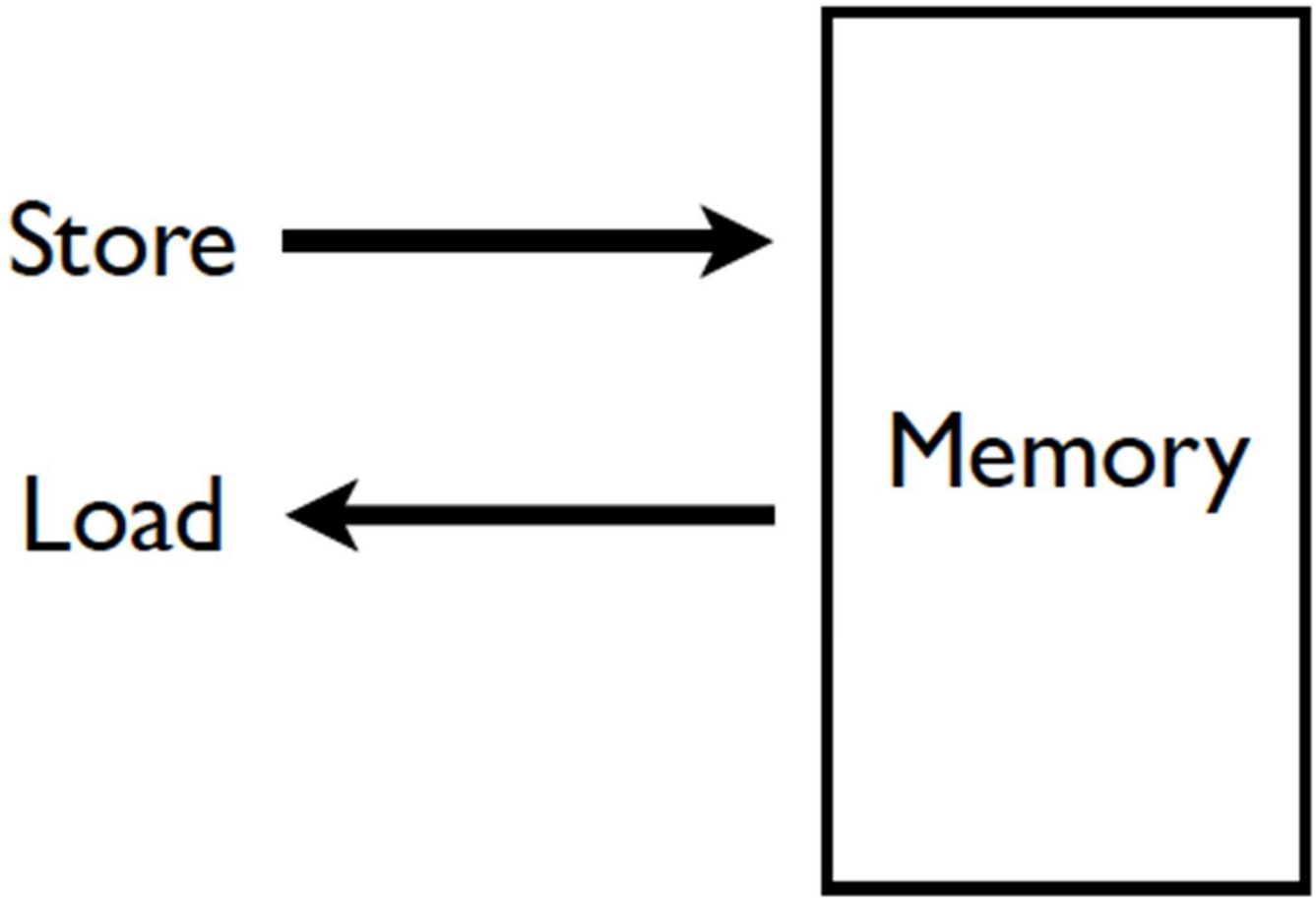
虚拟内存: 概念

Sep. 08, 2025

主要内容

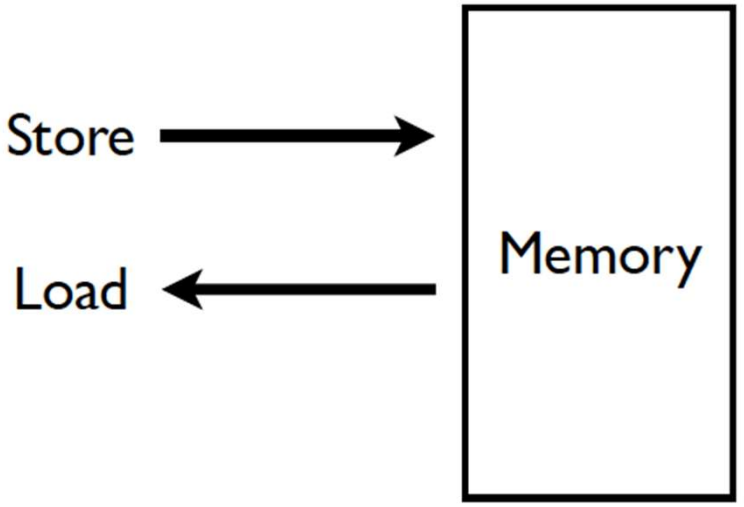
- 地址空间
- VM作为缓存工具
- VM作为内存管理工具
- VM作为内存保护工具
- 地址转换

内存（程序员的视角）



理想的内存

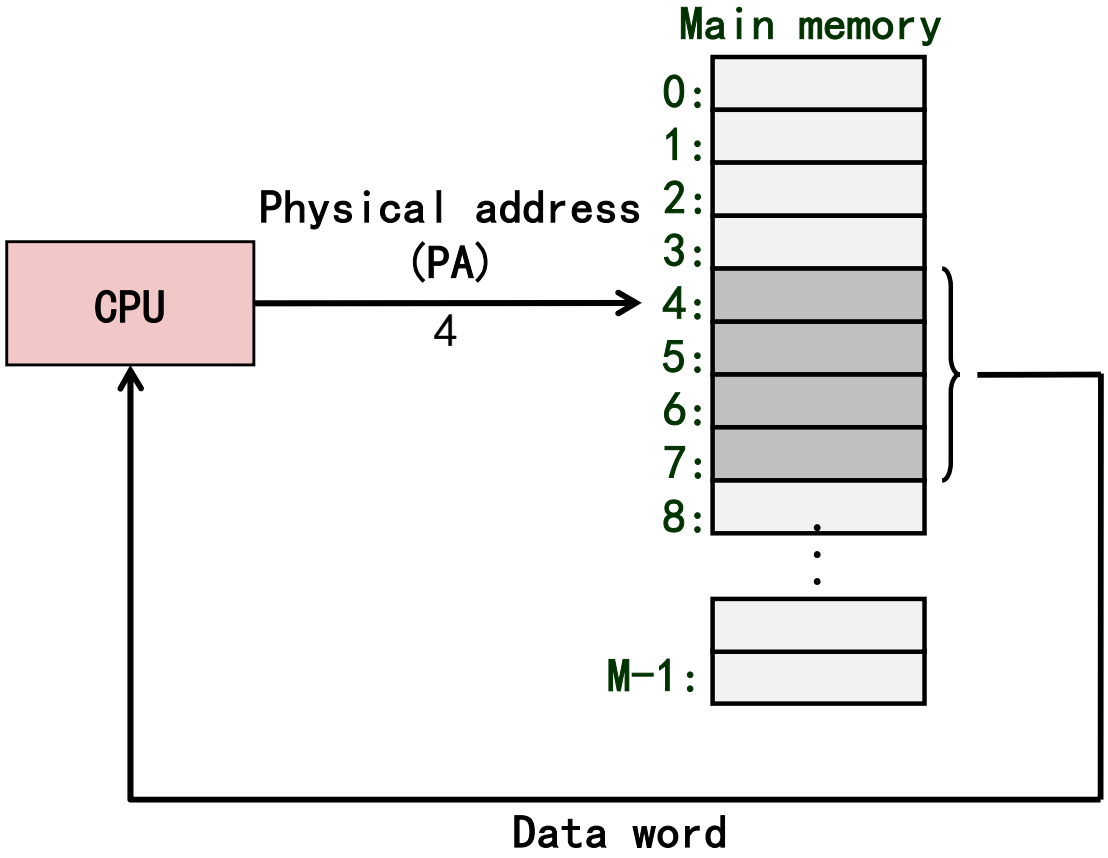
- 零访问时间（延迟）
- 无限容量
- 零成本
- 无限带宽（支持并行多路访问）



抽象：虚拟内存与物理内存

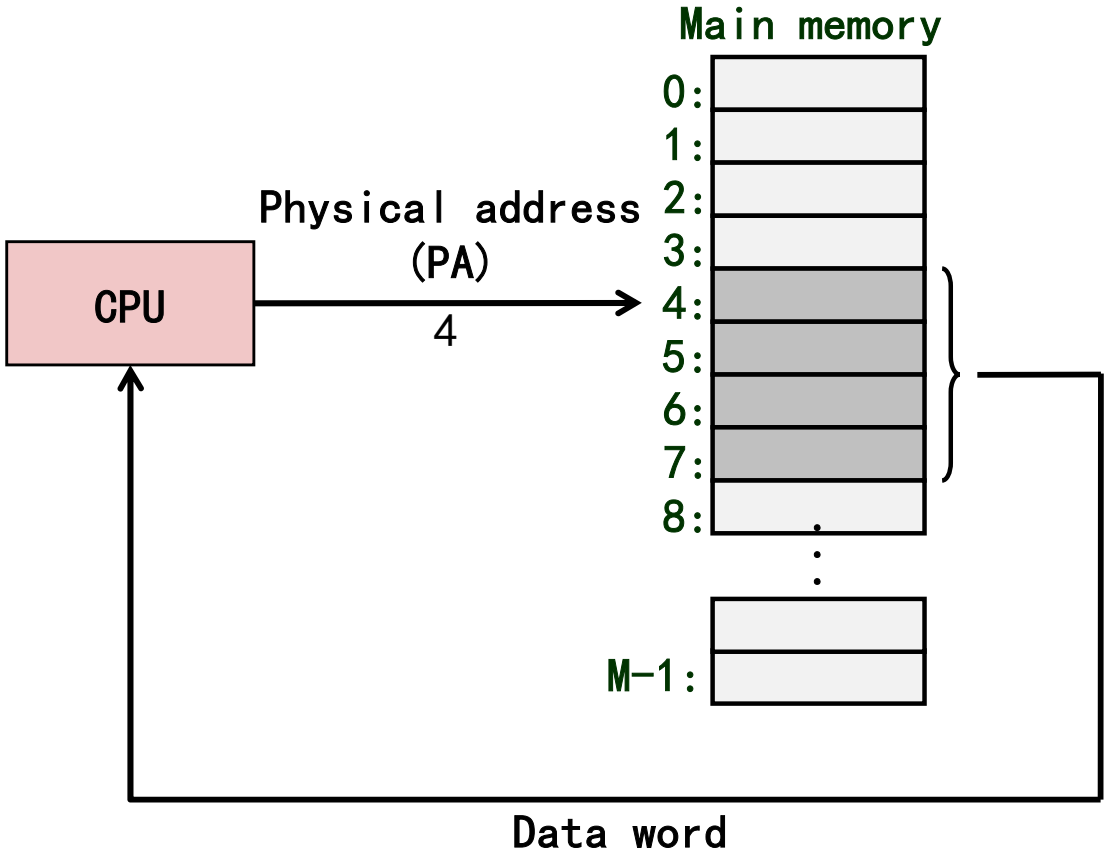
- 程序员看到虚拟内存
  - 可以假设内存是“无限的”
- 实际情况：物理内存大小远小于程序员的假设
- 系统（系统软件 + 硬件协同工作）将虚拟内存地址映射到物理内存
  - 系统自动管理物理内存空间，对程序员透明
- + 程序员无需了解内存的物理大小，也无需管理它
  - 较小的物理内存在程序员看来可能很大
  - 程序员的工作更轻松
- -- 更复杂的系统软件和架构

使用物理寻址的系统



- 用于“简单”系统，例如汽车、电梯和数码相框等设备中的嵌入式微控制器

使用物理寻址的系统



- 用于“简单”系统，例如汽车、电梯和数码相框等设备中的嵌入式微控制器

使用物理寻址的系统的问题

- 物理内存大小有限（成本高）
  - 如果需要更多内存怎么办？
  - 程序员是否应该关注代码/数据块的大小是否适合物理内存？
  - 程序员是否应该管理从磁盘到物理内存的数据移动？
  - 程序员是否应该确保两个进程不使用相同的物理内存？

