

非连续分配的设计目标

- 连续分配的缺点
- - ▣ 分配给程序的物理内存必须连续
 - ▣ 存在外碎片和内碎片
 - ▣ 内存分配的动态修改困难
 - ▣ 内存利用率较低

非连续分配的设计目标

-
-

允许一个程序的使用非连续的物理地址空间

非连续分配的设计目标：**提高内存利用效率和管理灵活性**

允许共享代码与数据

支持动态加载和动态链接

非连续内存分配的实现

- 非连续分配需要解决的问题
 - ▣ 如何实现虚拟地址和物理地址的转换
 - ▣ 软件实现（灵活，开销大）
 - ▣ 硬件实现（够用，开销小）
- 非连续分配的硬件辅助机制
 - ▣ 如何选择非连续分配中的内存分块大小
 - ▣ 段式存储管理（segmentation）
 - ▣ 页式存储管理（paging）



操作系统

Operating System

段地址空间

- 进程的段地址空间由多个段组成

- ▣ 主代码段
- ▣ 子模块代码段
- ▣ 公用库代码段
- ▣ 堆栈段(stack)
- ▣ 堆数据(heap)
- ▣ 初始化数据段
- ▣ 符号表等

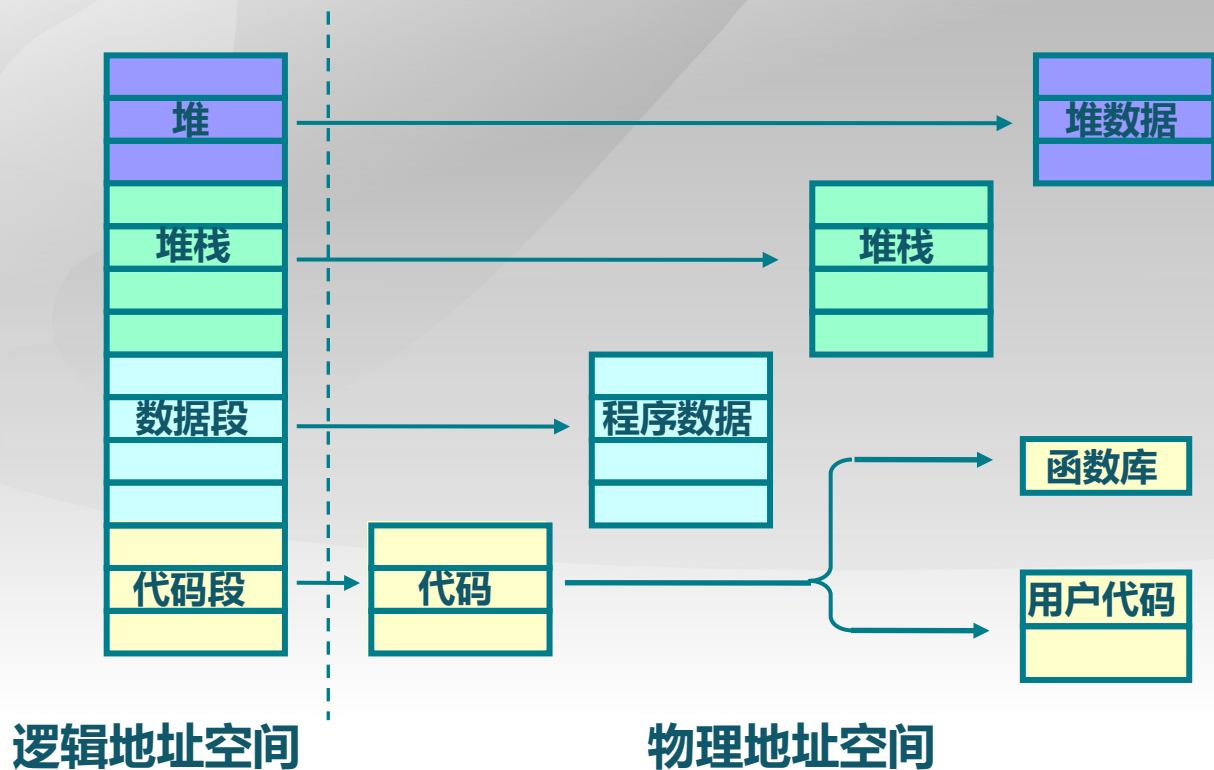
- 段式存储管理的目的

更细粒度和灵活的分离与共享

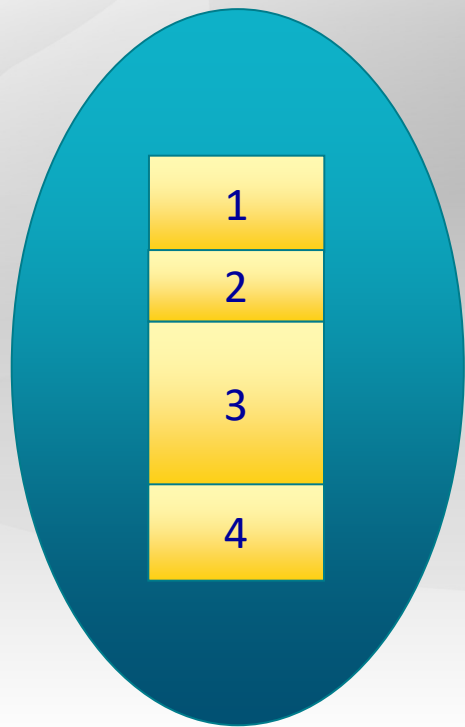


逻辑地址空间

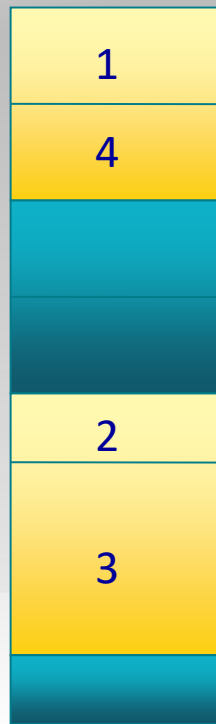
段式地址空间的不连续二维结构



段地址空间的逻辑视图



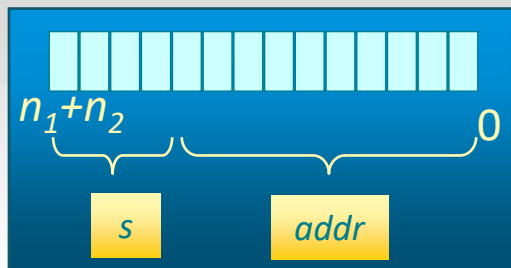
逻辑地址空间



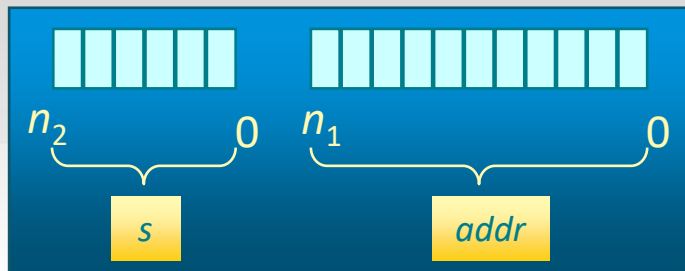
物理地址空间

段访问机制

- 段的概念
 - ▶ 段表示访问方式和存储数据等属性相同的一段地址空间
 - ▶ 对应一个连续的内存“块”
 - ▶ 若干个段组成进程逻辑地址空间
- 段访问：逻辑地址由二元组(s , $addr$)表示
 - ▶ s — 段号
 - ▶ $addr$ — 段内偏移

