lab2

思考题

Thinking 2.1

Q:请根据上述说明，回答问题：在编写的 C 程序中，指针变量中存储的地址被视为虚拟地址，还是物理地址？MIPS汇编程序中lw和sw指令使用的地址被视为虚拟地址，还是物理地址？

A:均为虚拟地址

> 在实际程序中，访存、跳转等指令以及用于取指的PC寄存器中的访存目标地址都是虚拟地址。我们编写的C程序中也经常通过对指针解引用来进行访存，其中指针的值也会被视为虚拟地址，经过编译后生成相应的访存指令。

Thinking 2.2

Q:请思考下述两个问题：

• 从可重用性的角度，阐述用宏来实现链表的好处。

A:指导书中讲“C语言并没有泛型的语法，因此需要通过宏另辟蹊径来实现泛型”。

> 泛型：泛型是 Java SE5 出现的新特性，泛型的本质是**类型参数化或参数化类型**，在不创建新的类型的情况下，通过泛型指定的不同类型来控制形参具体限制的类型。

所以用宏实现链表可以容易地创建某个数据类型的链表，只需要在使用宏时传入对应的数据类型名称即可。故可重用性极高。

• 查看实验环境中的/usr/include/sys/queue.h，了解其中单向链表与循环链表的实现，比较它们与本实验中使用的双向链表，分析三者在插入与删除操作上的性能差异。

A:

双向链表：在插入和删除节点时，由于每个节点都有指向前一个节点的指针，可以直接定位目标节点的前一个节点，时间复杂度为O(1)。

> /usr/include/sys/queue.h包含以下几种数据结构：
>
> 1. 双链表（List）
> 2. 单链表（Singly-linked List）
> 3. 单链尾队列（Singly-linked Tail queue）
> 4. 简单队列（Simple queue）
> 5. 双链尾队列（Tail queue）
> 6. 循环队列（Circular queue）

```
#define SLIST_INSERT_AFTER(slistelm, elm, field) do {                   \
        (elm)->field.sle_next = (slistelm)->field.sle_next;             \
        (slistelm)->field.sle_next = (elm);                             \
} while (/*CONSTCOND*/0)

#define SLIST_INSERT_HEAD(head, elm, field) do {                        \
        (elm)->field.sle_next = (head)->slh_first;                      \
        (head)->slh_first = (elm);                                      \
} while (/*CONSTCOND*/0)

#define SLIST_REMOVE_HEAD(head, field) do {                             \
        (head)->slh_first = (head)->slh_first->field.sle_next;          \
} while (/*CONSTCOND*/0)

#define SLIST_REMOVE(head, elm, type, field) do {                       \
        if ((head)->slh_first == (elm)) {                               \
                SLIST_REMOVE_HEAD((head), field);                       \
        }                                                               \
        else {                                                          \
                struct type *curelm = (head)->slh_first;                \
                while(curelm->field.sle_next != (elm))                  \
                        curelm = curelm->field.sle_next;                \
                curelm->field.sle_next =                                \
                    curelm->field.sle_next->field.sle_next;             \
        }                                                               \
} while (/*CONSTCOND*/0)

#define SLIST_FOREACH(var, head, field)                                 \
        for((var) = (head)->slh_first; (var); (var) = (var)->field.sle_next)
```