- 此外，ISA 的地址空间可以大于物理内存大小
  - 例如，具有字节寻址能力的 64 位地址空间
  - 如果物理内存不足怎么办？

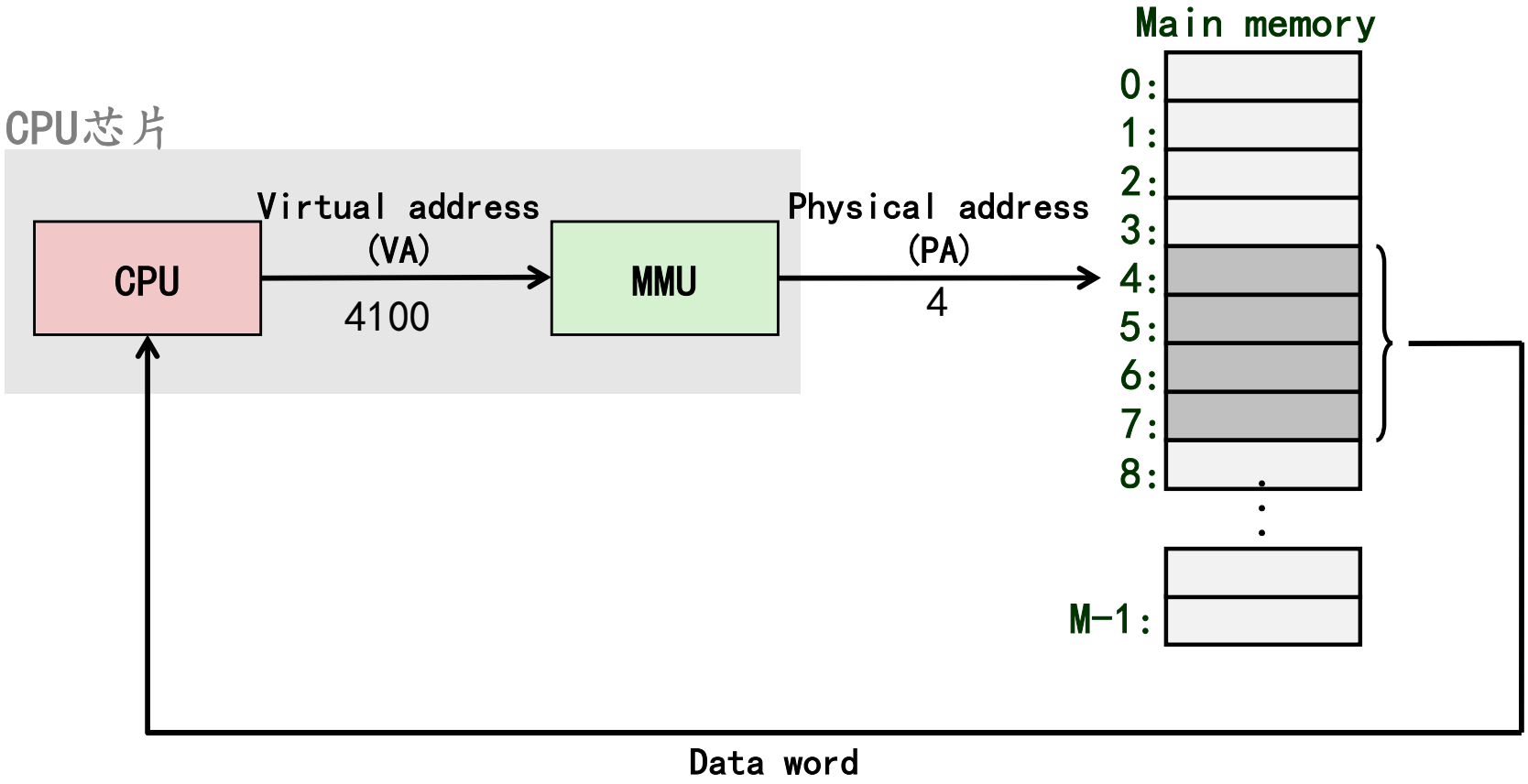
直接物理寻址的困难

- 程序员需要管理物理内存空间
  - 不方便且困难
  - 当有多个进程时，难度会更大
- 难以支持代码和数据重定位
- 难以支持多个进程
  - 多个进程之间的保护和隔离
  - 物理内存空间共享
- 难以支持跨进程的数据/代码共享

虚拟内存

- 理念：让程序员在拥有较小物理内存的情况下，产生地址空间较大的错觉。
  - 这样程序员就无需担心物理内存的管理。
- 程序员可以假设自己拥有“无限”的物理内存。
- 硬件和软件协同自动管理物理内存空间，从而提供这种错觉。
  - 每个独立进程都维持这种错觉。

使用虚拟寻址的系统



- 适用于所有现代服务器、笔记本电脑和智能手机
- 这是计算机科学领域的伟大理念之一

地址空间

- **线性地址空间 (Linear address space)**：连续非负整数地址的有序集合：

$$\{0,\ 1,\ 2,\ 3\ \cdots\ \}$$

- **虚拟地址空间 (Virtual address space)**：N = 2^n个虚拟地址集合：

$$\{0,\ 1,\ 2,\ 3,\ \cdots,\ N-1\}$$

- **物理地址空间 (Physical address space)**：M = 2^m个物理地址集合：

$$\{0,\ 1,\ 2,\ 3,\ \cdots,\ M-1\}$$

为什么要使用虚拟内存（VM）？

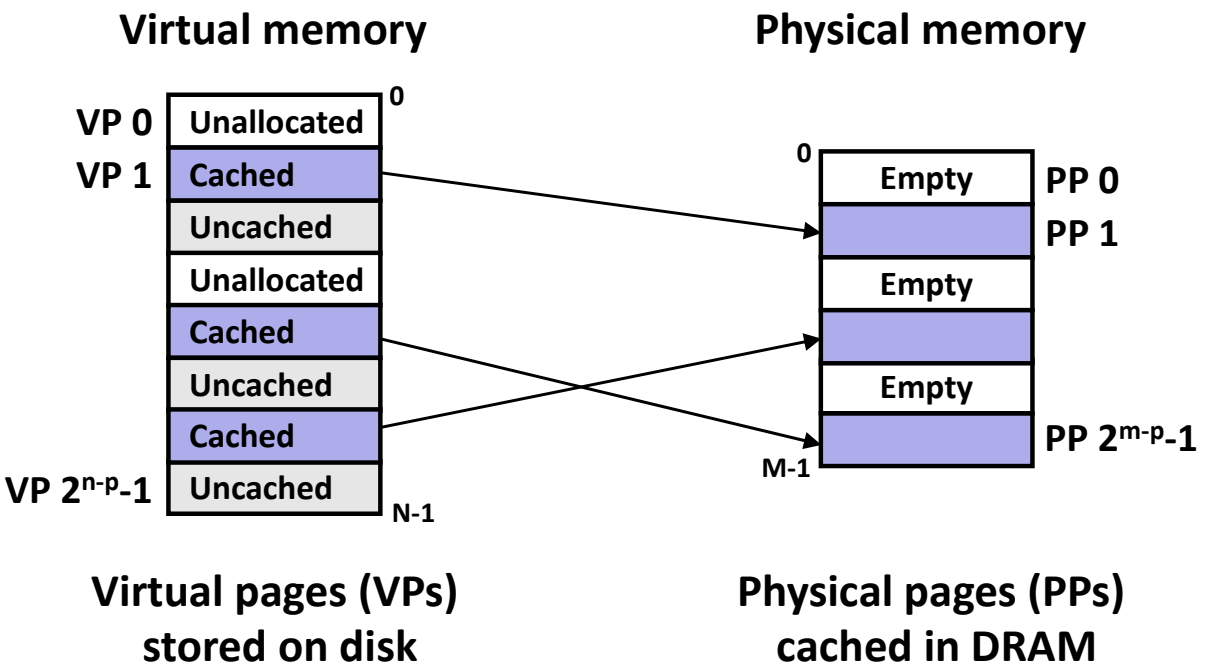
- 高效利用主内存
  - 使用 DRAM 作为部分虚拟地址空间的缓存
- 简化内存管理
  - 每个进程获得相同的统一线性地址空间
- 隔离地址空间
  - 进程间的内存互不干扰
  - 用户程序无法访问特权内核信息和代码

主要内容

- 地址空间
- VM作为缓存工具
- VM作为内存管理工具
- VM作为内存保护工具
- 地址转换

虚拟内存作为缓存工具

- 从概念上讲，虚拟内存是存储在磁盘上的 N 个连续字节的数组。
- 这些字节块的内容被**缓存到物理内存（DRAM缓存）**中。
  - 这些缓存块被称为页面（Pages），大小是(P = 2^p bytes)
  - 虚拟内存的每一页（VP）对应物理内存中的一个物理页（PP）



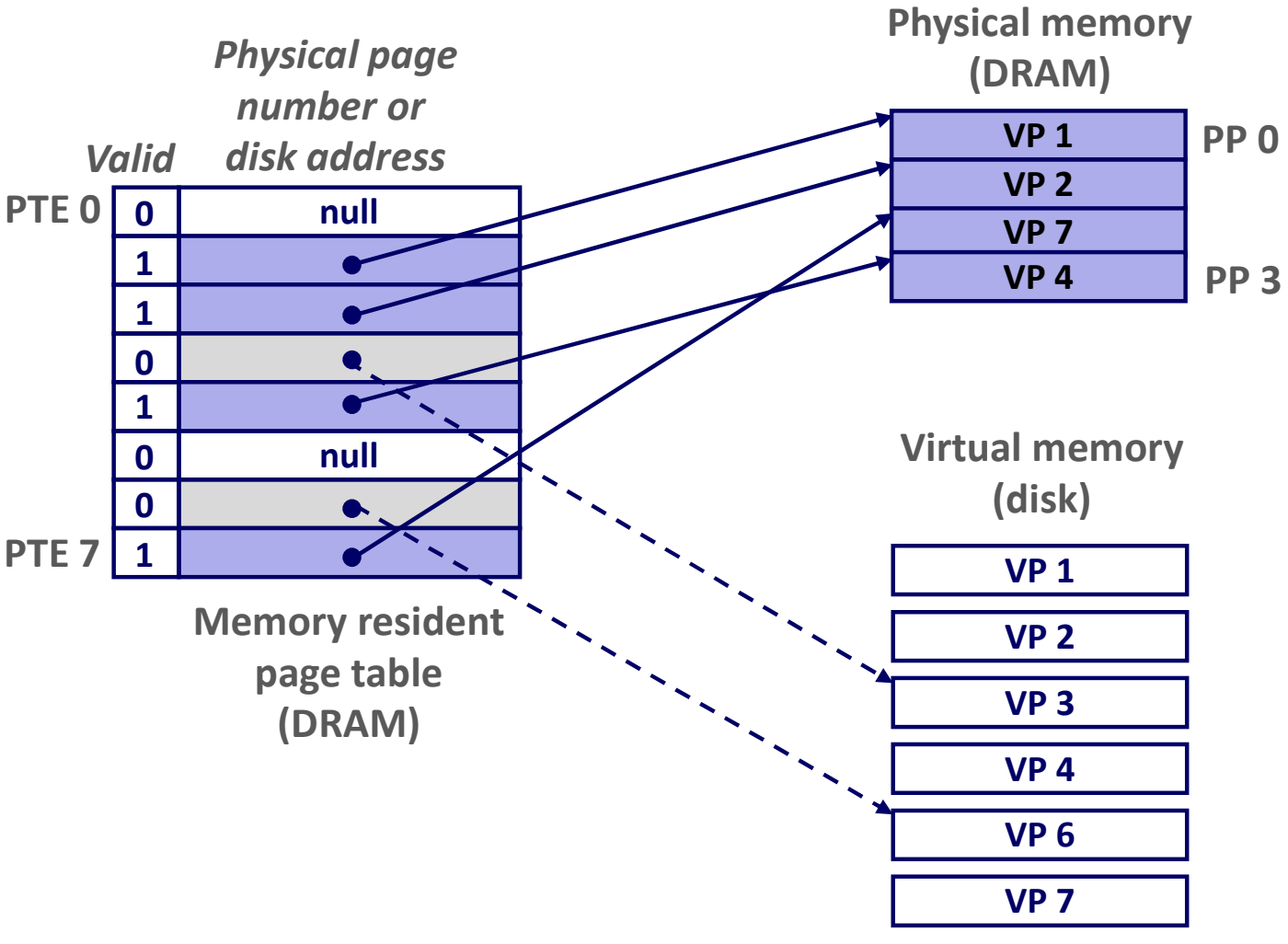
DRAM缓存是如何组织的

- DRAM 缓存组织受巨大缺失惩罚驱动
  - DRAM 比 SRAM 慢 10 倍左右
  - 磁盘比 DRAM 慢 10,000 倍左右

- 后果
  - 大页面（块）大小：通常为 4 KB，有时为 4 MB
  - 完全关联（Fully associative ）
    - 任何 VP（虚拟页面）都可以放置在任何 PP（物理页面）
    - 需要一个“大”映射函数——与缓存内存不同
  - 高度复杂且昂贵的替换算法
    - 太复杂且开放式，无法在硬件中实现
  - 写回而不是写穿透（直写）

