主存太小，多进程管理困难，引入分页机制

PA 3-2 管理太混乱，引入了分段机制，代码段、数据段、栈段

PA 3-1 食材摆太远，取用太耗时，引入Cache



对这一块有点不满意

分段机制回顾

- PA 3-2 实现分段机制后NEMU的地址转换过程

```
uint32_t vaddr_read(vaddr_t vaddr, uint8_t sreg, size_t len) {
        assert(len == 1 || len == 2 || len == 4);
#ifndef IA32_SEG
        return laddr_read(vaddr, len);
#else
        uint32_t laddr = vaddr;
        if( ??? ) {
                laddr = segment_translate(vaddr, sreg);
        }
        return laddr_read(laddr, len);
#endif
}
```

做段级地址转换:
逻辑地址 -> 线性地址

线性地址直接作为物理地址使用

```
uint32_t laddr_read(laddr_t laddr, size_t len) {
        return paddr_read(laddr, len);
}
```

分段机制回顾

- 分段机制有什么优点？
  - 提供了保护机制（可以做权限和越界检查）
  - 将不同类型的数据（代码、栈、数据）分开管理

- NEMU工作在ring 0的扁平模式
  - 虽然以上的优点都没有直接的体现
  - 但是充分发挥了教育意义

分段机制回顾

- 分段机制有什么局限性？
  - 局限性1：物理内存大小的限制

y=线性地址　　x=有效地址

```
y = segment_translate(x) = seg.base + x < HWADDR_MAX
```

在分段机制下，可寻址的空间无法突破物理内存大小的限制

分段机制回顾

- 分段机制有什么局限性？
  - 局限性1：物理内存大小的限制

y=线性地址　　x=有效地址

```
y = segment_translate(x) = seg.base + x < HWADDR_MAX
```

在分段机制下，可寻址的空间无法突破物理内存大小的限制

在“扁平模式”下（段基址设为0，界限为全1）某个段可寻址的最大空间为？

分段机制回顾

- 分段机制有什么局限性？
  - 局限性1：物理内存大小的限制

y=线性地址　　x=有效地址

```
y = segment_translate(x) = seg.base + x < HWADDR_MAX
```

在分段机制下，可寻址的空间无法突破物理内存大小的限制

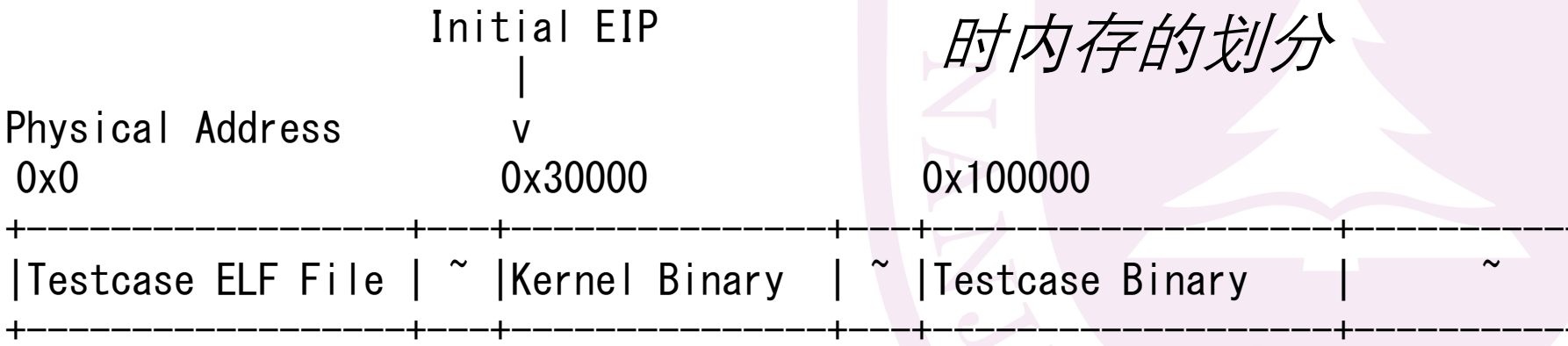
2^{32} B = 4GB

在“扁平模式”下（段基址设为0，界限为全1）某个段可寻址的最大空间为？

分段机制回顾

- 分段机制有什么局限性？
  - 局限性1：物理内存大小的限制
  - 局限性2：多进程并行

Kernel和Testcase并存时内存的划分

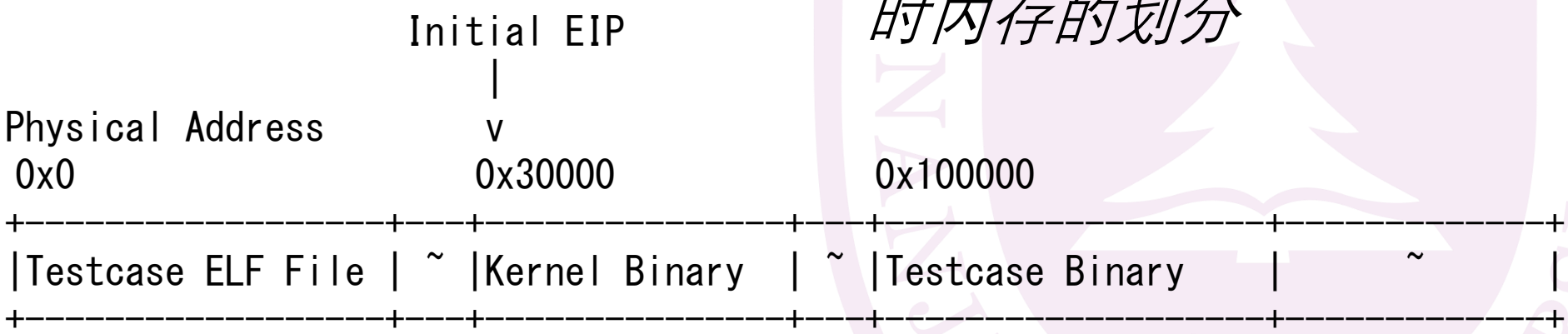


我们知道Kernel占多少字节，通过修改testcase/Makefile设置-Ttext为0x100000来避免内存区域的冲突。

分段机制回顾

- 分段机制有什么局限性？
  - 局限性1：物理内存大小的限制
  - 局限性2：多进程并行

Kernel和Testcase并存时内存的划分



如果同时存在多个testcase要同时运行，且装载顺序在运行时动态确定，
就没办法在编译时就确定各个进程内存起始地址，管理起来非常麻烦。

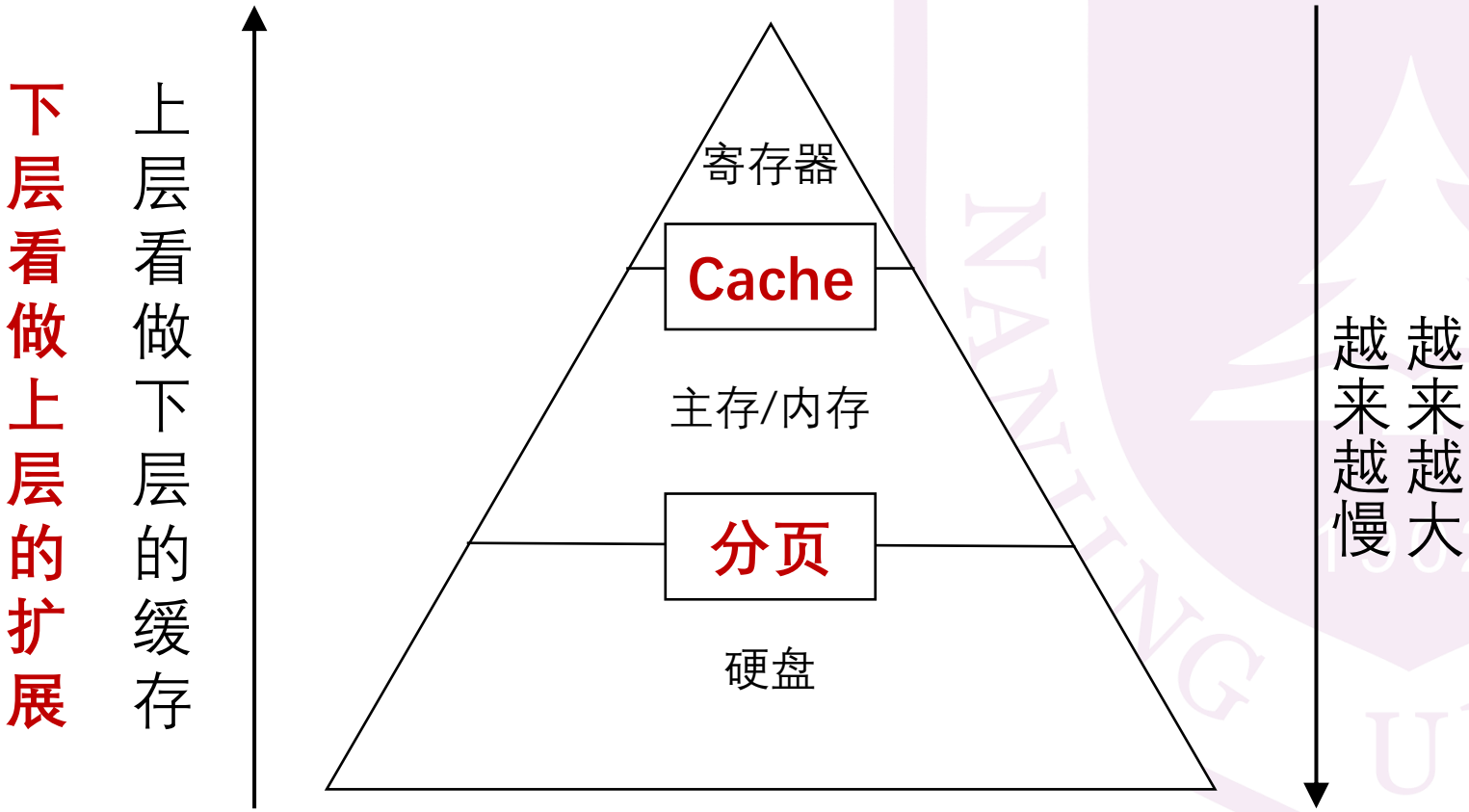
解决方法：分页机制

1. 每个进程有自己独占的虚拟地址空间
2. 虚拟地址空间和物理地址之间以“页”为单位对应
3. 主存中放不下的“页”放到磁盘上去

分页机制的基本思路

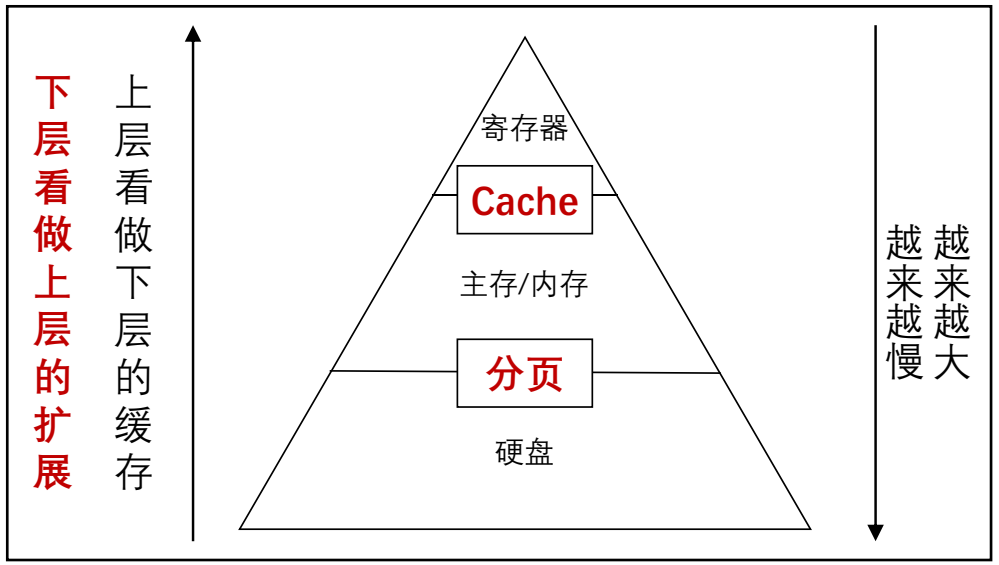
解决局限1：寻址空间无法突破物理内存空间的限制

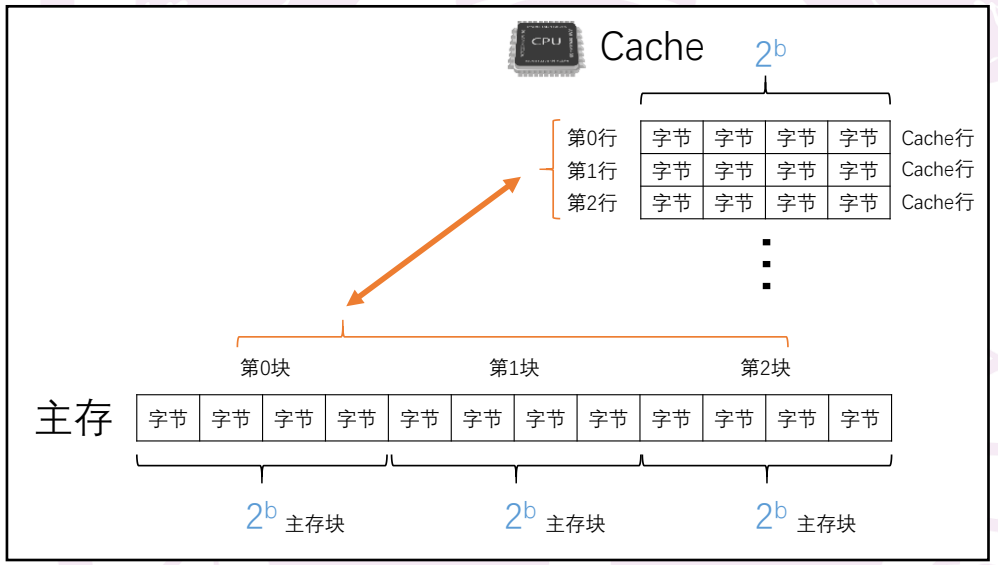
存储器的层次结构



分页机制的基本思路

解决局限1：寻址空间无法突破物理内存空间的限制



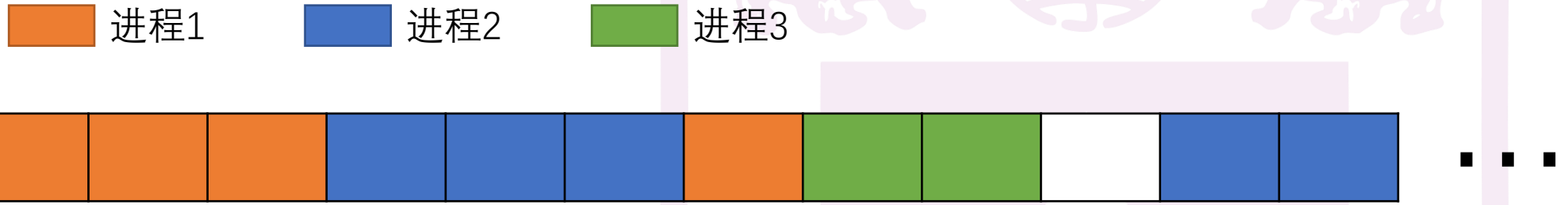


要点：

1. 上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”
2. 解决上下层存储器“单元”之间的映射问题

分页机制的基本思路

解决局限2：多个进程并行运行，同时占用内存时的分配问题



要点：

3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）

分页机制的基本思路

解决局限1：寻址空间无法突破物理内存空间的限制

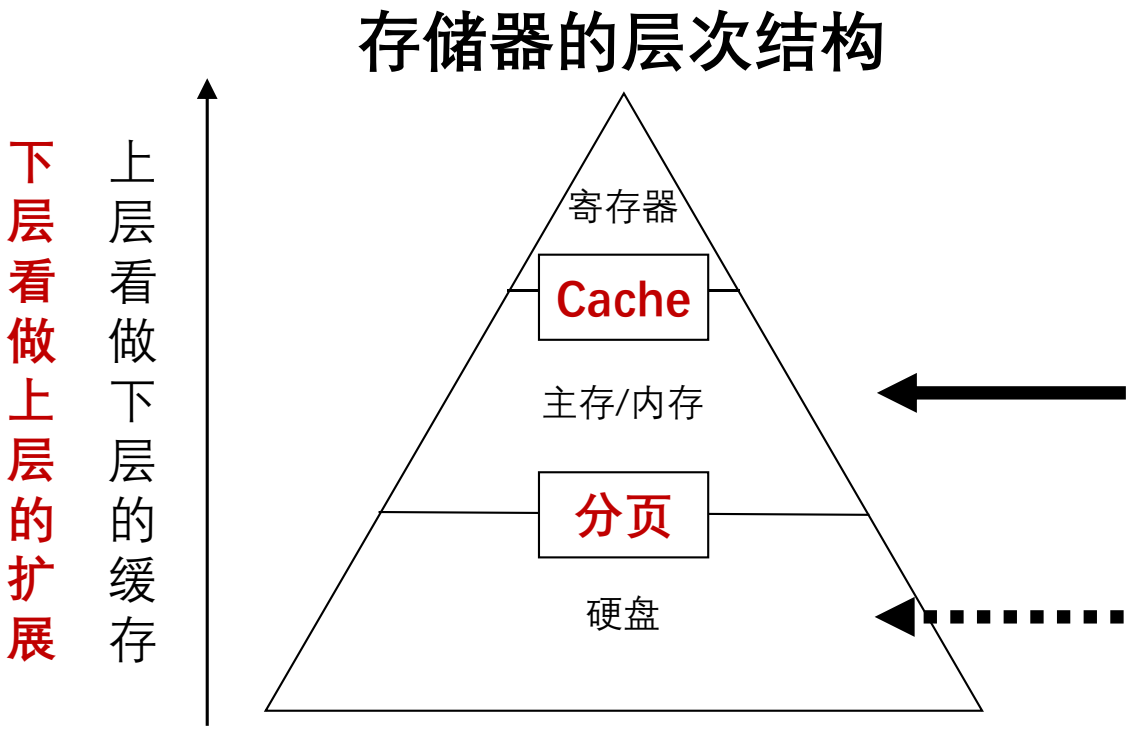
解决局限2：多个进程并行运行，同时占用内存时的分配问题

- 要点

1. 上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”
2. 解决上下层存储器“单元”之间的映射问题
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）

