第9章 虚拟内存: 基本概念

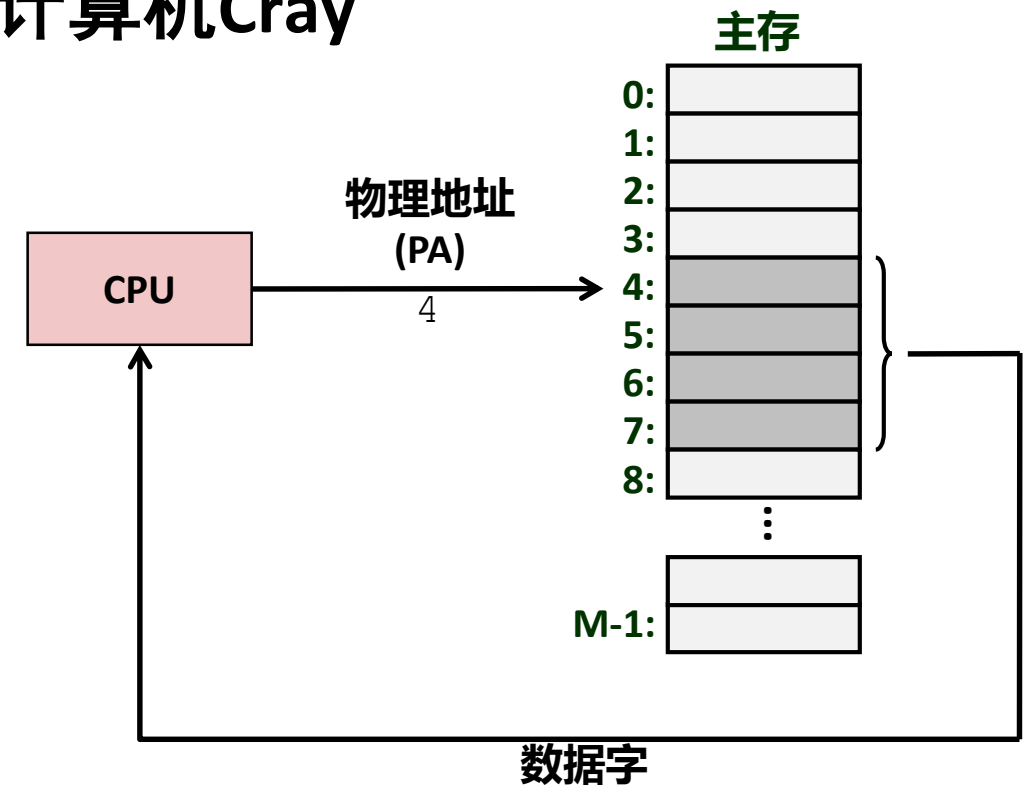
教　师：　郑贵滨
计算机科学与技术学院
哈尔滨工业大学

主要内容

- **地址空间**
- 虚拟内存作为缓存的工具
- 虚拟内存作为内存管理的工具
- 虚拟内存作为内存保护的工具
- 地址翻译

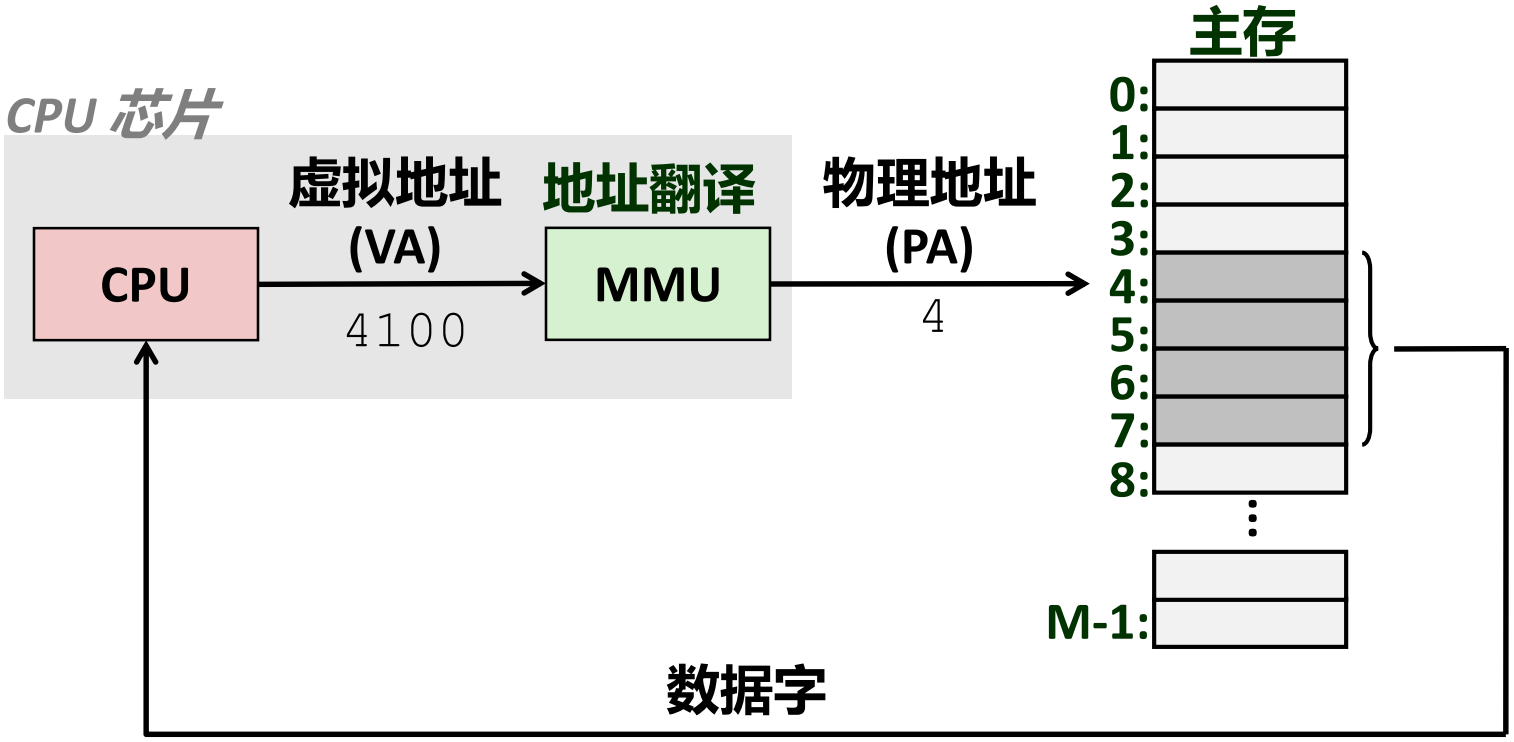
使用物理寻址的系统

- 使用嵌入式微控制器的“简单”系统：汽车、电梯、数字图像帧（digital picture frame）等
- 超级计算机Cray



使用虚拟寻址的系统

- 现代服务器、笔记本、智能电话等
- 计算机科学的伟大思想之一



MMU：内存管理单元(Memory Management Unit)

地址空间

- **地址空间（address space）**

  非负整数地址的有序集合{0, 1, 2, … }

- **线性地址空间（linear address space）**

  地址空间中的整数是连续的，则称为线性地址空间

- **物理地址空间（physical address sapce）**

  $M = 2^m$ 个物理地址的集合 {0, 1, 2, 3, …, M-1}

- **虚拟地址空间（virtual address space）**

  $N = 2^n$ 个虚拟地址的集合 {0, 1, 2, 3, …, N-1}

虚拟地址的思想：允许每个数据对象有多个独立的地址，其中每个地址都选自一个不同的地址空间。

为什么要使用虚拟内存Virtual Memory (VM)?

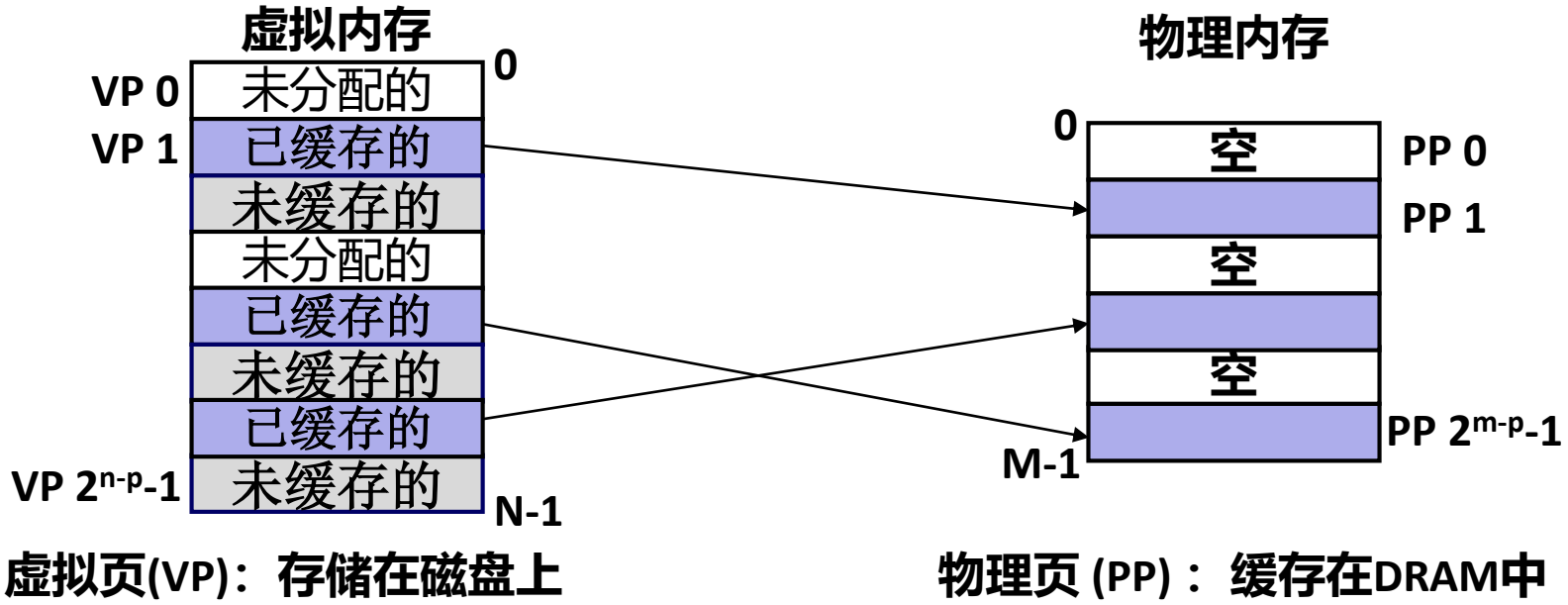
- **有效使用主存**
  - 使用DRAM作为部分虚拟地址空间的缓存
- **简化内存管理**
  - 每个进程都使用统一的线性地址空间
- **独立地址空间**
  - 一个进程不能影响其他进程的内存
  - 用户程序无法获取特权内核信息和代码

主要内容

- 地址空间
- **虚拟内存作为缓存的工具**
- 虚拟内存作为内存管理的工具
- 虚拟内存作为内存保护的工具
- 地址翻译

虚拟内存作为缓存的工具

- 虚拟内存：存放在磁盘上、有N个连续字节的数组。
- 磁盘上这个数组的内容被缓存在*物理内存中* (*DRAM cache*)
  - 这些缓存块被称为页 (页面大小为P = 2^p字节)