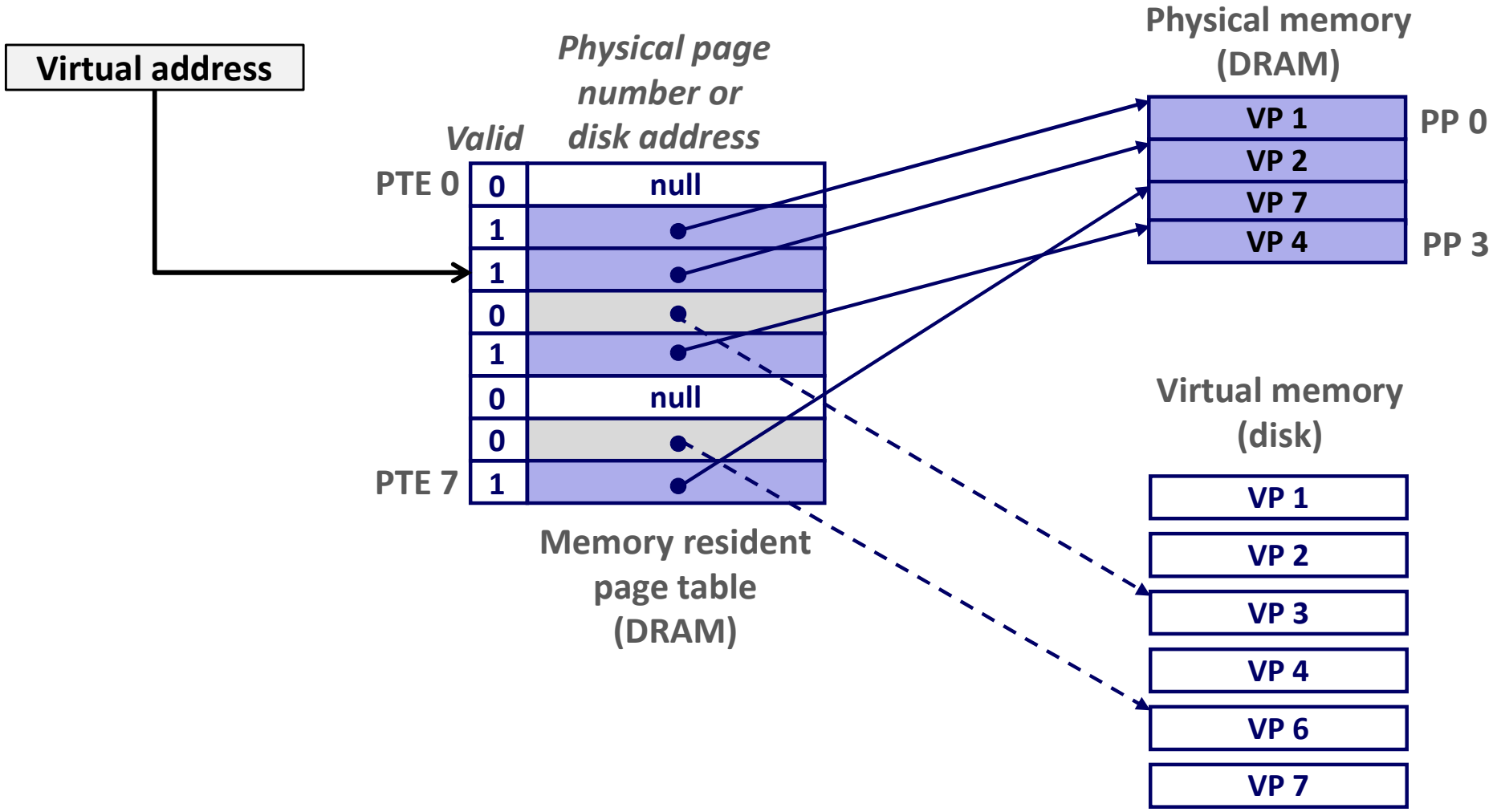
启用数据结构：页表

- 页表是一个页表项（PTE）的数组，用于将虚拟页映射到物理页。
  - 每个进程的内核数据结构保存在 DRAM 中。



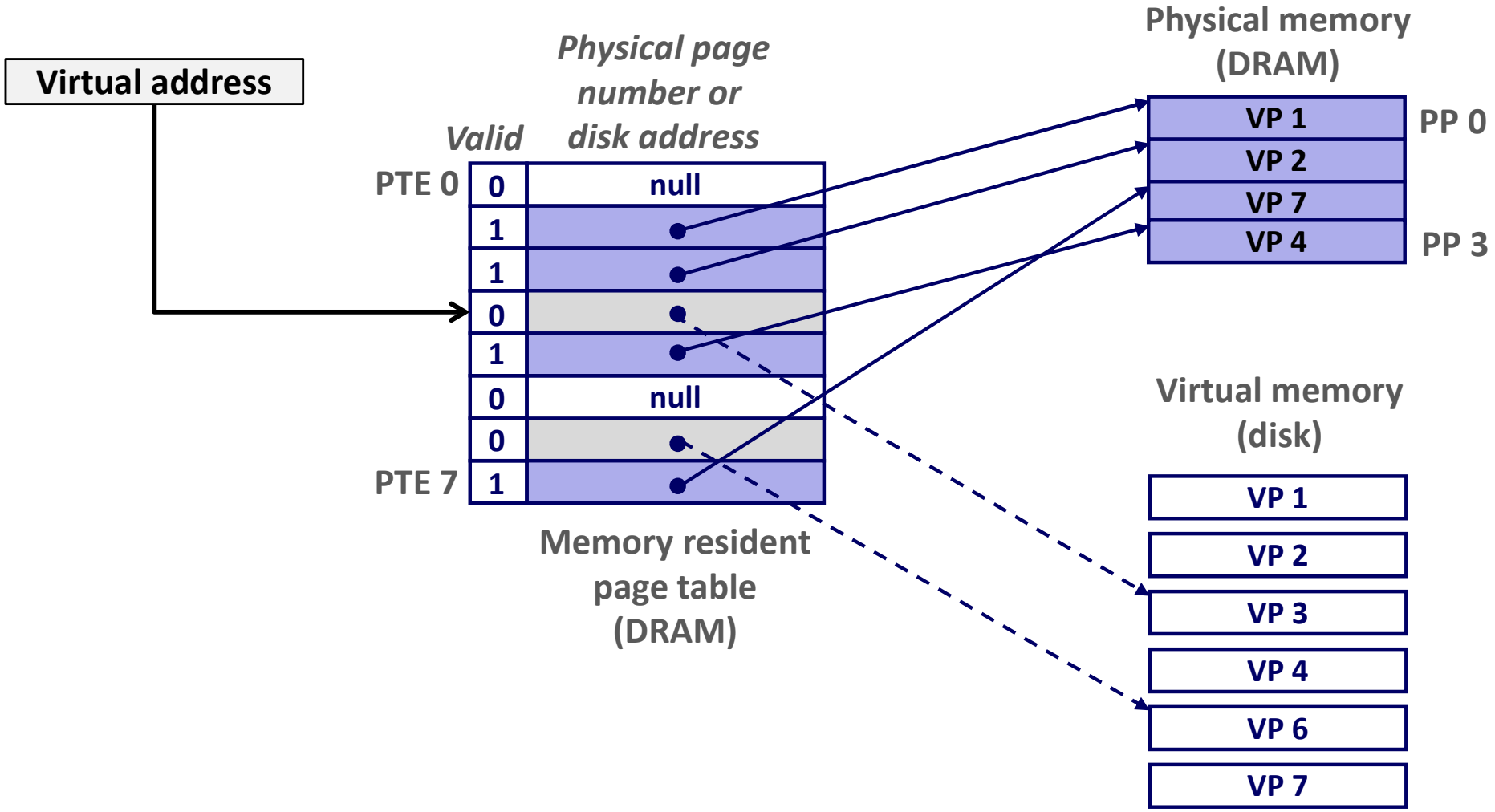
页命中（Page Hit）

- 页命中：对在物理内存中的虚拟内存字的引用（DRAM 缓存命中）



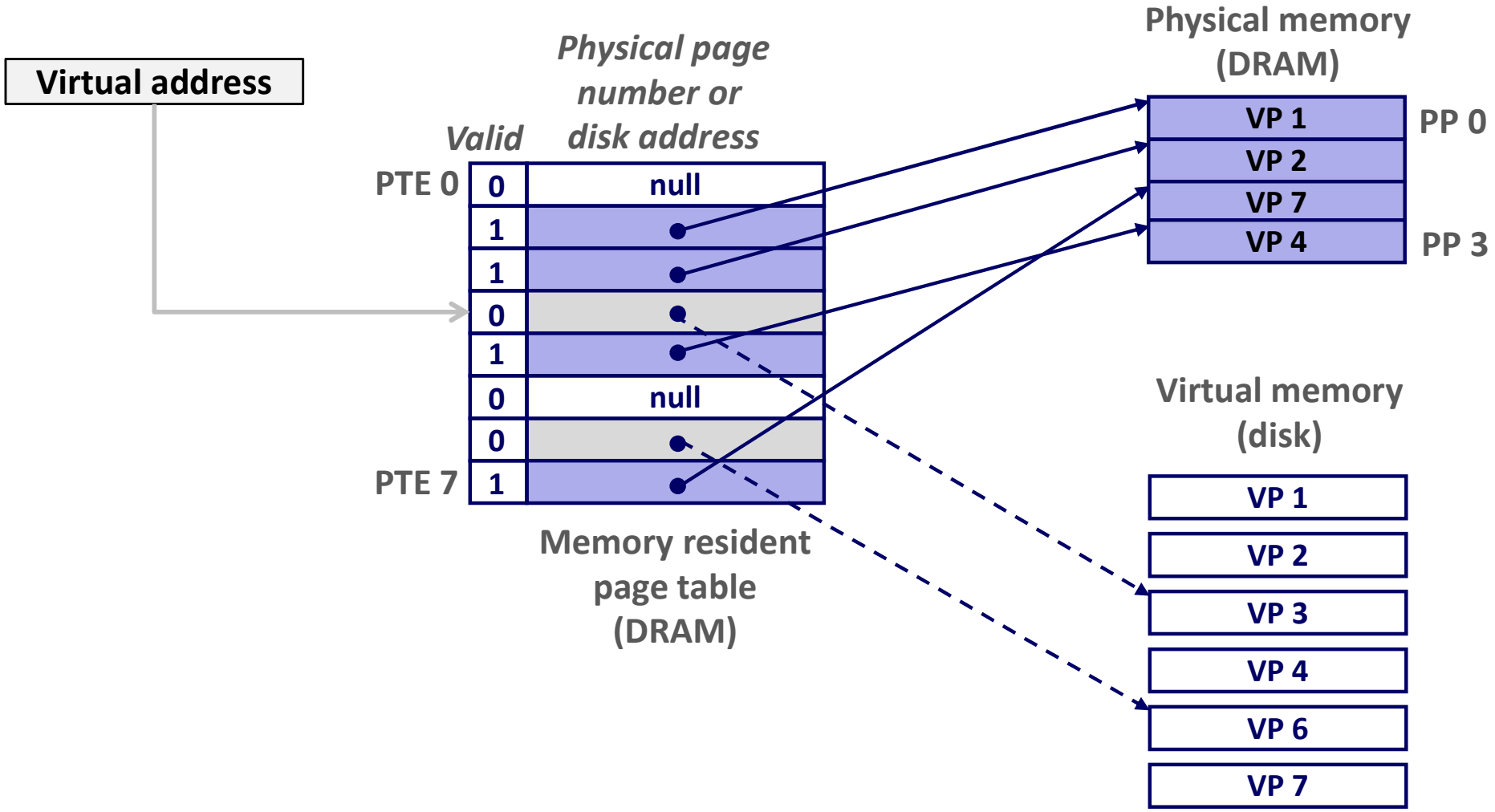
页面错误/缺页异常（Page Fault）

- *页面错误：*引用的虚拟内存（VM）中的字不在物理内存中（即 DRAM 缓存未命中）



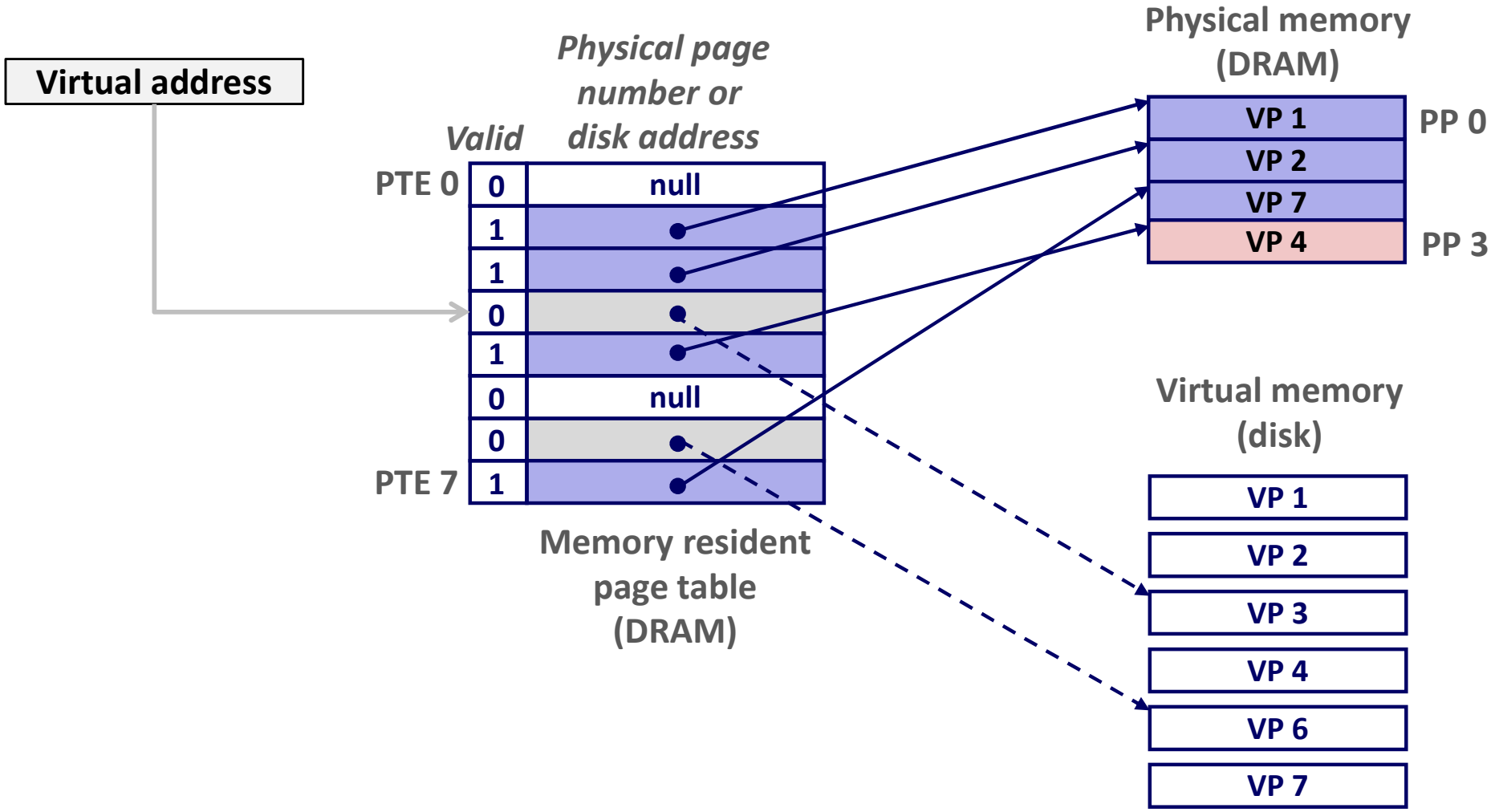
处理缺页异常（Handling Page Fault）

- 页面未命中会导致 缺页异常（page fault，属于一种异常）
- 缺页异常的处理由操作系统中的缺页处理程序（Page Fault Handler）完成。



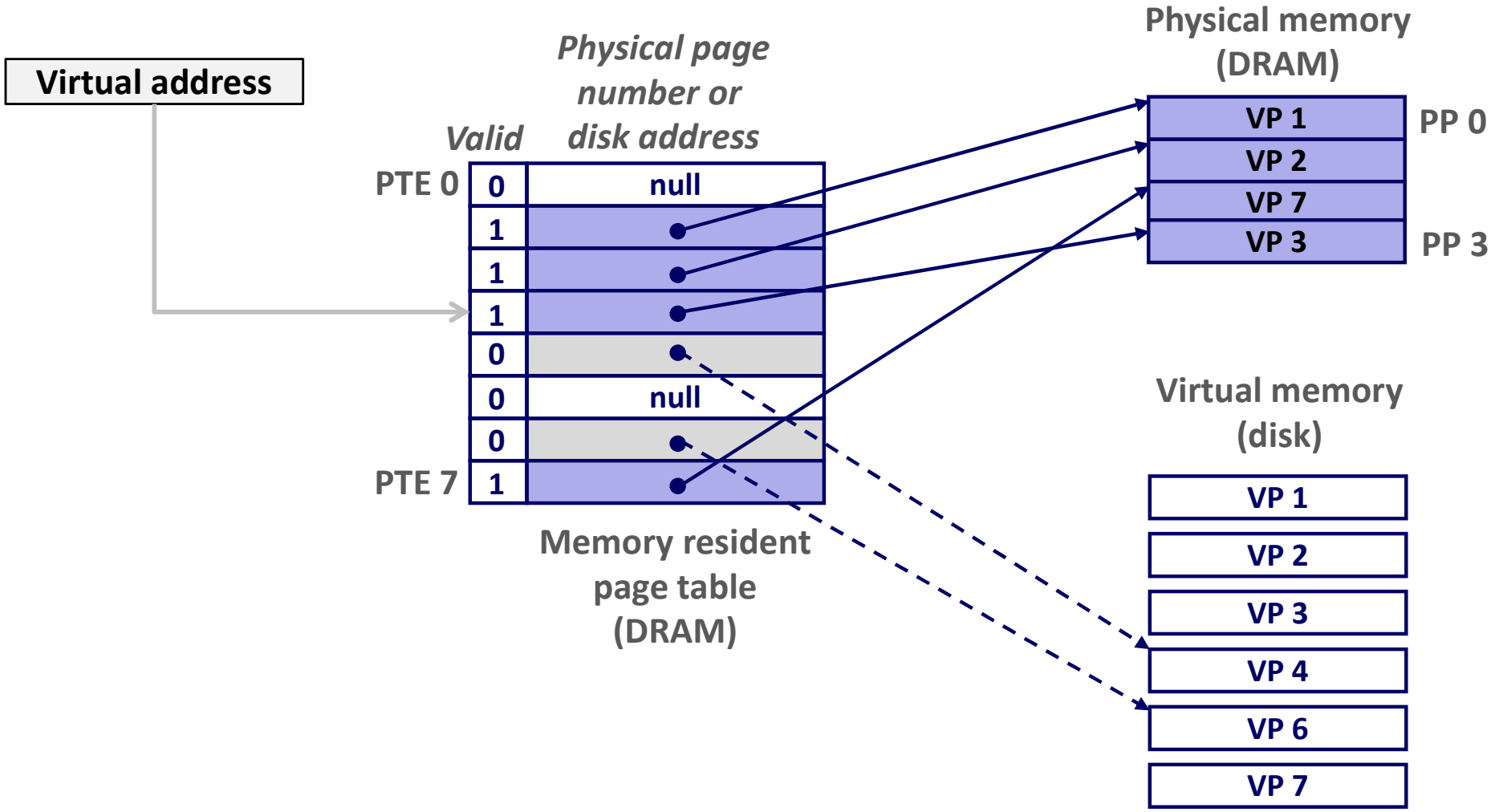