单向链表：对于单纯的插入和删除操作只有O(1)的时间复杂度。但是单向链表在插入和删除节点时，需要遍历链表找到目标节点的前一个节点，因此时间复杂度为O(n)。

```
#define CIRCLEQ_INSERT_AFTER(head, listelm, elm, field) do {            \
        (elm)->field.cqe_next = (listelm)->field.cqe_next;              \
        (elm)->field.cqe_prev = (listelm);                              \
        if ((listelm)->field.cqe_next == (void *)(head))                \
                (head)->cqh_last = (elm);                               \
        else                                                            \
                (listelm)->field.cqe_next->field.cqe_prev = (elm);      \
        (listelm)->field.cqe_next = (elm);                              \
} while (/*CONSTCOND*/0)

#define CIRCLEQ_INSERT_BEFORE(head, listelm, elm, field) do {           \
        (elm)->field.cqe_next = (listelm);                              \
        (elm)->field.cqe_prev = (listelm)->field.cqe_prev;              \
        if ((listelm)->field.cqe_prev == (void *)(head))                \
                (head)->cqh_first = (elm);                              \
        else                                                            \
                (listelm)->field.cqe_prev->field.cqe_next = (elm);      \
        (listelm)->field.cqe_prev = (elm);                              \
} while (/*CONSTCOND*/0)
```

```
513 #define CIRCLEQ_INSERT_HEAD(head, elm, field) do {                      \
514         (elm)->field.cqe_next = (head)->cqh_first;                      \
515         (elm)->field.cqe_prev = (void *)(head);                         \
516         if ((head)->cqh_last == (void *)(head))                         \
517                 (head)->cqh_last = (elm);                               \
518         else                                                            \
519                 (head)->cqh_first->field.cqe_prev = (elm);              \
520         (head)->cqh_first = (elm);                                      \
521 } while (/*CONSTCOND*/0)
522
523 #define CIRCLEQ_INSERT_TAIL(head, elm, field) do {                      \
524         (elm)->field.cqe_next = (void *)(head);                         \
525         (elm)->field.cqe_prev = (head)->cqh_last;                       \
526         if ((head)->cqh_first == (void *)(head))                        \
527                 (head)->cqh_first = (elm);                              \
528         else                                                            \
529                 (head)->cqh_last->field.cqe_next = (elm);               \
530         (head)->cqh_last = (elm);                                       \
531 } while (/*CONSTCOND*/0)
```

```
533 #define CIRCLEQ_REMOVE(head, elm, field) do {                           \
534         if ((elm)->field.cqe_next == (void *)(head))                    \
535                 (head)->cqh_last = (elm)->field.cqe_prev;               \
536         else                                                            \
537                 (elm)->field.cqe_next->field.cqe_prev =                 \
538                     (elm)->field.cqe_prev;                              \
539         if ((elm)->field.cqe_prev == (void *)(head))                    \
540                 (head)->cqh_first = (elm)->field.cqe_next;              \
541         else                                                            \
542                 (elm)->field.cqe_prev->field.cqe_next =                 \
543                     (elm)->field.cqe_next;                              \
544 } while (/*CONSTCOND*/0)
```

循环链表：

- 单向循环链表：需要遍历链表找到目标节点的前一个节点，时间复杂度会为O(n)。
- 双向循环链表：每个节点都有指向前一个节点和下一个节点的指针，时间复杂度会为O(1)。

Thinking 2.3

Q:请阅读include/queue.h以及include/pmap.h,将Page_list的结构梳 理清楚，选择正确的展开结构。

A:C

```c
struct Page_list {
    struct Page {
        struct {
            struct page *le_next;  /* next element */
            struct page **le_prev; /* address of previous next element */
        } pp_link;
        u_short pp_ref;
    } *lh_fist;
}
```

```c
//pmap.h
```

```
LIST_HEAD(Page_list, Page);

//queue.h
#define LIST_HEAD(name, type) \
    struct name { \
        struct type *lh_first; /* first element */ \
    }

//pmap.h
struct Page {
    Page_LIST_entry_t pp_link; /* free list link */

    // Ref is the count of pointers (usually in page table entries)
    // to this page.  This only holds for pages allocated using
    // page_alloc.  Pages allocated at boot time using pmap.c's "alloc"
    // do not have valid reference count fields.

    u_short pp_ref;
};

//pmap.h
typedef LIST_ENTRY(Page) Page_LIST_entry_t;

//queue.h
#define LIST_ENTRY(type) \
    struct { \
        struct type *le_next;  /* next element */ \
        struct type **le_prev; /* address of previous next element */ \
    }
```

Thinking 2.4

Q:请思考下面两个问题：

• 请阅读上面有关TLB的描述，从虚拟内存和多进程操作系统的实现角度，阐述ASID 的必要性。

A:在多进程操作系统中，每个进程都有自己独立的虚拟地址空间，ASID可以帮助区分不同进程的TLB缓存条目。这样，当操作系统切换上下文到另一个进程时，可以清除或刷新TLB中与上一个进程相关的转换信息，避免出现地址空间混乱。

• 请阅读 MIPS 4Kc 文档《MIPS32® 4K™ Processor Core Family Software User's Manual》的 Section 3.3.1 与 Section 3.4，结合 ASID 段的位数，说明 4Kc 中可容纳 不同的地址空间的最大数量。