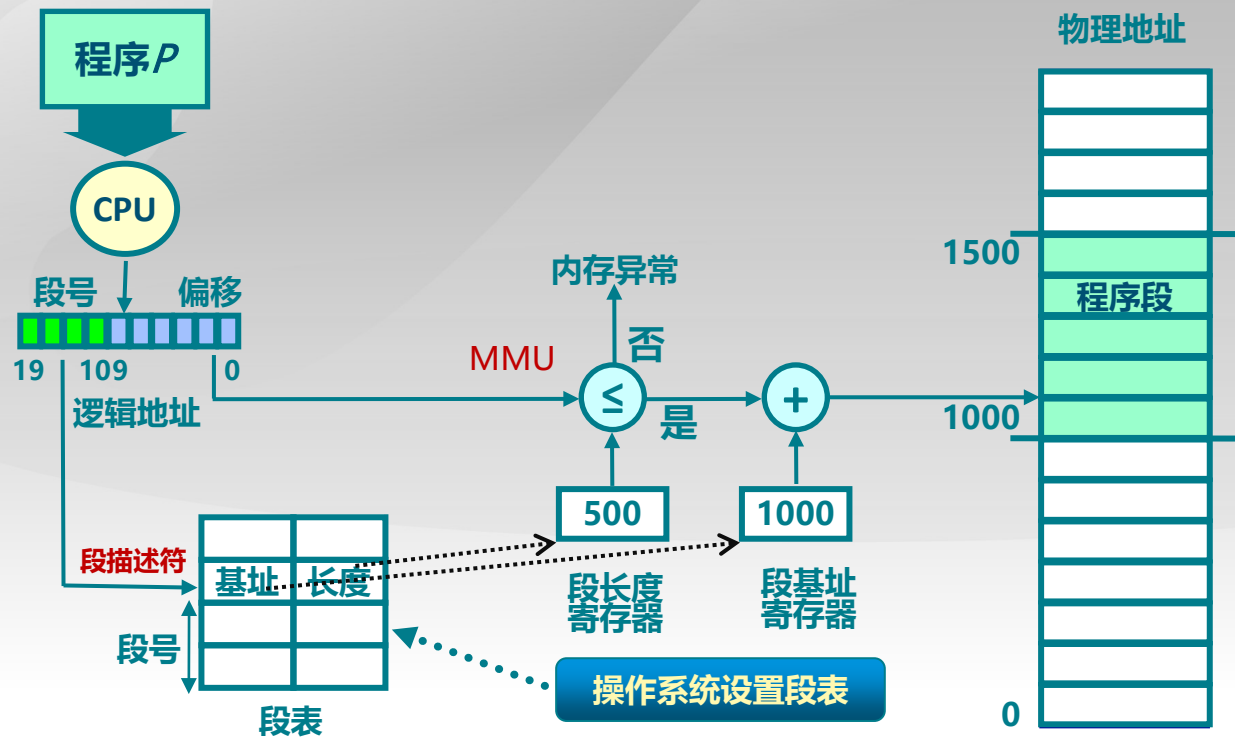


单地址实现方案



“段基址+段内偏移”实现方案

段访问的硬件实现





操作系统

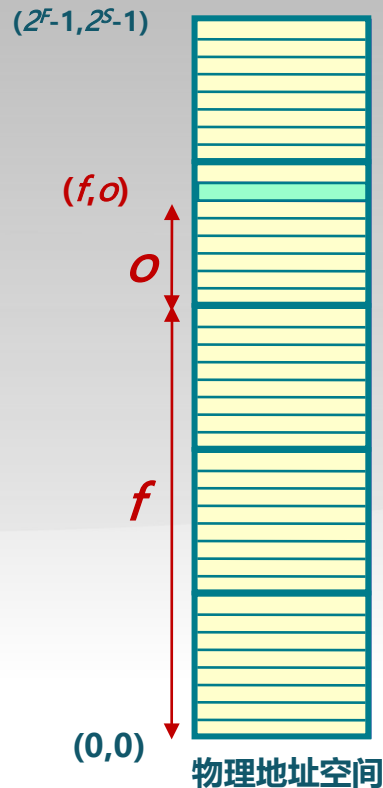
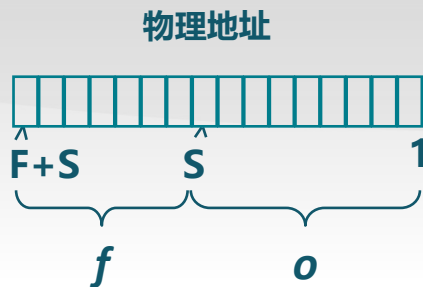
Operating System

页式存储管理

- 页帧（帧、物理页面, Frame, Page Frame)
 - ▣ 把物理地址空间划分为大小相同的基本分配单位
- 页面（页、逻辑页面, page)
 - ▣ 页面大小固定, 如512, 4096, 8192
- 页式存储管理中的地址转换
 - ▣ 把逻辑地址空间也划分为相同大小的基本分配单位
 - ▣ MMU/TLB
 - ▣ 帧和页的大小必须是相同的

帧 (Frame)

- 物理内存被划分成大小相等的帧
- 内存物理地址的表示：二元组 (f, o)
- f — 帧号 (F 位, 共有 2^F 个帧)
- o — 帧内偏移 (S 位, 每帧有 2^S 字节)
- 物理地址 = $f * 2^S + o$