处理缺页异常（Handling Page Fault）

- 页面未命中 会导致 缺页异常（page fault，属于一种异常）
- 缺页异常处理程序（page fault handler）会选择一个页（victim page） 进行置换（此处选择 VP4）



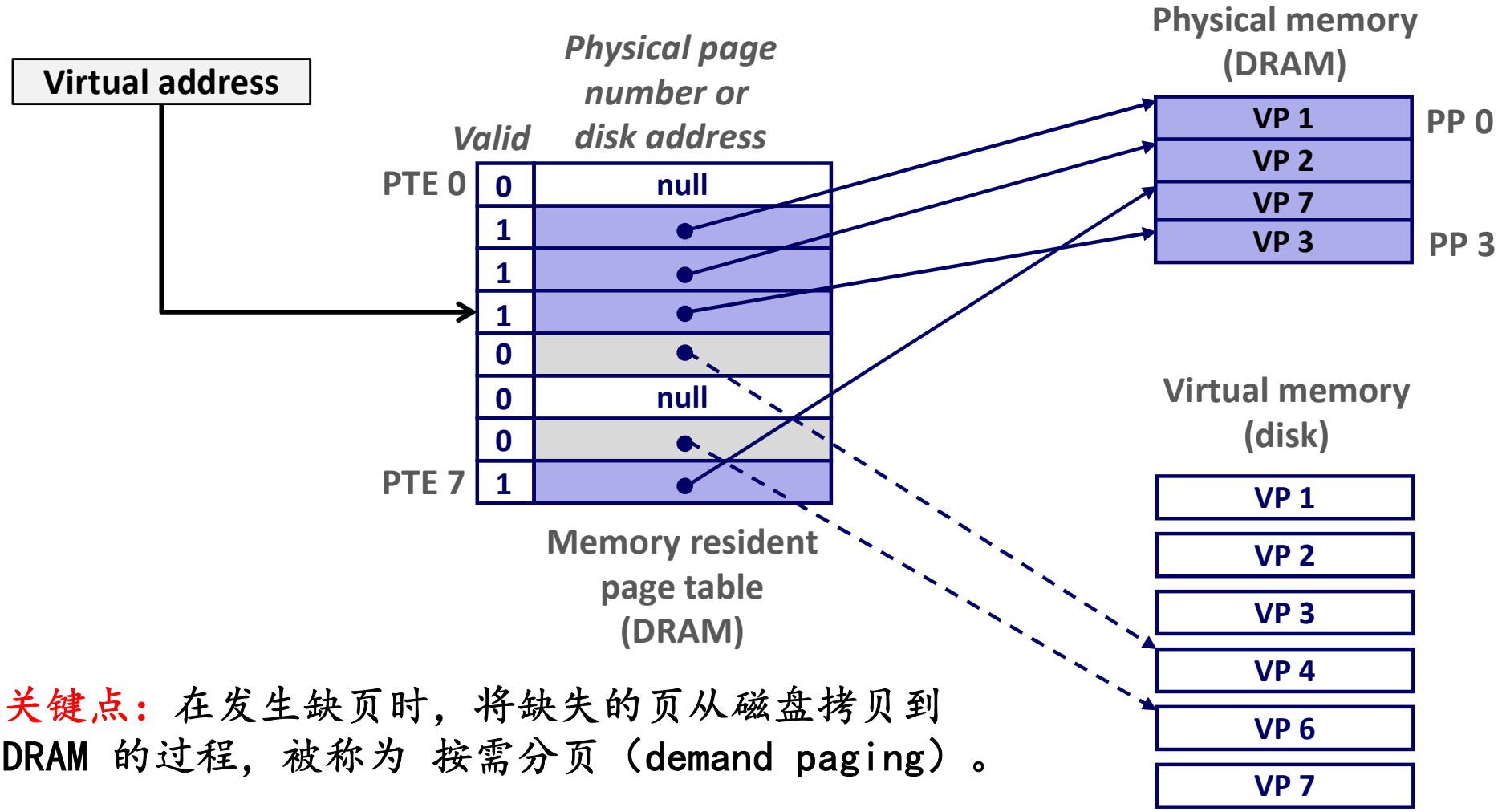
处理缺页异常（Handling Page Fault）

- 页面未命中 会导致 缺页异常（page fault，属于一种异常）
- 缺页异常处理程序（page fault handler）会选择一个页（victim page） 进行置换（此处选择 VP4）



处理缺页异常（Handling Page Fault）

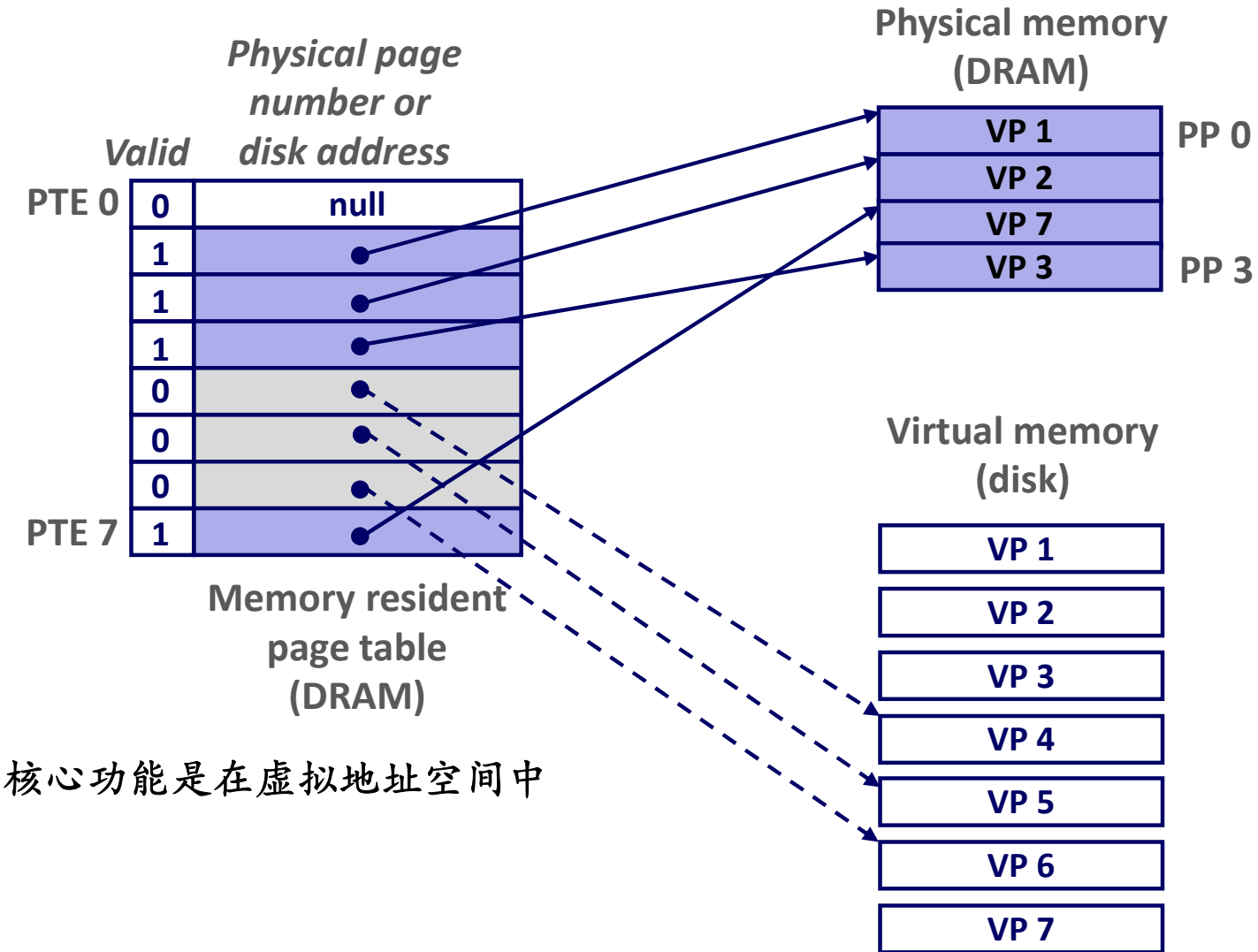
- 页面未命中会导致缺页异常（page fault）
- 缺页异常处理程序会选择一个页（victim page） 进行置换（这里选择 VP4）
- 导致异常的指令会重新执行，页命中（page hit）