虚拟内存作为缓存的工具

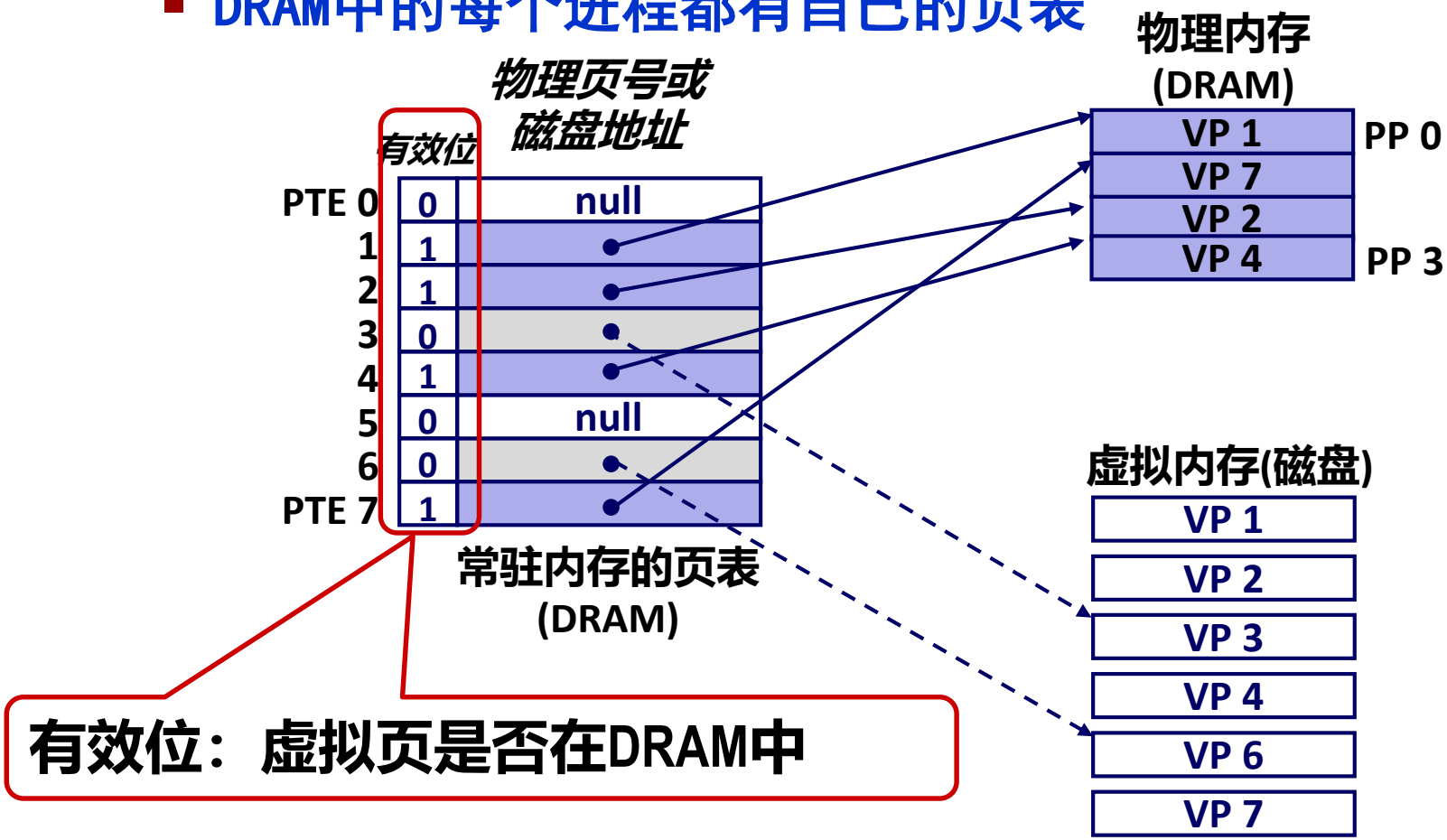
- **虚拟页面的三种状态：**
  - （1）缓　存：已经缓存在物理内存中的已分配页。
  - （2）未缓存：未缓存在物理内存中的已分配页。
  - （3）未分配/创建：
    - 虚拟页也是根据需要创建的（节省资源）
    - VM系统还没有分配/创建的页，没有任何数据和它们关联，不占用任何磁盘空间。

DRAM缓存的组织结构

- **DRAM 缓存的组织结构完全是由巨大的不命中开销驱动的**
  - DRAM 比 SRAM 慢大约 ***10倍***
  - 磁盘比 DRAM 慢大约 ***10,000倍***
- **因此**
  - 虚拟页尺寸: 标准 4 KB, 有时可以达到 4 MB
  - DRAM缓存为全相联
    - 任何虚拟页都可以放置在任何物理页中
    - 需要一个更大的映射函数——不同于硬件对SRAM缓存
  - 非常复杂、计算量大的替换算法
    - 太复、太开放，不能在硬件上实现
  - DRAM缓存总是使用写回，而不是直写

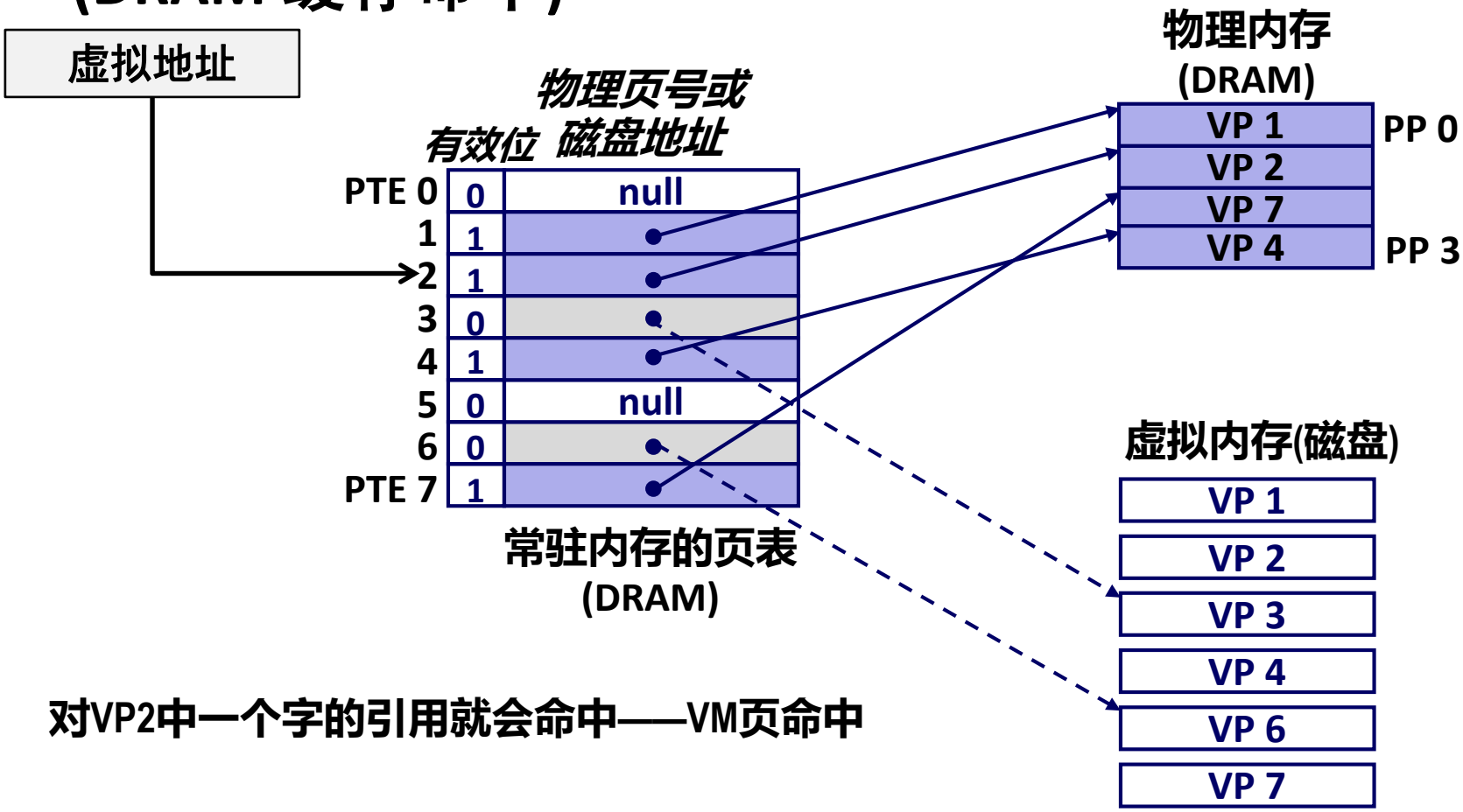
非常重要的数据结构：页表(Page Table)

- *页表*是一个页表条目 (Page Table Entry, PTE)的数组，将虚拟页地址映射到物理页地址。
  - DRAM中的每个进程都有自己的页表



页命中(Page Hit)

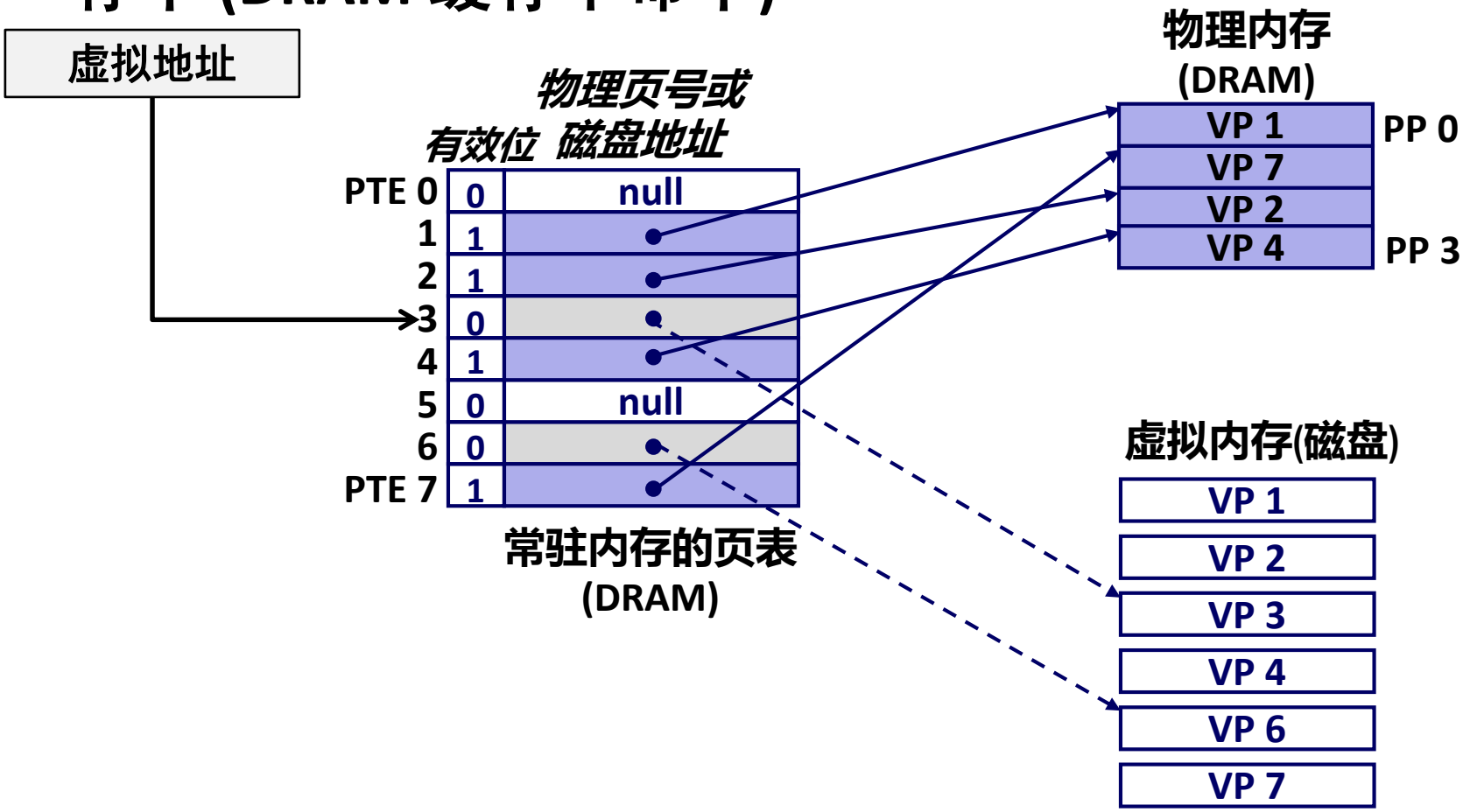
- *页命中:* 虚拟内存中的一个字存在于物理内存中,即(DRAM 缓存命中)