基于页帧的物理地址计算实例

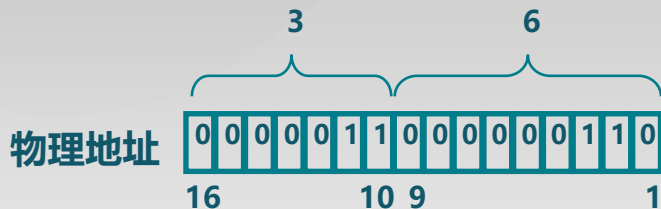
■ 假定

▣ 16-bit的地址空间

▣ 9-bit (512 byte) 大小的页帧

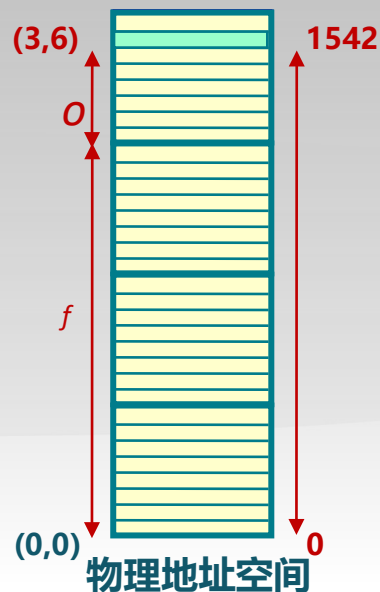
■ 物理地址计算

▣ 物理地址表示 = (3, 6)



$$\text{物理地址} = 2^S * f + o$$

$$F=7 \quad S=9 \quad f=3 \quad o=6$$



▣ 实际物理地址 = $29 * 3 + 6 = 1536 + 6 = 1542$

页(Page)

- 进程逻辑地址空间被划分为大小相等的页

- ▣ 页内偏移 = 帧内偏移

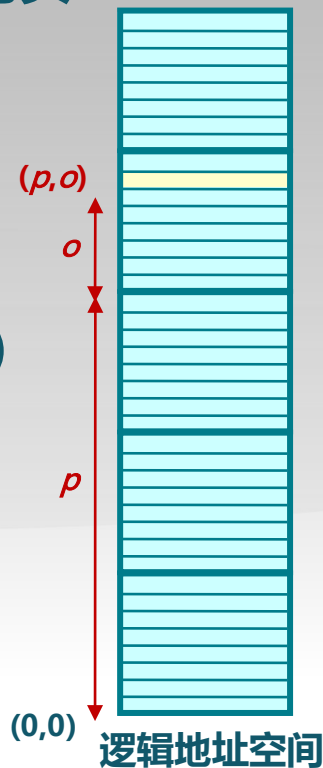
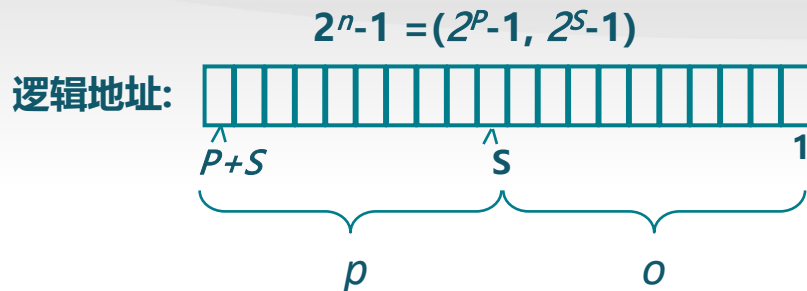
- ▣ 通常：页号大小 \neq 帧号大小

进程逻辑地址的表示：二元组 (p, o)

p — 页号 (P 位, 2^P 个页)

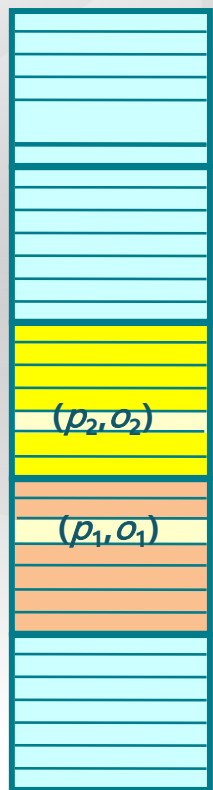
o — 页内偏移 (S 位, 每页有 2^S 字节)