关键点：在发生缺页时，将缺失的页从磁盘拷贝到 DRAM 的过程，被称为 按需分页（demand paging）。

分配页面（Allocating Pages）

- 为虚拟内存分配一个新页面（此处示例为 VP5）
- 例如 C 语言中调用 malloc() 函数分配一大块内存



sbrk()底层函数：核心功能是在虚拟地址空间中分配一块新的区域

局部性再次救场！

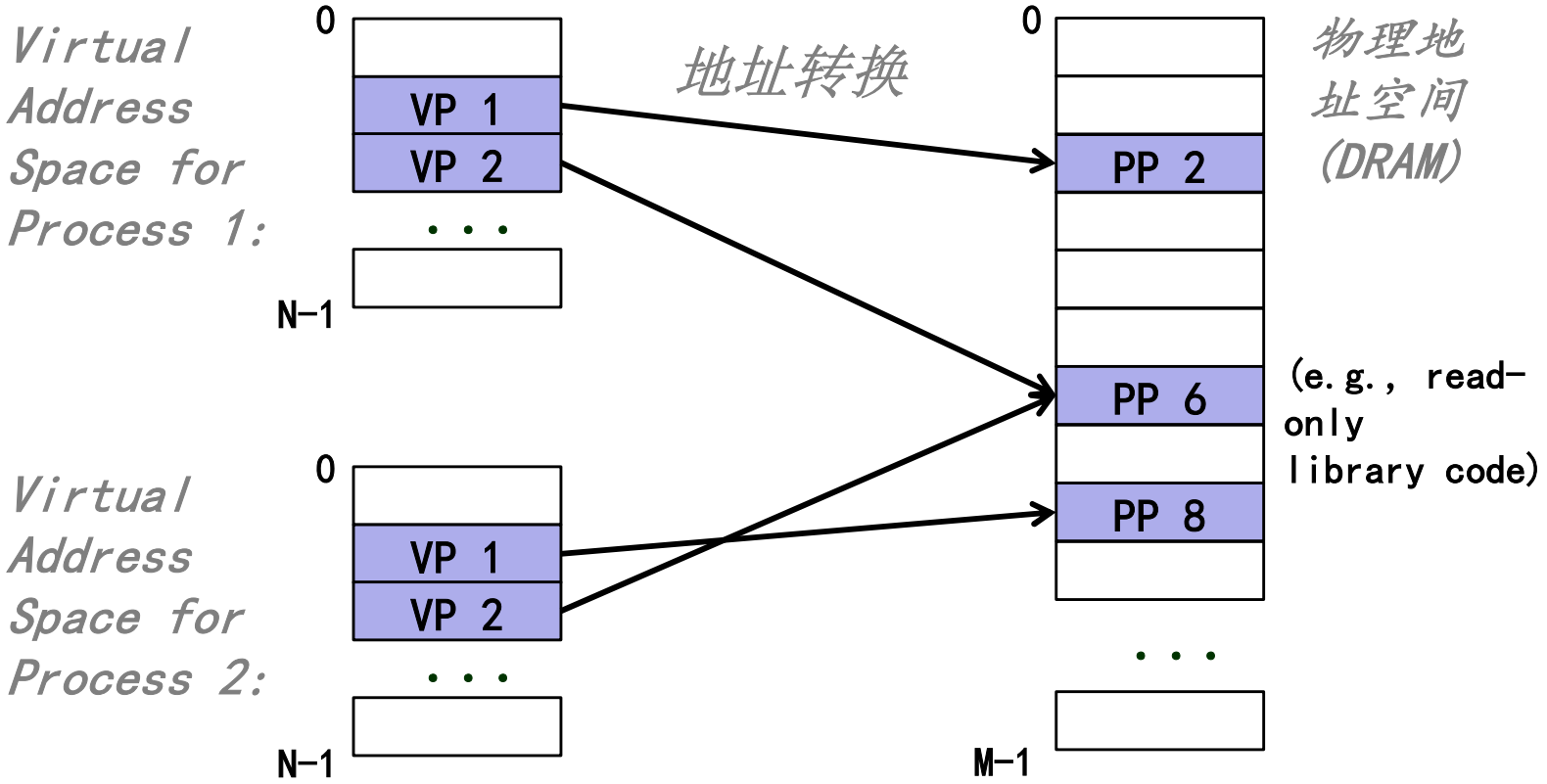
- 虚拟内存看起来似乎非常低效，但它能够工作，依赖的就是局部性原理（locality）。
- 在任意时间点，程序往往会频繁访问一组活跃的虚拟页，这组页被称为 工作集（working set）。
  - 具有更好时间局部性的程序，其工作集会更小。
- 如果（工作集大小 < 主存大小）
  - 在经历强制性缺页（compulsory misses）之后，单个进程会表现出较好的性能。
- 如果（所有进程的工作集大小之和 > 主存大小）
  - 抖动（Thrashing）：性能会急剧下降，系统会不断地在物理内存和磁盘之间来回交换页面，导致CPU几乎一直在等待数据。

主要内容

- 地址空间
- VM作为缓存工具
- VM作为内存管理工具
- VM作为内存保护工具
- 地址转换

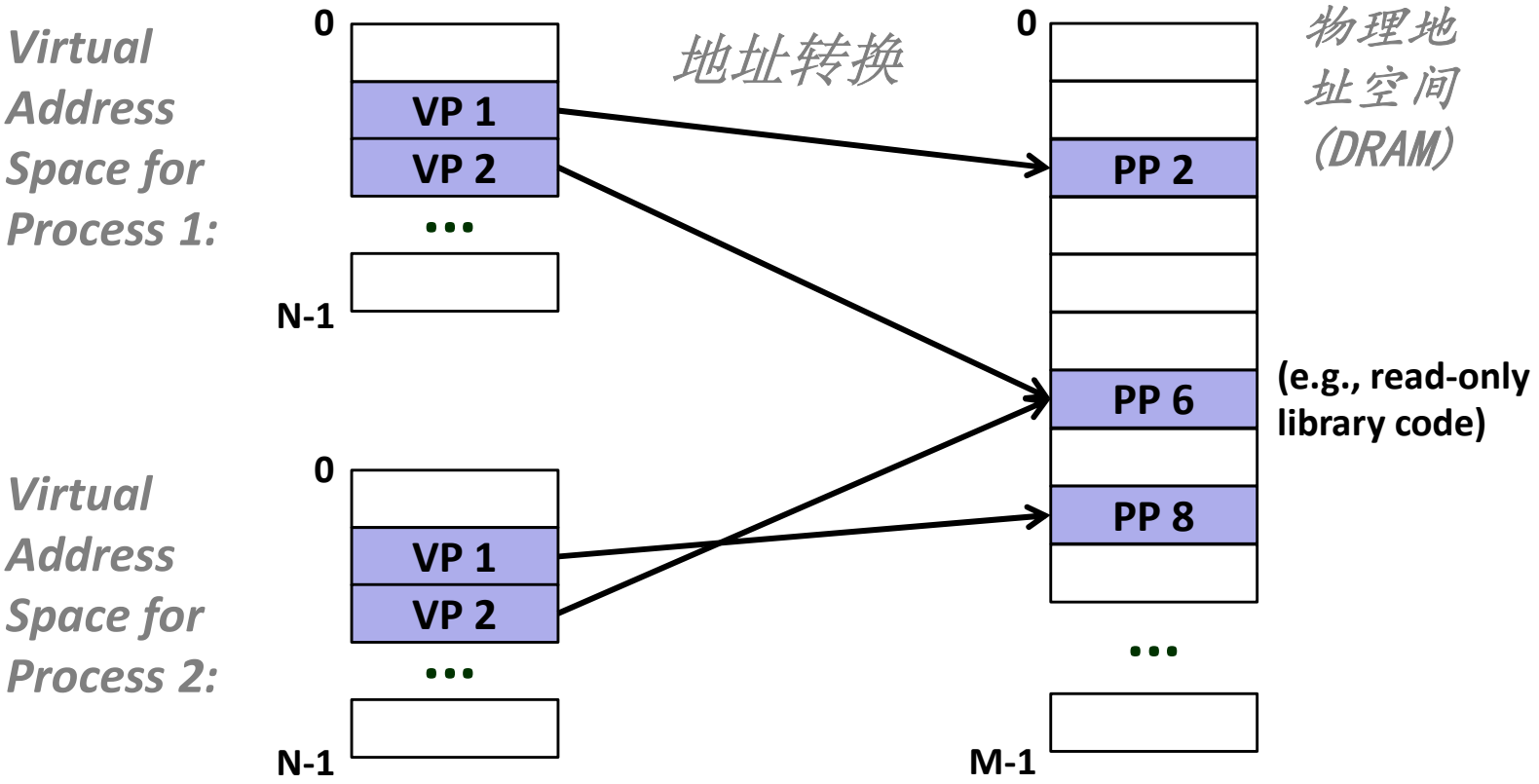
VM作为内存管理工具

- 关键思想：每个进程都有自己独立的虚拟地址空间
  - 它可以将内存视为一个简单的线性数组
  - 映射函数会将地址分散到物理内存中
    - 精心设计的映射可以提高局部性



VM作为内存管理工具

- 简化内存分配（Simplifying memory allocation）
  - 每个虚拟页可以映射到任意物理页
  - 同一个虚拟页在不同时间可以存储在不同的物理页中
- 在进程之间共享代码和数据（Sharing code and data among processes）
  - 将多个虚拟页映射到同一个物理页（此处示例：PP6）

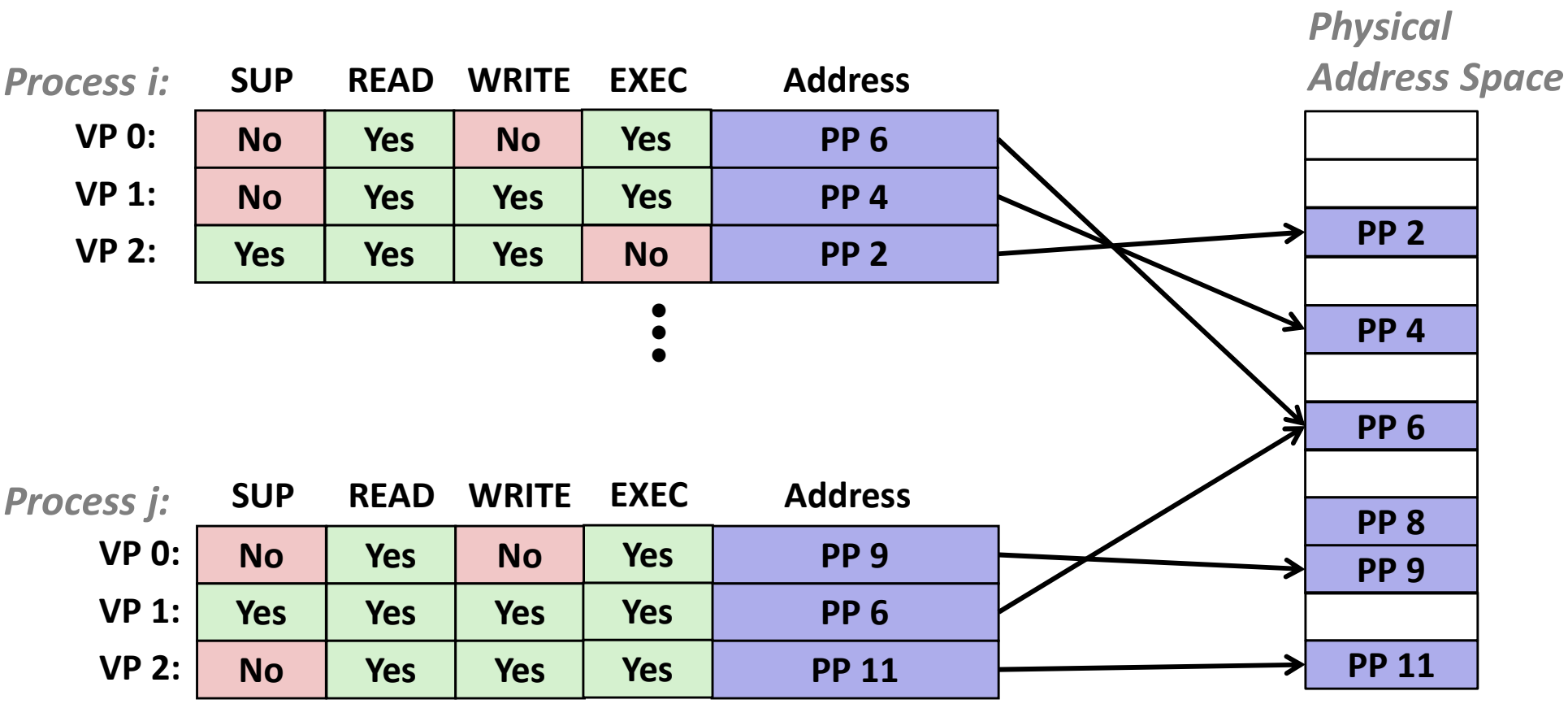


主要内容

- 地址空间
- VM作为缓存工具
- VM作为内存管理工具
- VM作为内存保护工具
- 地址转换

VM作为内存保护工具

- 扩展页表项（PTEs）增加权限位（permission bits）
- 内存管理单元 MMU 检查权限位（MMU checks permission bits）