A:在 MIPS 4Kc 中，ASID 段有8位，那么它可以容纳的不同地址空间的最大数量为 2^8

Thinking2.5

Q:请回答下述三个问题：

•tlb_invalidate和tlb_out的调用关系？

A:tlb_invalidate调用tlb_out，tlb_out是叶子函数

•请用一句话概括tlb_invalidate的作用。

A:删除某个虚拟地址在 TLB 中的旧表项。

•逐行解释tlb_out中的汇编代码。

A:

```
LEAF(tlb_out)
.set noreorder
    mfc0    t0, CP0_ENTRYHI
    #存储原有的EnryHi寄存器的值到$t0,用于函数结束时恢复
    mtc0    a0, CP0_ENTRYHI
    #将传入的参数设置为EnryHi新的值
    nop
    tlbp
    #根据EntryHi中的Key(包含VPN与ASID)，查找 TLB 中与之对应的表项，并将表项的索引存入Index寄存器
    nop
    mfc0    t1, CP0_INDEX
    #将tlbp的执行后Index寄存器的结果保存到$t1
.set reorder
    bltz    t1, NO_SUCH_ENTRY
    #Index寄存器中值小于0,表示没有查到该表项
.set noreorder
    mtc0    zero, CP0_ENTRYHI
    mtc0    zero, CP0_ENTRYLO0
    mtc0    zero, CP0_ENTRYLO1
    #将三个寄存器中的值置零方便清空
    nop
    tlbwi
    #以Index寄存器中的值为索引，将此时EntryHi与EntryLo0、EntryLo1的值写到索引指定的TLB表项中
.set reorder

NO_SUCH_ENTRY:
    mtc0    t0, CP0_ENTRYHI
    #恢复调用前EnryHi寄存器的值
    j       ra
    #跳回
END(tlb_out)
```

Thinking 2.6

Q:从下述三个问题中任选其一回答：

• 简单了解并叙述X86体系结构中的内存管理机制，比较X86和MIPS在内存管理上的区别。

• 简单了解并叙述RISC-V 中的内存管理机制，比较RISC-V 与 MIPS 在内存管理上的区别。

• 简单了解并叙述LoongArch 中的内存管理机制，比较 LoongArch 与 MIPS 在内存管理上的区别。

> RISC-V 与 MIPS 在内存管理上的区别

RISC-V提供三种权限模式（MSU），而MIPS只提供内核态和用户态两种权限状态。RISC-V SV39支持39位虚拟内存空间，每一页占用4KB，使用三级页表访存。

> RISC-V 内存管理机制

内存布局

内存布局定义在/kernel/include/mm/memlayout.h当中

具体内存表如下

S-Mode内核地址空间布局

```
    VA_MAX ---------------->+--------------------------+-------0x7f ffff ffff
                            |       TRAMPOLINE         |       BY2PG
    TRAMPOLINE ------------>+--------------------------+-----------------
                            |                          |
    PHYSICAL_MEMORY_END --->+--------------------------+-------0x8800 0000
                            |                          |
    kernelEnd ------------->+--------------------------+-----------------
                            |       Kernel Data        |
    textEnd --------------->+--------------------------+-----------------
                            |       Kernel Text        |
    BASE_ADDRESS, --------->+--------------------------+-------0x8020 0000
    kernelStart -/          |                          |
                            |       OpenSBI            |
    PHYSICAL_MEMORY_BASE -->+--------------------------+-------0x8000 0000
                            |                          |
    ----------------------->+--------------------------+-----------------
                            |       VIRTIO             |
    VIRTIO ---------------->+--------------------------+-------0x1000 1000
                            |                          |
    ----------------------->+--------------------------+-----------------
                            |       UART0              |
    UART0 ----------------->+--------------------------+-------0x1000 0000
                            |                          |
    ----------------------->+--------------------------+-----------------
                            |       PILC               |
    PILC  ----------------->+--------------------------+-------0x0c00 0000
                            |                          |
    ----------------------->+--------------------------+-----------------
                            |       CLINT              |
    CLINT ----------------->+--------------------------+-------0x0200 0000
                            |       invalid memory     |
    0 --------------------->+--------------------------+-------0x0000 0000
```