虚拟地址 = $p * 2^S + o$

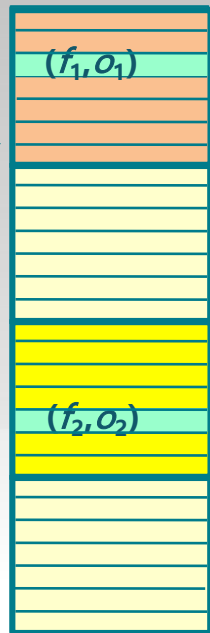


页式存储中的地址映射

- ▶ 页到帧的映射
- ▶ 逻辑地址中的页号是连续的
- ▶ 物理地址中的帧号是不连续的
- ▶ **不是**所有的页都有对应的帧

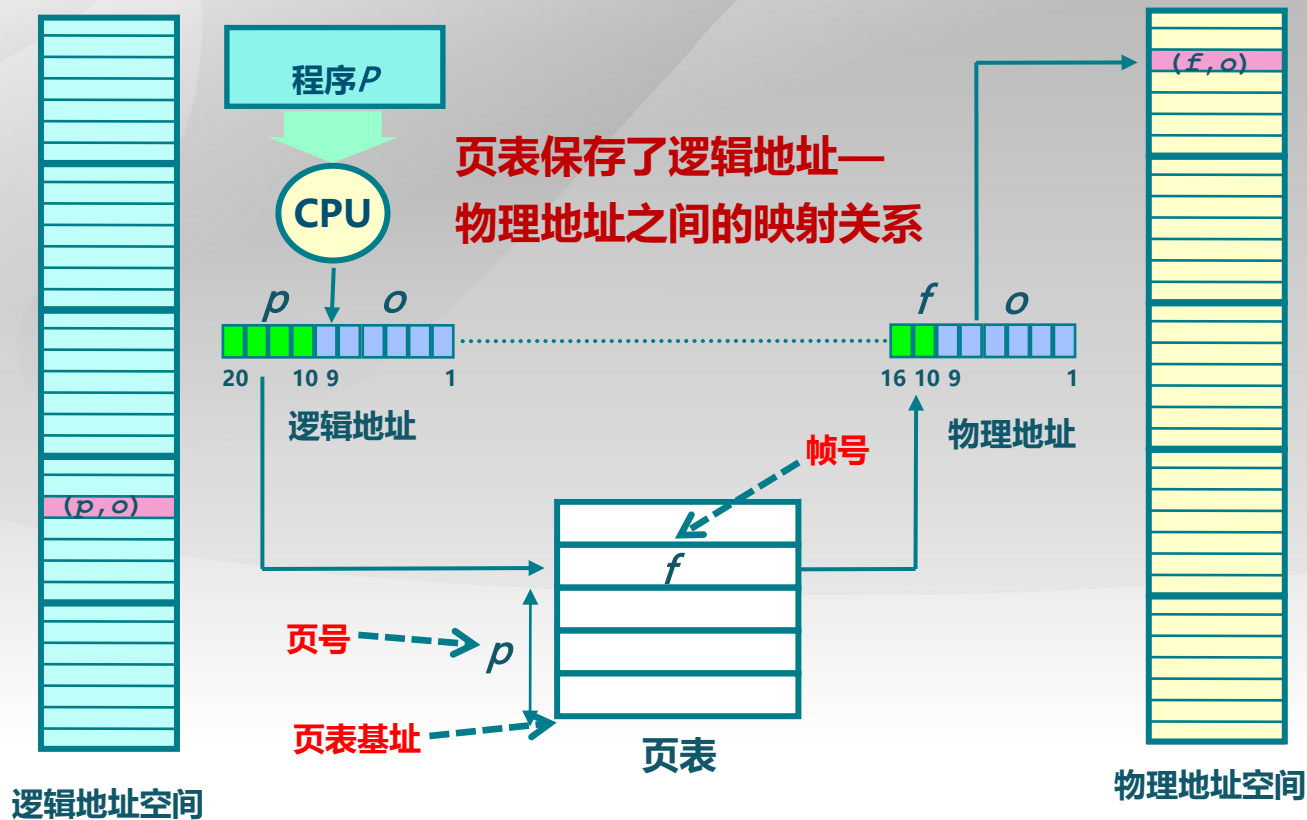


逻辑地址空间



物理地址空间

页表

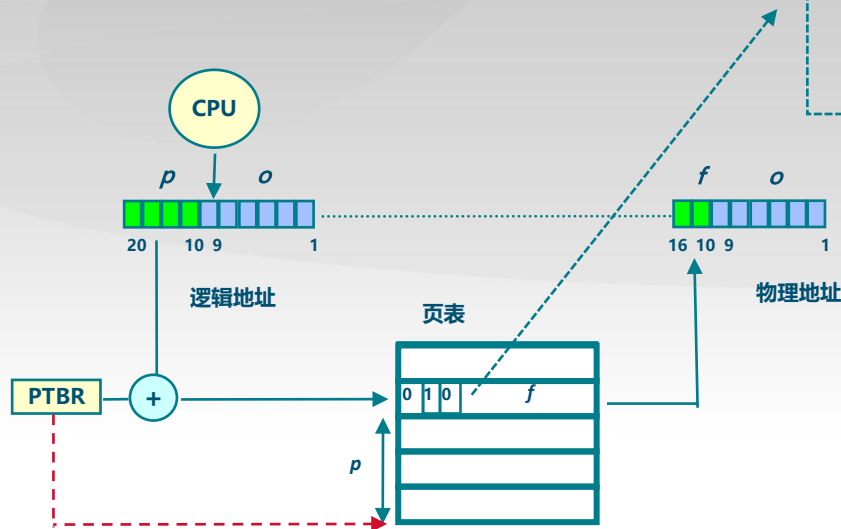


页表结构

- 每个进程都有一个页表
 - ▶ 每个页面对应一个页表项
 - ▶ 随进程运行状态而动态变化
 - ▶ 页表基址寄存器(PTBR: Page Table Base Register)

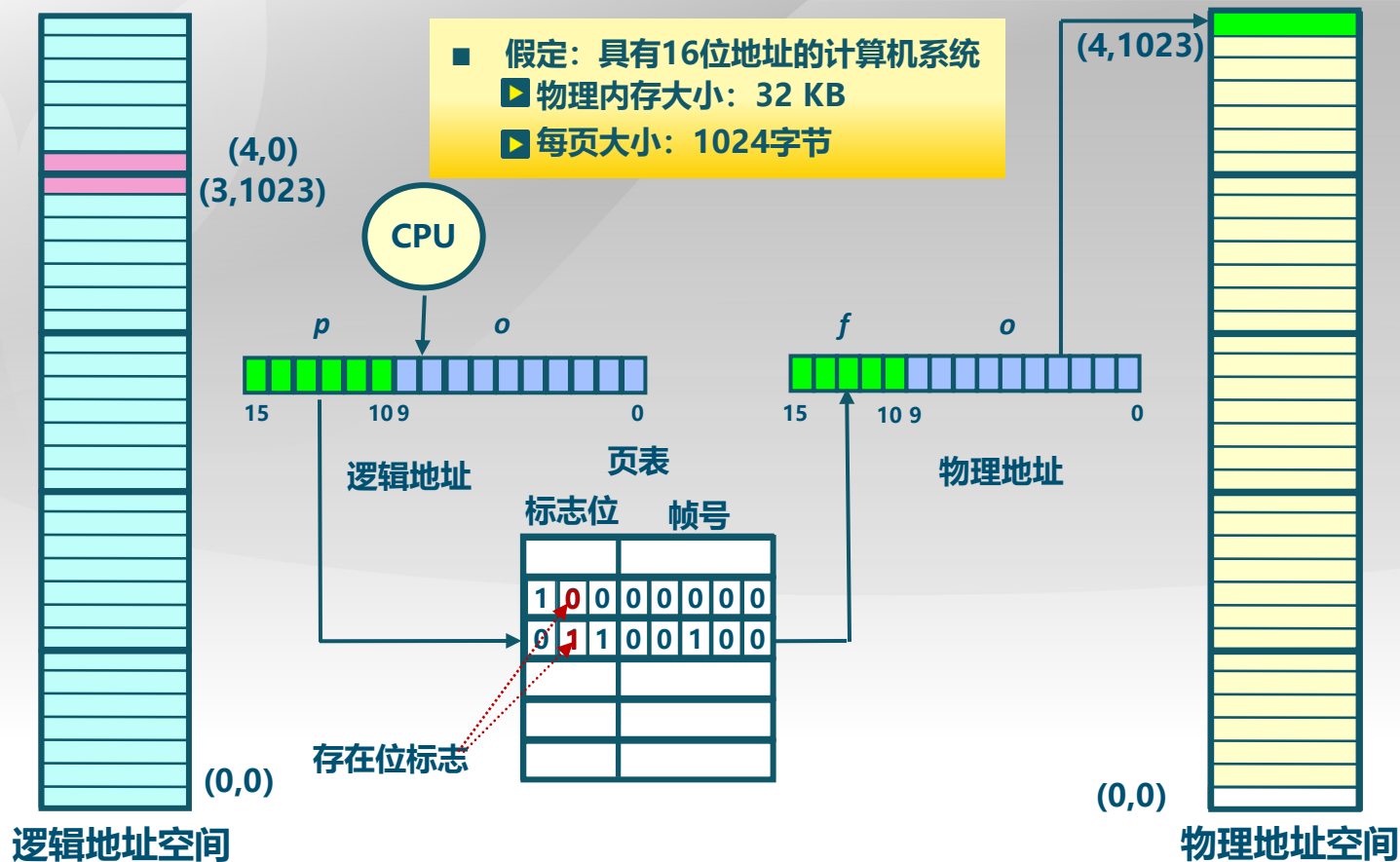
页表项组成

- 帧号: f
- 页表项标志
 - ▶ 存在位(resident bit)
 - ▶ 修改位(dirty bit)
 - ▶ 引用位(clock/reference bit)