对VP2中一个字的引用就会命中——VM页命中

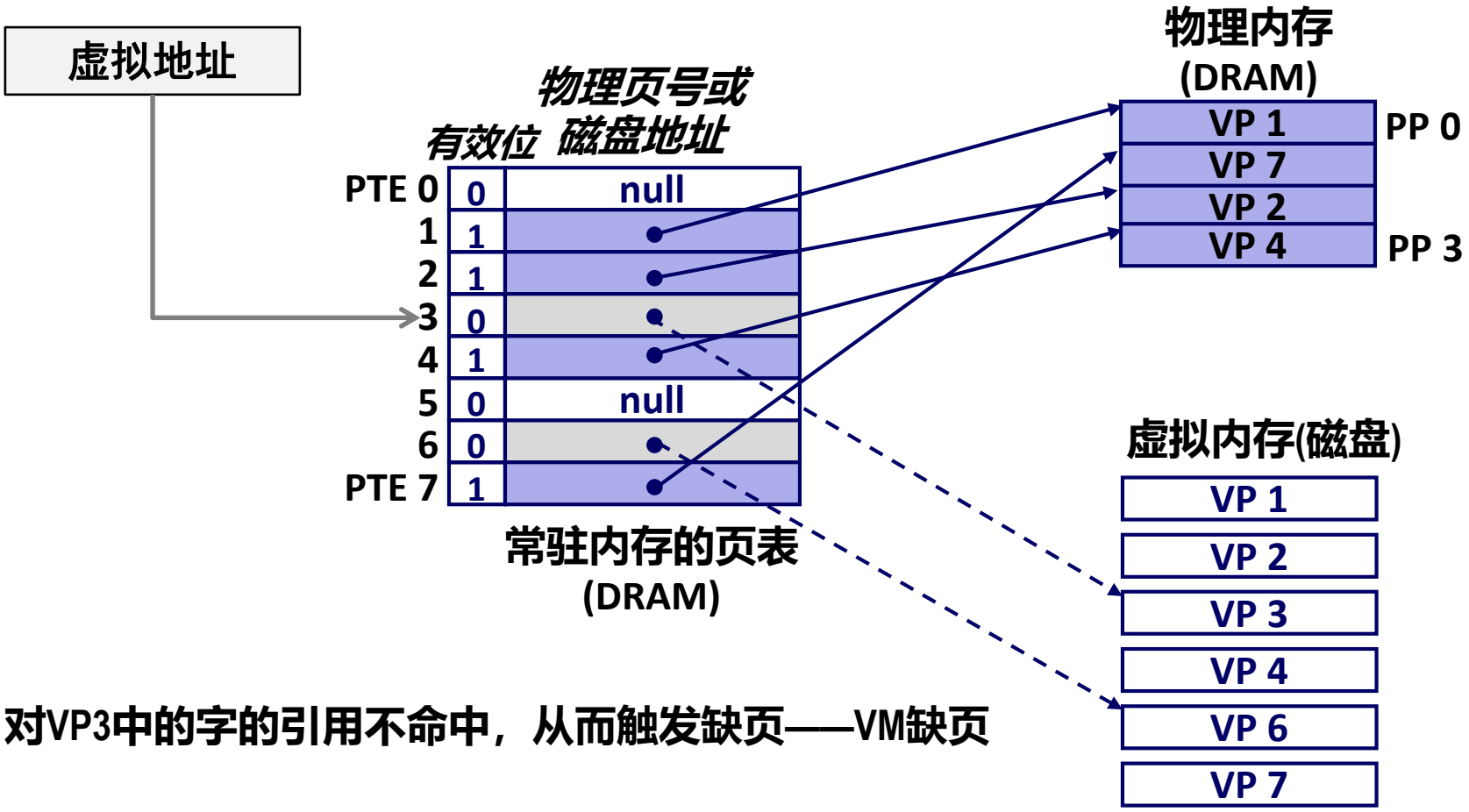
缺页(Page Fault)

- ***Page fault缺页:*** 引用虚拟内存中的字，不在物理内存中 (DRAM 缓存不命中)



缺页的处理

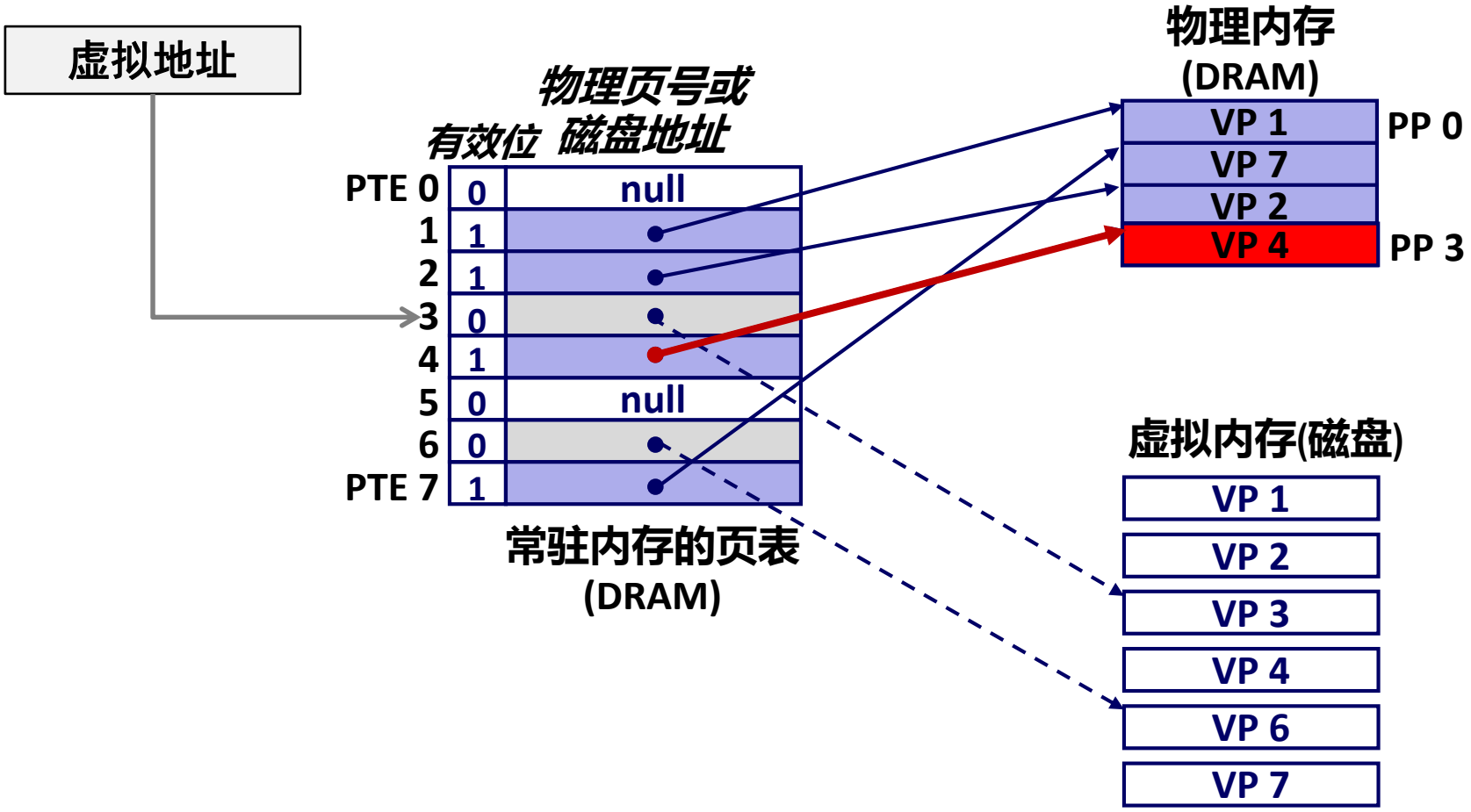
- 页面不命中导致缺页(缺页异常)



对VP3中的字的引用不命中，从而触发缺页——VM缺页

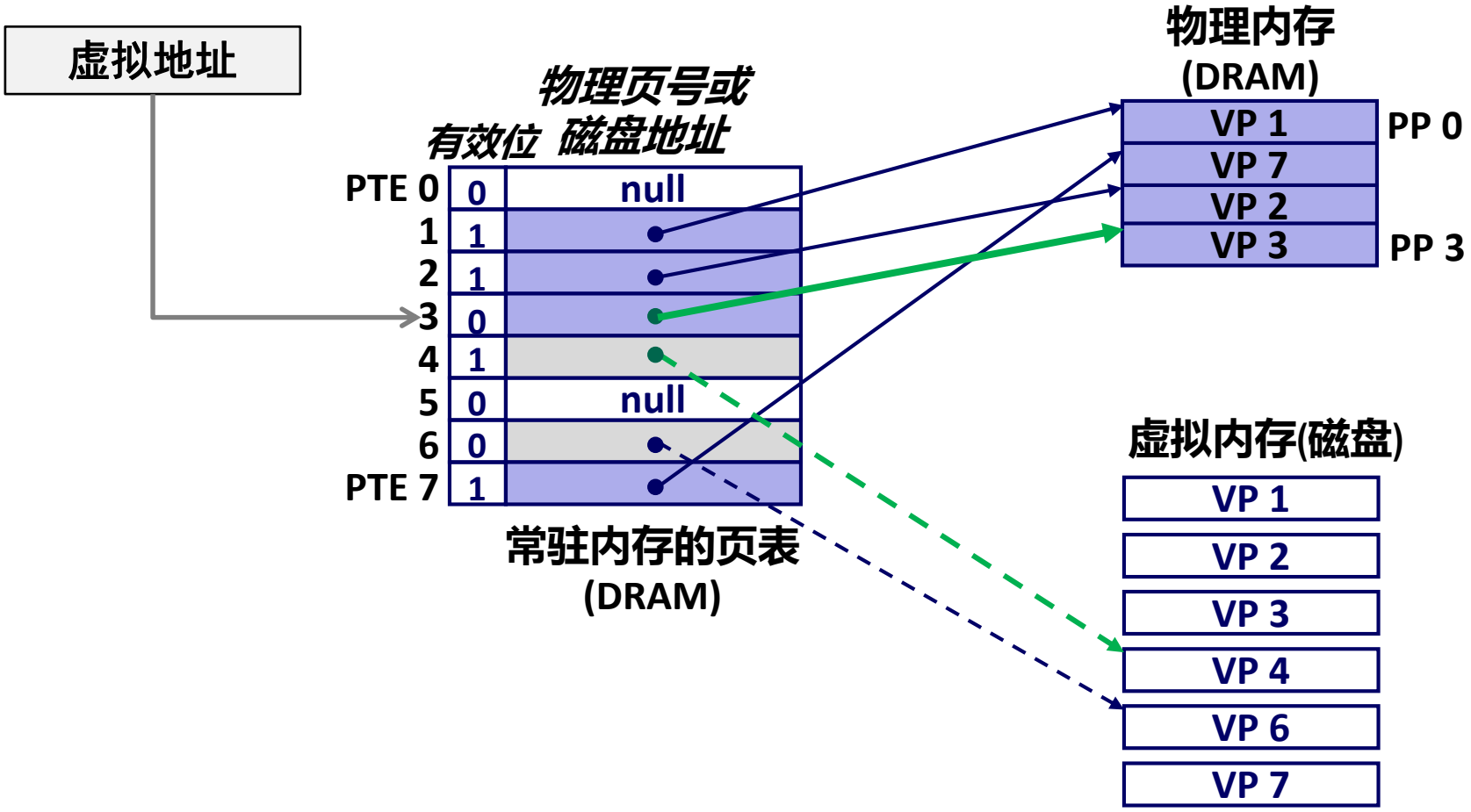
缺页的处理

- 页面不命中导致缺页(缺页异常)
- 缺页异常处理程序选择一个牺牲页 (此例中就是 VP 4)