分页机制的具体实施

1 – 定义虚拟地址空间和物理地址空间



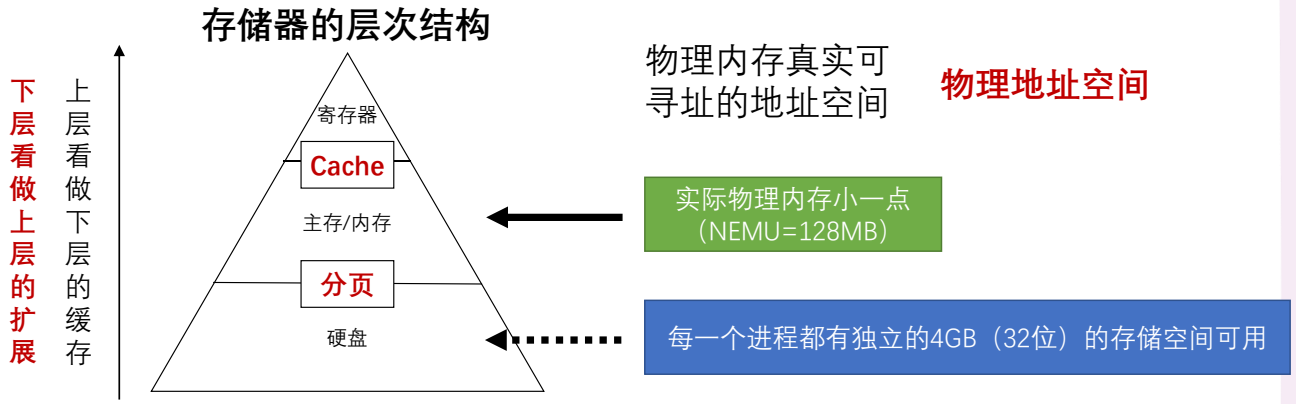
物理内存真实可寻址的地址空间 **物理地址空间**

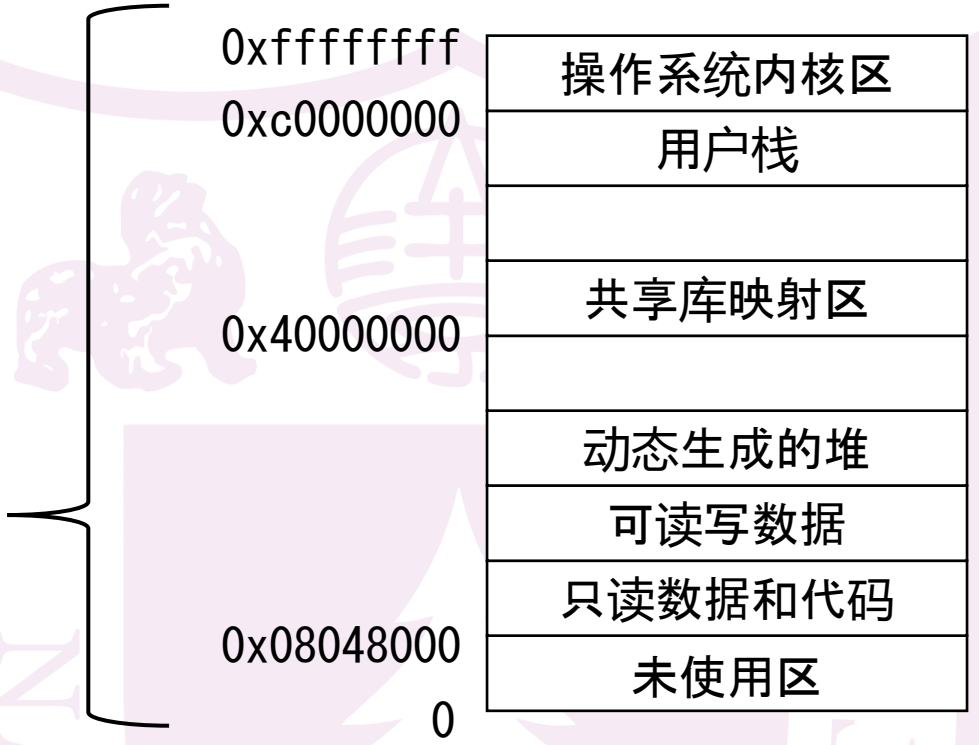
实际物理内存小一点（NEMU=128MB）

每一个进程都有独立的4GB（32位）的存储空间可用

不妨想象每个进程的4GB空间在运行时都存储在硬盘上
实际上并不需要这么做，只需假想每一个进程都有4GB的空间即可 **虚拟地址空间**

虚拟地址空间





Linux中一个进程的虚拟地址空间

每个进程独占0x0 - 0xffffffff

类比：对餐厅的每个客户而言，整个冰箱好像都归一个人用

程序员无需考虑运行时内存的分配情况，只需针对虚拟地址空间进行编译就可以了

如何突破分段机制下对可寻址空间的限制？和多进程内存管理的困难？

- 为每个进程提供了一个独立的、极大的虚拟地址空间

2 – 完成虚拟地址和物理地址间映射

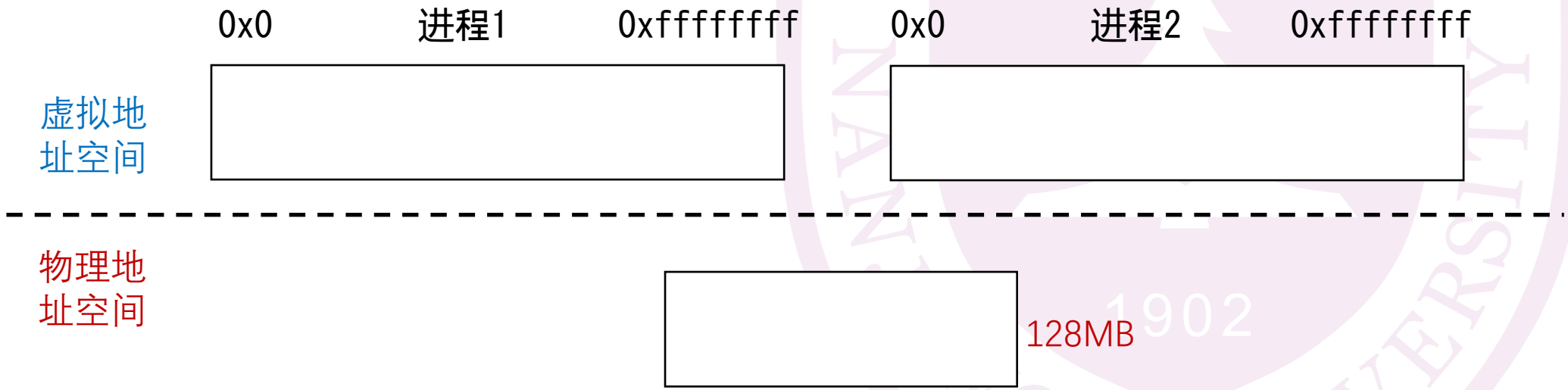
不妨想象每个进程的4GB空间在运行时都存储在硬盘上
实际上并不需要这么做，只需假想每一个进程都有4GB的空间即可

- 要点

1. 上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”
2. 解决上下层存储器“单元”之间的映射问题
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）

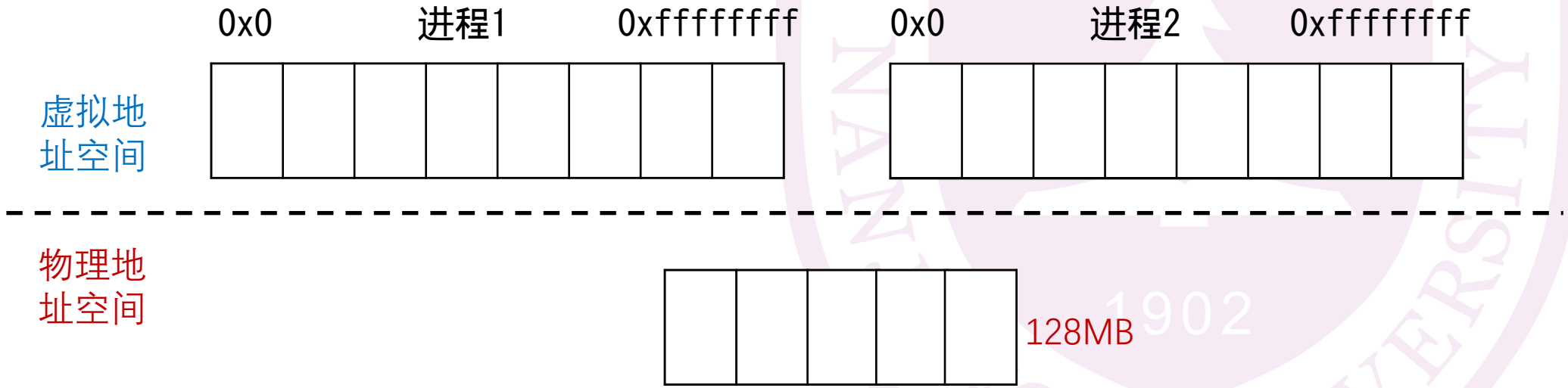
- 要点

1. **上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”**
2. 解决上下层存储器“单元”之间的映射问题
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）



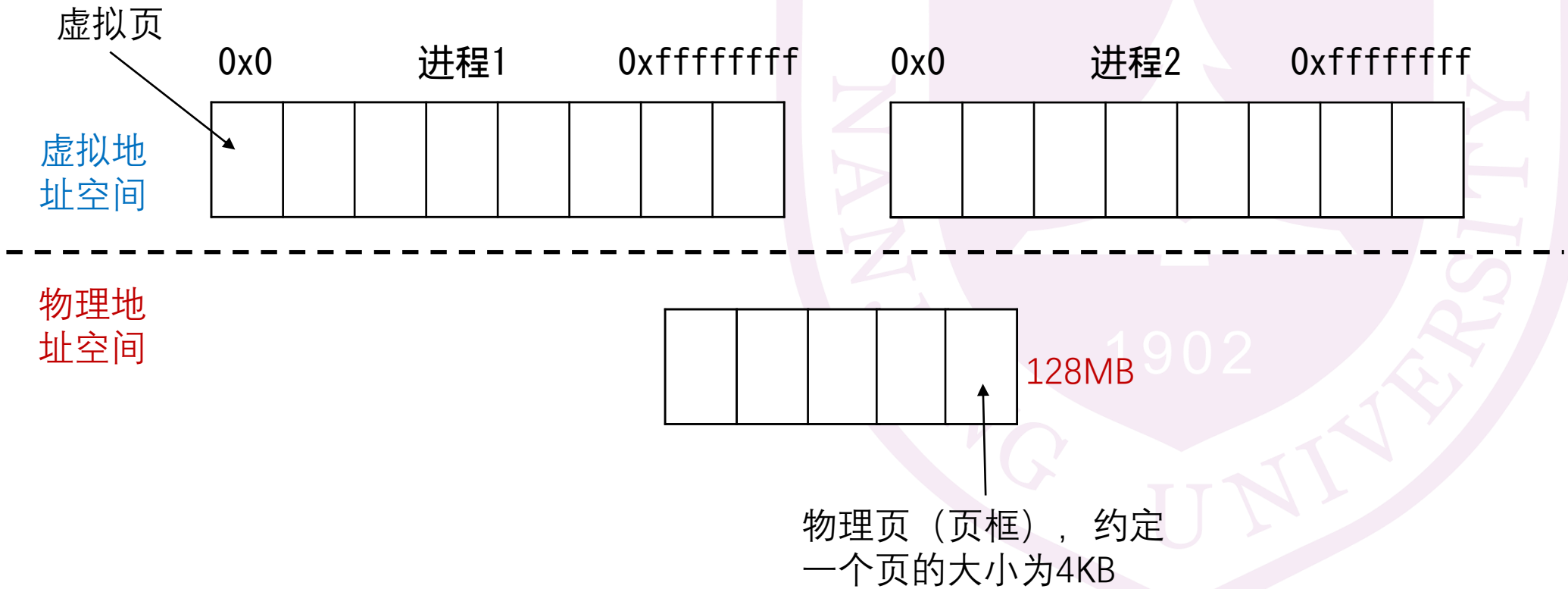
- 要点

1. **上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”**
2. 解决上下层存储器“单元”之间的映射问题
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）



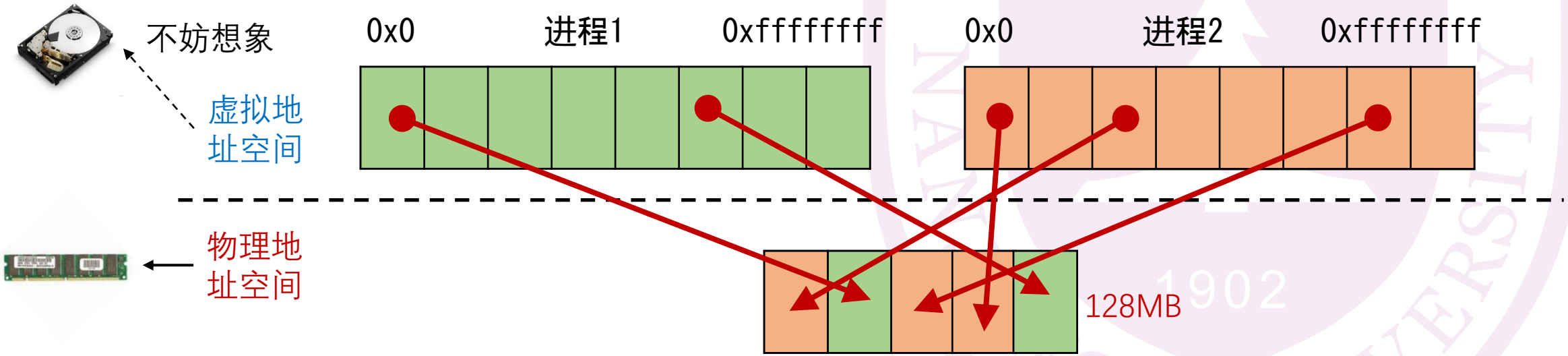
- 要点

1. **上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”**
2. 解决上下层存储器“单元”之间的映射问题
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）



- 要点

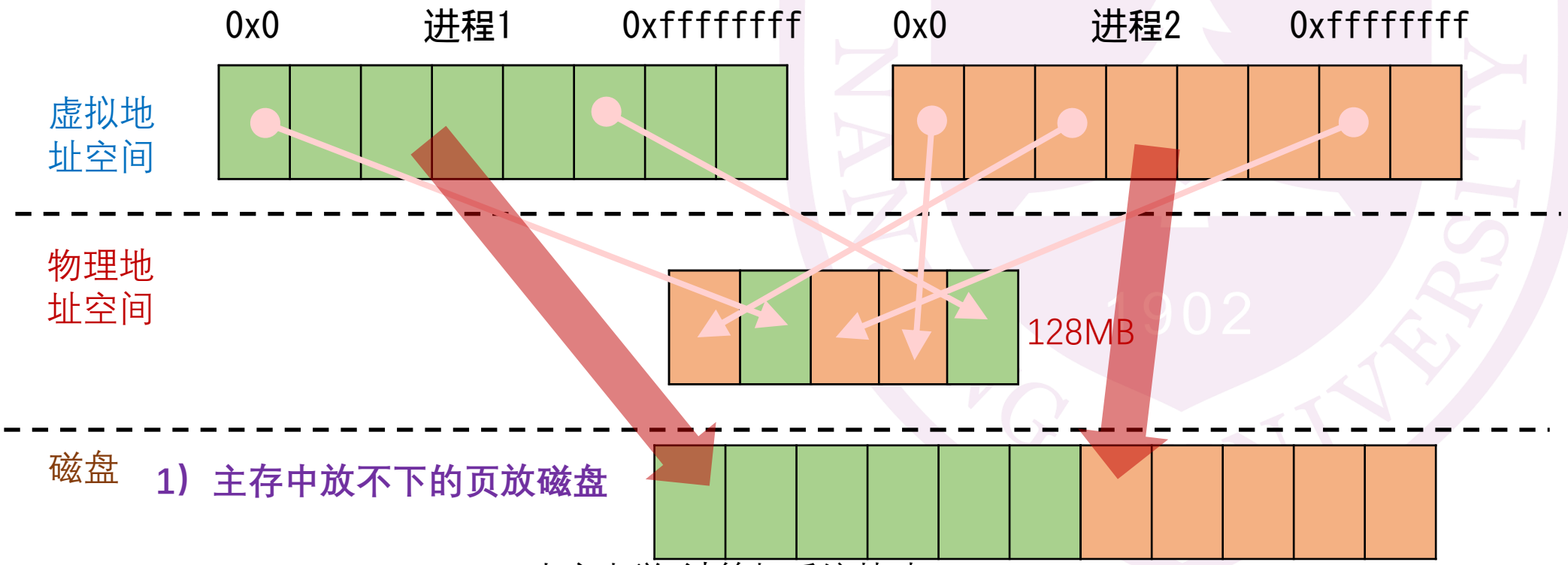
1. 上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”
2. **解决上下层存储器“单元”之间的映射问题**
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）