页表地址转换实例

- 假定：具有16位地址的计算机系统
- 物理内存大小：32 KB
- 每页大小：1024字节



页式存储管理机制的性能问题

- 内存访问性能问题
 - ▣ 访问一个内存单元需要2次内存访问
 - ▣ 第一次访问：获取页表项
 - ▣ 第二次访问：访问数据
- 页表大小问题：
 - ▣ 页表可能非常大
 - ▣ 64位机器如果每页1024字节，那么一个页表的大小会是多少？
- 如何处理？
 - ▣ 缓存 (Caching)
 - ▣ 间接 (Indirection) 访问



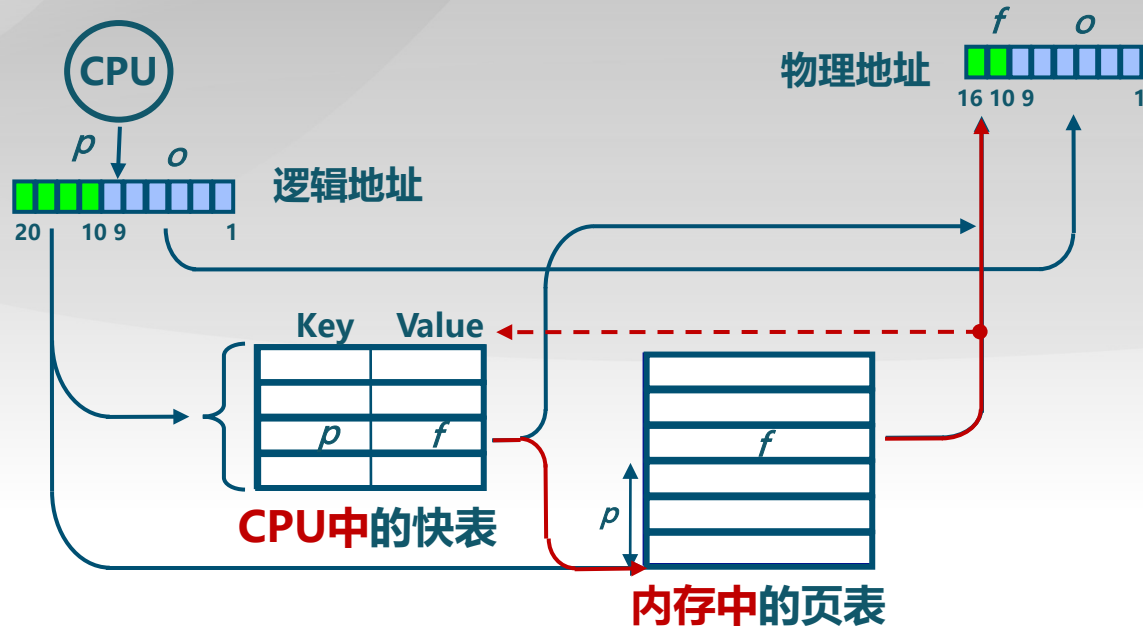
操作系统

Operating System

快表(Translation Look-aside Buffer, TLB)

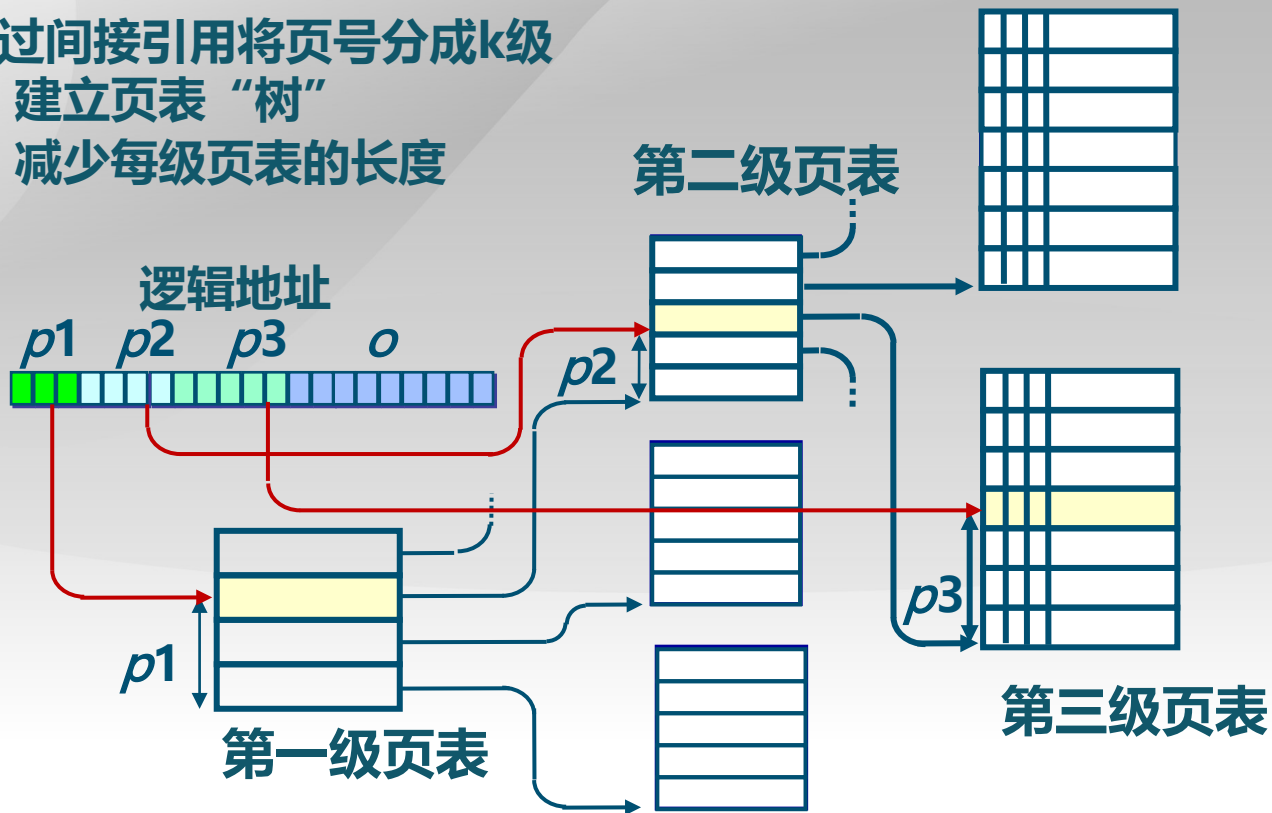
■ 缓存近期访问的页表项

- ▶ TLB 使用关联存储(associative memory)实现, 具备快速访问性能
- ▶ 如果TLB命中, 物理页号可以很快被获取
- ▶ 如果TLB未命中, 对应的表项被更新到TLB中