主要内容

- 地址空间
- VM作为缓存工具
- VM作为内存管理工具
- VM作为内存保护工具
- 地址转换

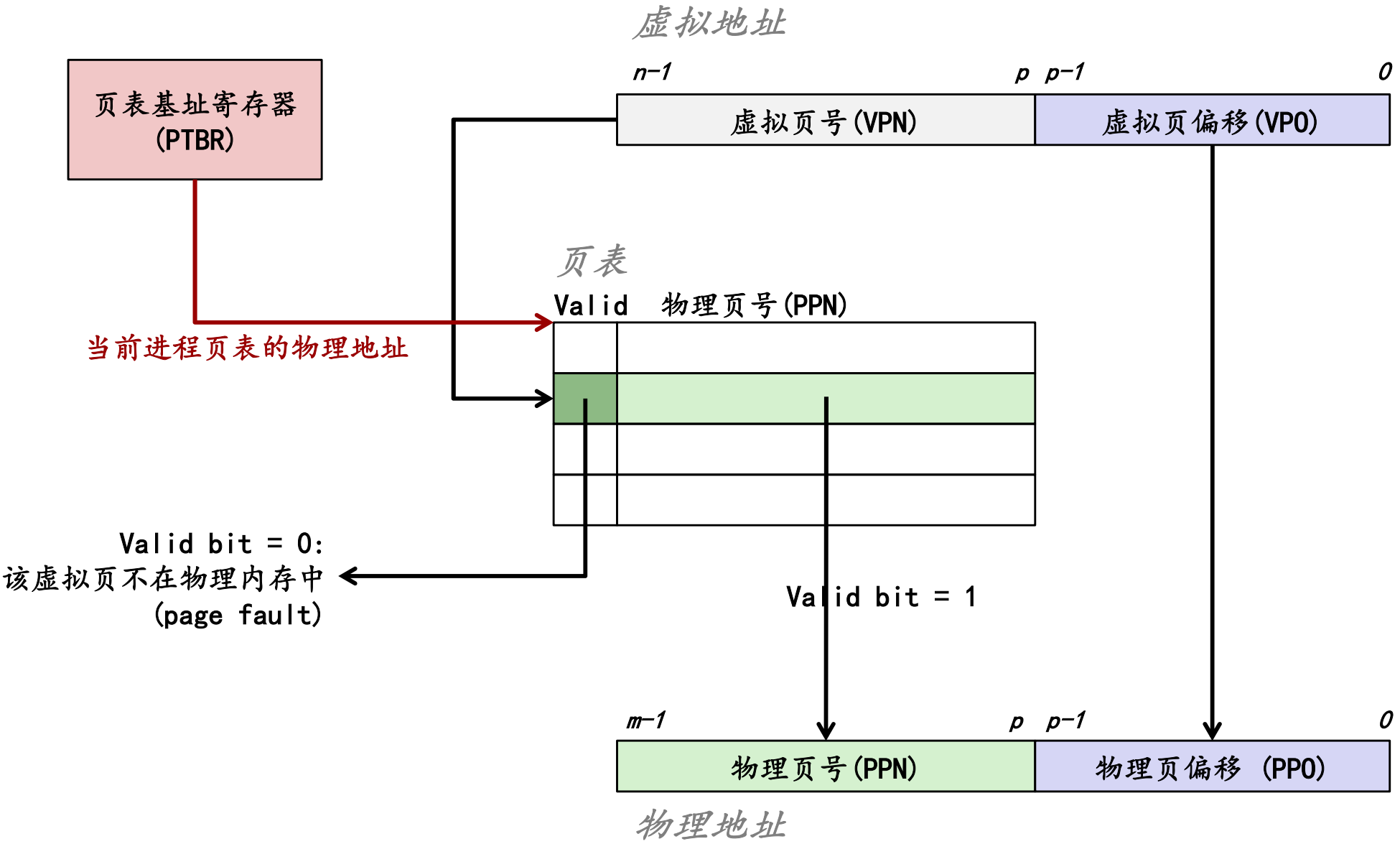
VM地址转换

- 虚拟地址空间（Virtual Address Space）
  - $V = \{0, 1, \cdots, N-1\}$
- 物理地址空间（Physical Address Space）e
  - $P = \{0, 1, \cdots, M-1\}$
- 地址转换（Address Translation）
- 存在一个映射函数：
  - MAP:$V \longrightarrow P \cup \{\emptyset\}$
- 对于给定的虚拟地址 a：
  - 如果数据在物理内存中：
    - MAP$(a) = a'$，说明虚拟地址 a对应的数据存放在物理地址 a'。
  - 如果数据不在物理内存中：
    - MAP$(a) = \emptyset$,说明虚拟地址 a的数据未加载到内存中，可能：
    - 当前无效（invalid）
    - 或者还在磁盘上（需要缺页中断加载）

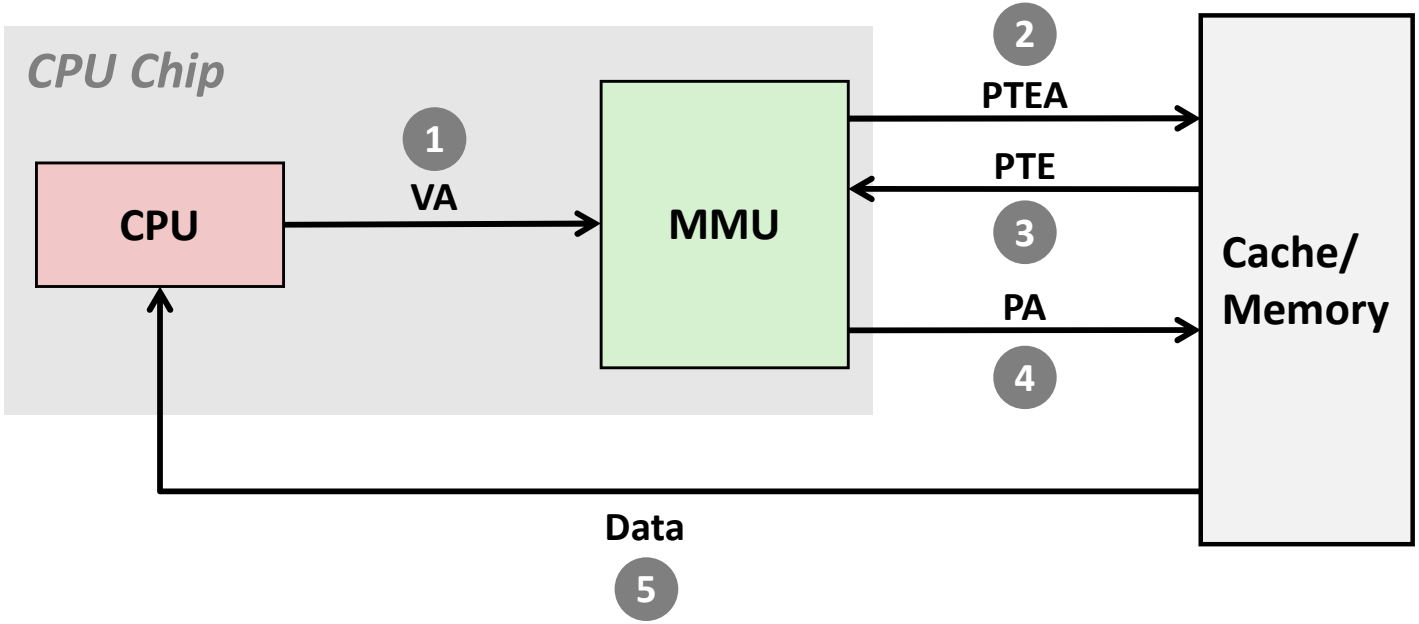
地址转换符号总结

- 基本参数（Basic Parameters）
  - $N = 2^n$：虚拟地址空间中可寻址的地址数量
  - $M = 2^m$：物理地址空间中可寻址的地址数量
  - $P = 2^p$ ：页面大小(bytes)
- 虚拟地址（VA, Virtual Address）的组成
  - TLBI（TLB Index）：TLB 索引
  - TLBT（TLB Tag）：TLB 标签
  - VPO（Virtual Page Offset）：虚拟页偏移
  - VPN（Virtual Page Number）：虚拟页号
- 物理地址（PA, Physical Address）的组成
  - PPO（Physical Page Offset）：物理页偏移，与虚拟页偏移 VPO 完全相同
  - PPN（Physical Page Number）：物理页号

通过页表进行地址转换

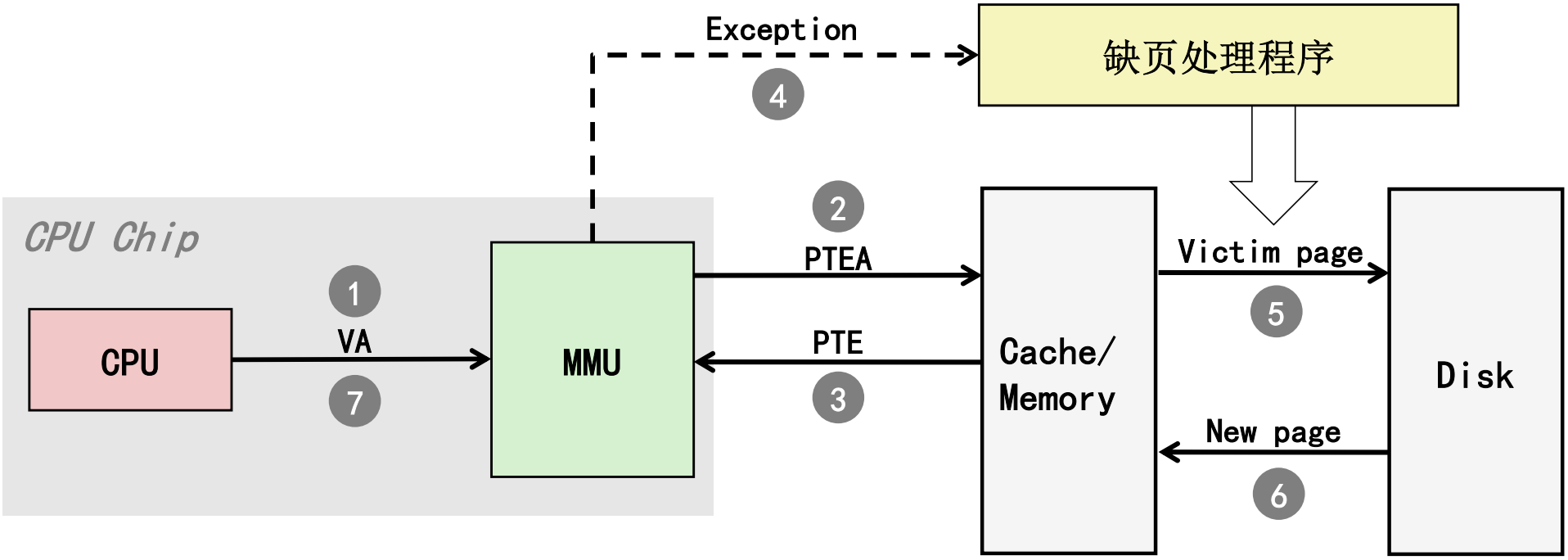

虚拟地址
n-1
p
p-1
0
虚拟页号(VPN)
虚拟页偏移(VPO)
页表基址寄存器
(PTBR)
页表
Valid
物理页号(PPN)
当前进程页表的物理地址
Valid bit = 0:
该虚拟页不在物理内存中
(page fault)
Valid bit = 1
m-1
p
p-1
0
物理页号(PPN)
物理页偏移 (PPO)
物理地址

地址转换：页命中（Page Hit）



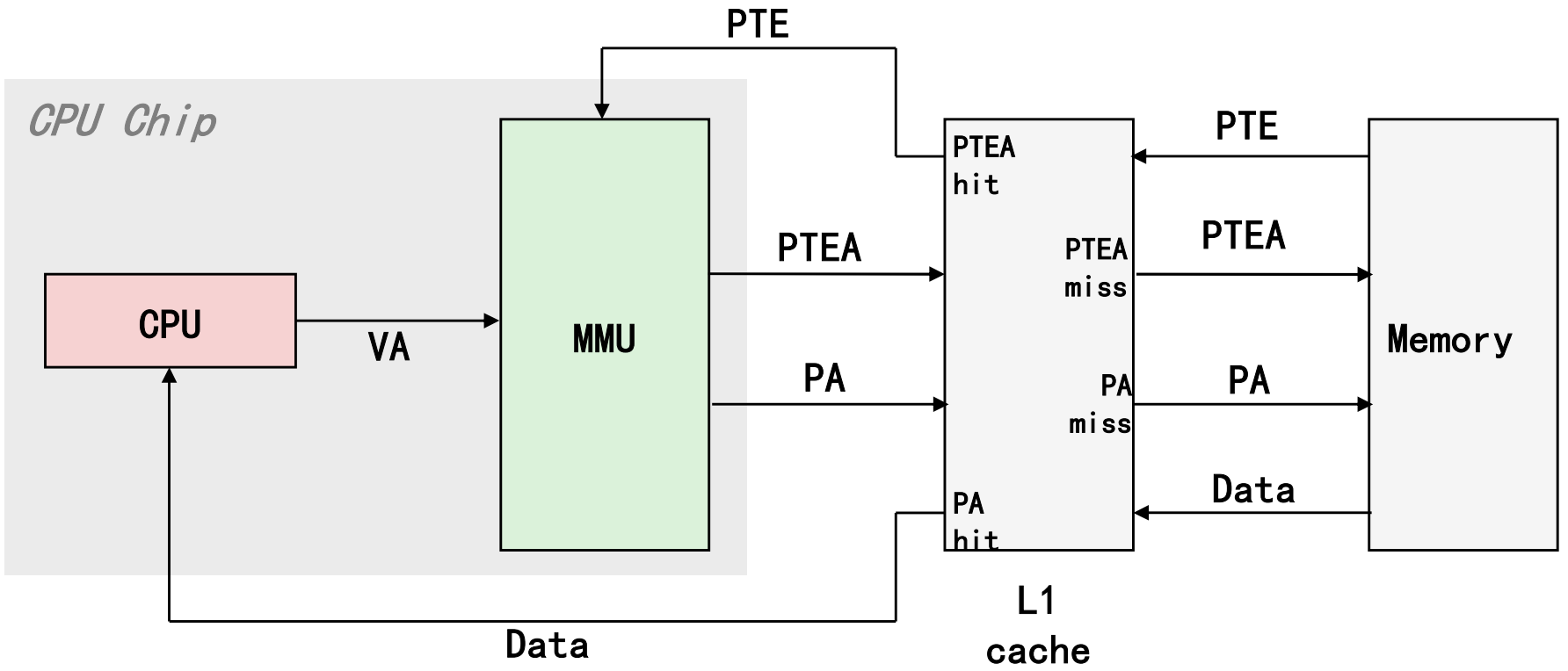
1. 处理器（CPU）将**虚拟地址（VA）**发送给内存管理单元（MMU）。
2. MMU 根据虚拟地址中的虚拟页号，到内存中的页表查找对应的页表项地址（PTEA）。
3. MMU 取出页表项（PTE），得到对应的物理页号。
4. MMU 将拼接后的**物理地址（PA）**发送到缓存/内存。
5. 缓存/内存根据物理地址找到数据，并把数据返回给处理器。