操作系统维护各个进程的虚拟页和物理页之间的映射关系 ⇒ **每个进程维护一个页表**

- 要点

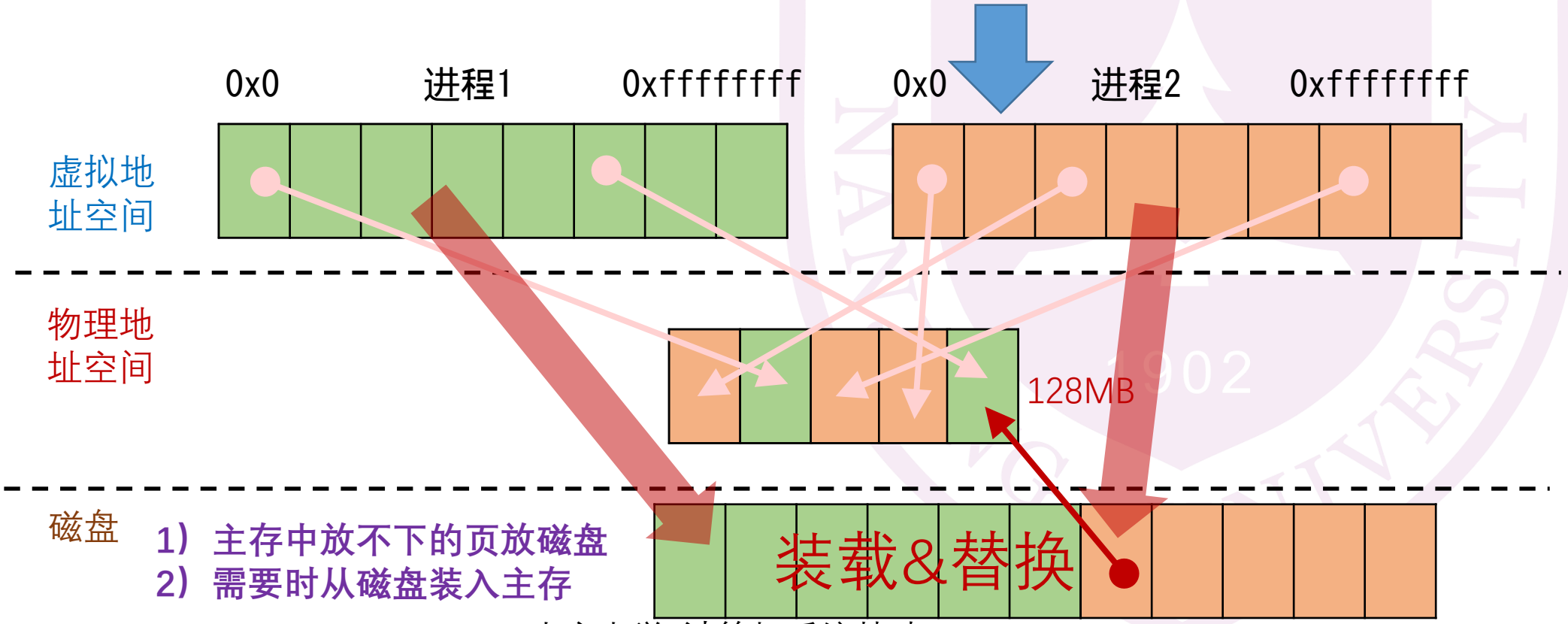
1. 上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”
2. **解决上下层存储器“单元”之间的映射问题**
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）



- 要点

1. 上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”
2. **解决上下层存储器“单元”之间的映射问题**
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）

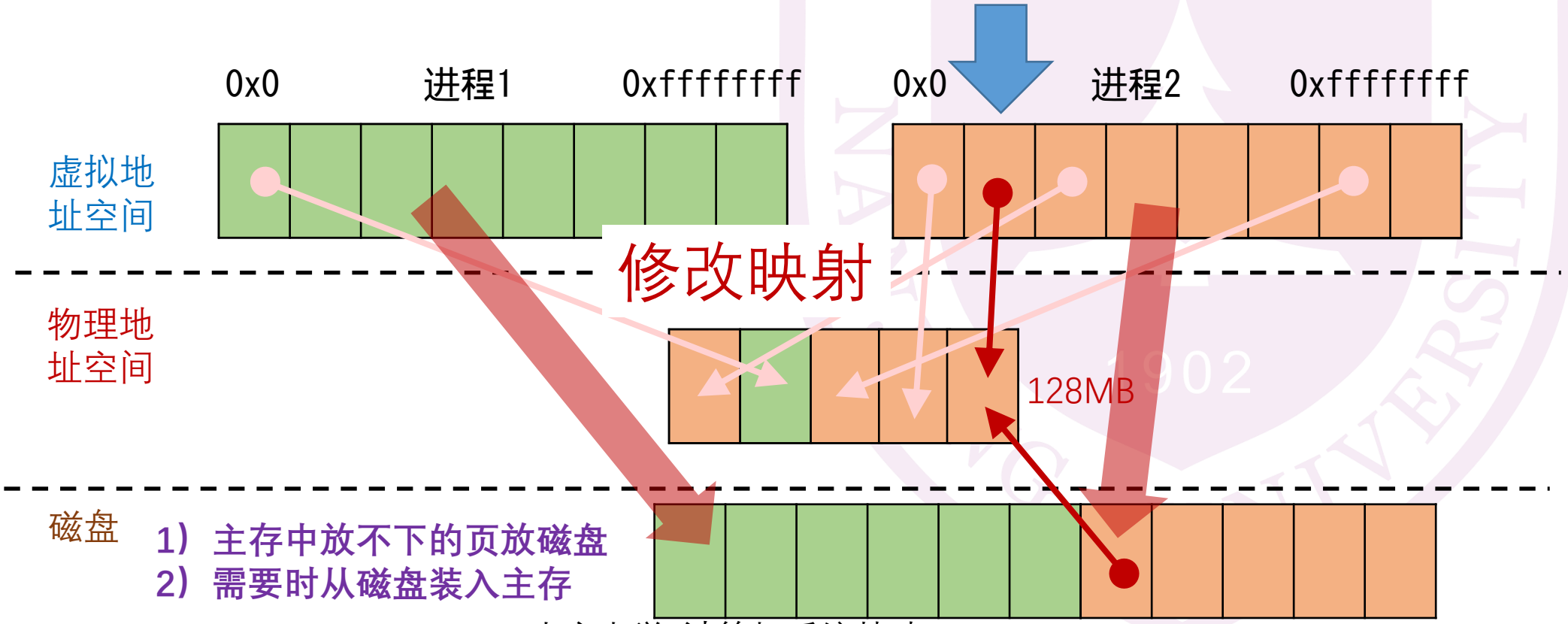
要访问的虚拟页不在主存：发生缺页异常



- 要点

1. 上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”
2. **解决上下层存储器“单元”之间的映射问题**
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）

要访问的虚拟页不在主存：发生缺页异常



- 分段机制有什么局限性？
  - 局限性1：物理内存大小的限制
  - 局限性2：多进程并行

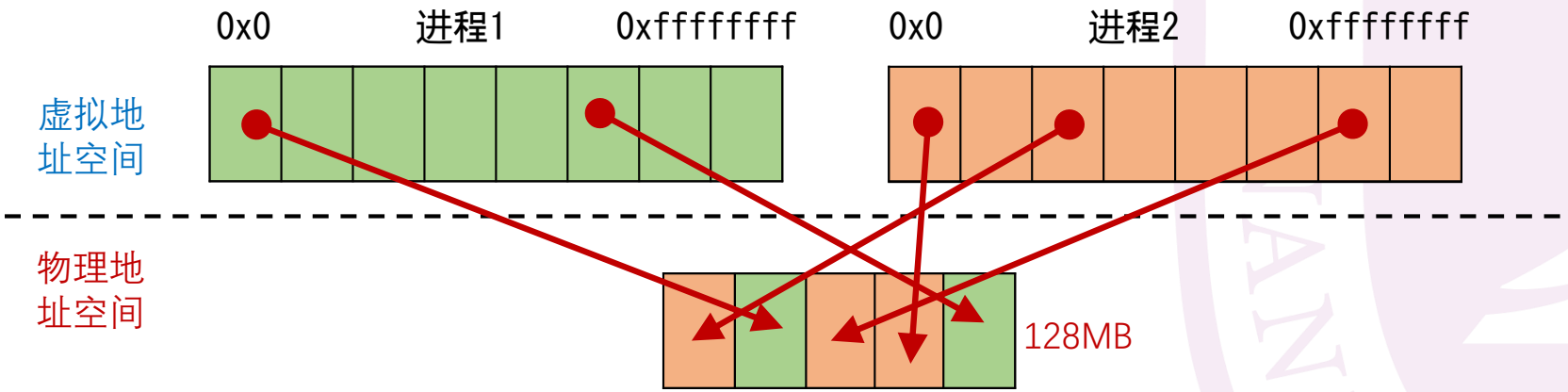
分页机制

- 为每个进程提供了一个独立的、极大的虚拟地址空间
  - 将主存看做磁盘的缓存，主存中只保留当前活动的程序和数据对应的页，有效利用主存空间，拓展每个进程的可寻址空间
  - 每个进程拥有一致的虚拟地址空间，方便管理
  - 每个进程的虚拟地址空间为私有，提供保护

- 要点

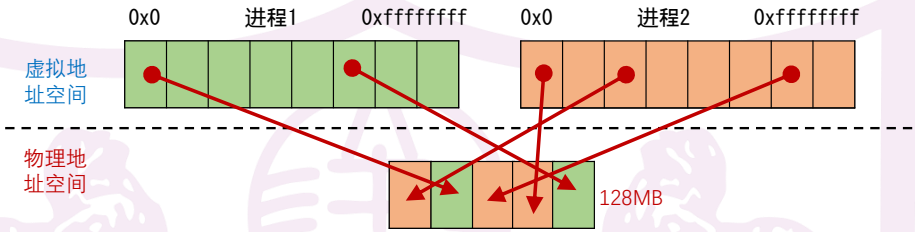
1. 上层和下层存储器按照同样的大小划分成一个个“单元”
2. **解决上下层存储器“单元”之间的映射问题**
3. 各个进程在运行前不需要关心运行时的内存分配情况
4. 各个进程运行时所占用的物理内存“单元”不要起冲突（除非指明要共享）

核心问题



操作系统维护各个进程的虚拟页和物理页之间的映射关系 ⇒ **每个进程维护一个页表**

分页机制 – 页表



- 某个进程的某个虚拟页在不在物理内存中
- 某个进程的某个虚拟页映射到哪个物理页（页框）

虚拟页号	在不在主存	对应哪个物理页
0x0	在	0x100
0x1	在	0x30
0x2	不在	N/A
0x3	不在	N/A
0x4	不在	N/A
0x5	在	0x1234
…	…	…

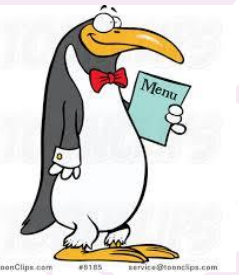
每个进程都有一个表格

这个表叫‘页表’

各进程表格每一项对应的物理页之间不产生冲突

进程间相互隔离

操作系统管理着所有进程的页表



分页机制 – 页表

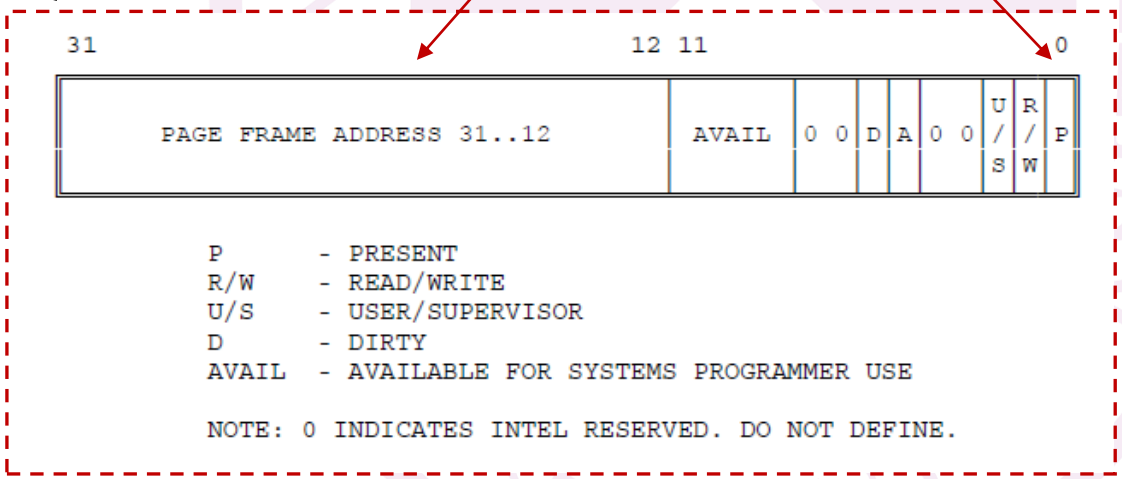
- 某个进程的某个虚拟页在不在物理内存中
- 某个进程的某个虚拟页映射到哪个物理页（页框）

虚拟页号	在不在主存	对应哪个物理页
0x0	在	0x100
0x1	在	0x30
0x2	不在	N/A
0x3	不在	N/A
0x4	不在	N/A
0x5	在	0x1234
…	…	…

页表在内存中存储为一个页表项的数组

Present位：在不在主存

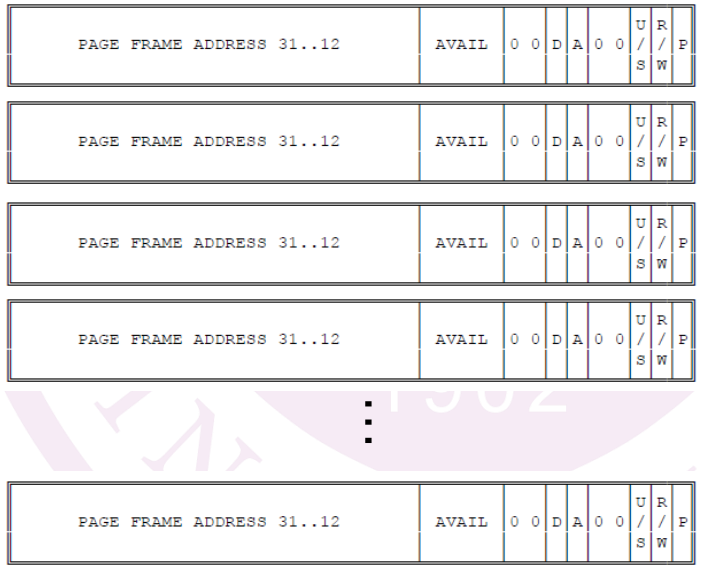
物理页框号（20位，一页4KB）



一个页表项

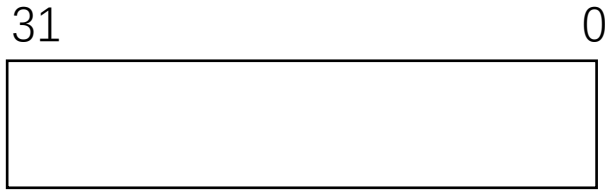
分页机制 – 页表

页表在内存中存储为一个页表项的数组

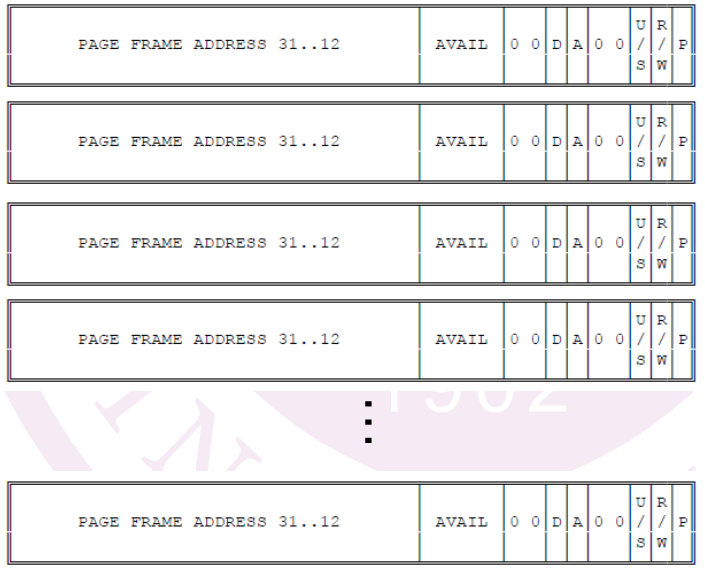


分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



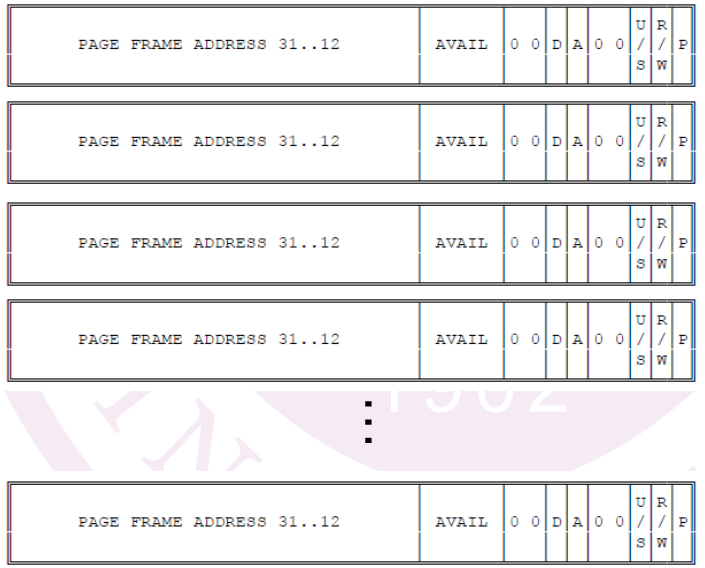
页表在内存中存储为一个页表项的数组



分页机制 – 页表

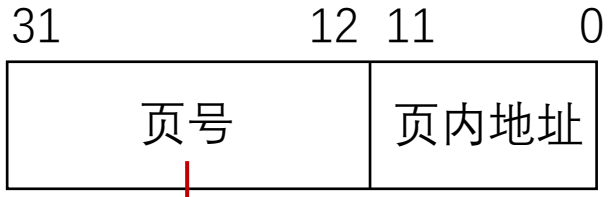
给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B