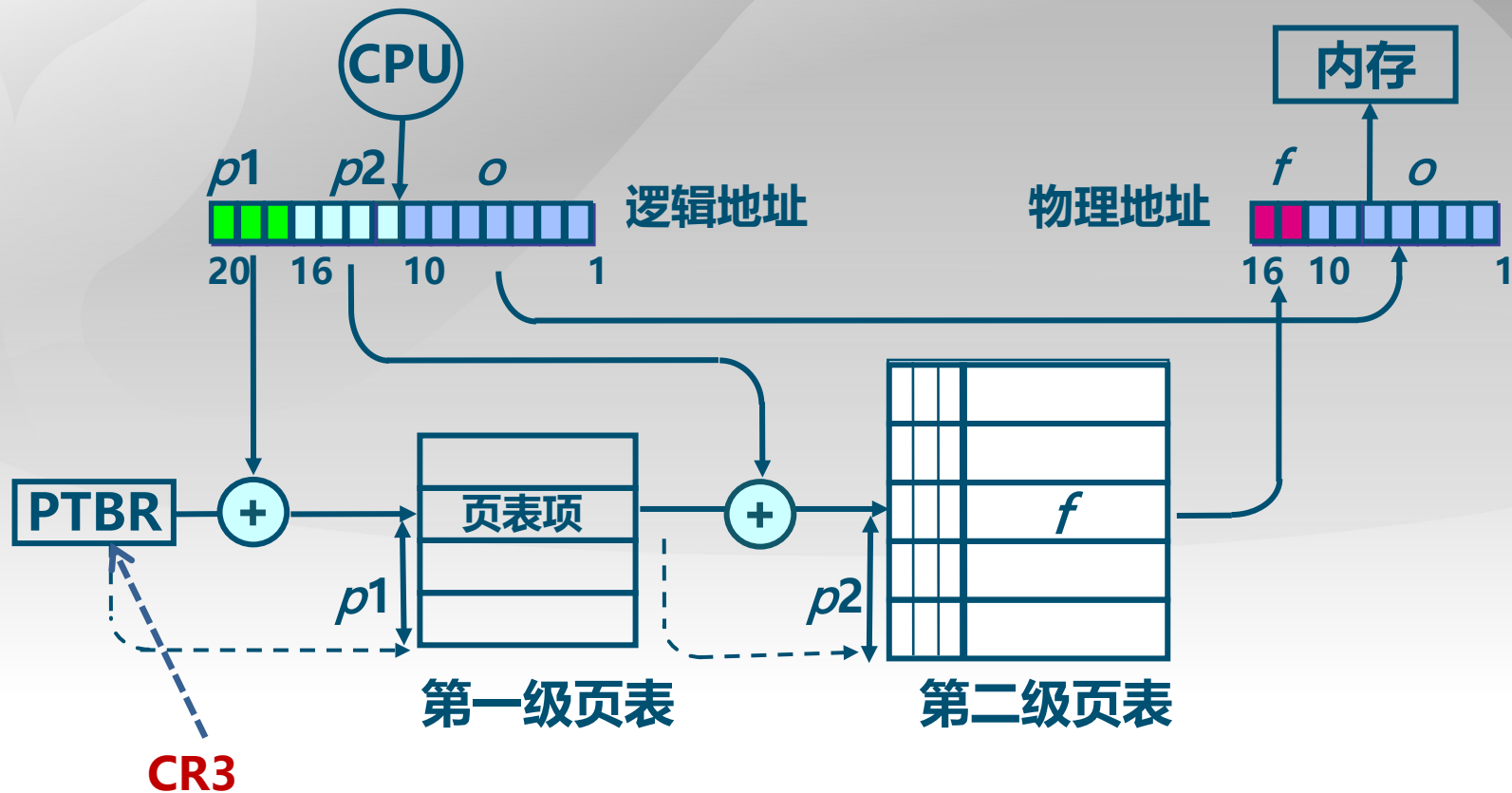


多级页表

- 通过间接引用将页号分成k级
 - ▶ 建立页表“树”
 - ▶ 减少每级页表的长度



二级页表实例



第五讲物理内存管理: 非连续内存分配

第 6 节 RISC-V 页映射机制

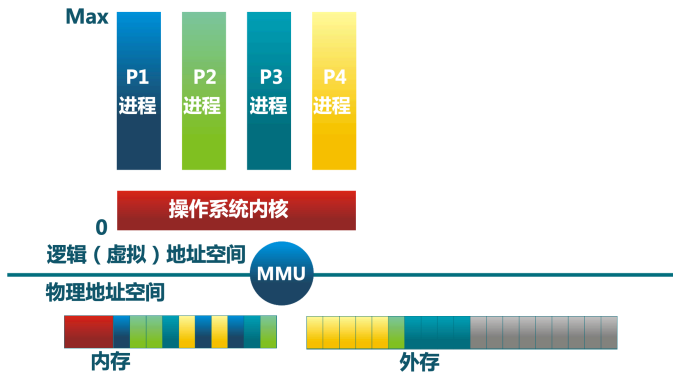
向勇、陈渝

清华大学计算机系

xyong,yuchen@tsinghua.edu.cn

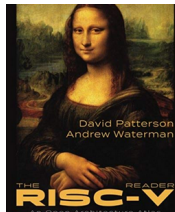
2020 年 5 月 5 日

回顾



通过页表来实现隔离与共享

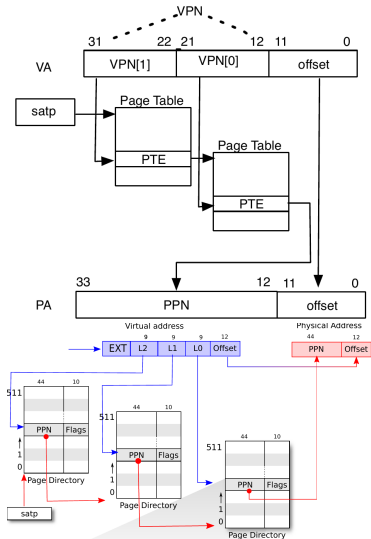
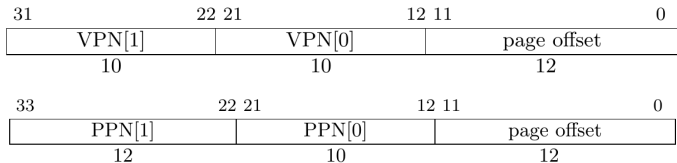
- 运行的应用程序之间的隔离与共享
- 应用与内核之间的隔离与共享
- 便于非连续内存管理
- RISC-V Privileged Architecture Version 1.10 (RV32/64)
- The RISC-V Reader 第 10.6 节