U-Mode用户地址空间布局

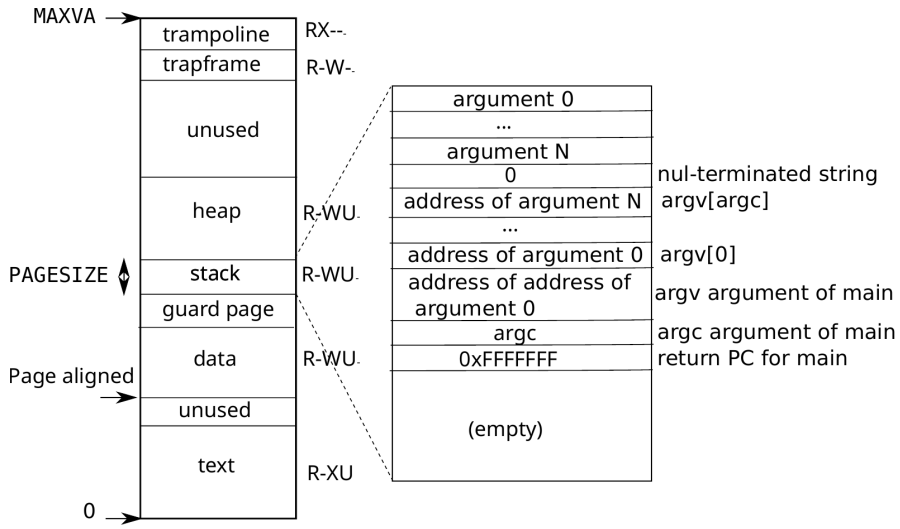


Figure 3.4: A process's user address space, with its initial stack.

虚拟页式管理（Sv39内存布局）

39位有效VA

根据SV-39的约定，对于一个64位的虚拟地址，只使用其低39位来进行地址转换，而高25位不做使用，未来Risc-V有可能用来定义更多的翻译级别。

💡 因此该布局下最大的虚拟地址即为(1<<39)-1，也就是0x7f ffff ffff

三级页表机制

Sv39为页式的内存管理，每一页的大小为4kb，即4096bytes。采用三级页表来完成虚拟地址到物理地址的映射。

satp寄存器

satp(Supervisor Address Translation and Protection)寄存器是Risc-V架构下的一个特权寄存器，用来告知cpu根页表的地址，其具体布局如下

63-60	59-44	43-0
mode	asid	ppn

- mode用来表示内存布局，这里我们设置为8，告知cpu我们采取Sv-39内存布局方式
- asid为地址空间的id（暂时先不管）
- ppn为页表基地址的物理页号，由于一页大小为4kb，因此即为页表的物理地址右移12位即可

虚拟地址和物理地址

Sv-39的虚拟地址和物理地址格式如下

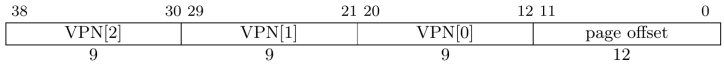


Figure 4.19: Sv39 virtual address.

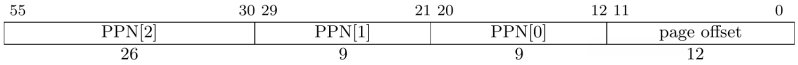


Figure 4.20: Sv39 physical address.