页表在内存中存储为一个页表项的数组



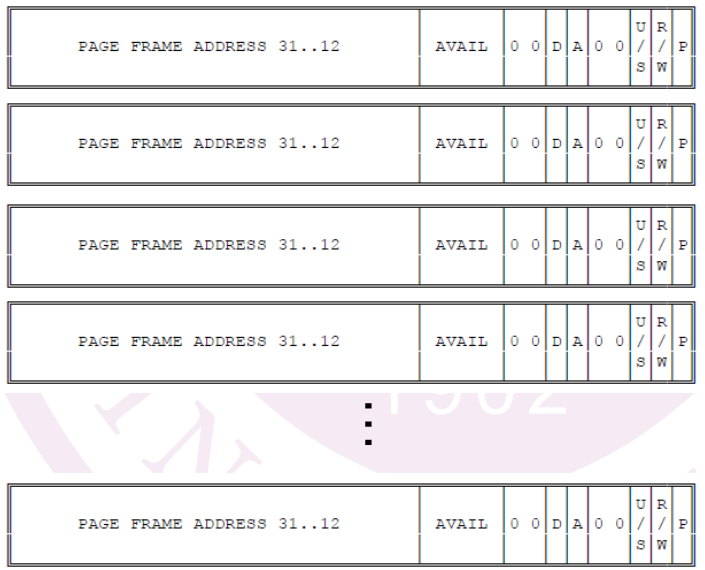
分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