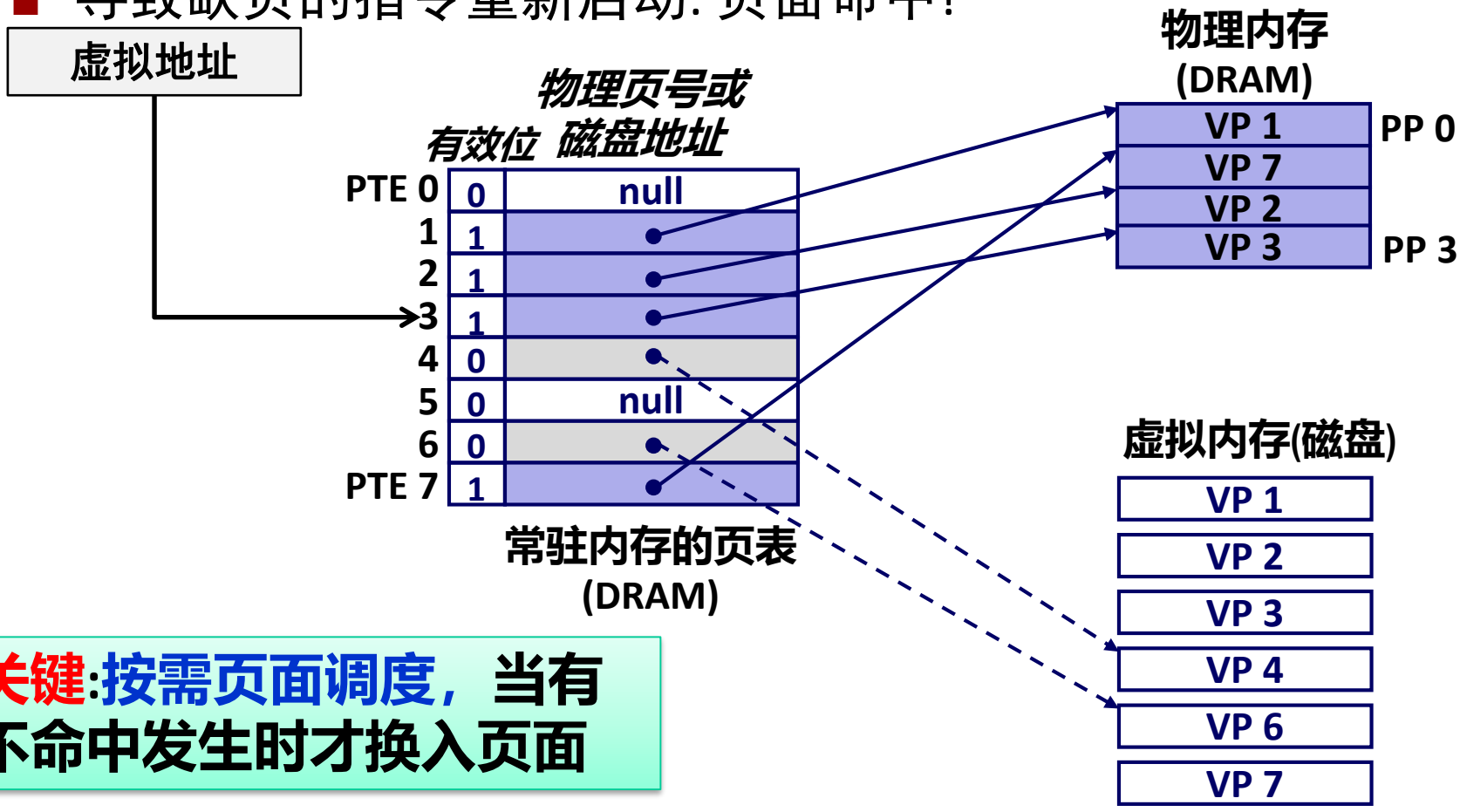
缺页的处理

- 页面不命中导致缺页(缺页异常)
- 缺页异常处理程序选择一个牺牲页 (此例中就是 VP 4)



缺页的处理

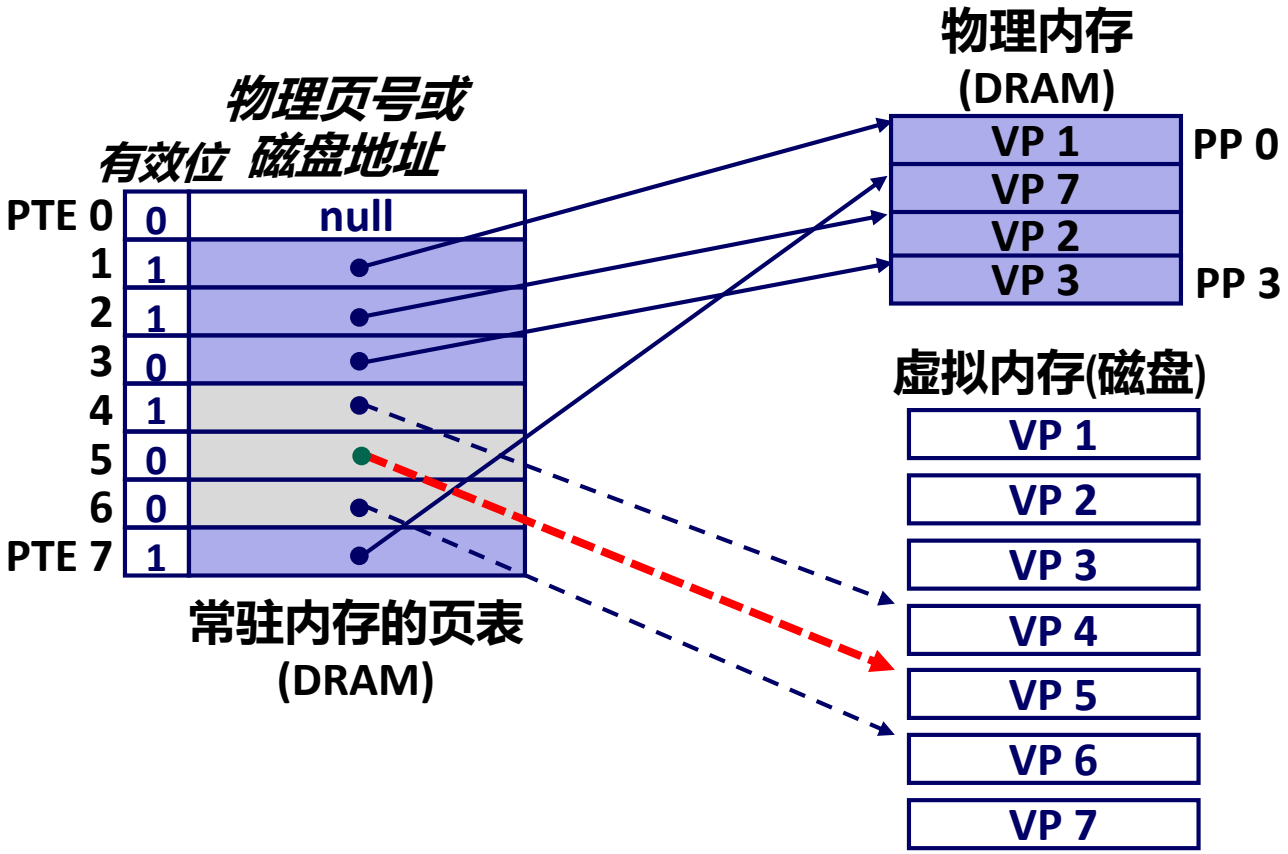
- 页面不命中导致缺页(缺页异常)
- 缺页异常处理程序选择一个牺牲页 (此例中就是 VP 4)
- 导致缺页的指令重新启动: 页面命中!



关键:按需页面调度，当有不命中发生时才换入页面

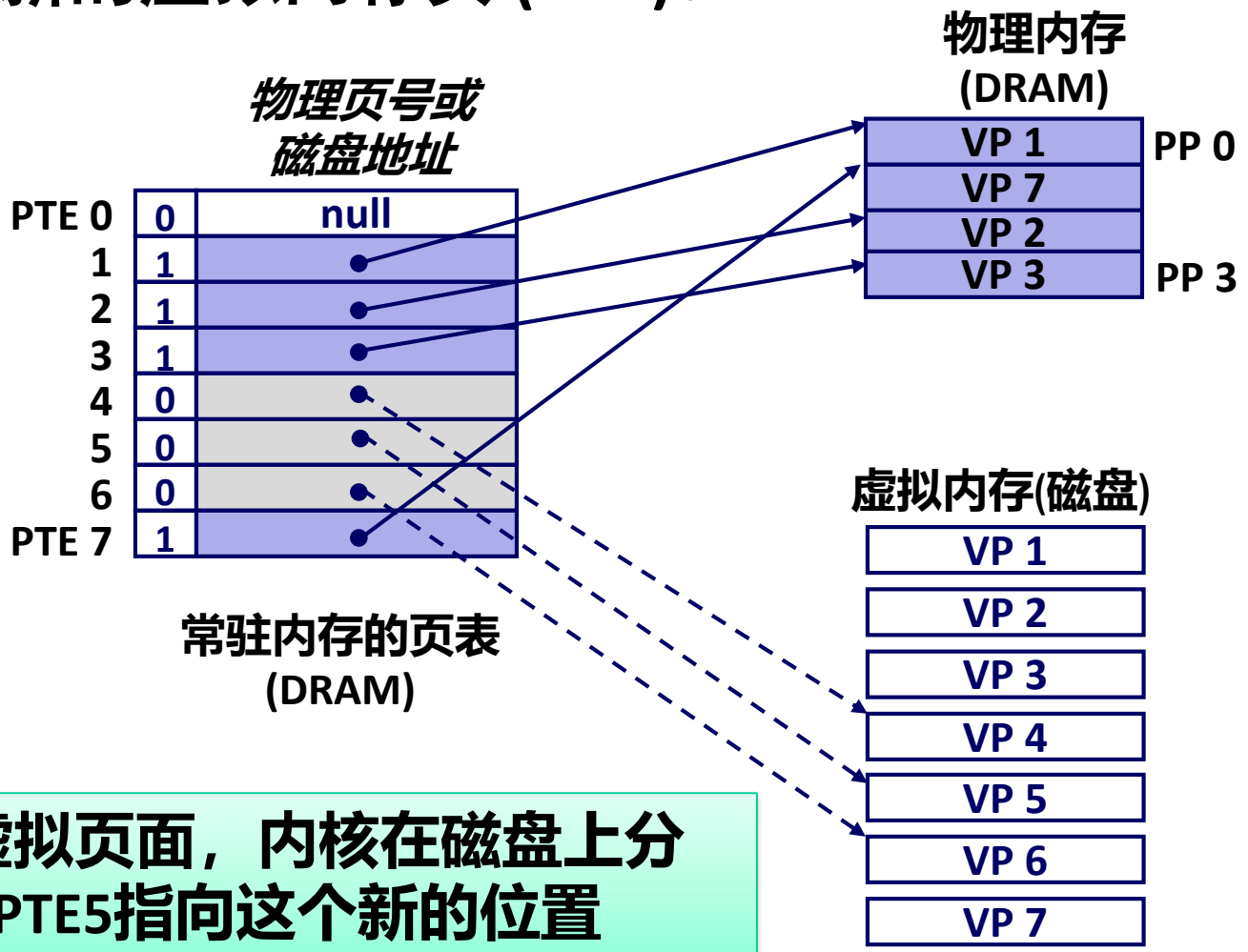
分配页面

- 分配一个新的虚拟内存页 (VP5)
  - 内核在磁盘上分配VP5，并且将PTE5指向这个新的位置



分配页面

- 分配一个新的虚拟内存页 (VP5)。



分配一个新的虚拟页面，内核在磁盘上分配VP5，并且将PTE5指向这个新的位置

又是局部性救了我们!

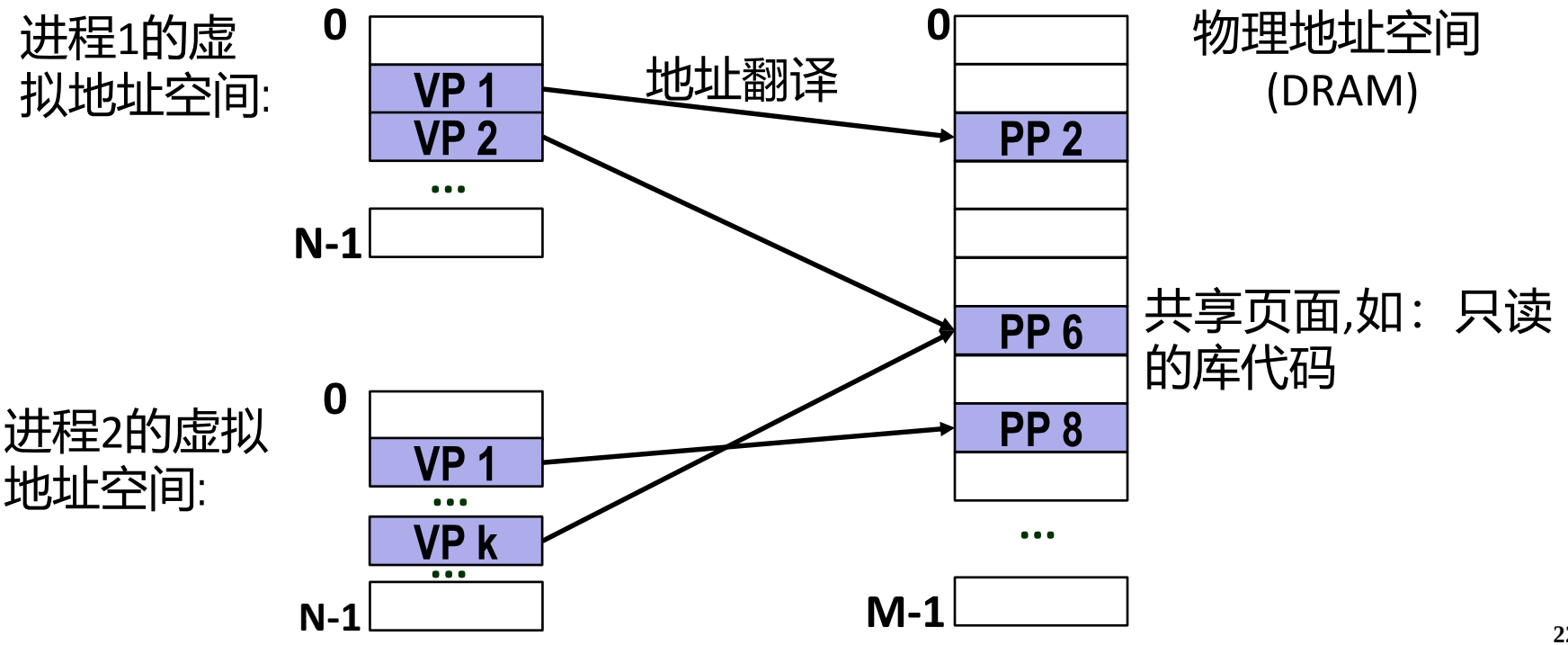
- **虚拟内存看上去效率非常低, 但它工作得相当好，这都要归功于“局部性”。**
- **在任意时间，程序将趋于在一个较小的活动页面集合上工作，这个集合叫做 *工作集 Working set***
  - 程序的时间局部性越好，工作集就会越小
- **如果 (工作集的大小 < 物理内存的大小)**
  - 在初始开销后，对工作集的引用将导致命中，不会产生额外磁盘流量。
- **如果 (工作集的大小 >物理内存的大小)**
  - *Thrashing抖动:* 页面不断地换进换出，导致系统性能暴跌。