RISC-V 页映射机制

- RISC-V 对页表的硬件支持

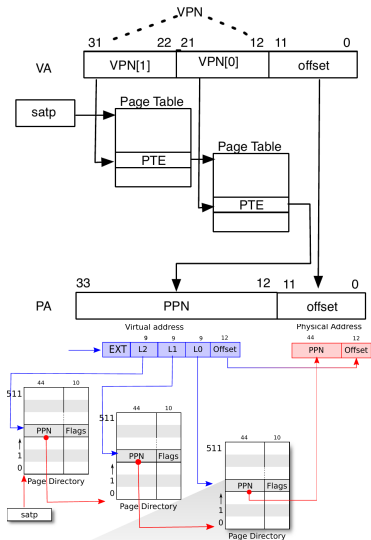
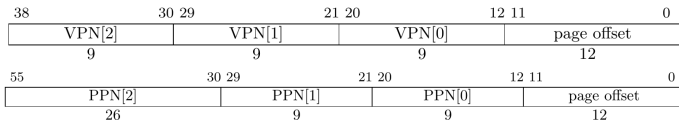
- RISC-V 32 的 Sv32 虚地址与物理地址



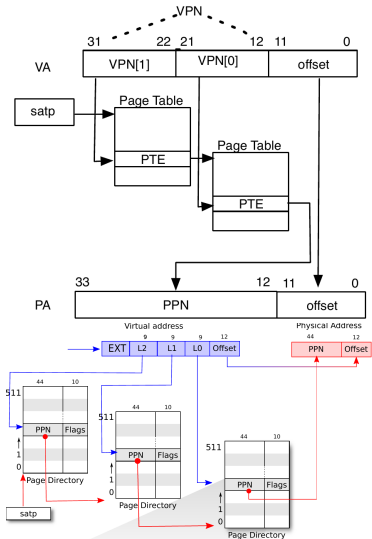
RISC-V 页映射机制

- RISC-V 对页表的硬件支持

- RISC-V 64 的 Sv39 虚地址与物理地址

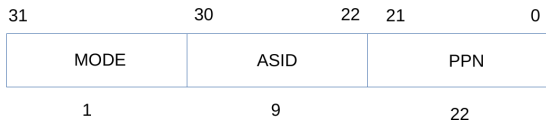


RISC-V 页映射机制



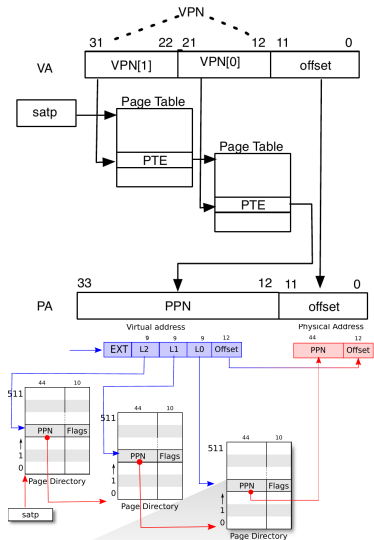
- RISC-V 对页表的硬件支持

- 页表基址：satp in RISC-V 32
- Supervisor Address Translation and Protection (satp) Register



RV32 Supervisor address translation and protection register satp

RISC-V 页映射机制



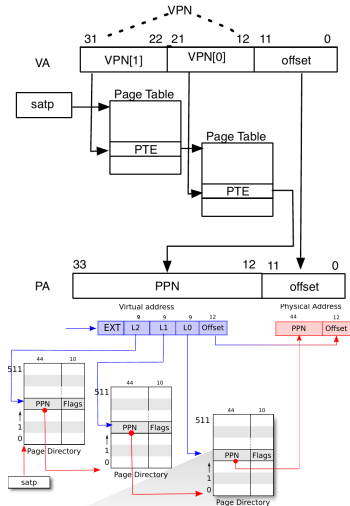
• RISC-V 对页表的硬件支持

- 页表基址: satp in RISC-V 64
- Supervisor Address Translation and Protection (satp) Register



RV64 Supervisor address translation and protection register satp

RISC-V 页映射机制



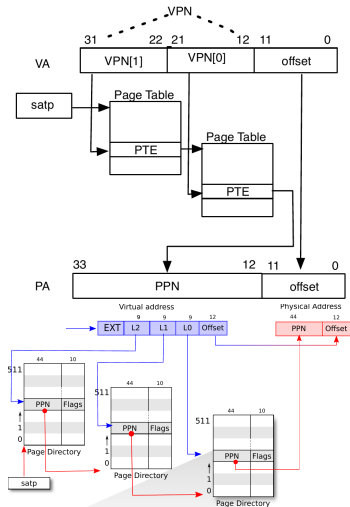
• RISC-V 对页表的硬件支持

- 页表基址: satp in RV32/64
- Supervisor Address Translation and Protection (satp) Register

RV32		
Value	Name	Description
0	Bare	No translation or protection.
1	Sv32	Page-based 32-bit virtual addressing.

RV64		
Value	Name	Description
0	Bare	No translation or protection.
1-7	—	<i>Reserved</i>
8	Sv39	Page-based 39-bit virtual addressing.
9	Sv48	Page-based 48-bit virtual addressing.
10	<i>Sv57</i>	<i>Reserved for page-based 57-bit virtual addressing.</i>
11	<i>Sv64</i>	<i>Reserved for page-based 64-bit virtual addressing.</i>
12-15	—	<i>Reserved</i>

RISC-V 页映射机制

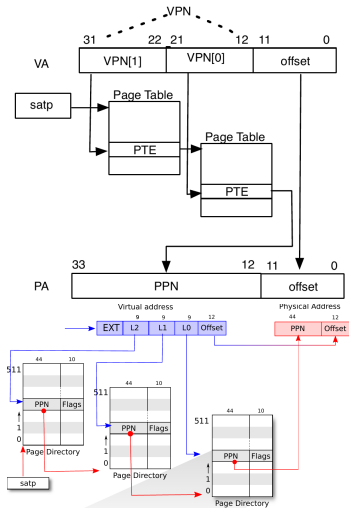


• RISC-V 对页表的硬件支持

- 地址保护
- 页表项 (page table entry)

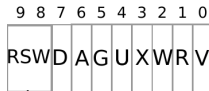
X	W	R	Meaning
0	0	0	Pointer to next level of page table.
0	0	1	Read-only page.
0	1	0	<i>Reserved for future use.</i>
0	1	1	Read-write page.
1	0	0	Execute-only page.
1	0	1	Read-execute page.
1	1	0	<i>Reserved for future use.</i>
1	1	1	Read-write-execute page.