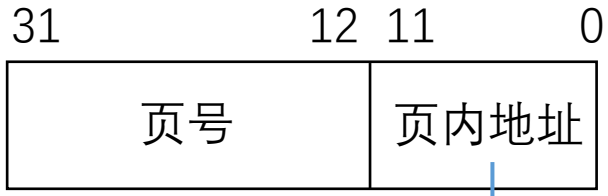
以页号为索引（下标）
找到页表项

页表在内存中存储为一个页表项的数组



分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B

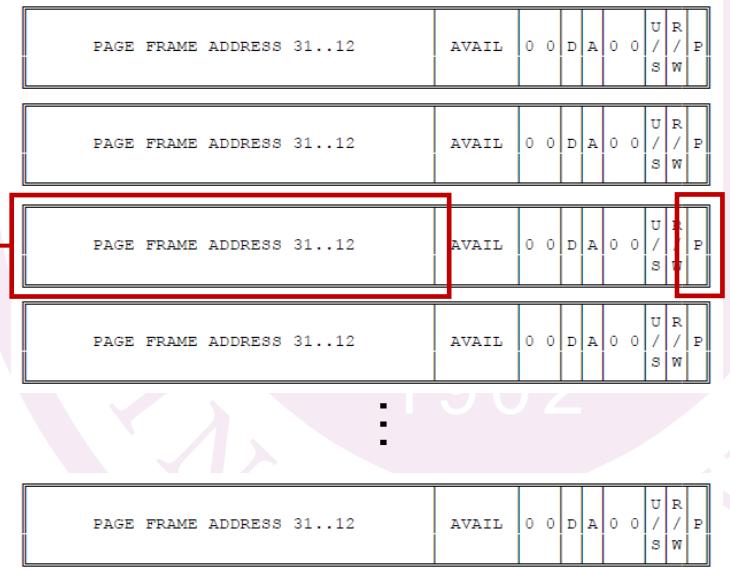


若P==1，将页号替换成对应物理页框号
若P==0，则发生缺页异常

页内地址不变

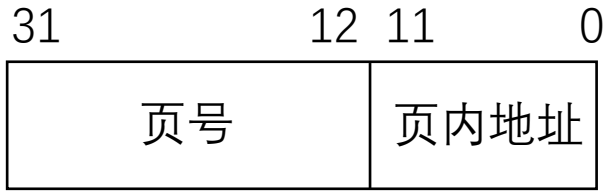
页级地址转换得到32位物理地址

页表在内存中存储为一个页表项的数组

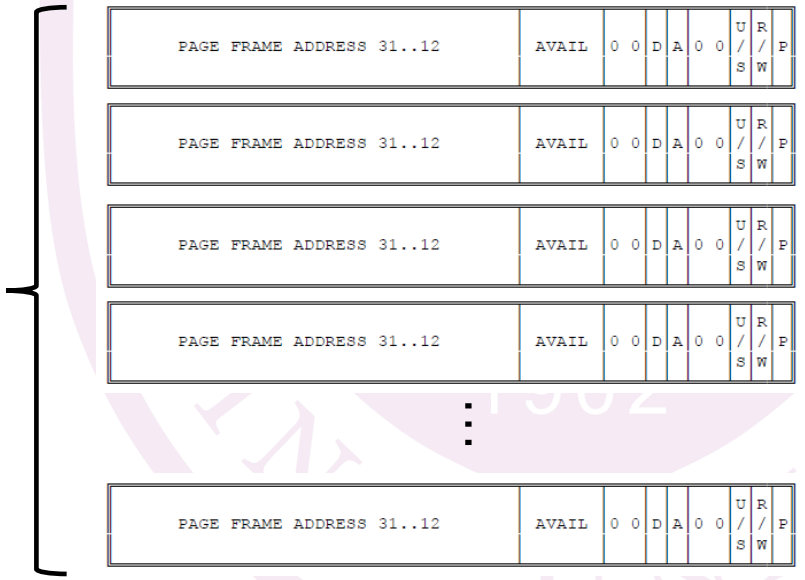


分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



页表在内存中存储为一个页表项的数组

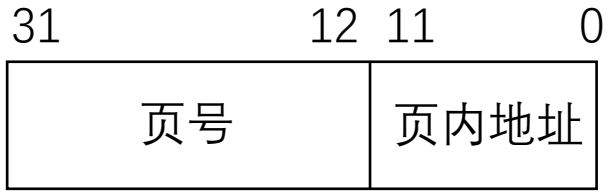


多少项？

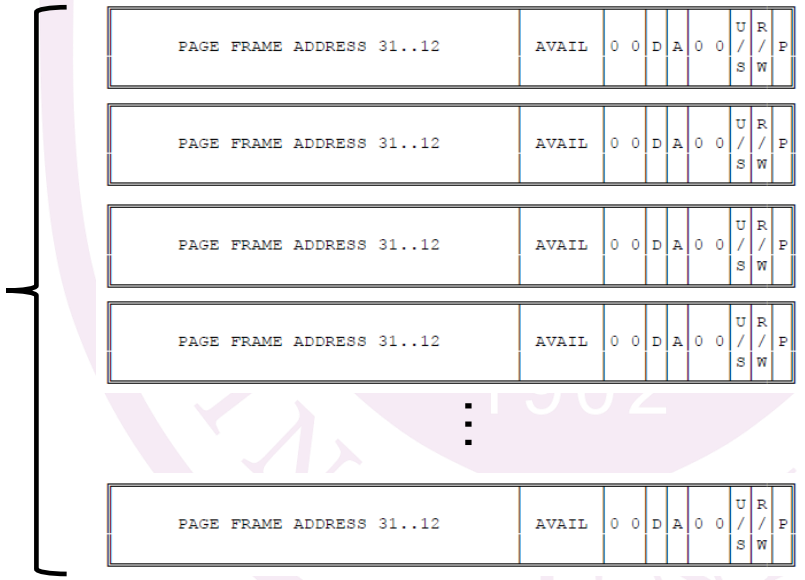
因为磁盘太慢了，不能浪费任何可能的物理页，因此虚拟页和物理页之间采用全相联映射

分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



页表在内存中存储为一个页表项的数组



2^{20}项

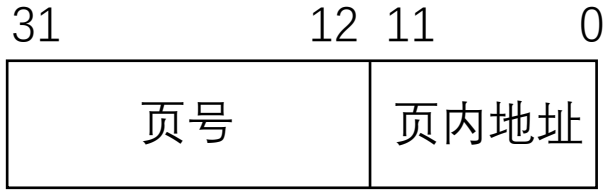
因为磁盘太慢了，不能浪费任何可能的物理页，因此虚拟页和物理页之间采用全相联映射

32位 = 4字节一项

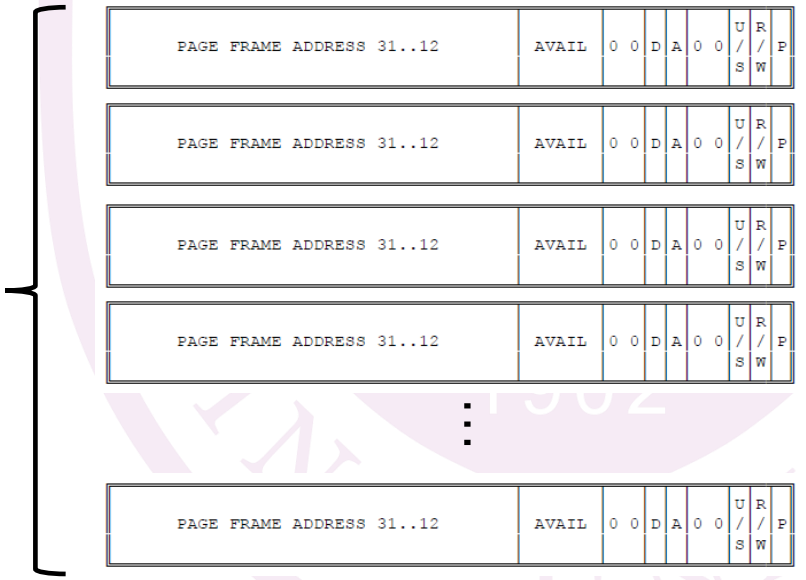
分页机制 – 页表

一个页表4MB，在内存中找到连续的4MB的数组空间不容易

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



页表在内存中存储为一个页表项的数组



2^{20}项

因为磁盘太慢了，不能浪费任何可能的物理页，因此虚拟页和物理页之间采用全相联映射

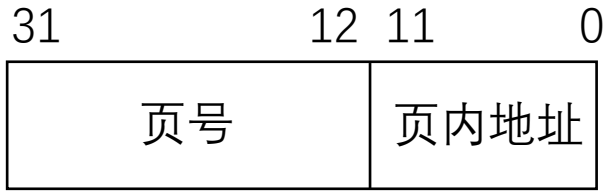
32位 = 4字节一项

分页机制 – 页表

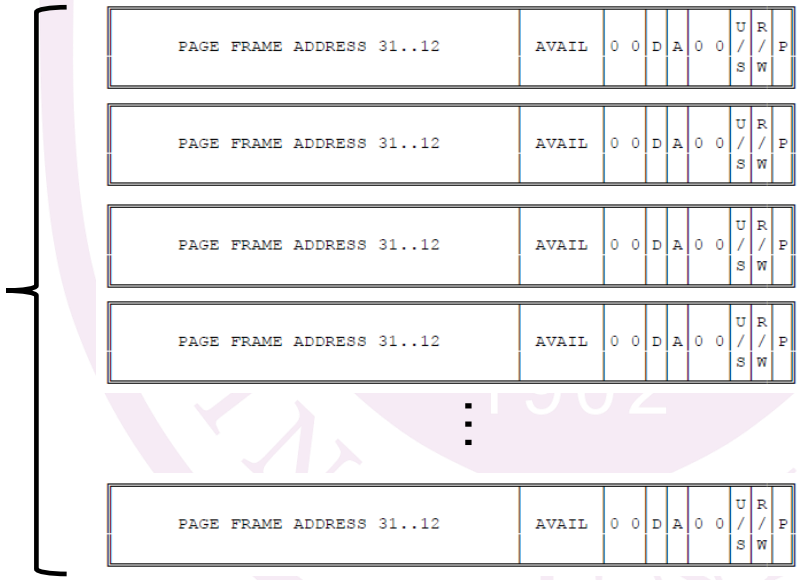
一个页表4MB，在内存中找到连续的4MB的数组空间不容易

拆分为两级页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



页表在内存中存储为一个页表项的数组



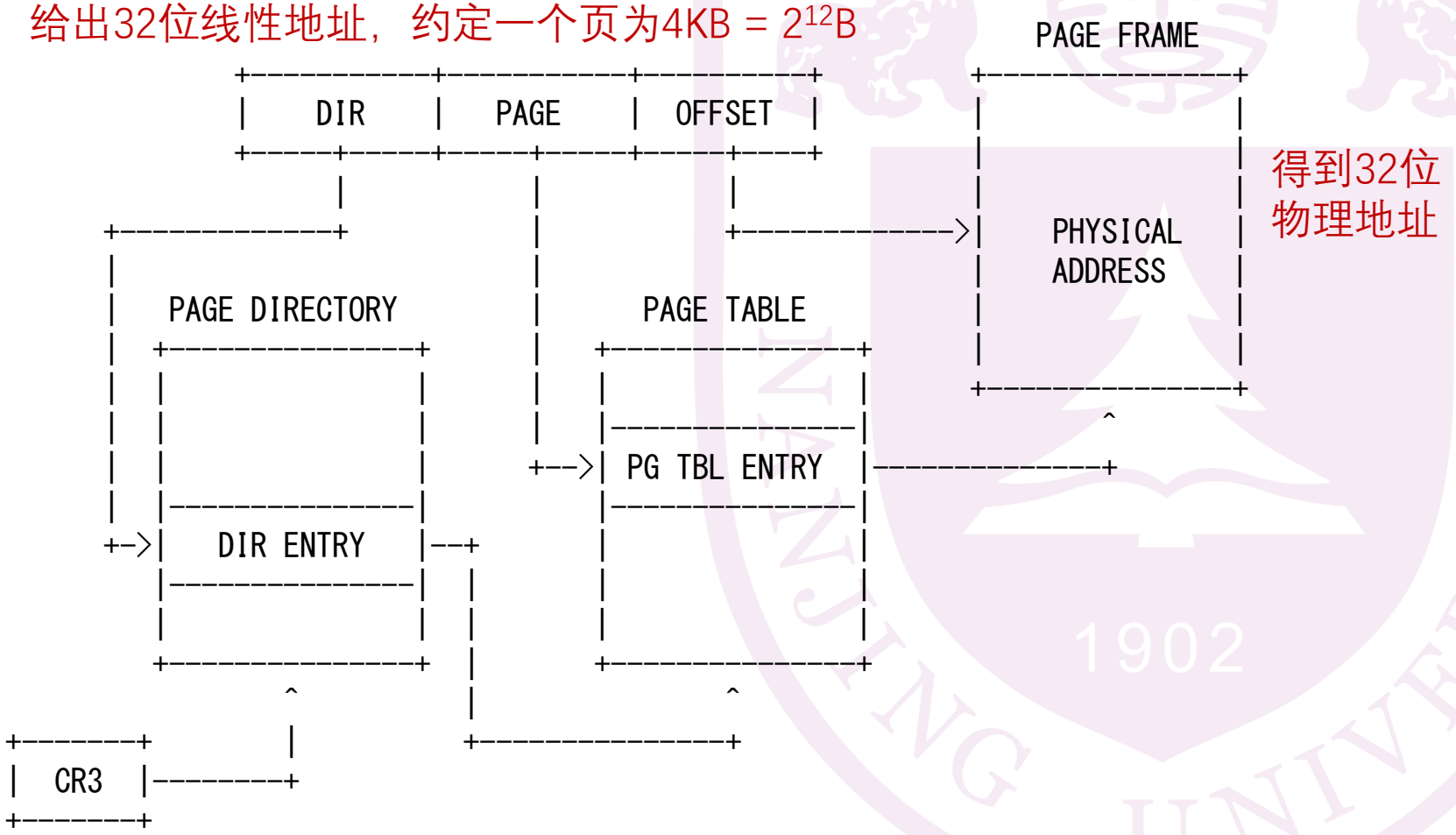
2^{20}项

32位 = 4字节一项

因为磁盘太慢了，不能浪费任何可能的物理页，因此虚拟页和物理页之间采用全相联映射

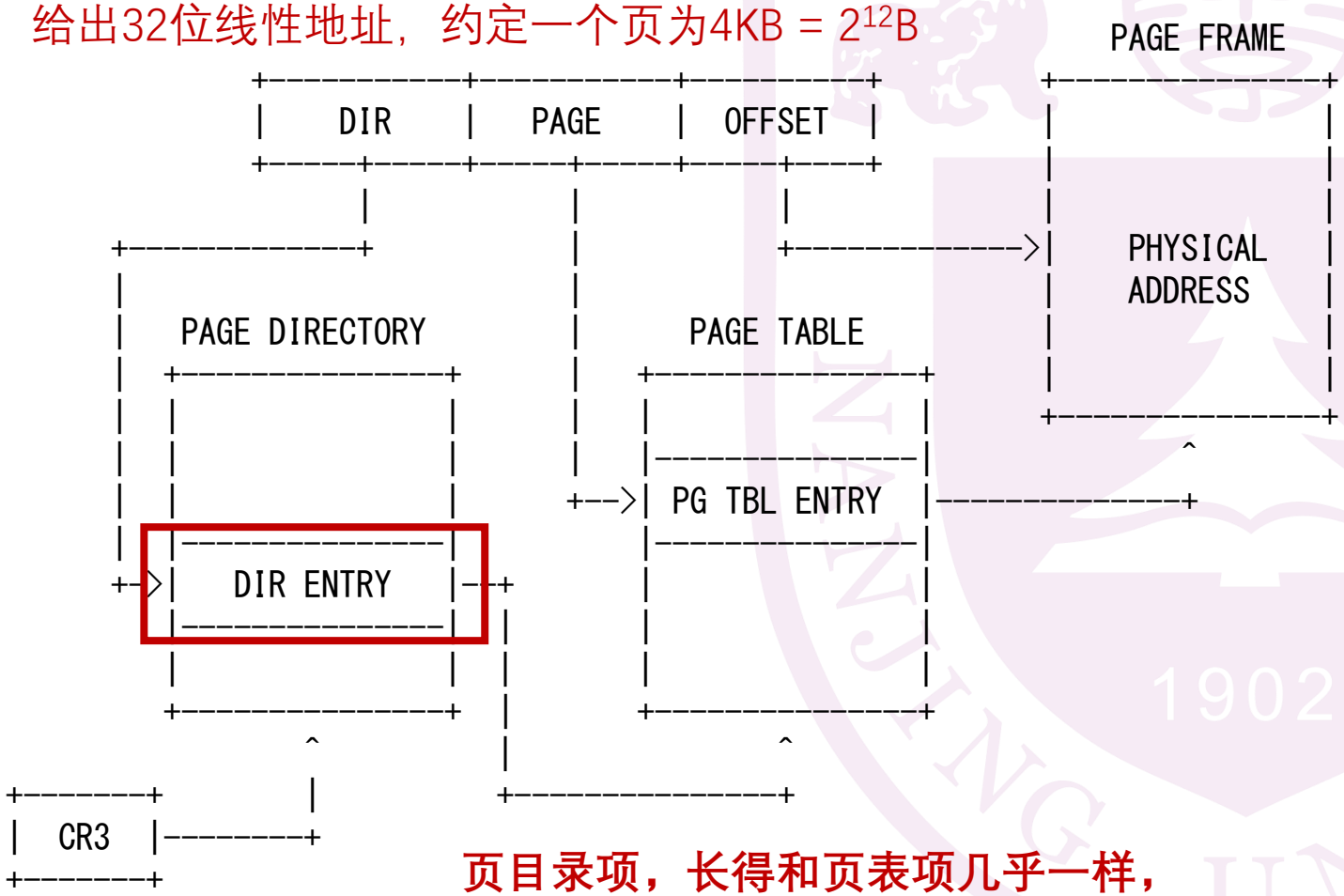
分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B

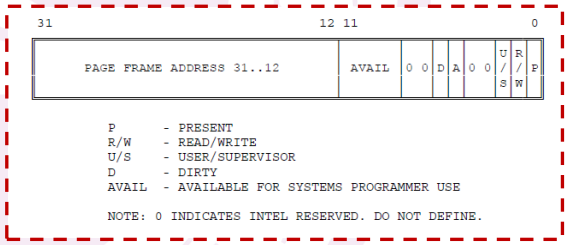


分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



得到32位物理地址

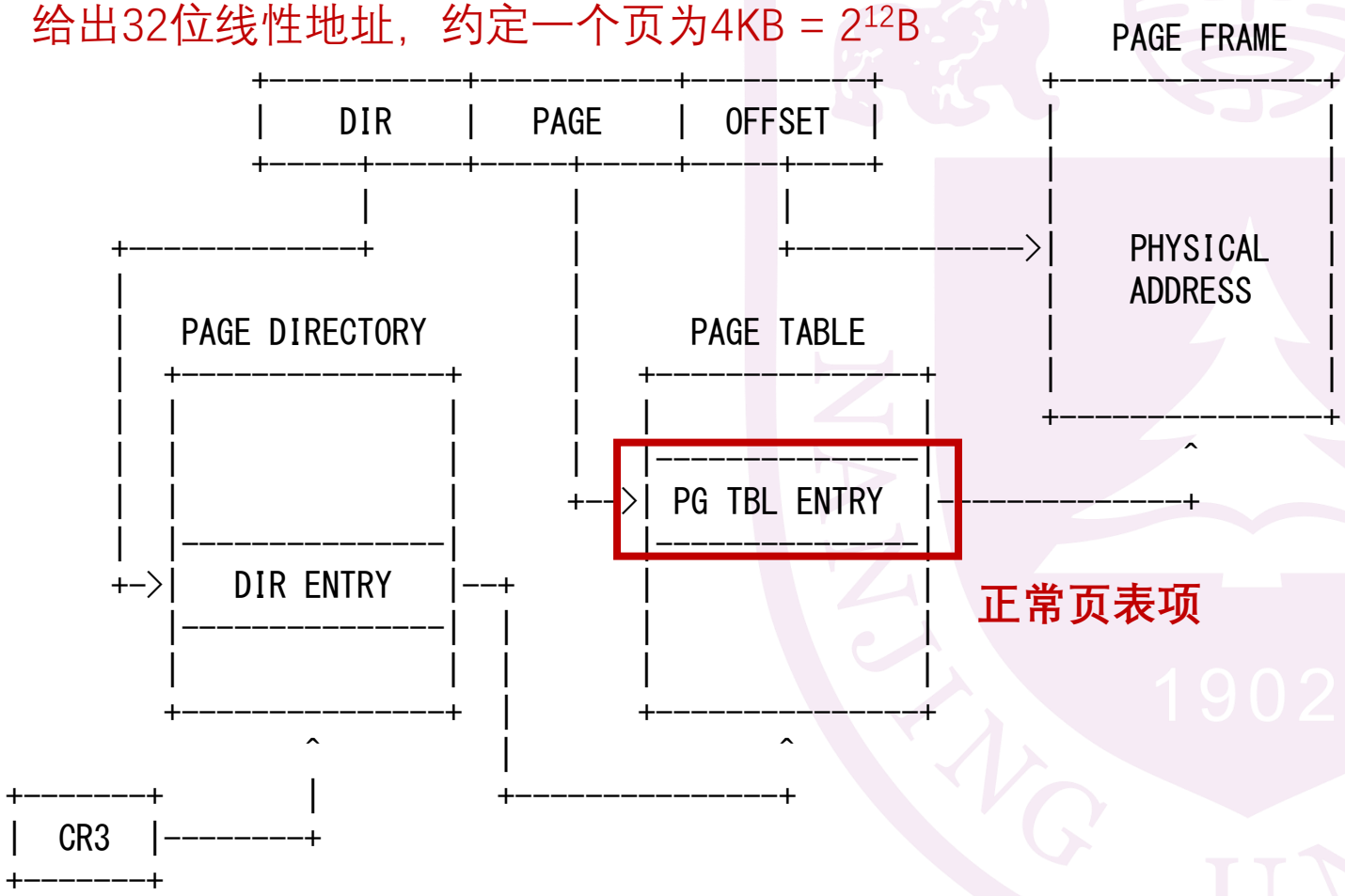


一个页表项

页目录项，长得和页表项几乎一样，
给出了下一级页表所在的物理页框号

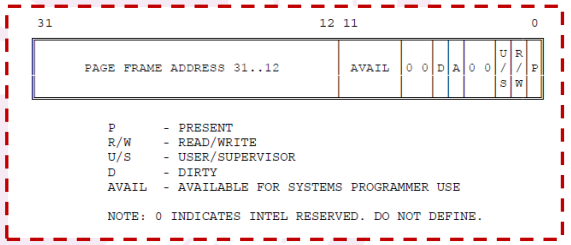
分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