主要内容

- 地址空间
- 虚拟内存作为缓存的工具
- **虚拟内存作为内存管理的工具**
- 虚拟内存作为内存保护的工具
- 地址翻译

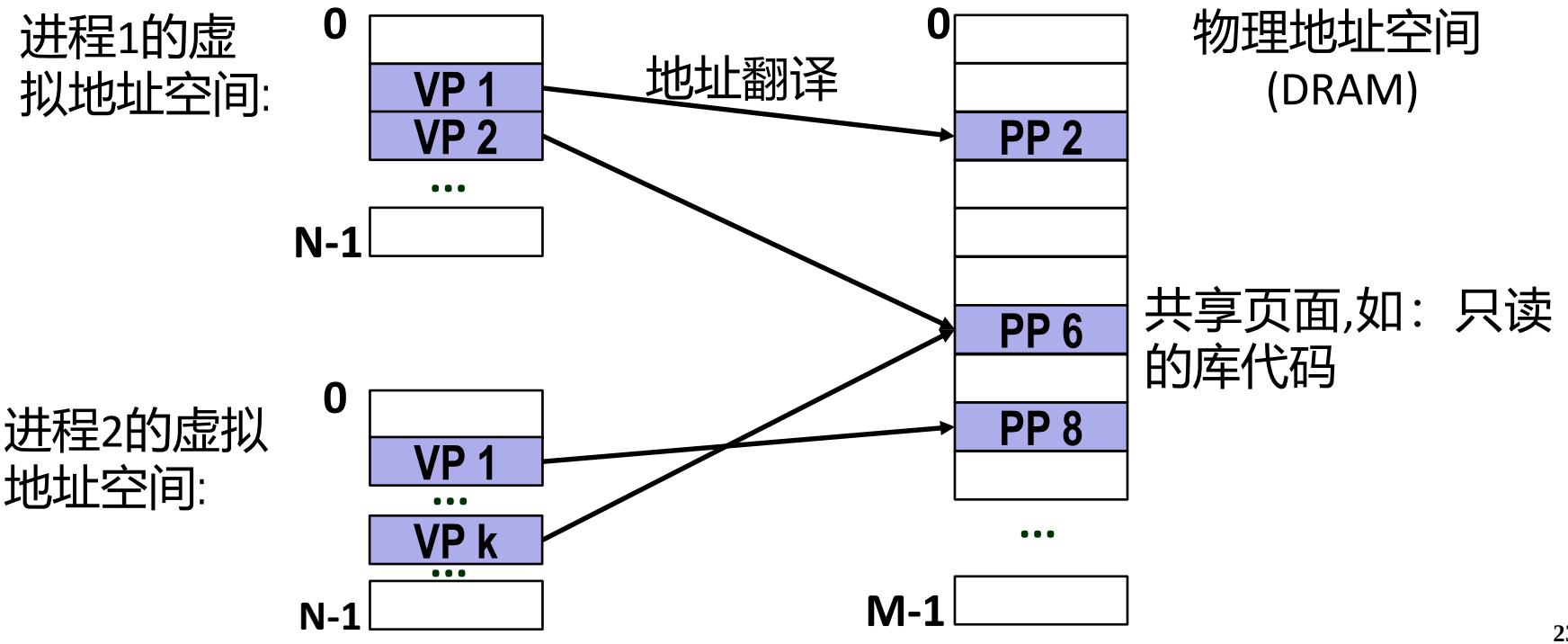
虚拟内存作为内存管理的工具

- **核心思想: 每个进程都拥有一个独立的虚拟地址空间**
  - 把内存看作简单的线性数组
  - 页表(映射函数)将虚拟地址映射到物理地址（物理内存）
    - 好映射可以提高程序的局部性



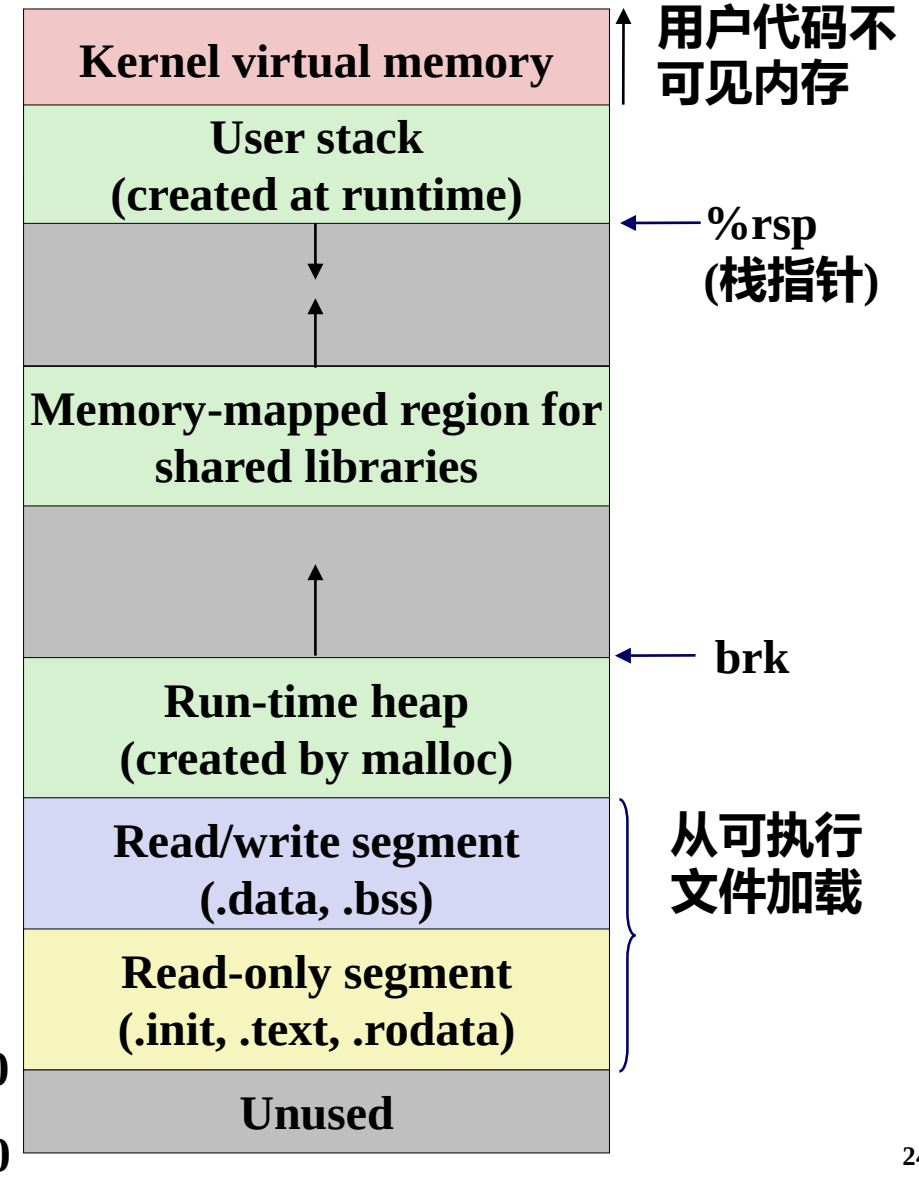
虚拟内存作为内存管理的工具

- **简化内存分配**
  - 每个虚拟内存页面都要被映射到一个物理页面
  - 一个虚拟内存页面每次可以被分配到不同的物理页面
- **简化共享——进程间共享代码和数据**
  - 不同的虚拟页面映射到相同的物理页面 (如 PP 6)



简化链接和加载

- **简化链接**
  - 每个程序使用相似的虚拟地址空间
  - 代码、数据和堆都使用相同的起始地址
- **简化加载**
  - execve 为代码段和数据段分配虚拟页，并标记为无效（即:未被缓存）
  - 每个页面被初次引用时，虚拟内存系统会按照需要自动地调入数据页。