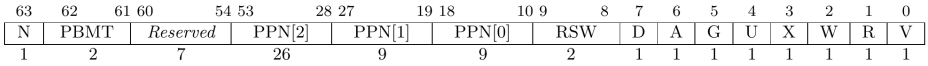
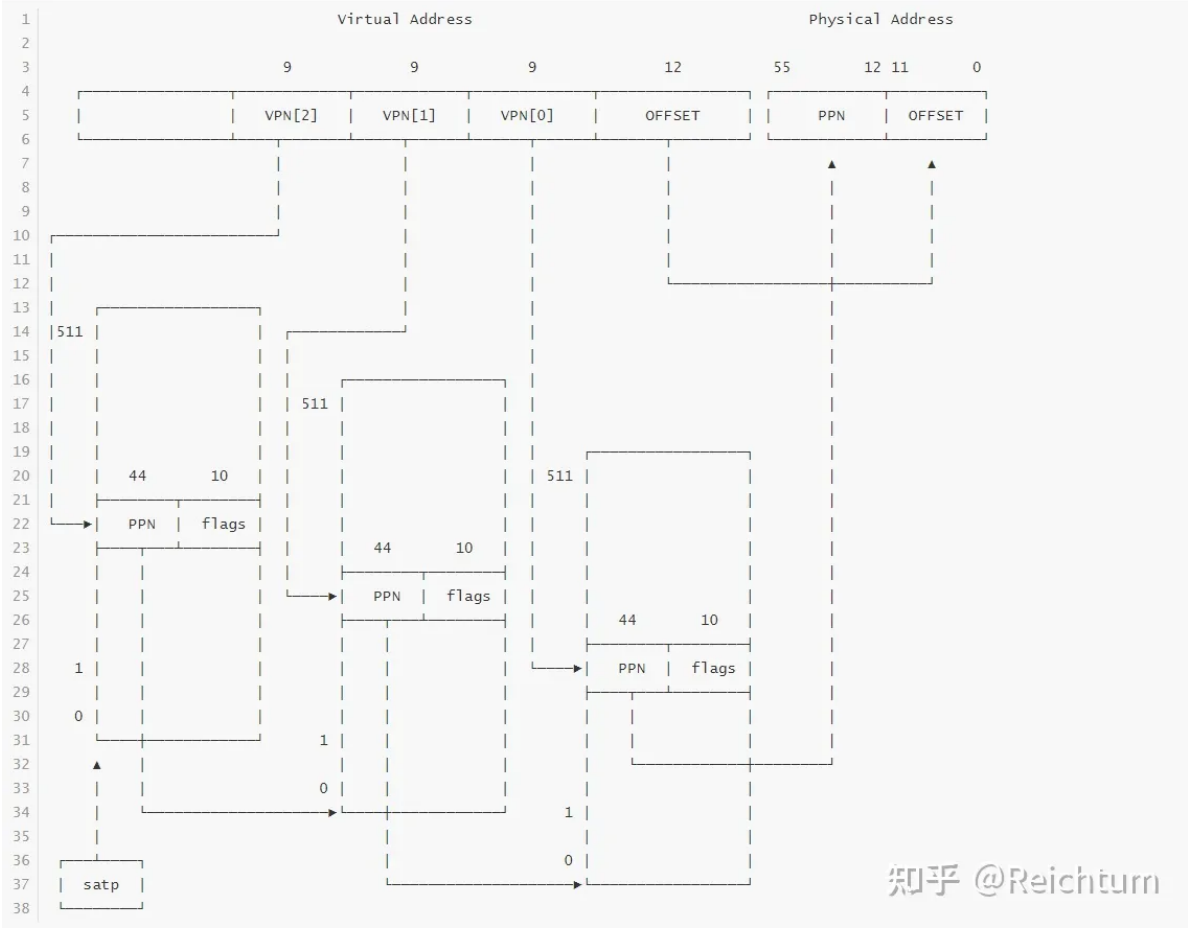


Figure 4.21: Sv39 page table entry.

对于一个虚拟地址而言，VPN[2]为第一级页号，查询过程如下：

- satp寄存器存储了根页表的物理地址，将根页表的物理地址加上页表项大小（8bytes）*第一级页号即可找到其对应表项。
- 表项的布局如上图（Sv39 page table entry），其53-10位为下一级页表（第二级页表）的页号，低10位用作标记位
- 由此获得了第二级页表的基地址（页号左移12位），此时再用VPN[1]去查询第三级页表的基地址即可。
- 如此获得第三级页表项，其存储的页号即为最终对应的物理页号，将其左移12位再加上page offset，就得到了对应的物理地址



页表项的标记位

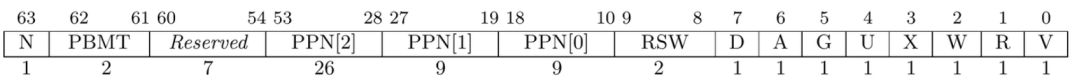


Figure 4.21: Sv39 page table entry.