得到32位物理地址

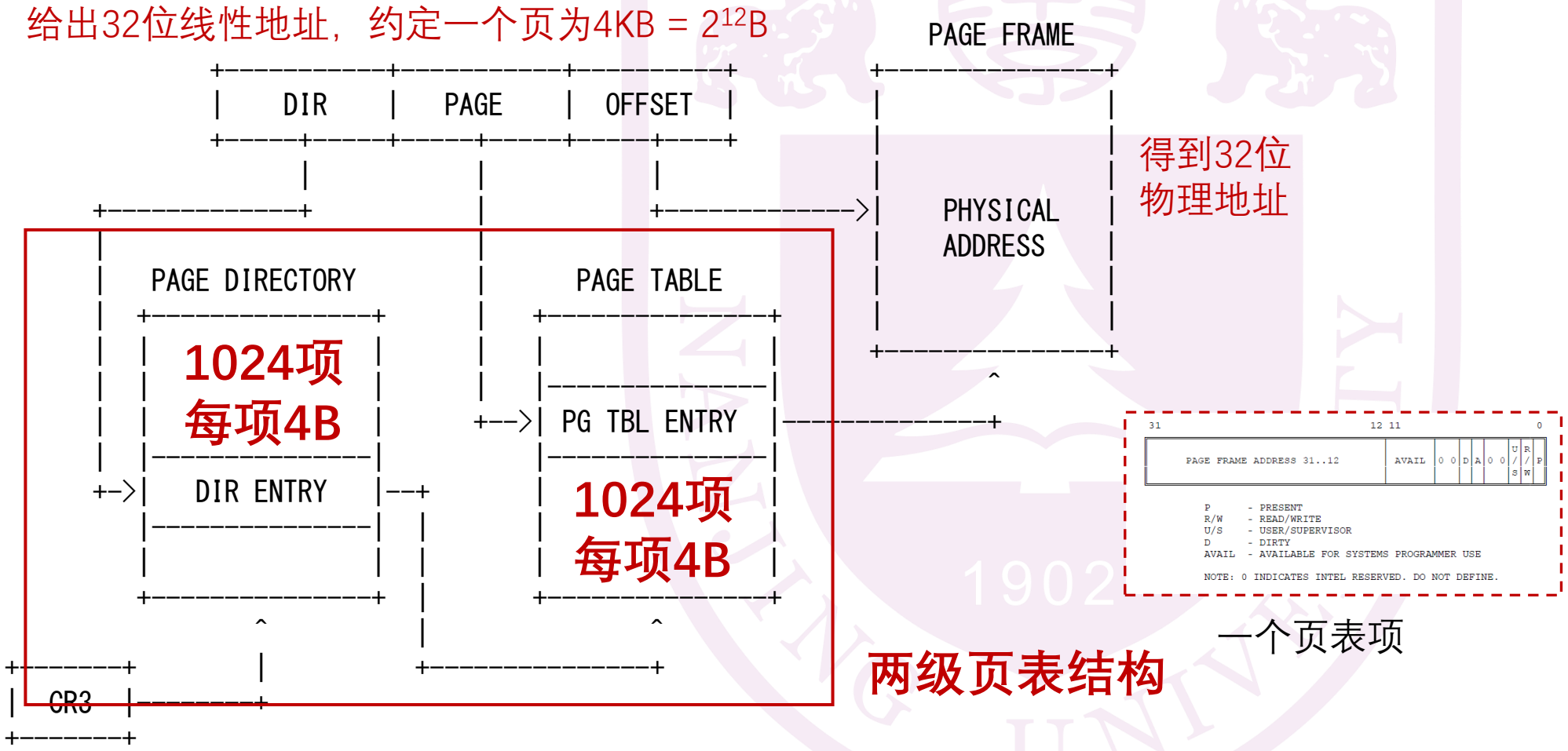
正常页表项



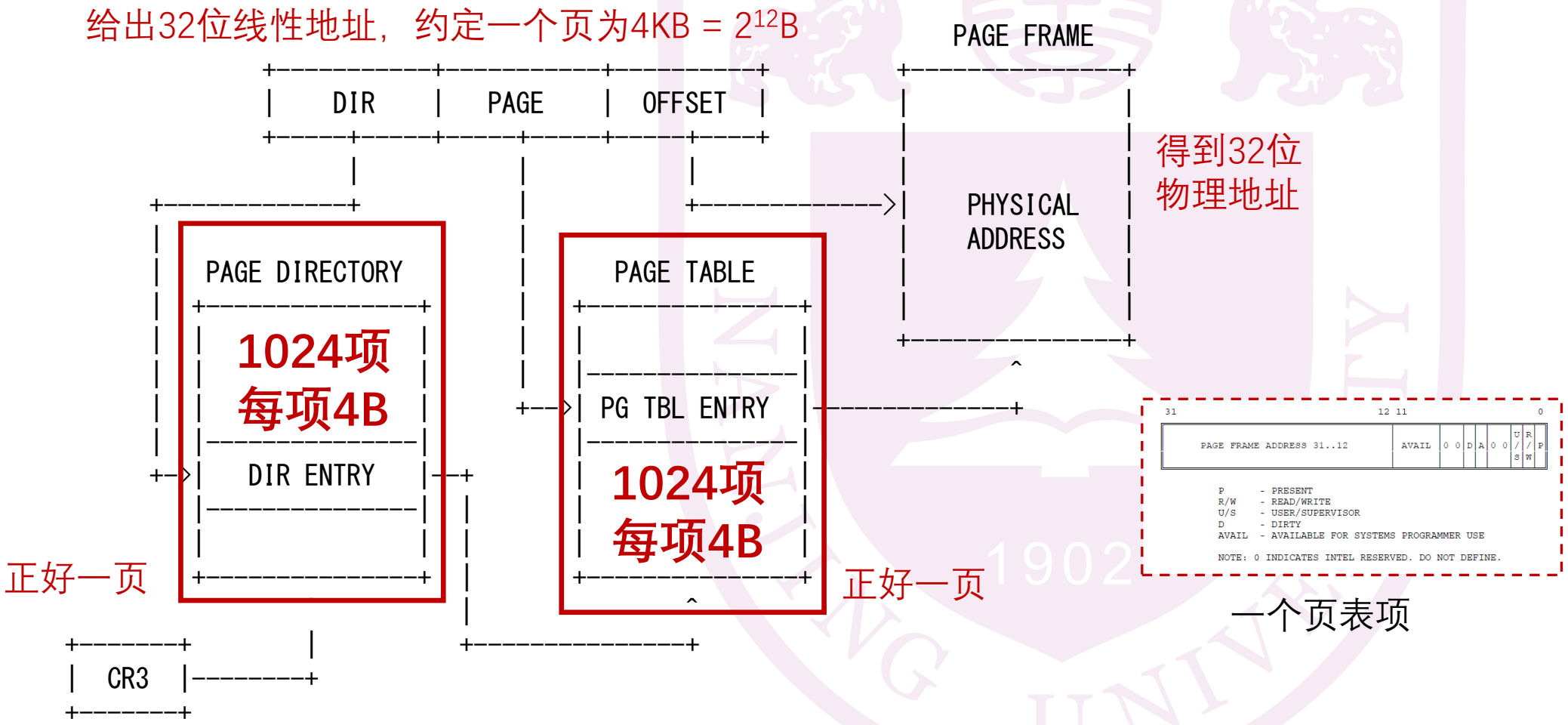
一个页表项

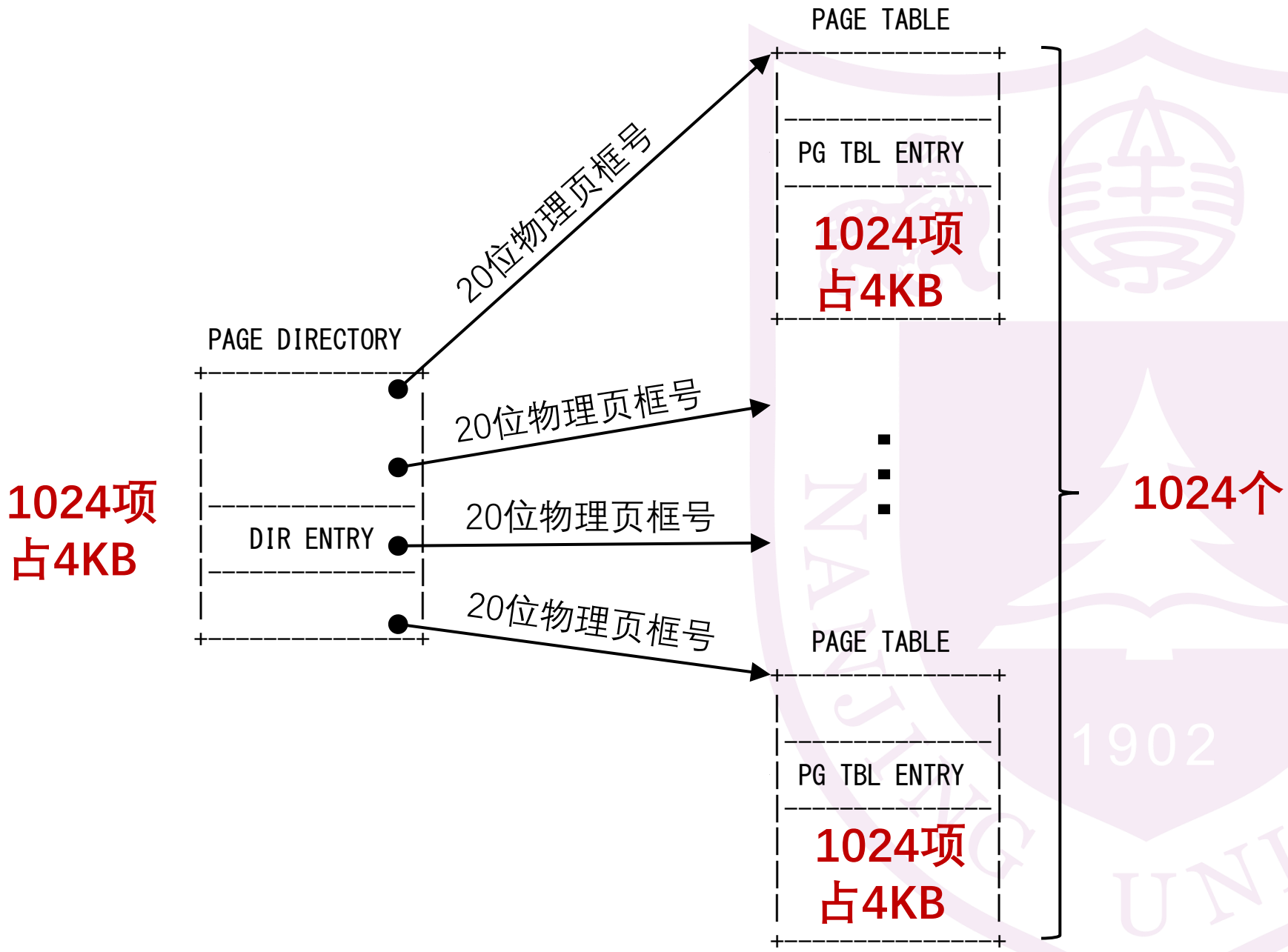
分页机制 – 页表

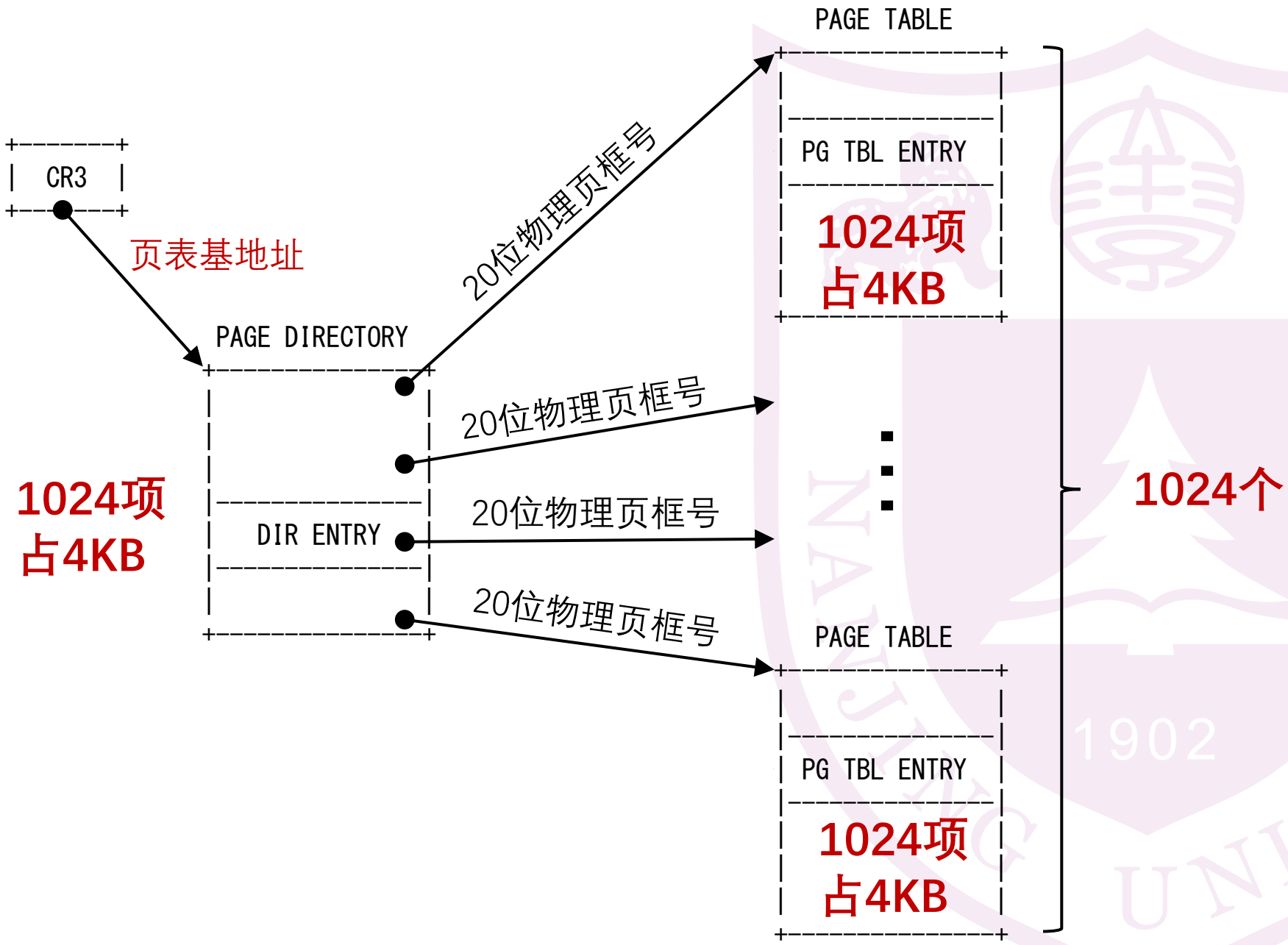
给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B

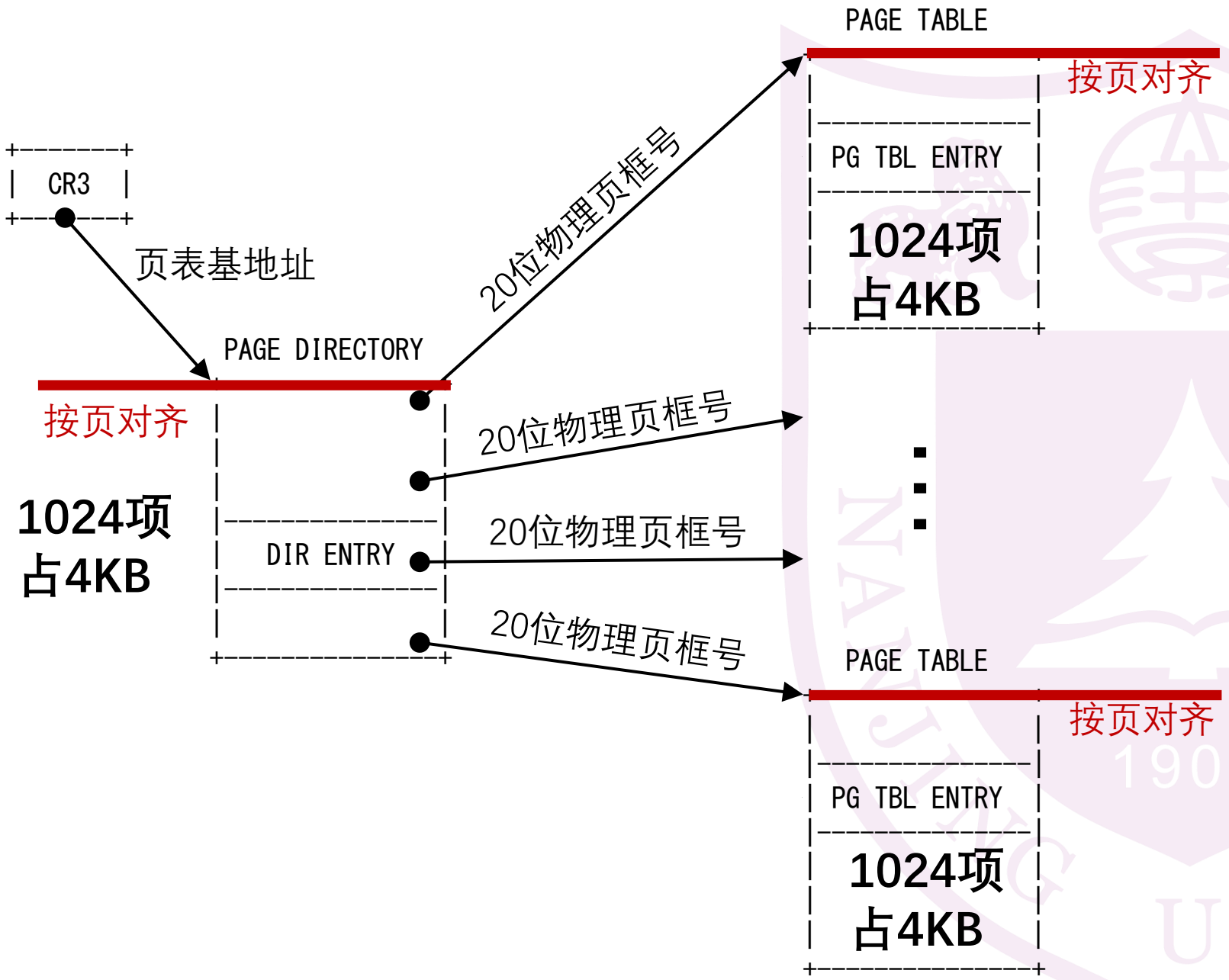


分页机制 – 页表


给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^12B
PAGE FRAME
DIR
PAGE
OFFSET
PHYSICAL ADDRESS
得到32位物理地址
PAGE DIRECTORY
1024项
每项4B
DIR ENTRY
PAGE TABLE
PG TBL ENTRY
1024项
每项4B
正好一页
正好一页
CR3
31
12 11
0
PAGE FRAME ADDRESS 31..12
AVAIL
D
A
U/S
R/W
P
P - PRESENT
R/W - READ/WRITE
U/S - USER/SUPERVISOR
D - DIRTY
AVAIL - AVAILABLE FOR SYSTEMS PROGRAMMER USE
NOTE: 0 INDICATES INTEL RESERVED. DO NOT DEFINE.
一个页表项

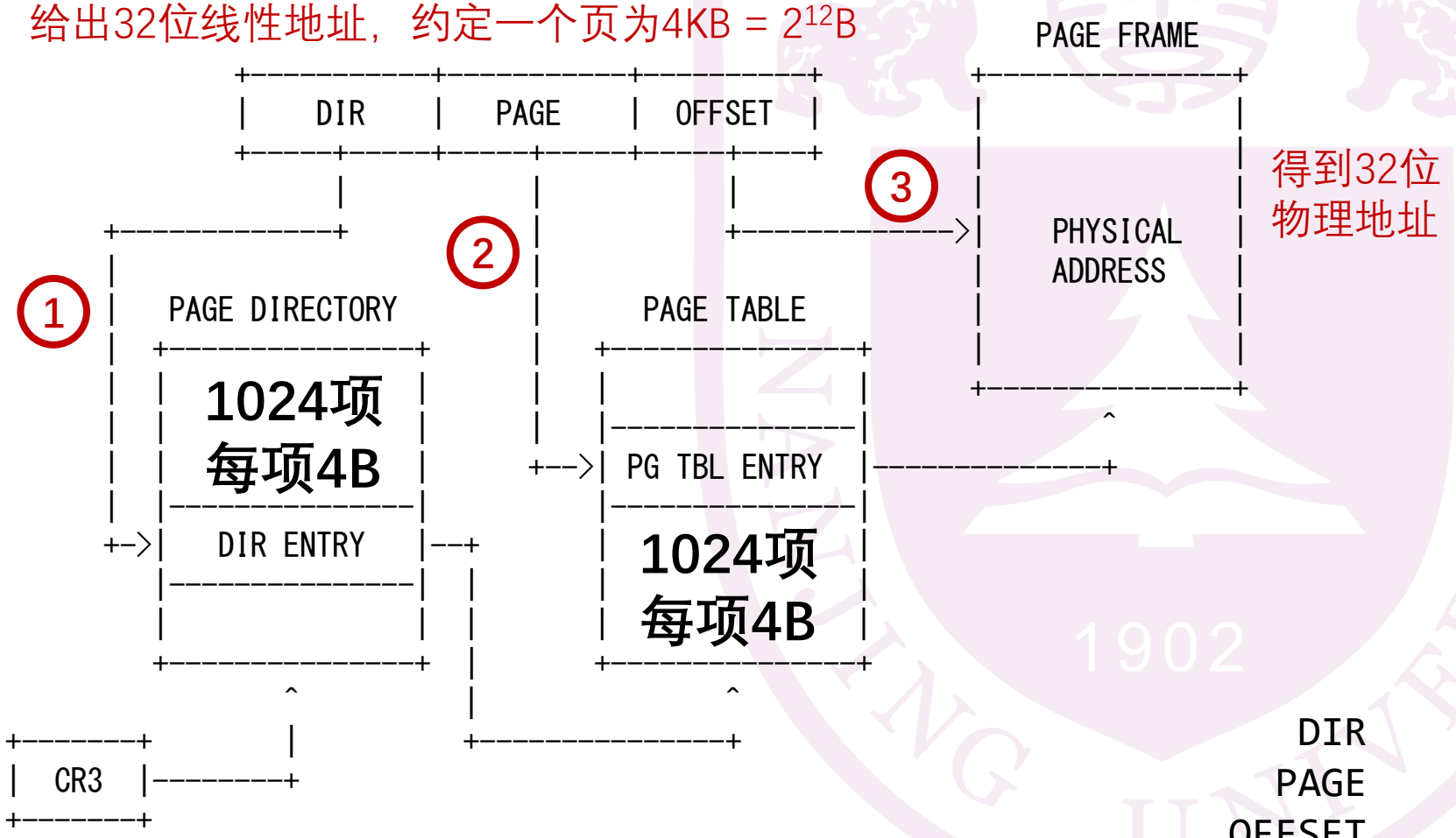

PAGE TABLE
PG TBL ENTRY
1024项
占4KB
20位物理页框号
PAGE DIRECTORY
20位物理页框号
1024项
占4KB
DIR ENTRY
20位物理页框号
20位物理页框号
1024个
PAGE TABLE
PG TBL ENTRY
1024项
占4KB


PAGE TABLE
CR3
页表基地址
20位物理页框号
PG TBL ENTRY
1024项
占4KB
PAGE DIRECTORY
20位物理页框号
1024项
占4KB
DIR ENTRY
20位物理页框号
20位物理页框号
1024个
PAGE TABLE
PG TBL ENTRY
1024项
占4KB


PAGE TABLE
按页对齐
PG TBL ENTRY
1024项
占4KB
CR3
页表基地址
20位物理页框号
PAGE DIRECTORY
按页对齐
1024项
占4KB
20位物理页框号
DIR ENTRY
20位物理页框号
20位物理页框号
PAGE TABLE
按页对齐
PG TBL ENTRY
1024项
占4KB