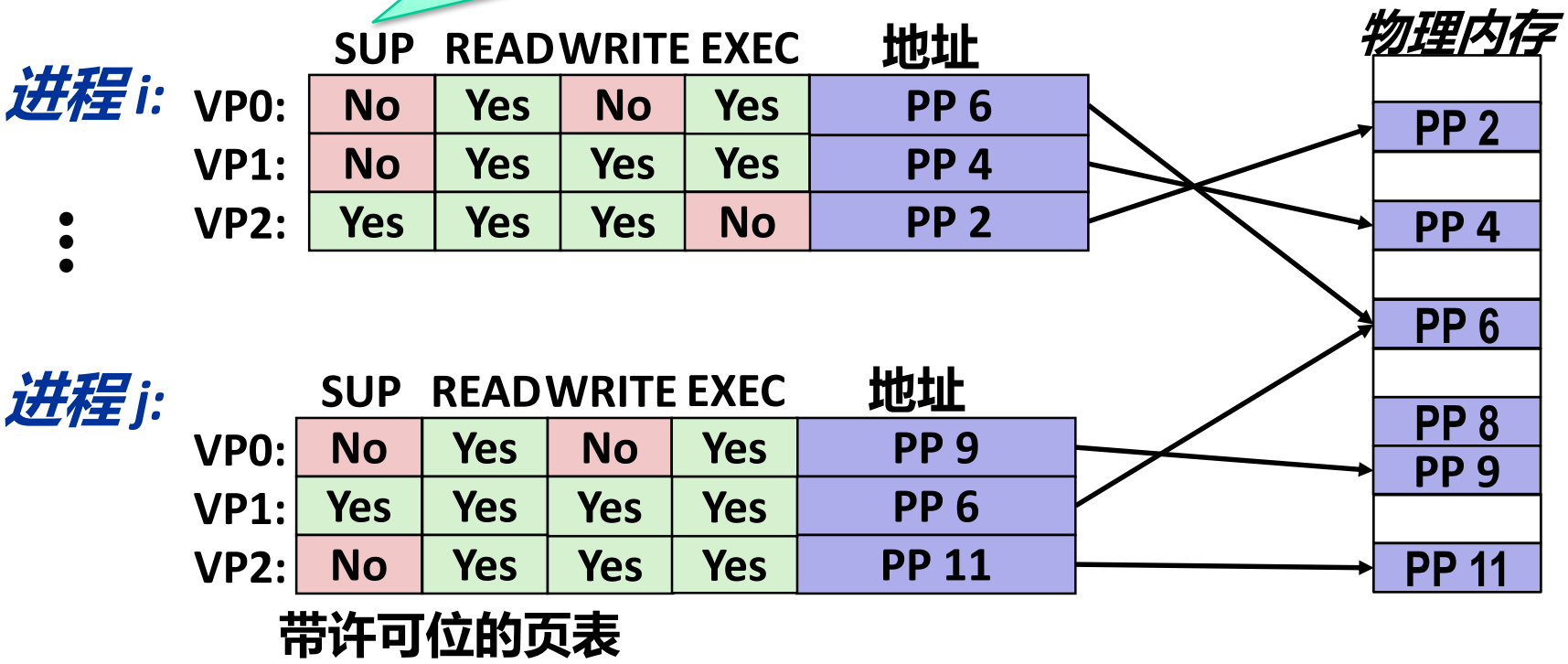
主要内容

- 地址空间
- 虚拟内存作为缓存的工具
- 虚拟内存作为内存管理的工具
- **虚拟内存作为内存保护的工具**
- 地址翻译

虚拟内存作为内存保护的工具

- 在 PTE 上扩展许可位以提供更好的访问控制
- 内存管理单元(MMU)每次访问数据都要检查许可位

SUP：进程运行在内核(超级用户)模式下才能访问



带许可位的页表

主要内容

- 地址空间
- 虚拟内存作为缓存的工具
- 虚拟内存作为内存管理的工具
- 虚拟内存作为内存保护的工具
- **地址翻译**

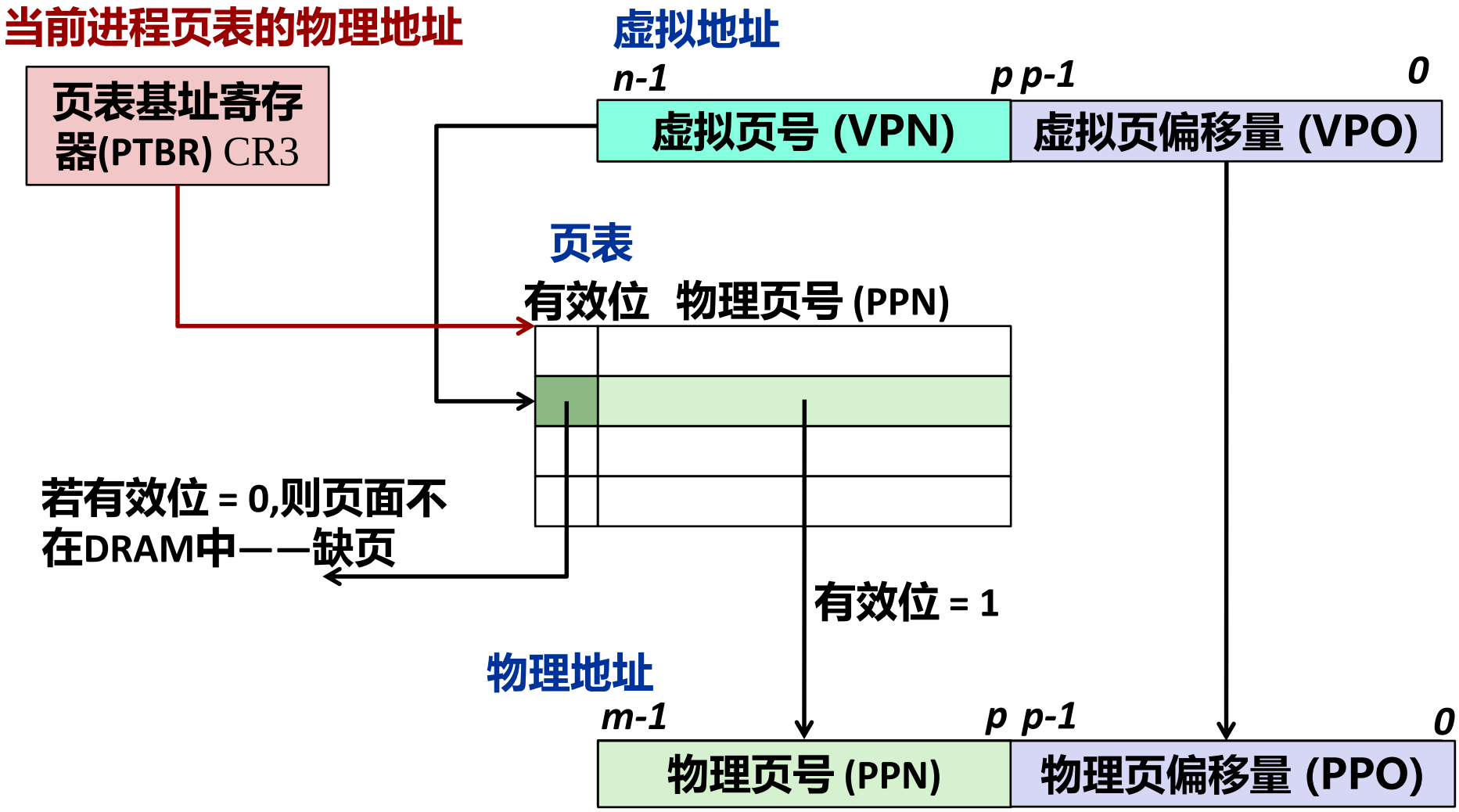
虚拟地址翻译

- **虚拟地址空间**
  - $V = \{0, 1, \ldots, N–1\}$
- **物理地址空间**
  - $P = \{0, 1, \ldots, M–1\}$
- **地址翻译**
  - $\boldsymbol{MAP: VAS \rightarrow PAS \cup \varnothing}$
  - 对于虚拟地址$\boldsymbol{A}$:
    - $\boldsymbol{MAP(A) = A'}$:虚拟地址 $\boldsymbol{A}$处的数据在$\boldsymbol{PAS}$的物理地址 $\boldsymbol{A'}$处
    - $\boldsymbol{MAP(A) = \varnothing}$:虚拟地址$\boldsymbol{A}$处的数据不在物理内存中
      - ✓ 或者是无效地址、或者存储在磁盘上

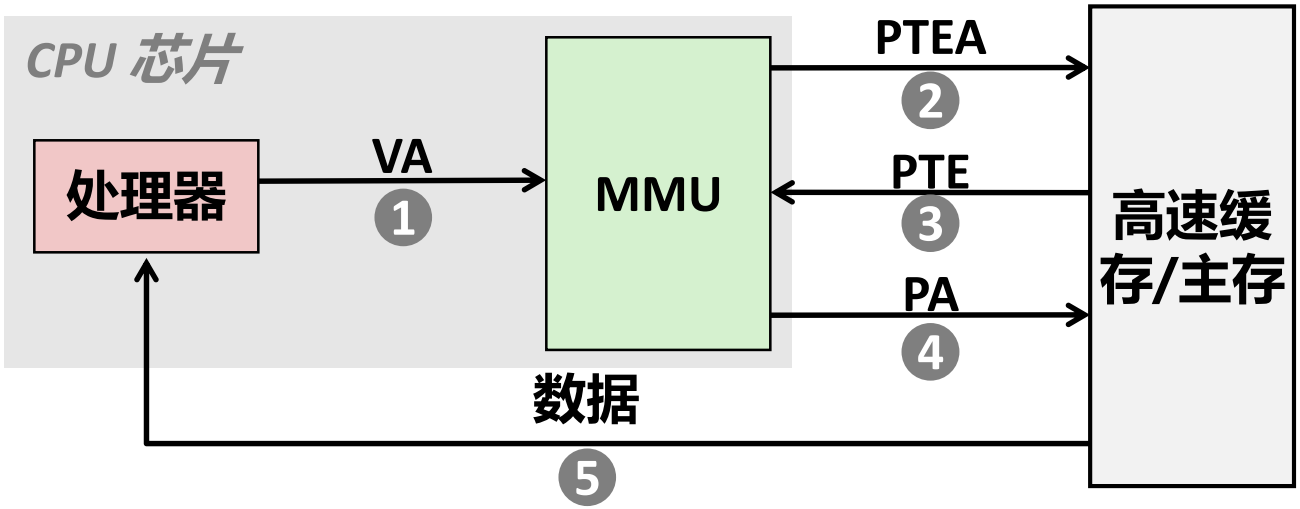
地址翻译使用到的所有符号

- **基本参数**
  - **N = 2^n** : 虚拟地址空间中的地址数量
  - **M = 2^m** : 物理地址空间中的地址数量
  - **P = 2^p** : Page size (bytes)
- **虚拟地址VA的组成部分**
  - **TLBI**: TLB index----TLB索引
  - **TLBT**: TLB tag----TLB标记
  - **VPO**: 虚拟页面偏移量（字节）----Virtual page offset
  - **VPN**: 虚拟页号----Virtual page number
- **物理地址PA的组成部分**
  - **PPO**: 物理页面偏移量(Physical page offset ,same as VPO
  - **PPN:** 物理页号(Physical page number)

基于页表的地址翻译


当前进程页表的物理地址
页表基址寄存器(PTBR) CR3
虚拟地址
n-1
p p-1
0
虚拟页号 (VPN)
虚拟页偏移量 (VPO)
页表
有效位 物理页号 (PPN)
若有效位 = 0,则页面不在DRAM中——缺页
有效位 = 1
物理地址
m-1
p p-1
0
物理页号 (PPN)
物理页偏移量 (PPO)

地址翻译：页面命中

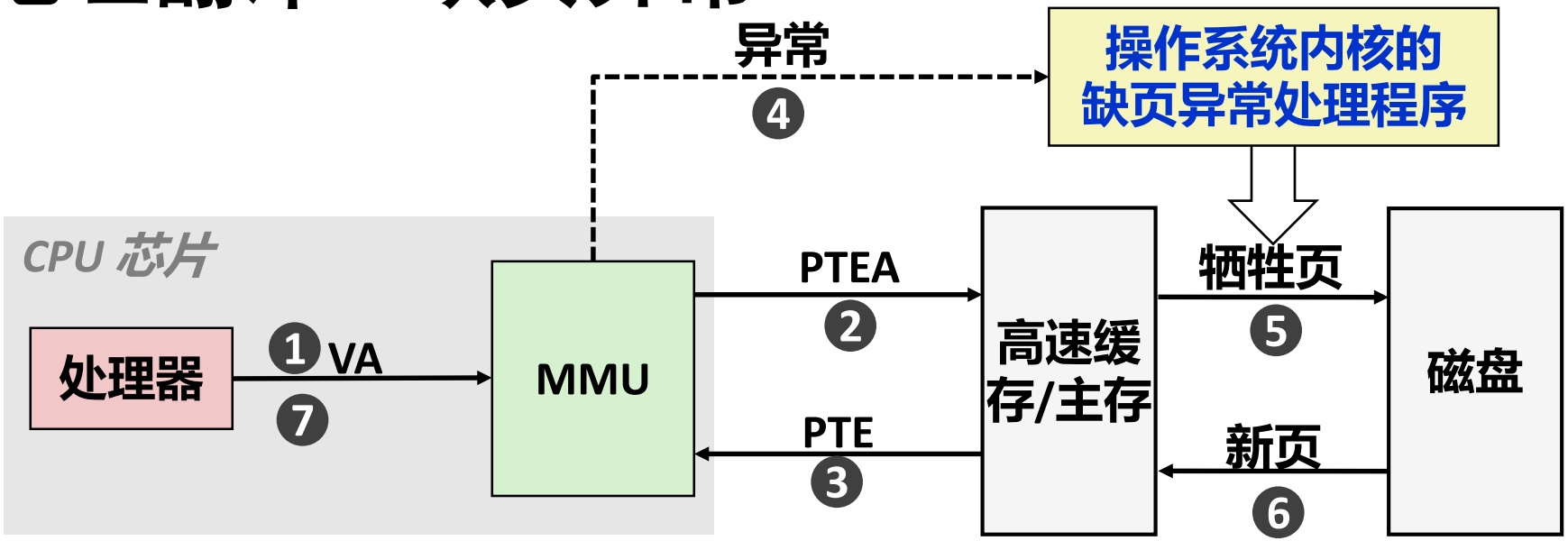


1) 处理器生成一个虚拟地址，并将其传送给MMU
2) MMU生成PTE地址(PTEA)，并从高速缓存/主存请求得到PTE
3) 高速缓存/主存向MMU返回PTE
4) MMU 将物理地址传送给高速缓存/主存
5) 高速缓存/主存返回所请求的数据字给处理器