上述过程已经可以查询到对应的物理地址，但页表项中的标记位也携带了一些额外的信息，下面加以解释

- RSW: Reserved for use by Supervisor softWare
- D: Dirty bit
  - exception: a virtual page is written and the D bit is clear
- A: Accessed bit
  - exception: a virtual page is accessed and the A bit is clear
- 可以将DA 总是设置为 1避免产生上述异常（存疑，qs文档）
- U: User mode bit
  - U-mode 访问许可位
  - S-mode *一般* 不可访问
- For non-leaf PTEs, the D, A, and U bits are reserved for future standard use
- R: Read bit
- W: Write bit
- X: eXecute bit
- RWX 具体作用见下
- V: Valid bit
  - 有效位

在 RISC-V 中，PTE 有两种：

- 叶 PTE：指向一个物理页 PPN
- 非叶 PTE：指向一个页表 PPN

实际上位于任何级的 PTE 都可能成为叶 PTE，也就是不通过三级页表映射就查询到一个物理地址（RX非0）。非最低级的 PTE 作为叶 PTE 时则会形成超级页。

例如，如果第一级页表所查询到的页表项的R位或X位非0，则页表项中的PPN[2]即为物理地址的页号，而此时其一页的大小也对应的为$2^{12+9+9}=2^{30}$bits（此时PPN[1]和PPN[0]都为0，否则抛出异常），也就是1GB，这就是一个超级页。因此Sv-39下页的大小可能为4Kb，2Mb和1Gb。

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

Table 4.5: Encoding of PTE R/W/X fields.

难点分析

0.预备知识

在 include/pmap.h 、 include/mmu.h 中：

- PDX(va)： 页目录偏移量（查找遍历页表时常用）
- PTX(va)： 页表偏移量（查找遍历页表时常用）
- PTE_ADDR(pte)： 获取页表项中的物理地址（读取 pte 时常用）
- PADDR(kva)： kseg0 处虚地址 → 物理地址
- KADDR(pa)： 物理地址 → kseg0 处虚地址（读取 pte 后可进行转换）
- va2pa(Pde *pgdir, u_long va)： 查页表，虚地址 → 物理地址（测试时常用）
- pa2page(u_long pa)： 物理地址 → 页控制块（读取 pte 后可进行转换）
- page2pa(struct Page *pp)： 页控制块 → 物理地址（填充 pte 时常用）

1.MIPS4Kc内存映射布局

	虚拟地址	物理地址	访问方式	用途
kseg1	0xa0000000~0xbfffffff	虚拟地址的最高3 位置 0	不通过cache 访存	可以用于访问外设
kseg0	0x80000000~0x9fffffff	虚拟地址的最高位置0	通过cache访存	用于存放内核代码与数据
kuseg	0x00000000~0x7fffffff	通过 TLB 转换成物理地址	通过cache访存	用于存放用户程序代码与数据

2.物理内存的管理方法（链表法）

为了使用链表，我们需要定义两个结构 `LIST_HEAD` 和 `LIST_ENTRY`。前者表示链表头或链表本身的类型，后者表示链表中元素的类型。通过宏定义可知，`LIST_HEAD(name, type)` 表示创建一个元素类型为 `type` 的链表，这个链表类型名为 `name`。`LIST_ENTRY(type)` 表示创建一个类型为 `type` 的链表元素。

```
#define LIST_HEAD(name, type) \
    struct name { \
        struct type *lh_first; /* first element */ \
    }

#define LIST_ENTRY(type) \
    struct { \
        struct type *le_next;  /* next element */ \
        struct type **le_prev; /* address of previous next element */ \
    }
```

3.虚拟内存的管理方法（两级页表）

指导书如是说：

> MOS中用PADDR 与KADDR 这两个宏可以对位于kseg0 的虚拟地址和对应的物理地址进行转换。但是，对于位于kuseg 的虚拟地址，MOS中采用两级页表结构对其进行地址转换。

提及函数及作用：

- int pgdir_walk(Pde *pgdir, u_long va, int creat, Pte **ppte)