RISC-V 页映射机制



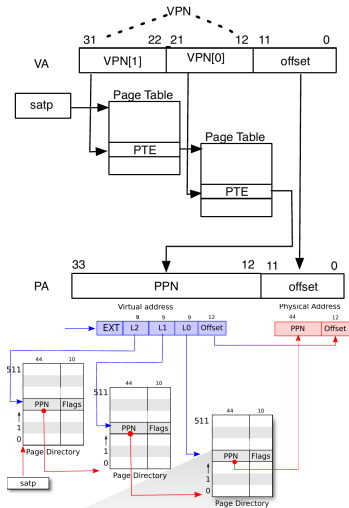
• RISC-V 对页表的硬件支持

- 地址保护
- 页表项 (page table entry)



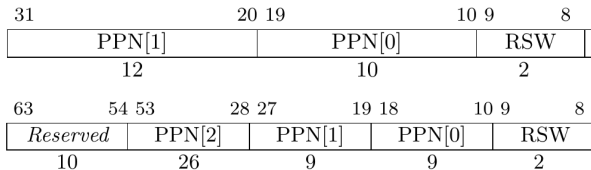
- V - Valid
- R - Readable
- W - Writable
- X - Executable
- U - User
- G - Global
- A - Accessed
- D - Dirty (0 in page directory)
- Reserved for supervisor software

RISC-V 页映射机制

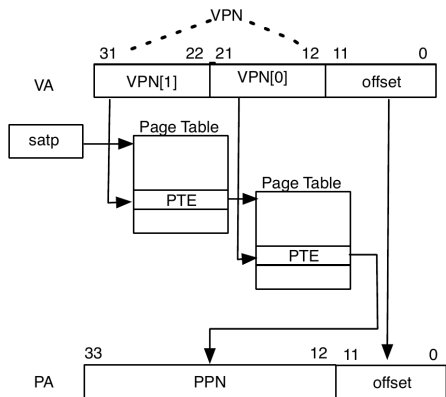


- RISC-V 对页表的硬件支持

- 地址保护
- 页表项 (page table entry)



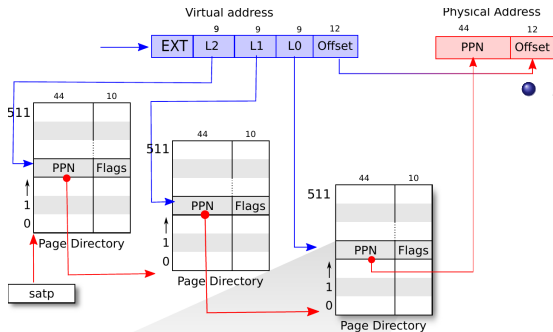
RISC-V 地址转换



- Sv32 in RV32

- 当在 `satp` 寄存器中启用了分页时, 虚拟地址映射启动。
- 1. `satp.PPN` 给出一级页表基址, `VA[31:22]` `VPN[1]` 给出一级页号, CPU 会读取位于地址 $(\text{satp.PPN} \times 4096 + \text{VA}[31:22] \times 4)$ 的页表项。
- 2. 该 PTE 包含二级页表的基址, `VA[21:12]` 给出二级页号, CPU 读取位于地址 $(\text{PTE.PPN} \times 4096 + \text{VA}[21:12] \times 4)$ 的叶节点页表项。
- 3. 叶节点页表项的 PPN 字段和页内偏移 (原始虚址的最低 12 个有效位) 组成了最终结果: 物理地址就是 $(\text{LeafPTE.PPN} \times 4096 + \text{VA}[11:0])$

RISC-V 地址转换



• Sv39 in RV64

- 地址映射要计算三次
- $(\text{satp.PPN} \times 4K + \text{L2} \times 8)$ 的页目录项
- $(\text{PTE.PPN} \times 4K + \text{L1} \times 8)$ 的二级页目录项
- $(\text{LeafPTE.PPN} \times 4K + \text{L0} \times 8)$ 叶节点页表项
- 叶节点页表项的 PPN 字段 $\times 4K + \text{Offset}$

第五讲物理内存管理: 非连续内存分配

第 7 节使能 RISC-V 页表

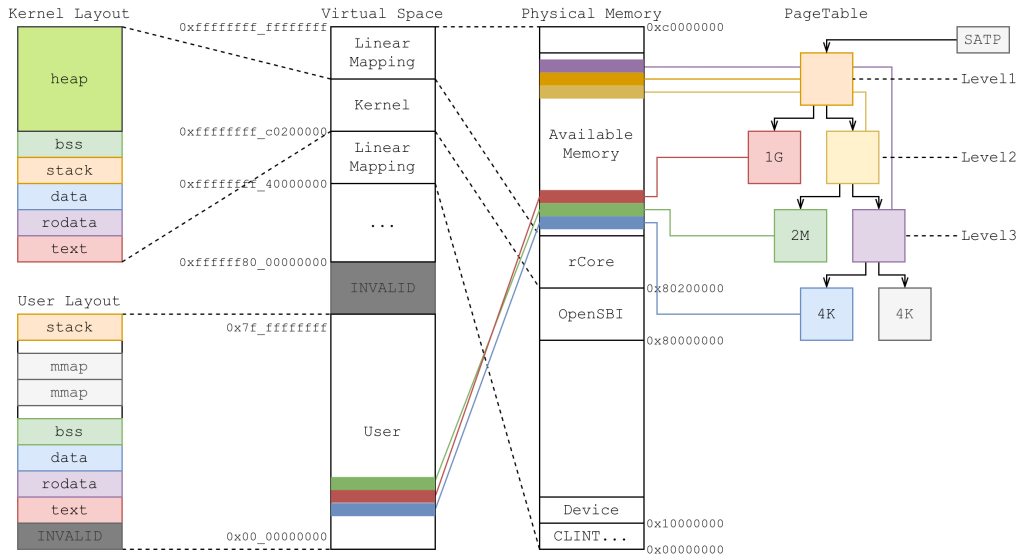
向勇、陈渝

清华大学计算机系

xyong,yuchen@tsinghua.edu.cn

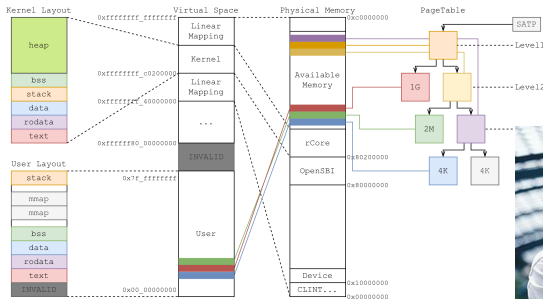
2020 年 5 月 5 日

使能 RISC-V 页表



OS 配置页表的流程

- 为页表分配物理内存
- 确定映射的物理空间与虚拟空间
- 创建页表
- 设置 satp, 刷新 TLB, 使能页表



Talk is cheap. Show me the code.

(Linus Torvalds)