整个过程完全由硬件处理

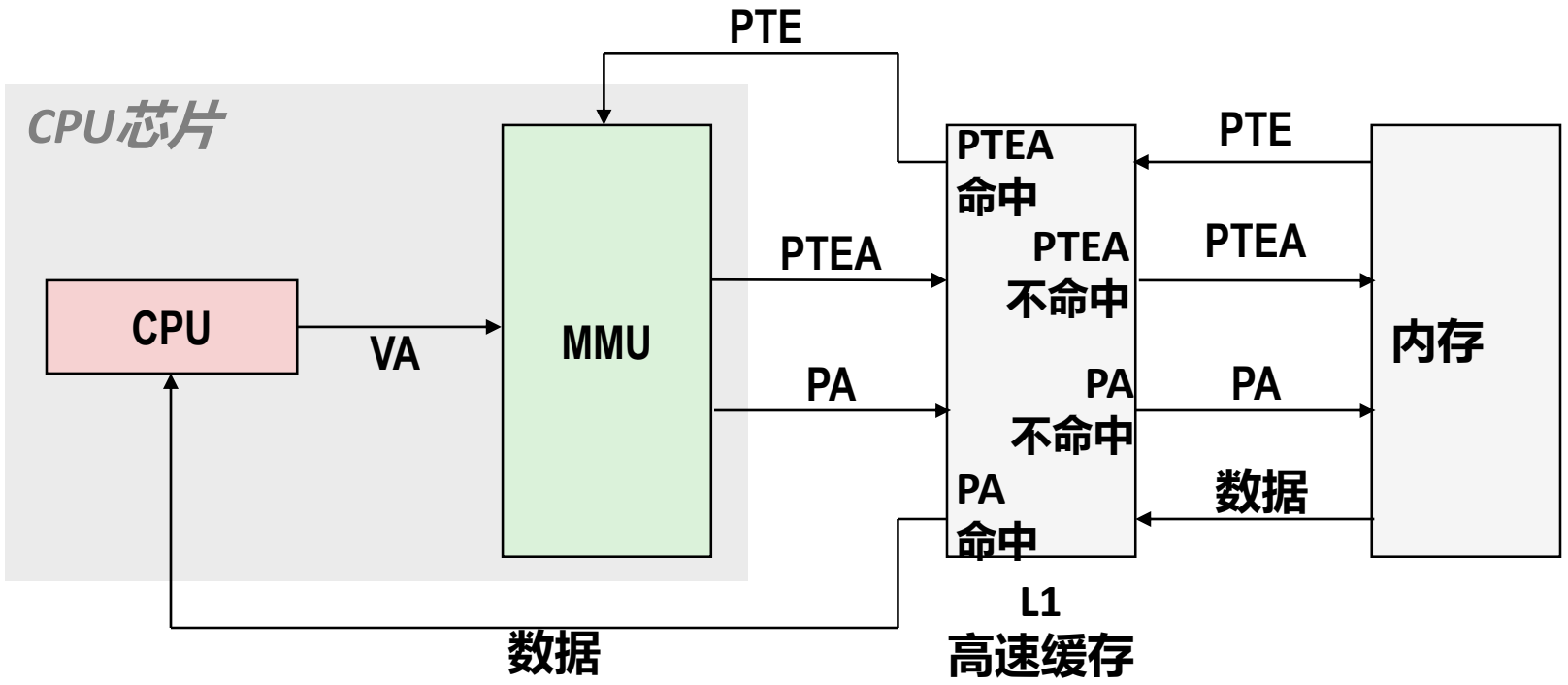
地址翻译：缺页异常

由硬件、OS内核协作完成



1) 处理器生成一个虚拟地址，并将其传送给MMU
2) MMU生成PTE地址(PTEA)，并从高速缓存/主存请求得到PTE
3) 高速缓存/主存向MMU返回PTE
4) PTE的有效位为零, 因此 MMU 触发缺页异常
5) 缺页处理程序确定物理内存中的牺牲页 (若页面被修改，则换出到磁盘——写回策略)
6) 缺页处理程序调入新的页面，并更新内存中的PTE
7) 缺页处理程序返回到原来进程，再次执行导致缺页的指令

结合高速缓存和虚拟内存



VA : virtual address虚拟地址

PA: physical address物理地址

PTE: page table entry页表条目

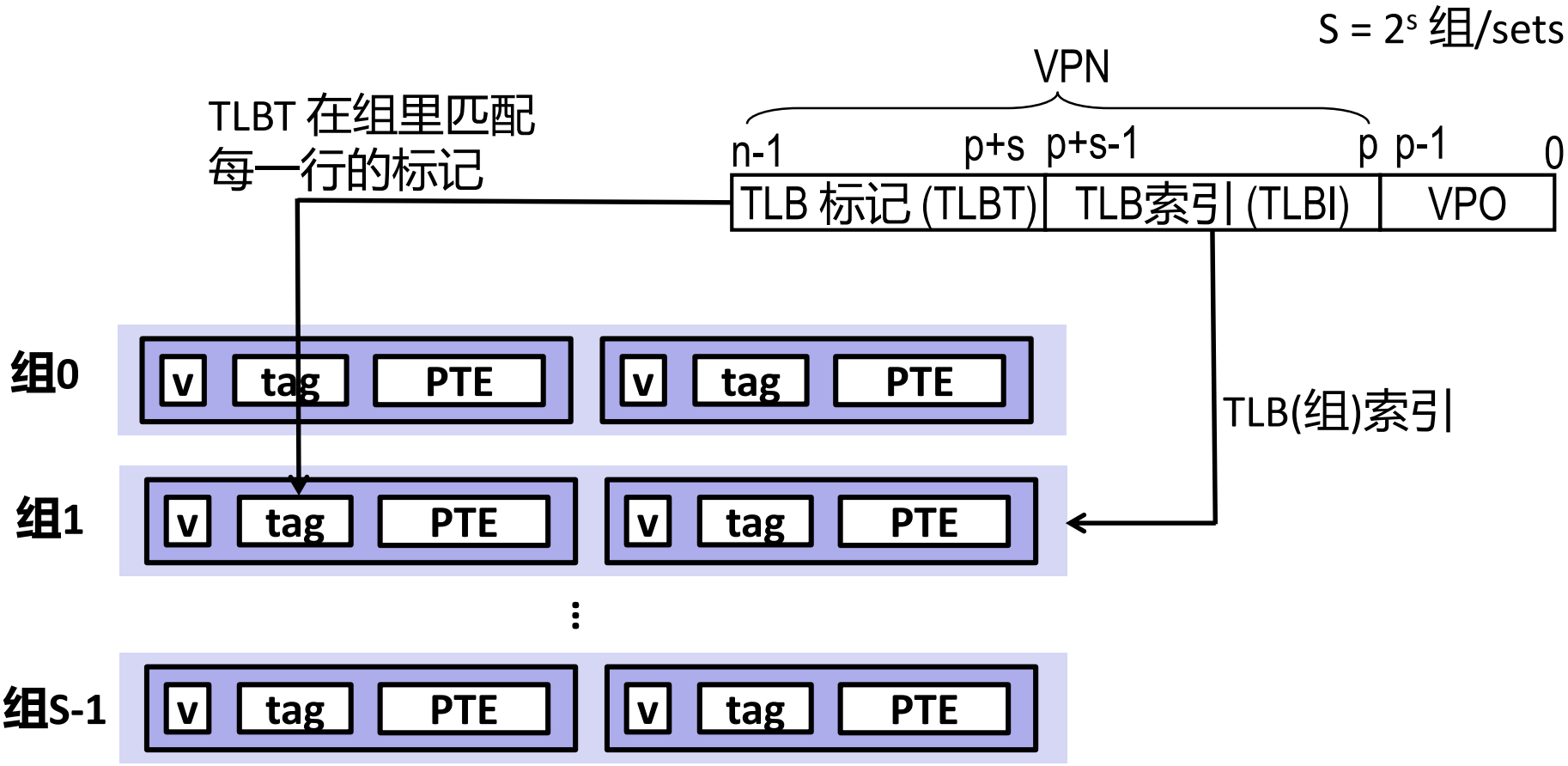
PTEA: PTE address页表条目地址

利用TLB加速地址翻译

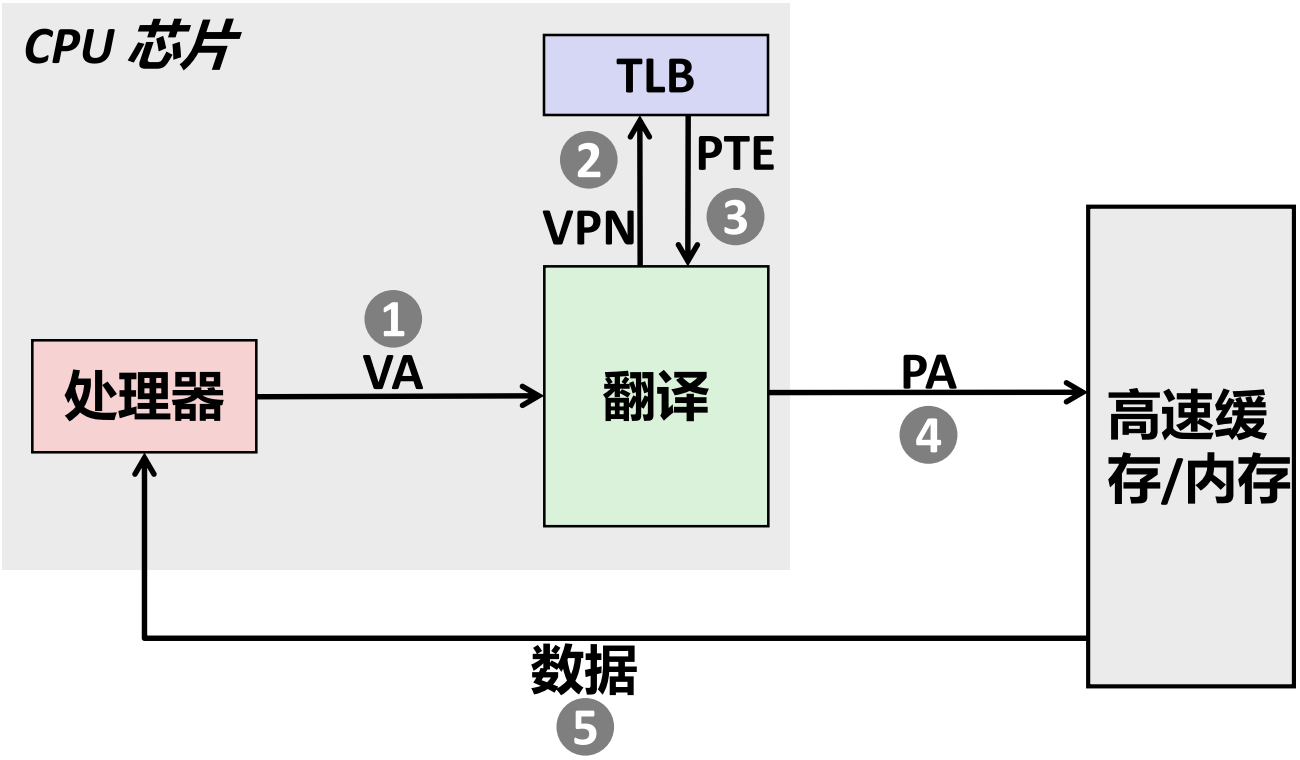
- **页表条目 (PTEs) 与其他内存数据字一样缓存在 L1中**
  - PTE 可能被其他数据引用所替换/驱逐，导致不命中
  - PTE即便cache命中，也仍然需要与L1相当的延迟(1-2周期)
- **解决办法：翻译后备缓冲器 (*Translation Lookaside Buffer*，TLB)，*更快***
  - MMU中一个小的具有高相联度的集合
  - 实现虚拟页号向物理页号的映射
  - 页数很少的页表可以完全放在TLB中

访问TLB

- MMU 使用虚拟地址的 VPN 部分来访问TLB:



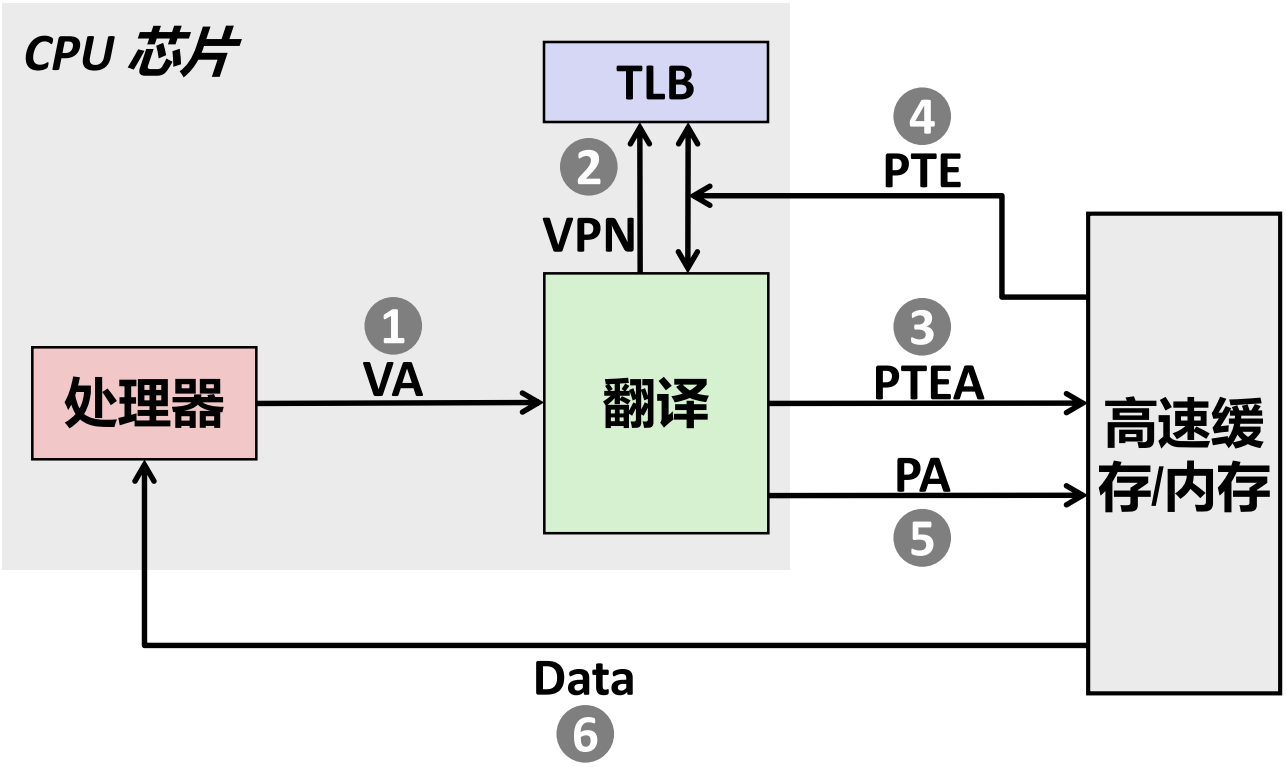
TLB命中



TLB 命中减少内存访问

地址翻译都在芯片上的MMU中完成，极快！极快！

TLB 不命中

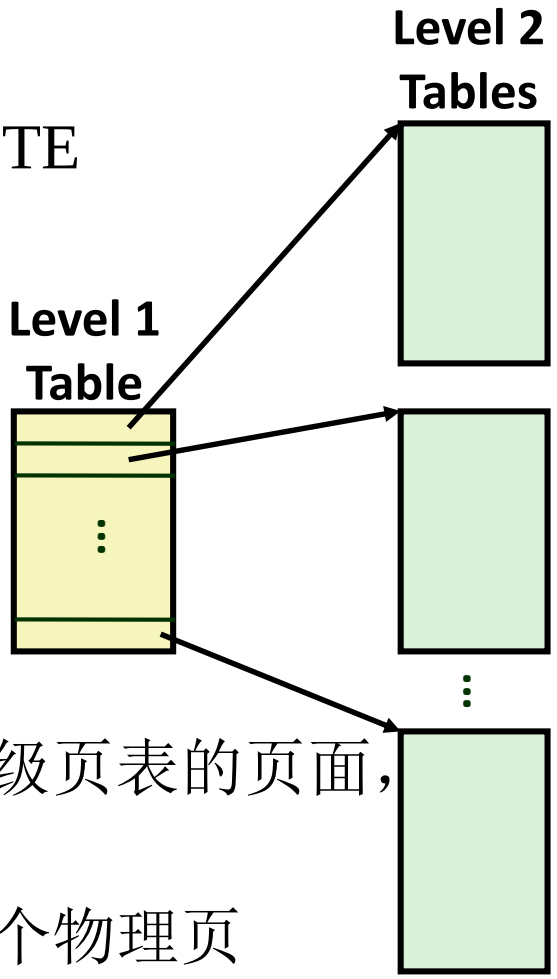


TLB 不命中会引发额外的内存访问

万幸：TLB 不命中很少发生，为什么？

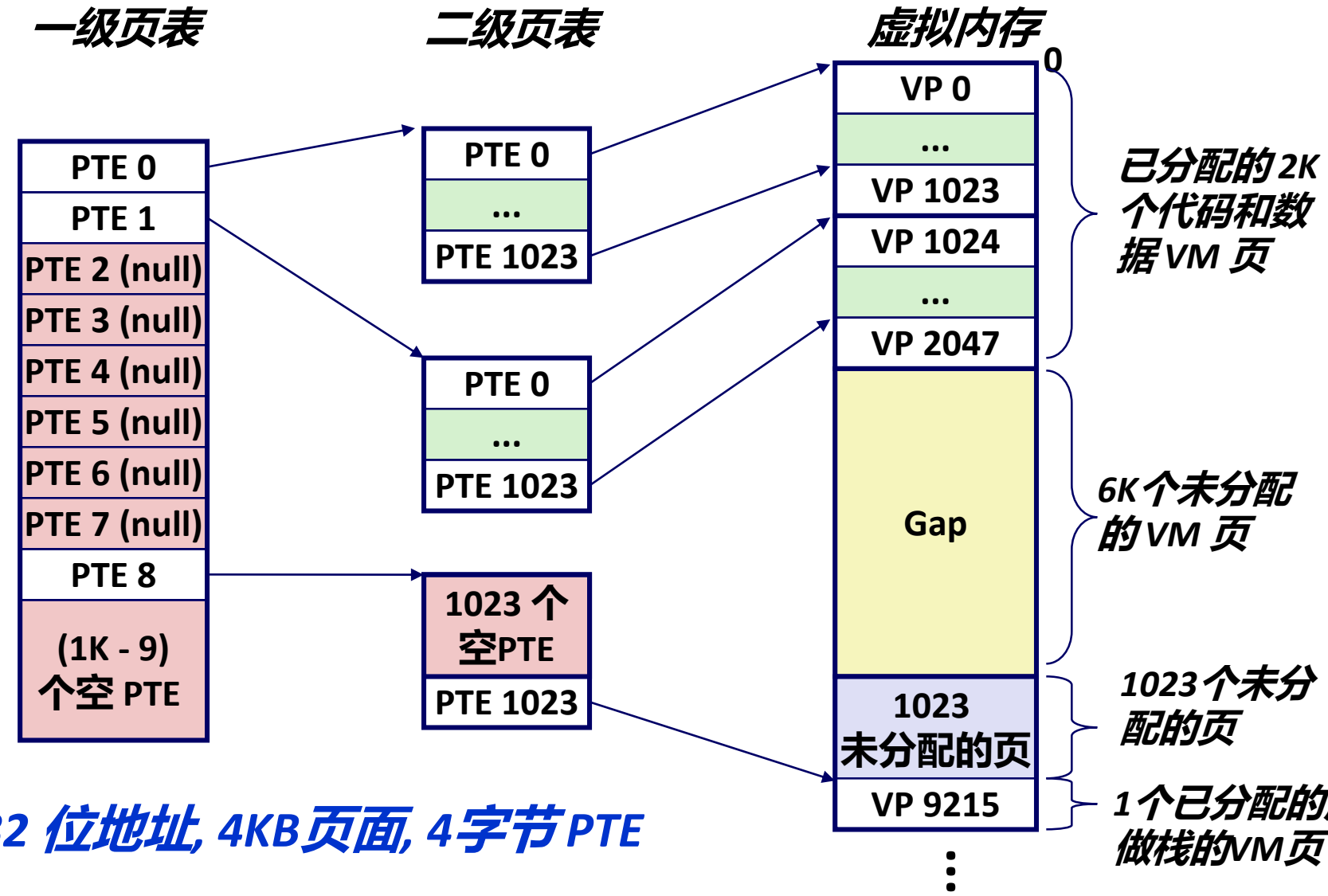
多级页表

- **假设:**
  - 4KB (2^{12}) 页面, 48位地址空间, 8字节 PTE
- **问题:**
  - 将需要一个大小为 512 GB 的页表!
    - $2^{48} \times 2^{-12} \times 2^{3} = 2^{30+9}$ bytes
- **常用解决办法: 多级页表**
  - 以二级页表为例:
    - 一级页表: 1页，每个PTE指向1个2级页表的页面，常驻内存
    - 二级页表: 多页，每个 PTE 指向1个物理页



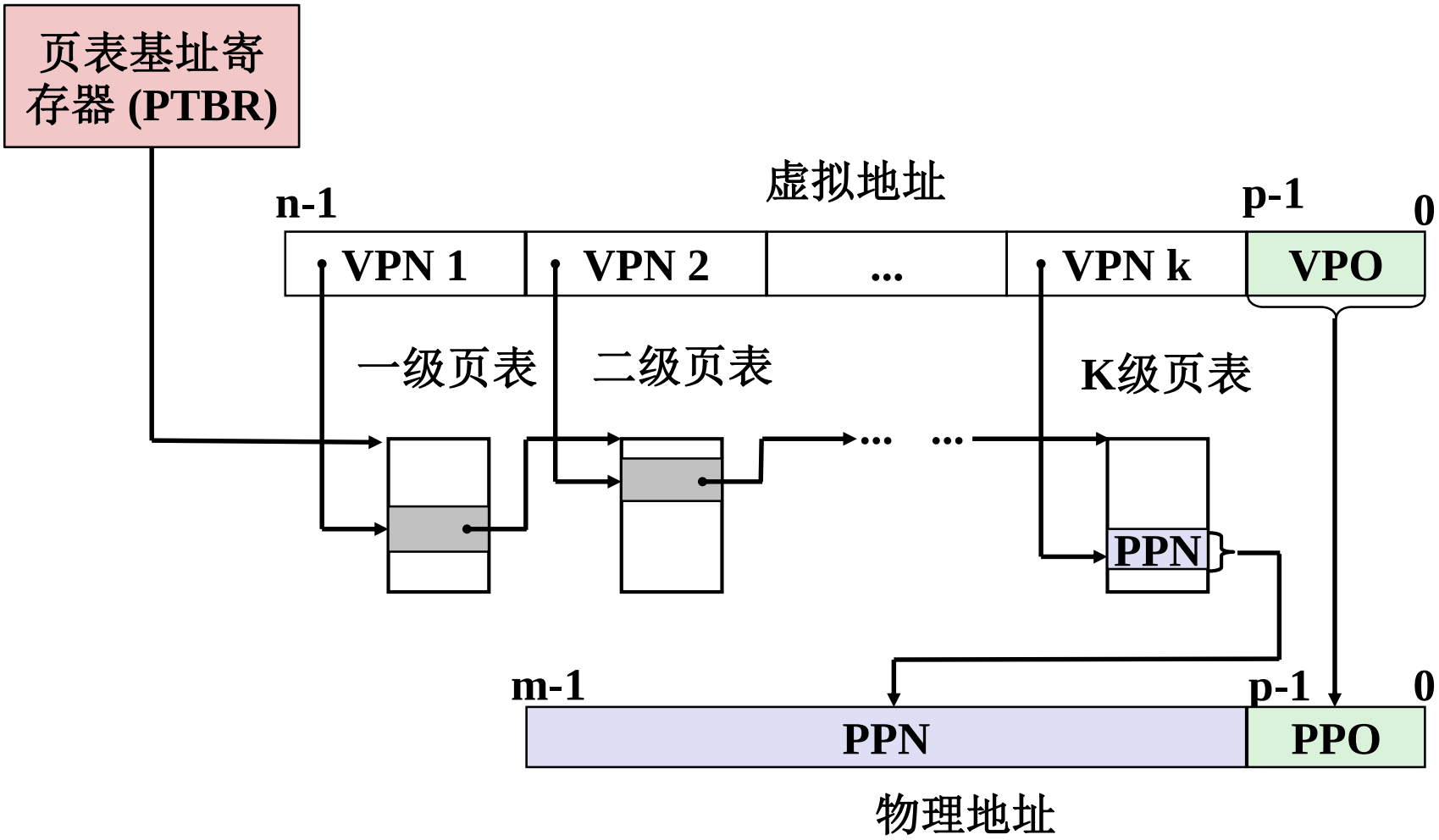
像普通数据一样，可以调入或调出页表

二级页表的层次结构



32 位地址, 4KB页面, 4字节 PTE

使用K级页表的地址翻译



二级页表的优点

- **节省内存**
  - 若一级页表项为空，对应的二级页表就不存在(不用保存)
  - 只有一级页表需要常驻在主存中
  - 二级页表：根据需要，创建、页面调入或调出。
    - 最经常使用的二级页表，才会在主存中。

总结

- **程序员的角度看待虚拟内存**
  - 每个进程拥有自己私有的线性地址空间
  - 不会被其他进程破坏
- **系统的角度看待虚拟内存**
  - 通过缓存虚拟内存页面来有效使用内存(内存作为虚拟内存的cache)
    - 有效，仅仅是因为程序的“局部性”
  - 简化了内存管理和编程
  - 通过提供方便的插入点(标志位)来检查权限许可，简化内存保护