分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



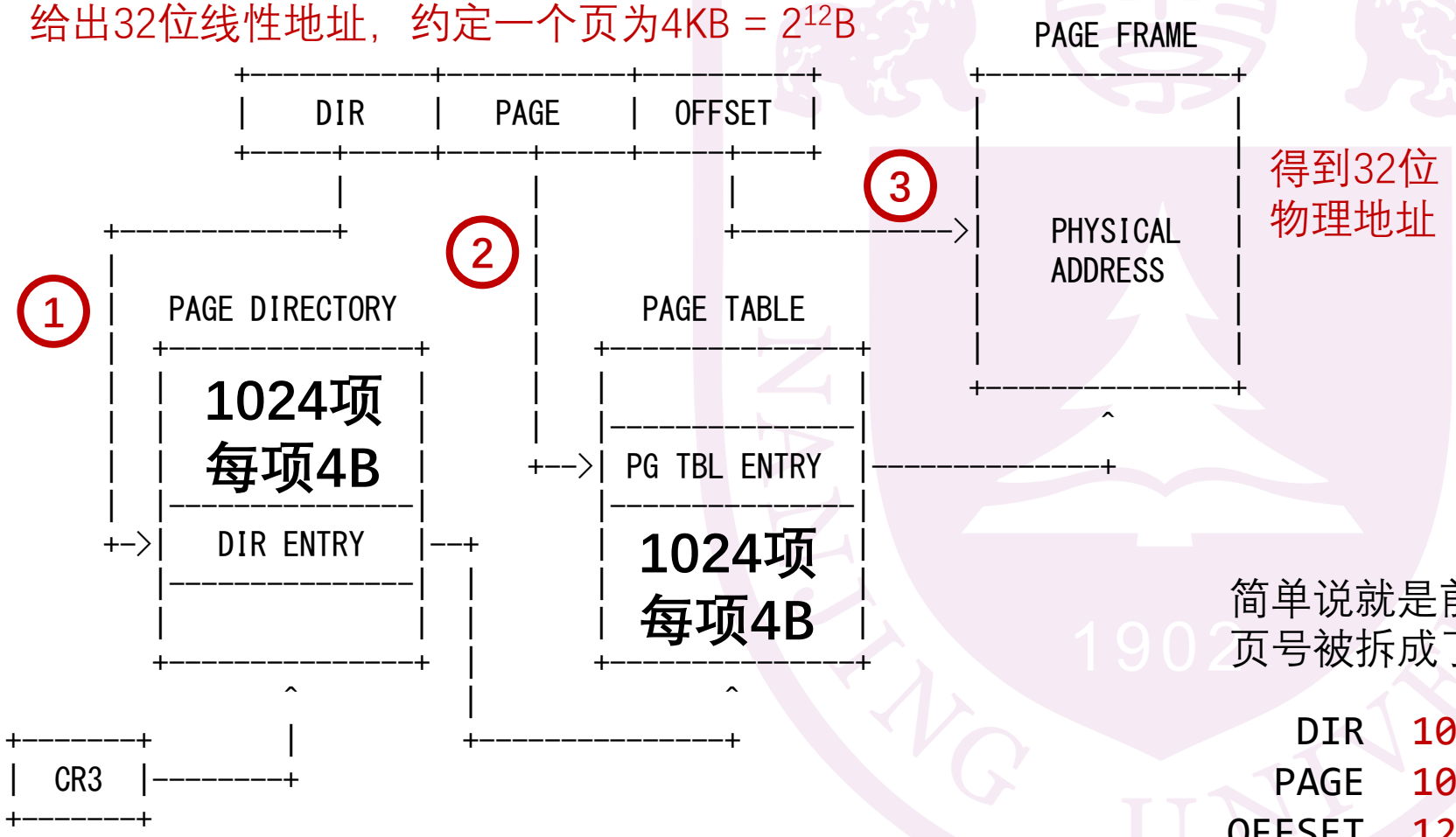
DIR 位?

PAGE 位?

OFFSET 位?

分页机制 – 页表

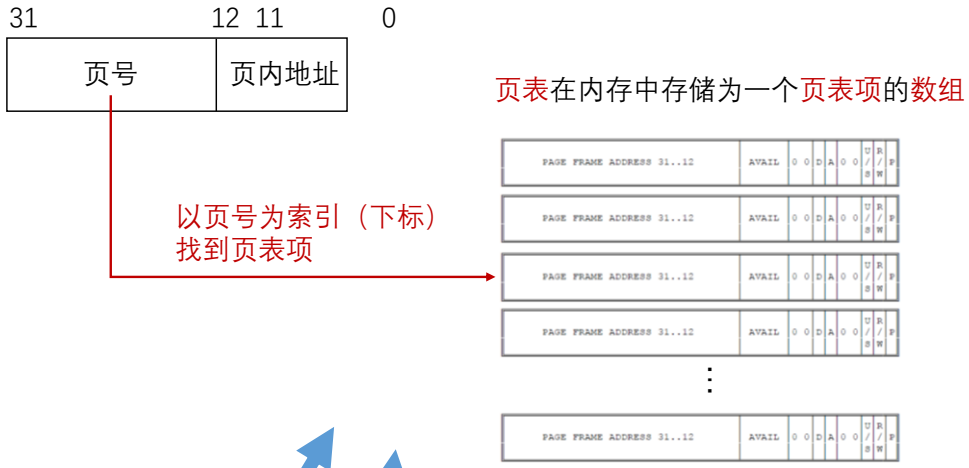
给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



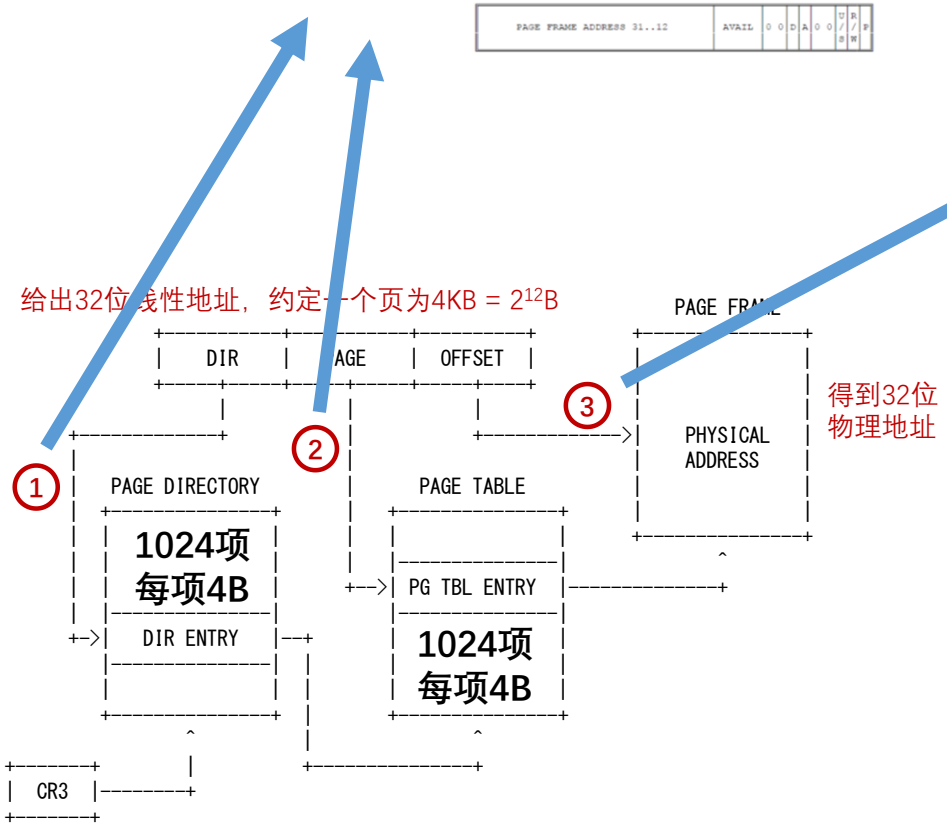
简单说就是前面的20位页号被拆成了两个10位

DIR 10 位?
PAGE 10 位?
OFFSET 12 位?

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B



页级地址转换得到32位物理地址

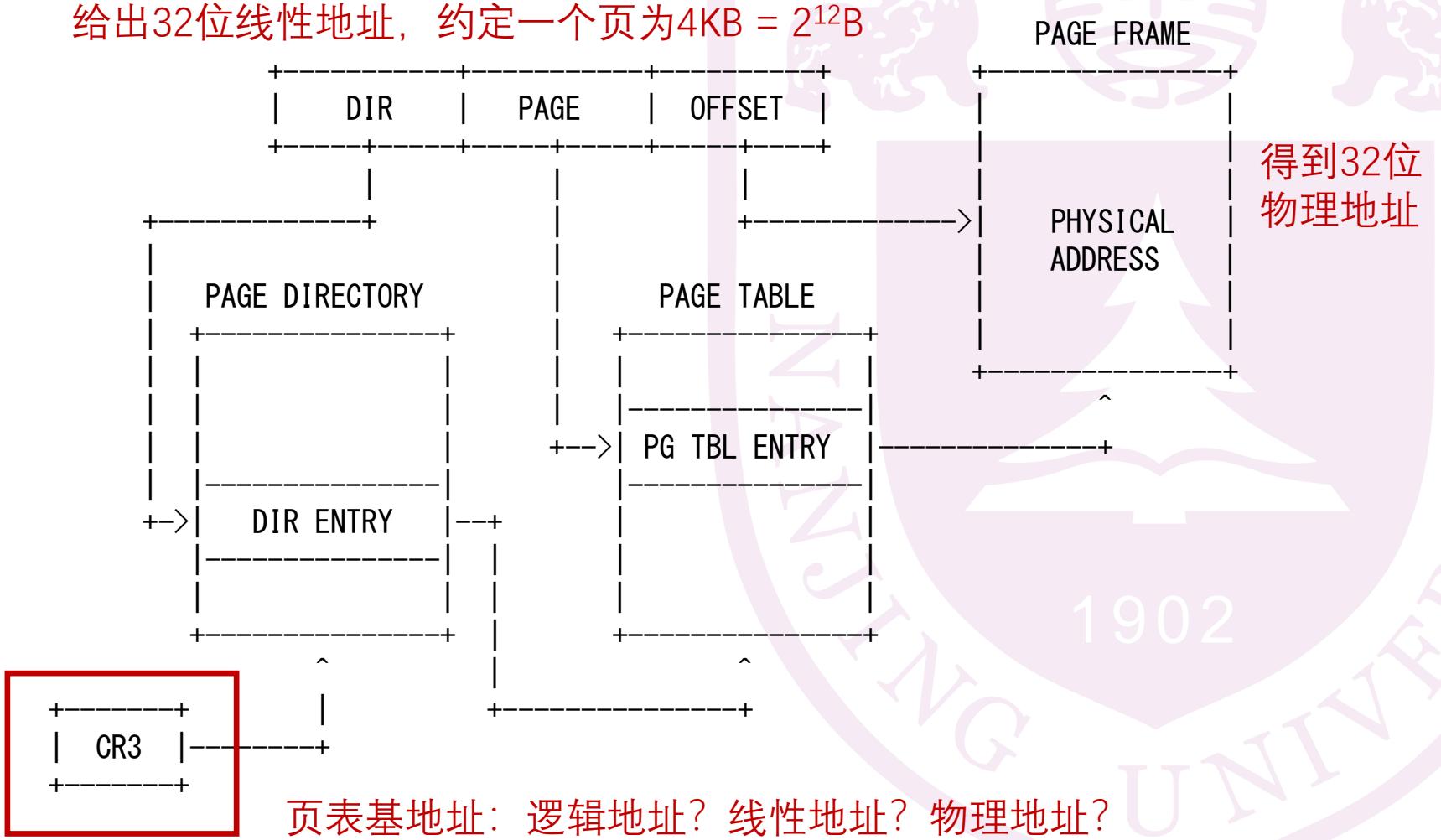


简单说就是前面的20位
页号被拆成了两个10位

DIR 10 位?
PAGE 10 位?
OFFSET 12 位?