地址转换：缺页中断（Page Fault）



1. 处理器将虚拟地址（VA）发送给 MMU（内存管理单元）。
2. MMU 访问页表项地址（PTEA）
3. MMU 根据虚拟页号，从内存中的页表中获取页表项（PTE）。
4. Valid Bit=0，MMU 会触发缺页异常（Page Fault Exception）。
5. 缺页处理程序（Page Fault Handler）选择一个物理页腾出来（称为 Victim Page），如果 Victim Page 是“脏”的，需要先写回磁盘
6. 缺页处理程序读取新页面，同时更新页表项（PTE）。
7. 缺页处理完成后，处理器重新执行指令，继续运行程序。

额外：虚拟内存与缓存（Cache）的集成



VA（Virtual Address）：虚拟地址
PA（Physical Address）：物理地址
PTE（Page Table Entry）：页表项
PTEA（PTE Address）：页表项的地址
L1 Cache：一级缓存

第一步：CPU → MMU，发送虚拟地址 VA。
第二步：MMU 根据 VA 提取虚拟页号（VPN），查找页表项（PTE）。如果 PTEA 命中缓存，直接获得 PTE；如果 PTEA 未命中，从主存加载 PTE。
第三步：得到物理地址 PA 后，查询 L1 缓存：如果 PA 命中缓存 → 直接返回数据；如果 PA 未命中 → 去主存取数据，同时把数据写回缓存。第四步：将最终数据返回给 CPU。

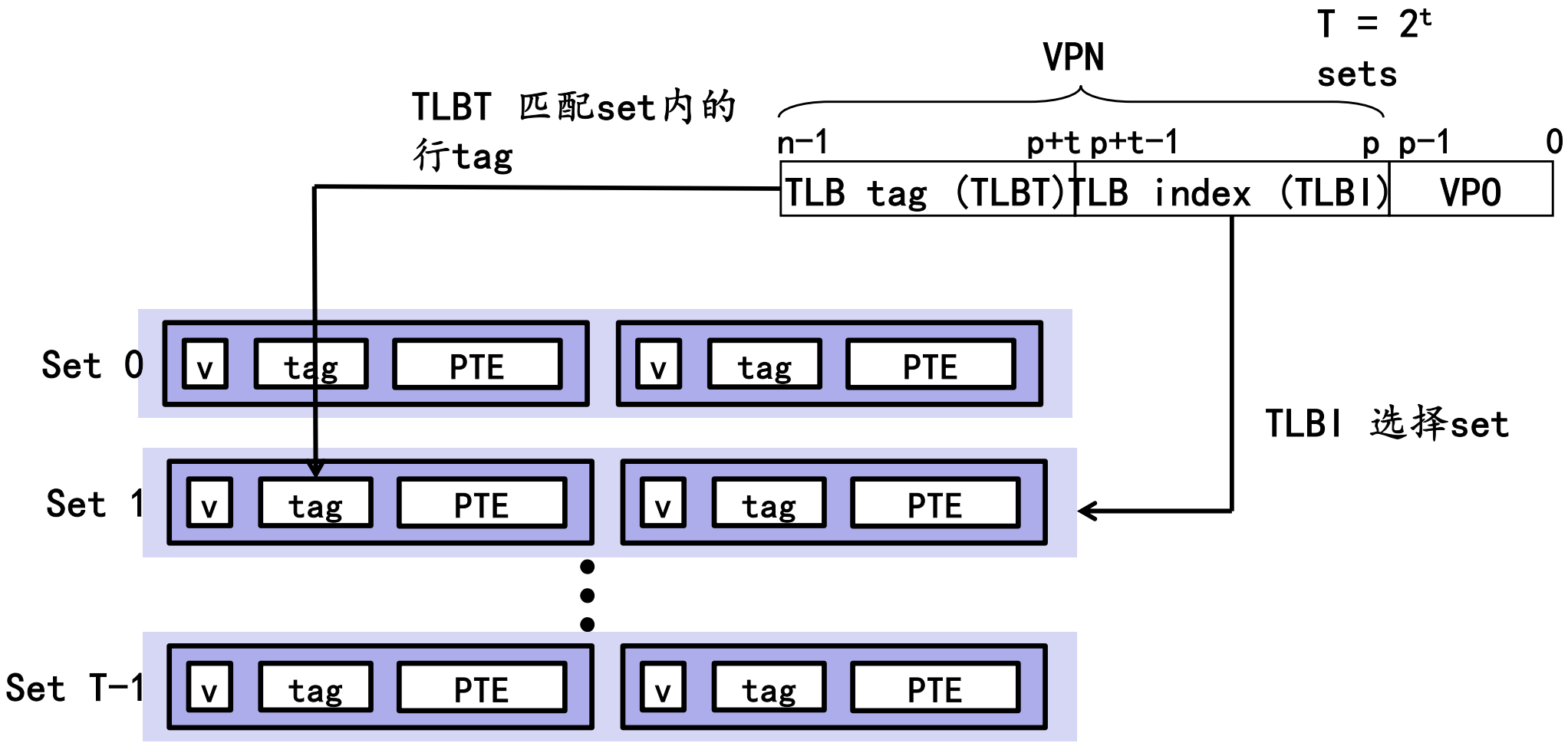
通过TLB加速地址转换

- 页表项（PTE，Page Table Entry）和普通数据一样，被缓存在L1 Cache中
  - PTE可能被逐出，如果L1缓存被其他数据占用
  - 即便PTE命中L1缓存仍然需要一次L1访问延迟

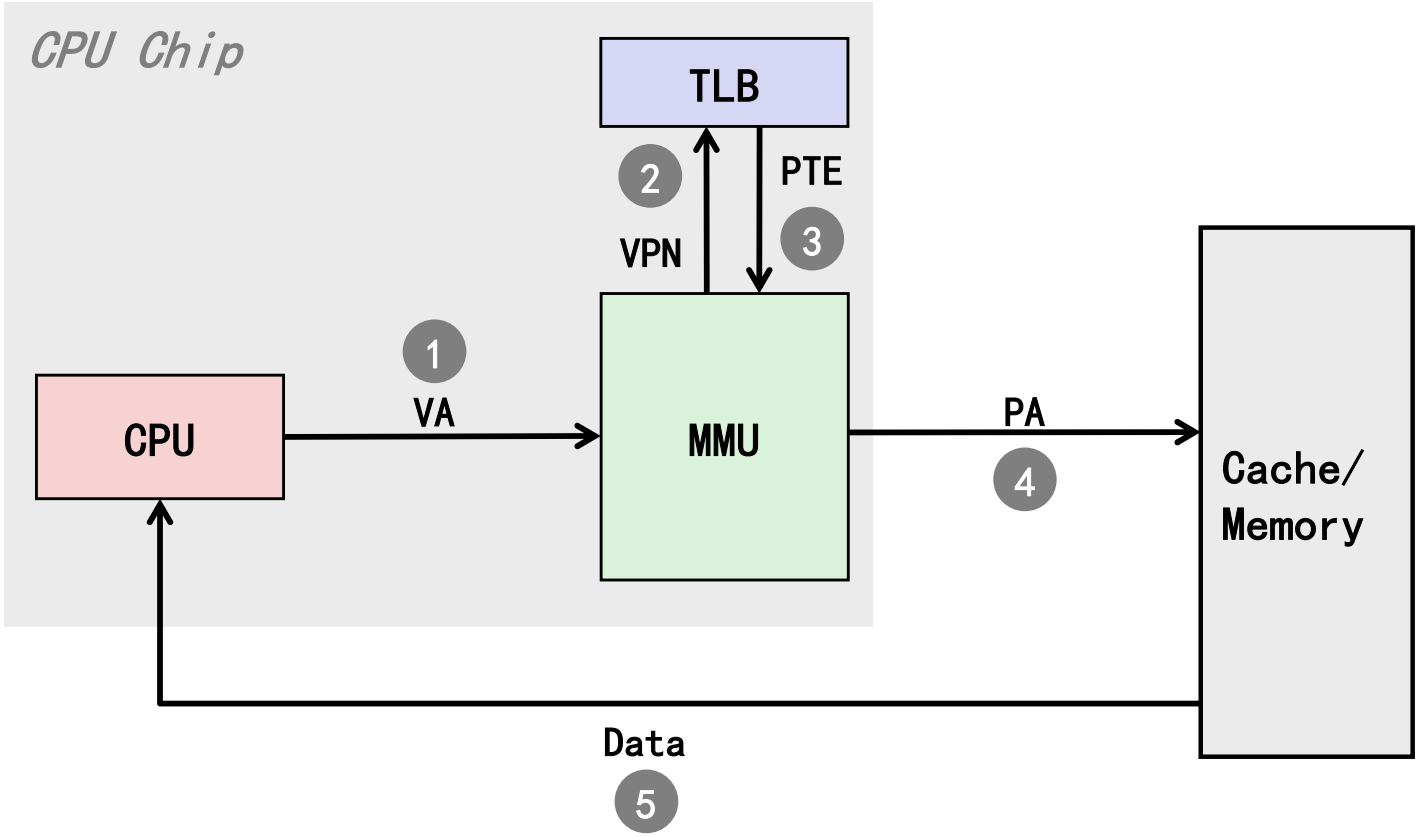
- 解决方案：*Translation Lookaside Buffer*（TLB）
  - TLB是一种专门用于加速虚拟地址到物理地址映射的小型硬件缓存，特点是：
    - TLB通常设计在MMU（内存管理单元）中，采用组相联（set-associative）结构，比L1缓存更高效。
    - 直接存储映射关系，它直接把虚拟页号（VPN）映射到物理页号（PPN），无需查找内存中的页表。
    - 存储少量完整页表项
      虽然TLB的容量小，但它能缓存最常用的一部分页表项，从而极大提高转换速度。

访问TLB

- MMU（内存管理单元）使用**虚拟地址（VA）中的虚拟页号（VPN）**部分来访问TLB:

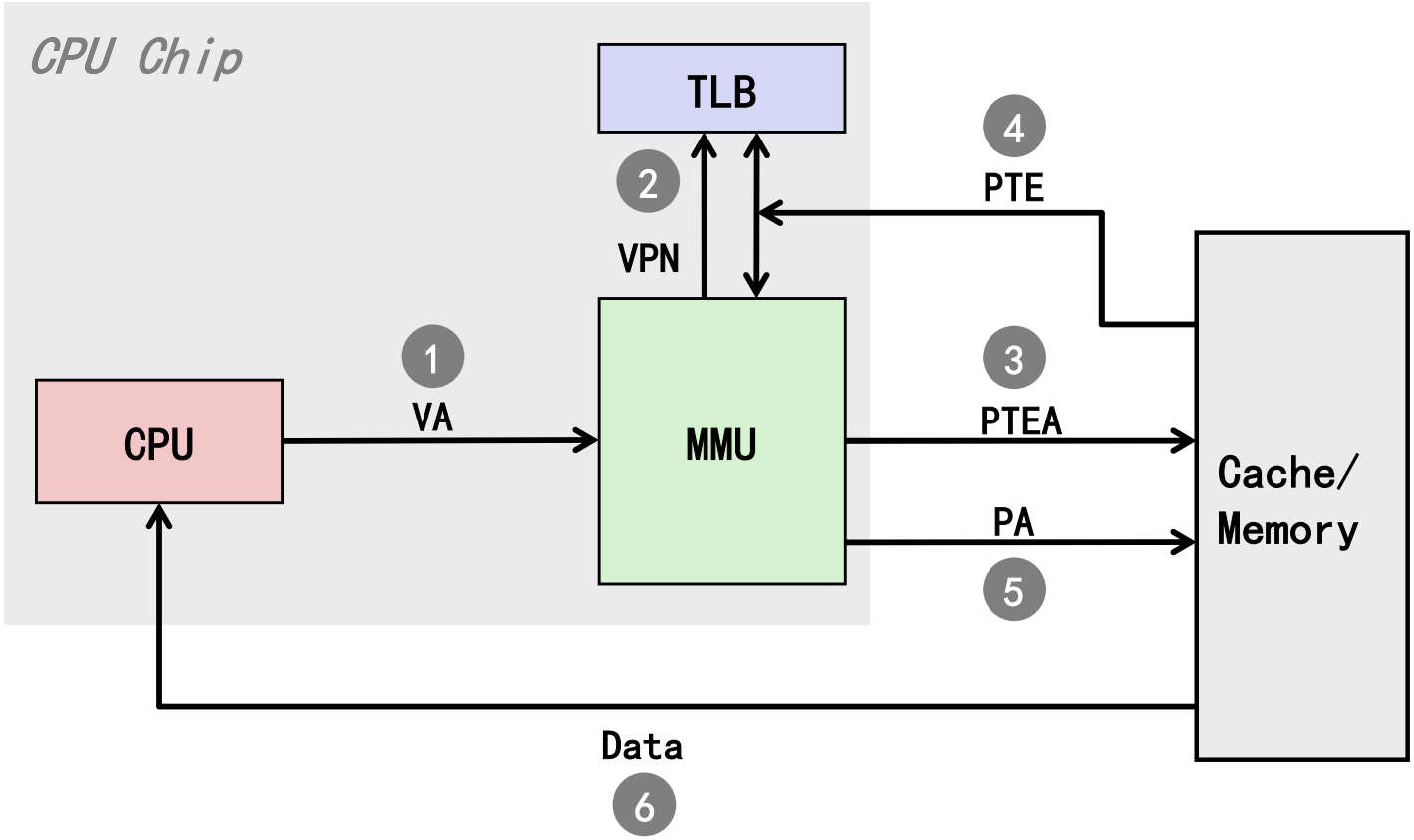


TLB 命中



TLB 命中消除了内存访问

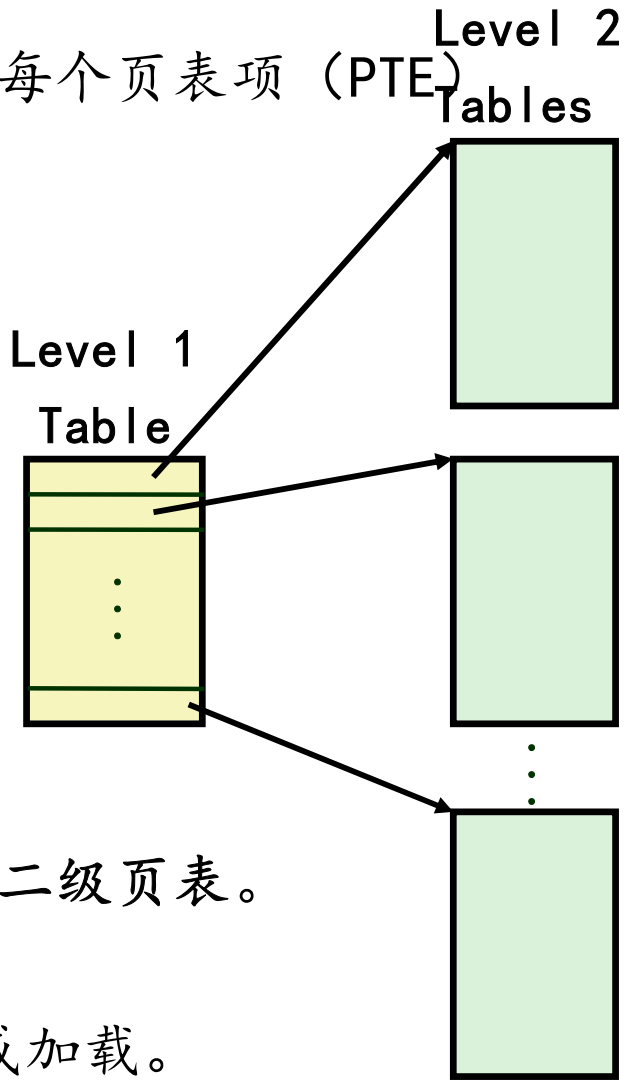
TLB Miss



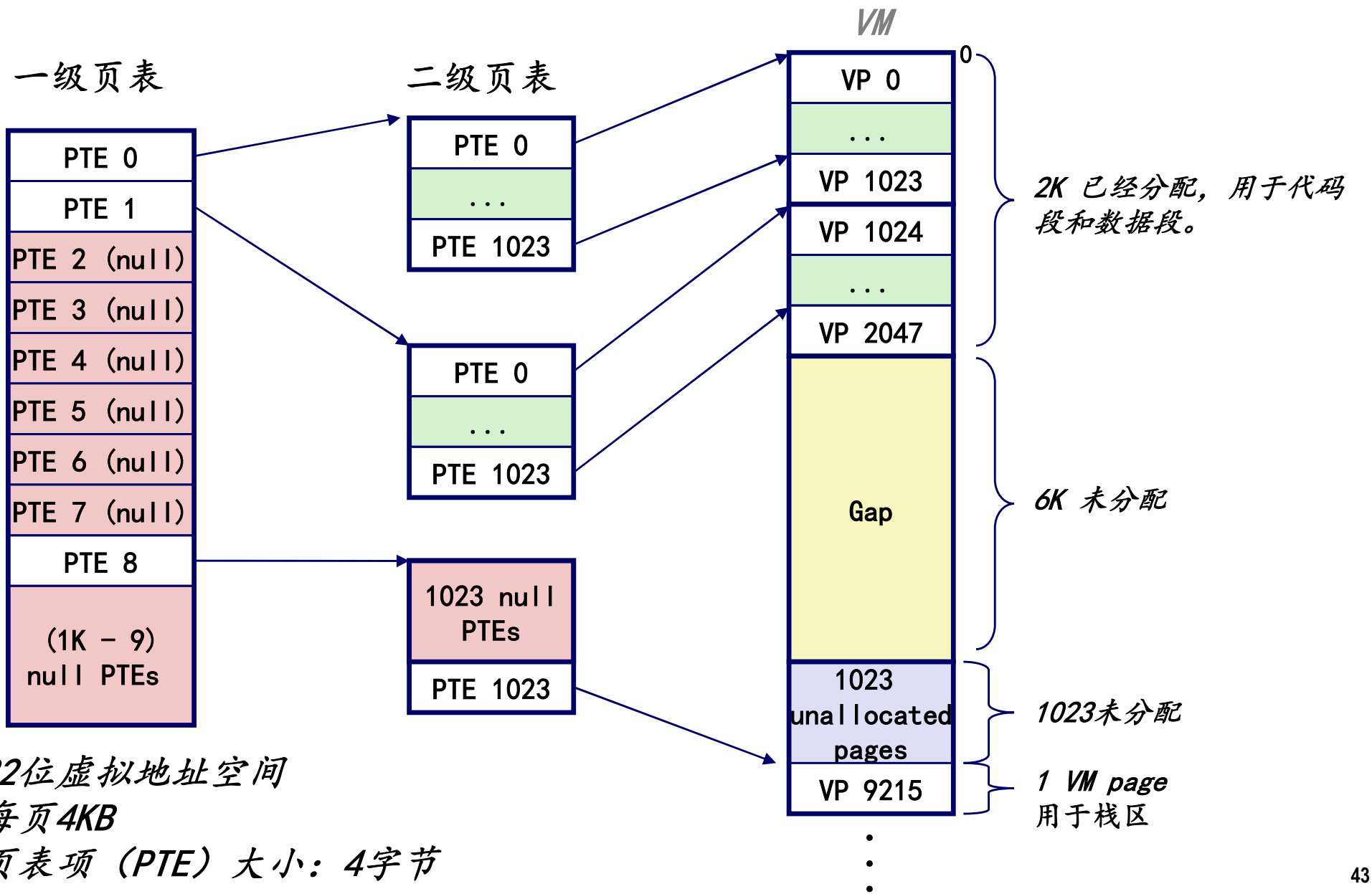
TLB 未命中会导致额外的内存访问（PTE）。

多级页表（Multi-Level Page Tables）

- 假设场景
  - 页大小：4KB（2^{12}字节），虚拟地址空间：48位，每个页表项（PTE）大小：8字节
- 问题：
  - 仅仅页表本身就需要512GB内存！
    - $2^{48} * 2^{-12} * 2^{3} = 2^{39}$ bytes
- 常见解决方案：多级页表
- 两级页表示例
  - 第一级页表（Level 1 Table）
    - 存放在内存中，**始终常驻**。
    - 每一项PTE不直接指向物理页面，而是指向**第二级页表**。
  - 第二级页表（Level 2 Table）
    - 只有当对应虚拟页范围被访问时，才会创建或加载。
    - 每一项PTE指向**具体的物理页**。
    - 当不需要时，二级页表本身也可以被换出，就像普通数据一样。

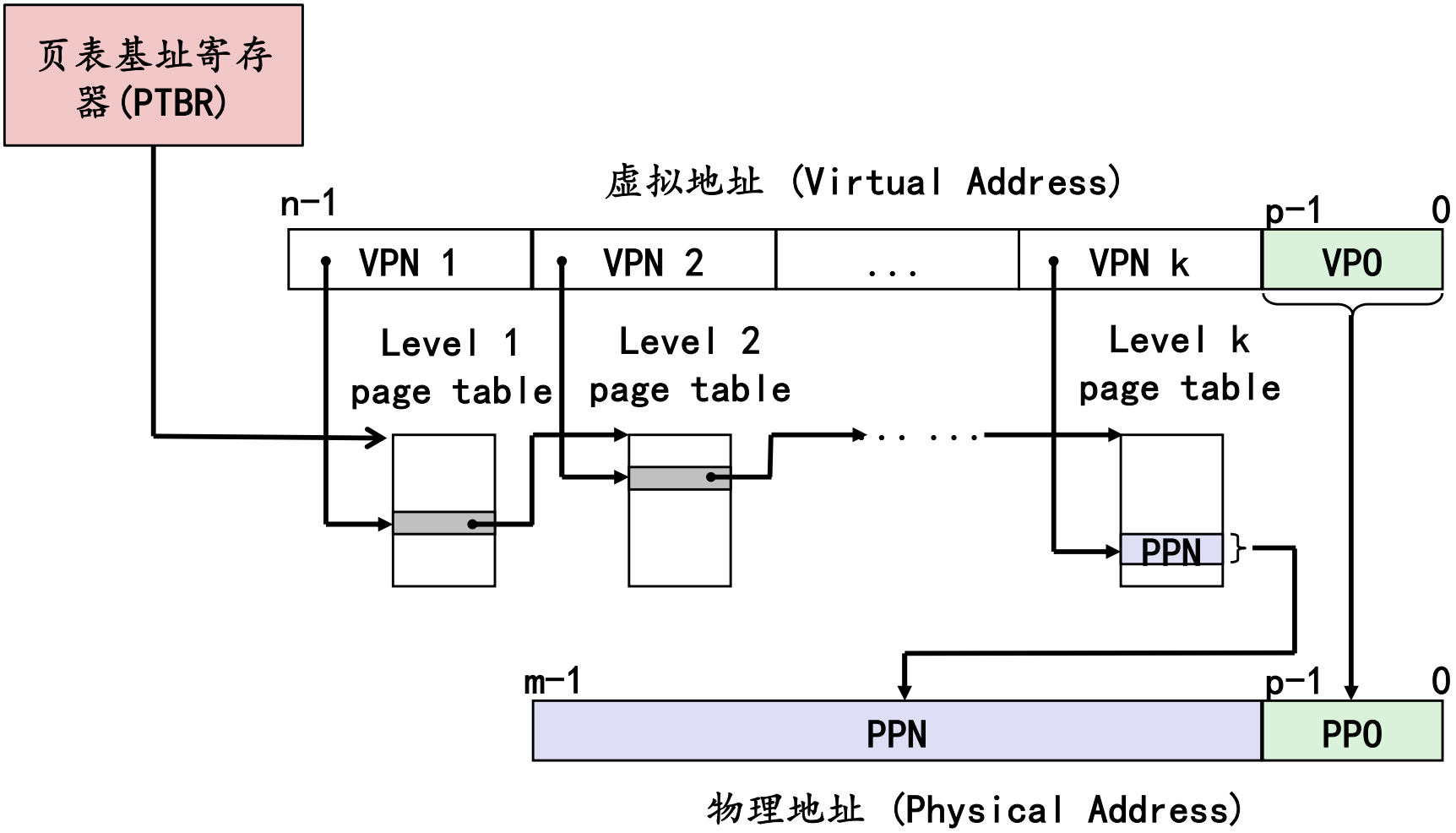


两级页表层次结构



- *32位虚拟地址空间*
- *每页4KB*
- *页表项（PTE）大小：4字节*

使用 k 级页表进行地址转换



总结

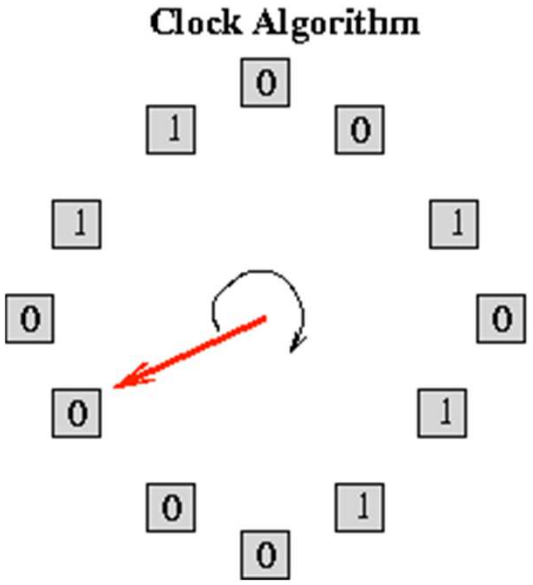
- 1. 程序员视角下的虚拟内存（Programmer’s view of virtual memory）
  - 每个进程拥有自己独立的线性地址空间
    → 程序员看到的是一片连续、完整、属于自己的内存。
  - 进程之间相互隔离
    → 一个进程的地址空间不会被其他进程破坏。
- 2. 系统视角下的虚拟内存（System view of virtual memory）
  - 高效利用内存
    - 系统通过**缓存虚拟内存页面**来减少频繁的磁盘访问。
    - 效率高的原因是**局部性原理**（locality）：程序大多数时间只访问一小部分数据。
  - 简化内存管理和编程
    - 操作系统帮程序员管理物理内存和地址映射，程序员不需要直接操心。
  - 简化内存保护
    - 虚拟内存提供了方便的检查点，操作系统能在这里验证访问权限，从而保护数据安全。

页面置换算法

- 当物理内存已满（即没有空闲物理页可用），如果发生缺页异常（Page Fault），系统必须决定：应该替换掉哪个物理页框？
- 真·LRU（Least Recently Used）是否可行？
  - 假设系统有 4GB 内存，页面大小 4KB，那么会有 1M 个页面。要记录所有页面的完整访问顺序，几乎不可能，因为需要巨大的开销。
- 现代系统使用近似LRU
  - 例如：CLOCK（时钟）算法→ 通过环形指针与使用位的结合，近似实现 LRU，但性能更高。
- 更先进的方法：考虑访问频率
  - 例如：ARC（Adaptive Replacement Cache）
  - 参考论文：Megiddo and Modha, “ARC: A Self-Tuning, Low Overhead Replacement Cache,” FAST 2003.

CLOCK 页面置换算法

- 系统将所有物理页框组织成一个环形链表。
- 维护一个指针（hand）指向上一次检查过的页框（Page Frame）位置。
- 当某个页面被访问时，在对应的页表项（PTE）**中，将 R 位（引用位）设置为 1。
- 页面置换时：
  - 从当前指针位置开始，顺时针遍历环形列表。
  - 查找第一个 R 位为 0 的页框，将其替换。
  - 遍历过程中，将经过的页框的 R 位清零。
  - 最后，将指针移动到下一个页框。



搜索页面时清除位。
在第一个清除（零）位处停止。