将一级页表基地址pgdir对应的两级页表结构中va虚拟地址所在的二级页表项的指针 存储在 ppte指向的空间上。

> /* 将 va 虚拟地址所在的二级页表项的指针存储在 ppte 指向的空间上
> *ppte = va 虚拟地址所在的二级页表项的指针
> = 二级页表基地址（指向二级页表的指针） + va所对的二级页表项在二级页表的偏移

```
    *ppte = (Pte *)KADDR(PTE_ADDR(*pgdir_entryp)) + PTX(va);
    二级页表基地址（指向二级页表的指针）：
            页目录项      ->    二级页表的物理地址      ->      二级页表的虚拟地址
        ->          指向二级页表的指针
        (*pgdir_entryp) 到 PTE_ADDR(*pgdir_entryp) 到
KADDR(PTE_ADDR(*pgdir_entryp)) 到 (Pte *)KADDR(PTE_ADDR(*pgdir_entryp))

    va所对的二级页表项在二级页表的偏移： PTX(va) */
```

- int page_insert(Pde *pgdir,u_int asid,structPage *pp,u_long va,u_int perm)

将一级页表基地址pgdir对应的两级页表结构中虚拟地址va映射到页控制块pp对应的物理页面，并将页表项权限为设置为perm。

- struct Page *page_lookup(Pde *pgdir,u_long va,Pte **ppt)

返回一级页表基地址pgdir对应的两级页表结构中虚拟地址va映射的物理页面的页控制块，同时将ppte指向的空间设为对应的二级页表项地址。

- void page_remove(Pde*pgdir,u_intasid,u_longva)

删除一级页表基地址 pgdir对应的两级页表结构中虚拟地址va对物理地址的映射。如果存在这样的映射，那么对应 物理页面的引用次数会减少一次。

注：一级页表项的指针（Pde*）和二级页表项的指针（Pte*）的值都是虚拟地址，对他们取值后是为其分配的物理地址。

4.TLB清除与重填的流程

tlbr：以 Index 寄存器中的值为索引，读出TLB中对应的表项到EntryHi与EntryLo0、EntryLo1。

tlbwi：以 Index 寄存器中的值为索引，将此时EntryHi与EntryLo0、EntryLo1 的值写到索引指定的TLB表项中。

tlbwr：将 EntryHi 与 EntryLo0、EntryLo1 的数据随机写到一个 TLB 表项中（此处使用Random 寄存器来“随机”指定表项，Random寄存器本质上是一个不停运行的循环计数器）

tlbp：根据EntryHi 中的 Key（包含 VPN 与 ASID），查找 TLB 中与之对应的表项，并将表项的索引存入 Index 寄存器（若未找到匹配项，则Index最高位被置1）

5.叶子函数和非叶子函数

实验体会

lab2-exam

题目概要：统计所有二级页表项中，其对应的物理页框的引用数目大于某个值的二级页表项数目。

主要思路：

利用zy学姐博客中的对所有二级页表项的遍历方法，只需完善if判断条件：

```
    int count = 0;//统计满足条件的页表项的数量
    Pde *pde;
    Pte *pte;
    for (int i = 0; i < 1024; i++) {
        pde = pgdir + i;
        if(!(*pde & PTE_V)) { //当前页目录是否有效
            continue;
        }

        for (int j = 0; j< 1024;j++ ){
            pte = (Pte*)KADDR(PTE_ADDR(*pde)) + j;
            if (!(*pte & PTE_V)) { ////当前页表是否有效
                continue;
            }
            /*if判断条件*/
            count++
        }
    }
```

lab2-extra

题目概要：简易版伙伴系统(第一眼还以为是21年那个很难很难的考题)

伙伴系统将高地址划32MB分为数个内存区间，每个内存区间有两种状态：已分配和未分配。每个内存区间的大小只可能是 4KB和8KB。初始，32MB均被化为8KB的内存区间且状态均为未分配。buddy_free_list[0]链表中为存储大小为4KB的空闲空间，buddy_free_list[1]链表中存储大小为8KB的空闲空间。要求实现分配函数 `buddy_alloc` 和释放函数 `buddy_free`

主要思路：

分配函数 `buddy_alloc` ：由于只有两种分配空间大小的选择，所以逻辑很简单。

释放函数 `buddy_free`：释放8KB的空间时直接释放，释放4KB的空间时需要遍历buddy_free_list[0]寻找伙伴是否空闲：空闲需要合并后插入buddy_free_list[1]，否则直接插入buddy_free_list[0]。

Reference

1. https://yanna-zy.gitee.io/2023/04/10/BUAA-OS-2/#post-comment
2. RISC-V Sv39 虚拟内存总结 - 知乎 (zhihu.com)