分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B

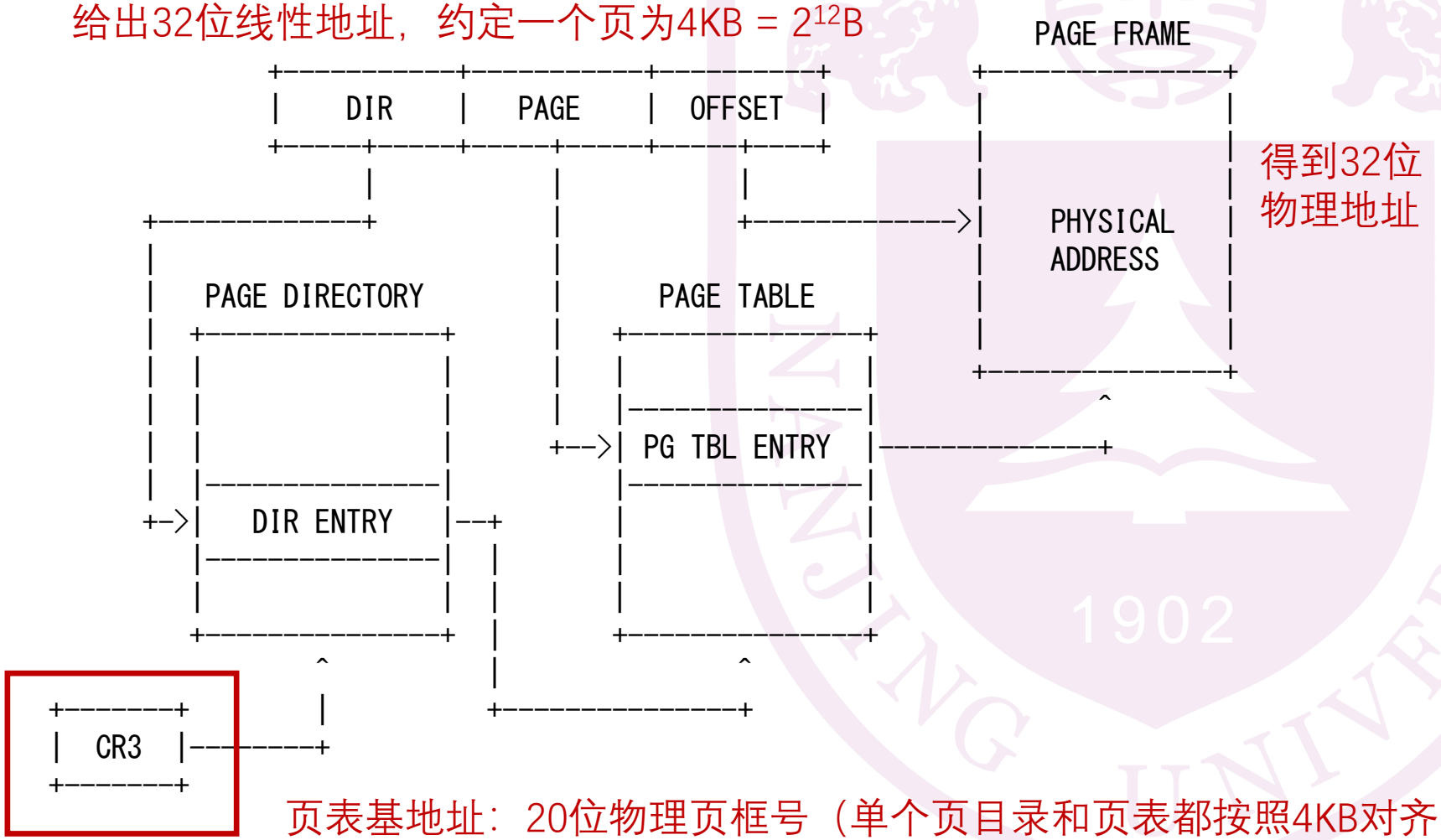


得到32位物理地址

页表基地址：逻辑地址？线性地址？物理地址？

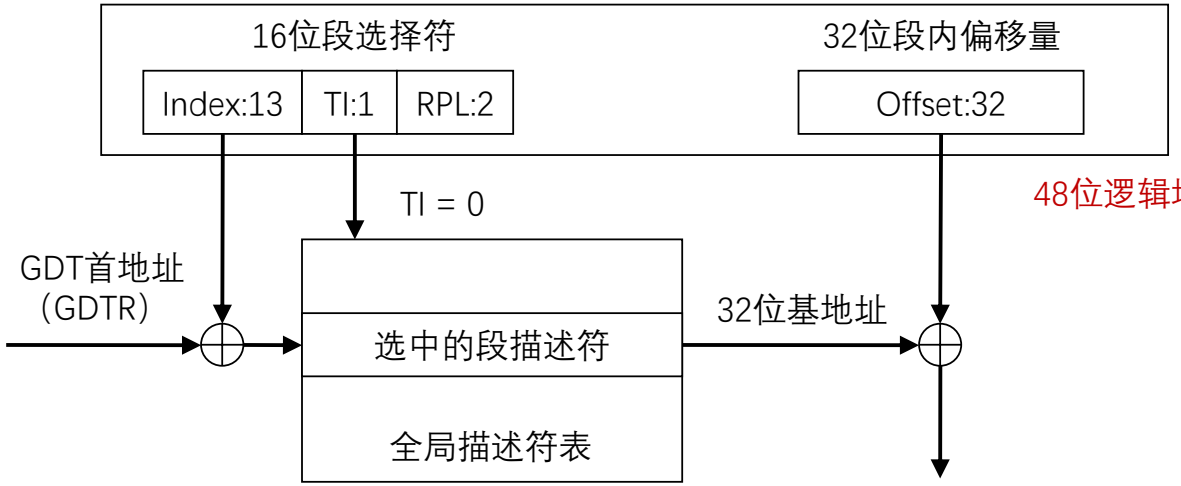
分页机制 – 页表

给出32位线性地址，约定一个页为4KB = 2^{12}B

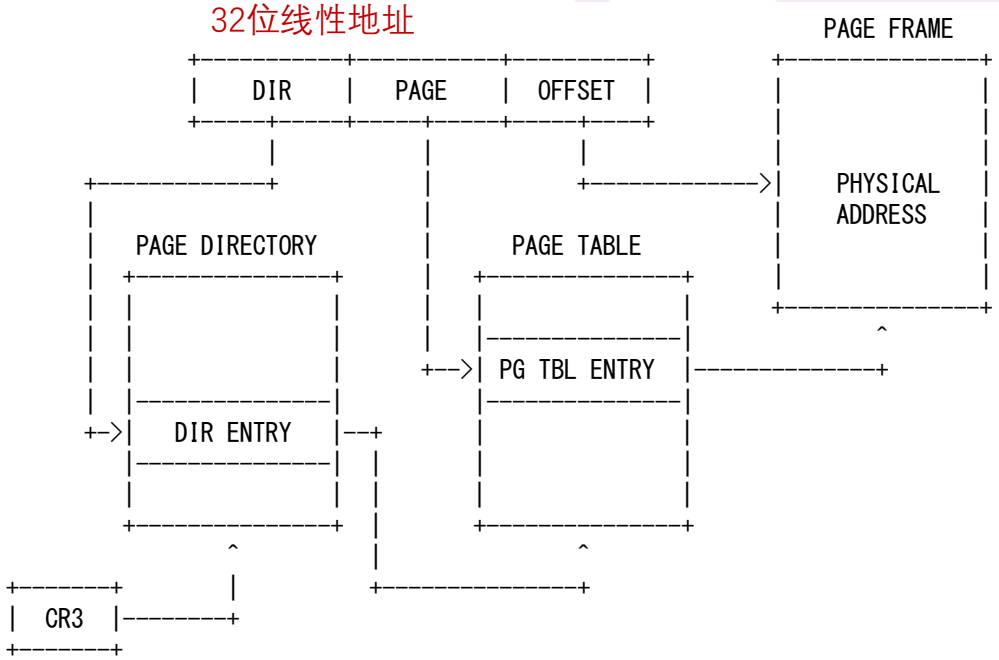


得到32位物理地址

页表基地址：20位物理页框号（单个页目录和页表都按照4KB对齐）

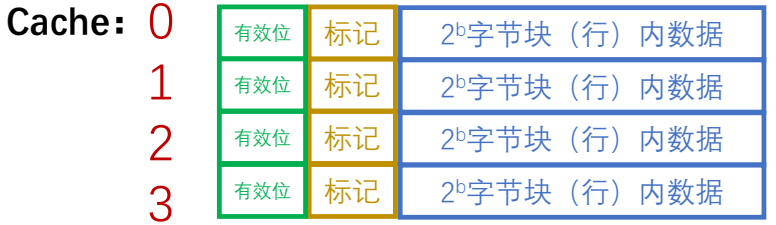


PA 3-2 分段机制

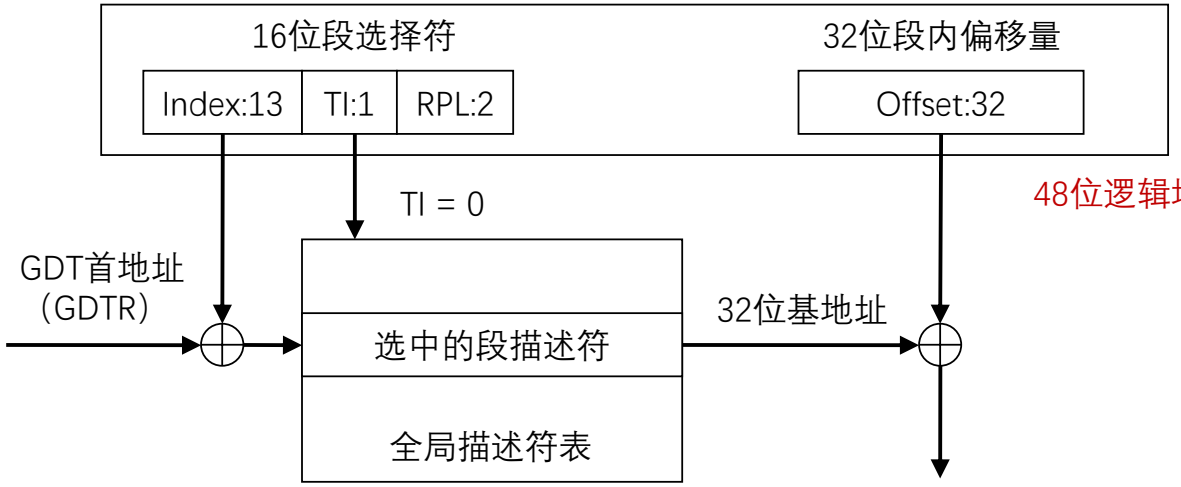


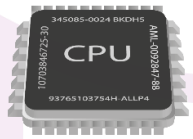
PA 3-3 分页机制

PA 3-1 Cache



Cache缺失



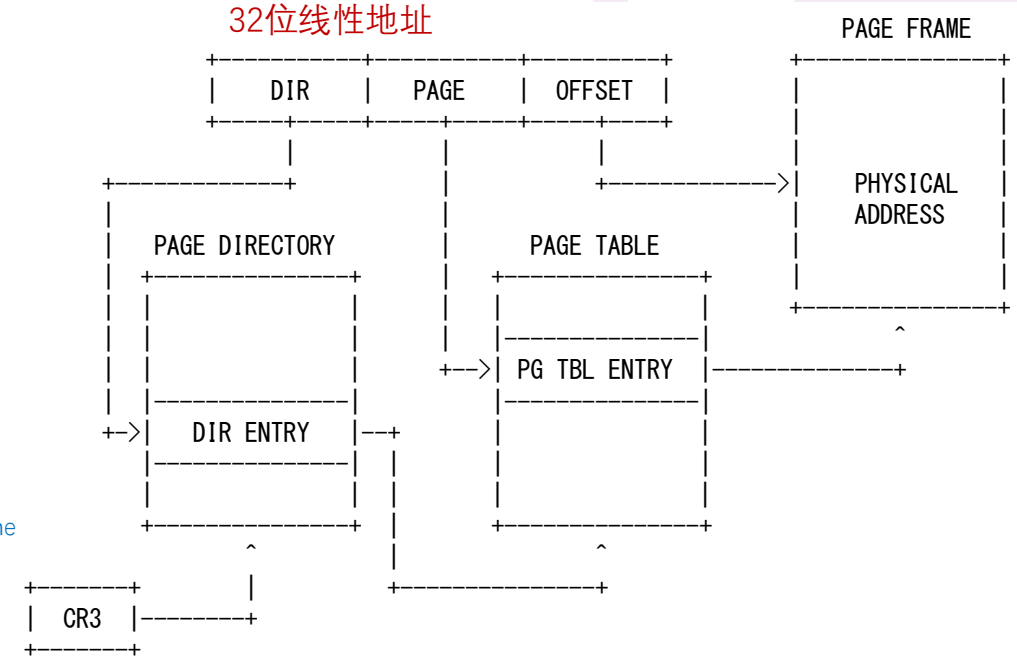


虚拟地址空间
提供保护

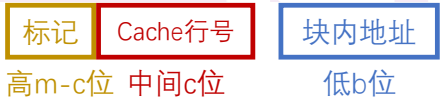
提高效率

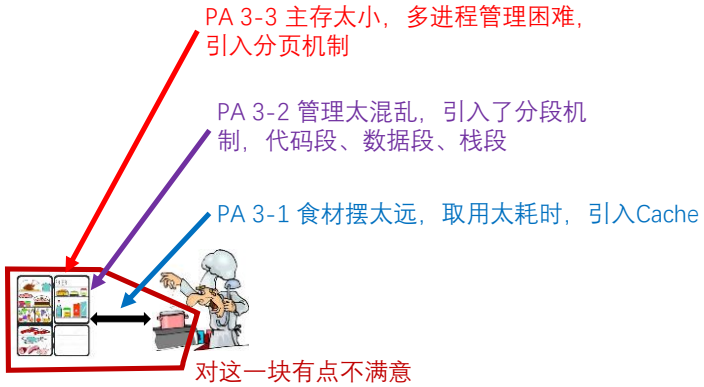
PA 3-2 分段机制

提供分段保护



PA 3-1 Cache





PA 3-3 分页机制

Cache缺失

TLB – 页表的cache

善自体会

分页机制在PA实验中的模拟

分页机制实现步骤(1/3)

- 在include/config.h中 #define IA32_PAGE
- 修改 kernel/Makefile 中的链接选项

```
- LDFLAGS = -Ttext=0x30000 -m elf_i386 # before page
+ LDFLAGS = -Ttext=0xc0030000 -m elf_i386
```

让kernel的代码从虚拟地址 0xc0030000 开始

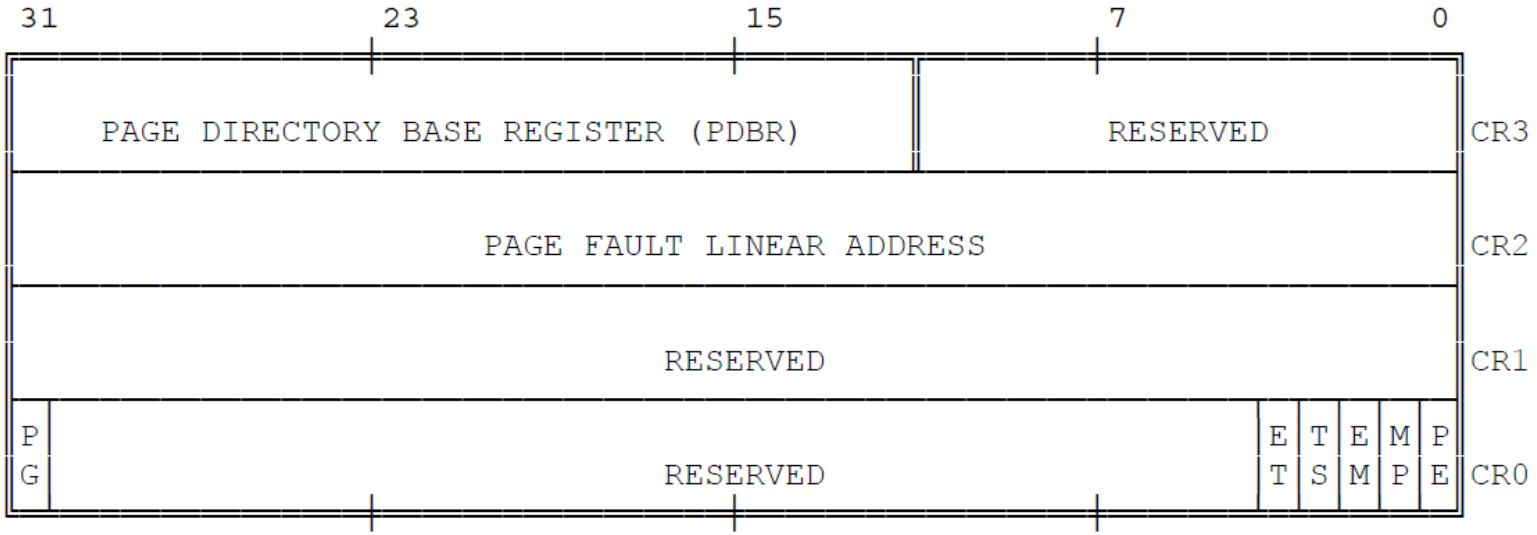
- 修改testcase/Makefile中的链接选项

```
- LDFLAGS := -m elf_i386 -e start -Ttext=0x100000
+ LDFLAGS := -m elf_i386 -e start
```

让testcase的虚拟地址空间符合Linux的约定

分页机制实现步骤(2/3)

- 在NEMU中添加分页相关器件支持
  - 从线性地址到物理地址的转换
  - 添加CR3寄存器，实现对页表基地址（物理页框号）的存储
  - 添加CR0的PG位，实现开启/关闭分页机制



PG和PE都初始化为0，若PG=PE=1则开启分页模式

分页机制实现步骤(2/3)

- 在NEMU中实现分页机制
  - 从线性地址到物理地址的转换
  - 修改laddr_read()与laddr_write()函数

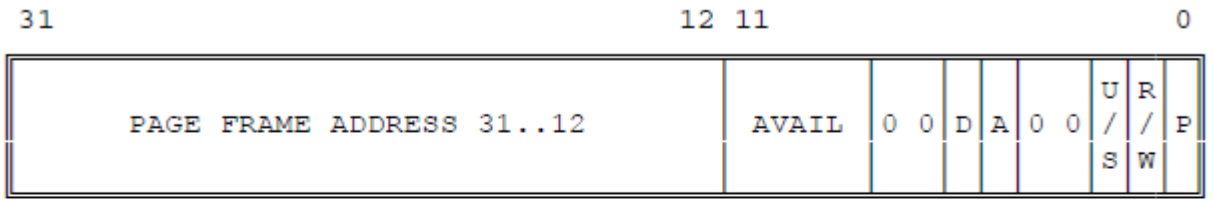
```
uint32_t laddr_read(laddr_t addr, size_t len) {
        assert(len == 1 || len == 2 || len == 4);
        if( CR0什么状态 ) {
                if (data cross the page boundary) {
                        /* this is a special case, you can handle it later. */
                                assert(0);
                } else {
                        hwaddr_t hwaddr = page_translate(addr);
                        return hwaddr_read(hwaddr, len);
                }
        } else { … }
}
```

page_translate()定义在
nemu/src/memory/mmu/page.c

分页机制实现步骤(2/3)

- 在NEMU中实现分页机制
  - 从线性地址到物理地址的转换
  - 了解页表项的实现

nemu/include/memory/mmu/page.h




```
P       - PRESENT
R/W     - READ/WRITE
U/S     - USER/SUPERVISOR
D       - DIRTY
AVAIL   - AVAILABLE FOR SYSTEMS PROGRAMMER USE

NOTE: 0 INDICATES INTEL RESERVED. DO NOT DEFINE.
```

在实现page_translate()时，务必使用assertion检查页目录项和页表项的present位, 如果发现了一个无效的表项, 及时终止NEMU的运行, 否则调试将会异常困难

分页机制实现步骤(3/3)

理解kernel行为变化

start.S

```
#ifdef IA32_PAGE
#       define KOFFSET 0xc0000000
#       define va_to_pa(x) (x - KOFFSET)
#else
#       define va_to_pa(x) (x)
#endif

.globl start
start:
...
        lgdt    va_to_pa(gdtdesc)
...
```

改变了kernel/Makefile后，在kernel初始化页表前，为啥要用va_to_pa宏?

分页机制实现步骤(3/3) 理解kernel行为变化

main.c

```
void init() {
#ifdef IA32_PAGE
        /* ...
         * Before setting up correct paging, no global variable can be used. */
        init_page(); // 初始化kernel页表, src/memory/kvm.c, 建议读代码画页映射关系

        /* After paging is enabled, transform %esp to virtual address. */
        asm volatile("addl %0, %%esp" : : "i"(KOFFSET)); // esp指向高地址
#endif

        /* Jump to init_cond() to continue initialization. */
#ifdef IA32_PAGE
        asm volatile("jmp *%0" : : "r"(init_cond + 0xc0000000)); // gcc-6以后的'特性'
#else
        asm volatile("jmp *%0" : : "r"(init_cond));
#endif


        /* Should never reach here. */
        nemu_assert(0);
}
```

Why?

分页机制实现步骤(3/3) 理解kernel行为变化

main.c

```
void init_cond() {
        ...
        #ifdef IA32_PAGE
                /* Initialize the memory manager. */
                init_mm(); // 初始化用户程序页表, src/memory/mm.c
                           // 拷贝了哪一部分？对比一下进程的虚拟地址空间
        #endif
        ...
                /* Load the program. */
        uint32_t eip = loader(); // 在装载程序时使用mm_malloc()接口,
                                 // 具体看教程
        ...
        #ifdef IA32_PAGE
                /* Set the %esp for user program, which is one of the
                 * convention of the "advanced" runtime environment. */
                 asm volatile("movl %0, %%esp" : : "i"(KOFFSET));
        #endif

        /* Here we go! */
       ((void(*)(void))eip)();
}
```

loader()需要修改!!!

PA 3-3 任务 - 编码

1. 修改Kernel和testcase中Makefile的链接选项;
2. 在include/config.h头文件中定义宏IA32_PAGE并make clean;
3. 在CPU_STATE中添加CR3寄存器;
4. 修改laddr_read()和laddr_write(), 适时调用page_translate()函数进行地址翻译;
5. 修改Kernel的loader(), 使用mm_malloc来完成对用户进程空间的分配;
6. 通过make test_pa-3-3或make run-kernel执行并通过各测试用例。

PA 3-3 任务 – 报告

1. Kernel的虚拟页和物理页的映射关系是什么？请画图说明；

2. 以某一个测试用例为例，画图说明用户进程的虚拟页和物理页间映射关系又是怎样的？Kernel映射为哪一段？你可以在loader()中通过Log()输出mm_malloc的结果来查看映射关系，并结合init_mm()中的代码绘出内核映射关系。

3. “在Kernel完成页表初始化前，程序无法访问全局变量”这一表述是否正确？在init_page()里面我们对全局变量进行了怎样的处理？

PA 3-3到此结束

祝大家学习快乐，身心健康！

欢迎大家踊跃参加问卷调查