操作系统实验报告

物理内存和页表

信息安全　　2313781 李胜林　2312796 张肇秋　2312323 杨中秀

一、实验目的

- 理解页表的建立和使用方法
- 理解物理内存的管理方法
- 理解页面分配算法

二、实验练习

练习1：理解first-fit 连续物理内存分配算法

first-fit 连续物理内存分配算法作为物理内存分配一个很基础的方法，需要同学们理解它的实现过程。请大家仔细阅读实验手册的教程并结合`kern/mm/default_pmm.c`中的相关代码，认真分析default_init，default_init_memmap，default_alloc_pages， default_free_pages等相关函数，并描述程序在进行物理内存分配的过程以及各个函数的作用。 请在实验报告中简要说明你的设计实现过程。请回答如下问题：

- 你的first fit算法是否有进一步的改进空间?

练习2：实现 Best-Fit 连续物理内存分配算法

在完成练习一后，参考kern/mm/default_pmm.c对First Fit算法的实现，编程实现Best Fit页面分配算法，算法的时空复杂度不做要求，能通过测试即可。 请在实验报告中简要说明你的设计实现过程，阐述代码是如何对物理内存进行分配和释放，并回答如下问题：

- 你的 Best-Fit 算法是否有进一步的改进空间?

扩展练习Challenge：buddy system（伙伴系统）分配算法

Buddy System算法把系统中的可用存储空间划分为存储块(Block)来进行管理, 每个存储块的大小必须是2的n次幂(Pow(2, n)), 即1, 2, 4, 8, 16, 32, 64, 128

扩展练习Challenge：任意大小的内存单元slub分配算法

slub算法，实现两层架构的高效内存单元分配，第一层是基于页大小的内存分配，第二层是在第一层基础上实现基于任意大小的内存分配。可简化实现，能够体现其主体思想即可。

扩展练习Challenge：硬件的可用物理内存范围的获取方法

如果 OS 无法提前知道当前硬件的可用物理内存范围，请问你有何办法让 OS 获取可用物理内存范围?

三、练习解答

（一）理解first-fit 连续物理内存分配算法

1.程序在进行物理内存分配的过程

（1）初始化阶段

在系统启动时，调用pmm_init函数初始化物理内存管理器，然后调用page_init和pmm->init_memmap完成空闲链表的初始化和建立初始可用物理内存映射的函数。

（2）内存分配过程(alloc_pages)

在alloc_pages函数中，首先检查内存分配请求是否合法，如果请求的页数超过可用的总数，就会直接调用失败，返回NULL。随后顺序检索空闲的链表，当找到第一个（first）大小足够的块的时候就停止。接着分配检索到的内存块，将符合条件的第一个内存块从链表中移出(list_del)，然后将这个块中需要使用的大小分割出来，将剩下的块作为新的空闲块，插入空闲块表中(list_add)。最后更新空闲页的个数，返回分配页的指针。

（3）内存释放过程(free_pages)

首先进行页面的验证和重置，我们要确定页面的状态，将其所有的标志都清除(set_page_ref,0)，将引用计数归零。随后设置被释放块的属性，设置块的大小、将其标志位空闲块的首页，增加空闲页的计数。接着按照地址顺序将释放的块插入空闲块链表中(list_add)，然后检查这个新插入的块是否与前后块相邻，如果相邻则将块合并(ClearPageProperty&list_del)，否则，不进行合并操作。

2.重要函数的作用

default_init

初始化空闲内存块链表，并将空闲链表计数`nr_free`设置为0。

default_init_memmap

初始化从 base 开始的 n 个连续物理页，按低地址在前的顺序将空闲块插入链表，并更新第一页的Property信息及空闲页数目计数。

default_alloc_pages

从链表头部开始扫描，找到第一个大小 ≥ n 页的空闲块，如果找到的块大于需求，进行分割，将该空闲块的前n页用于分配，剩余部分作为新空闲块重新插入链表，并更新空闲页面计数`nr_free`。

default_free_pages

释放从 base 开始的 n 个连续页，然后按地址顺序将释放的块插入链表，最后尝试与前后相邻的空闲块合并。

（二）实现 Best-Fit 连续物理内存分配算法

在这个部分，修改的代码主要是default_alloc_pages，在原来（FirstFit）的基础上，进行当前可使用空闲块与先前最小空闲块的比较，代码实现过程如下所示：

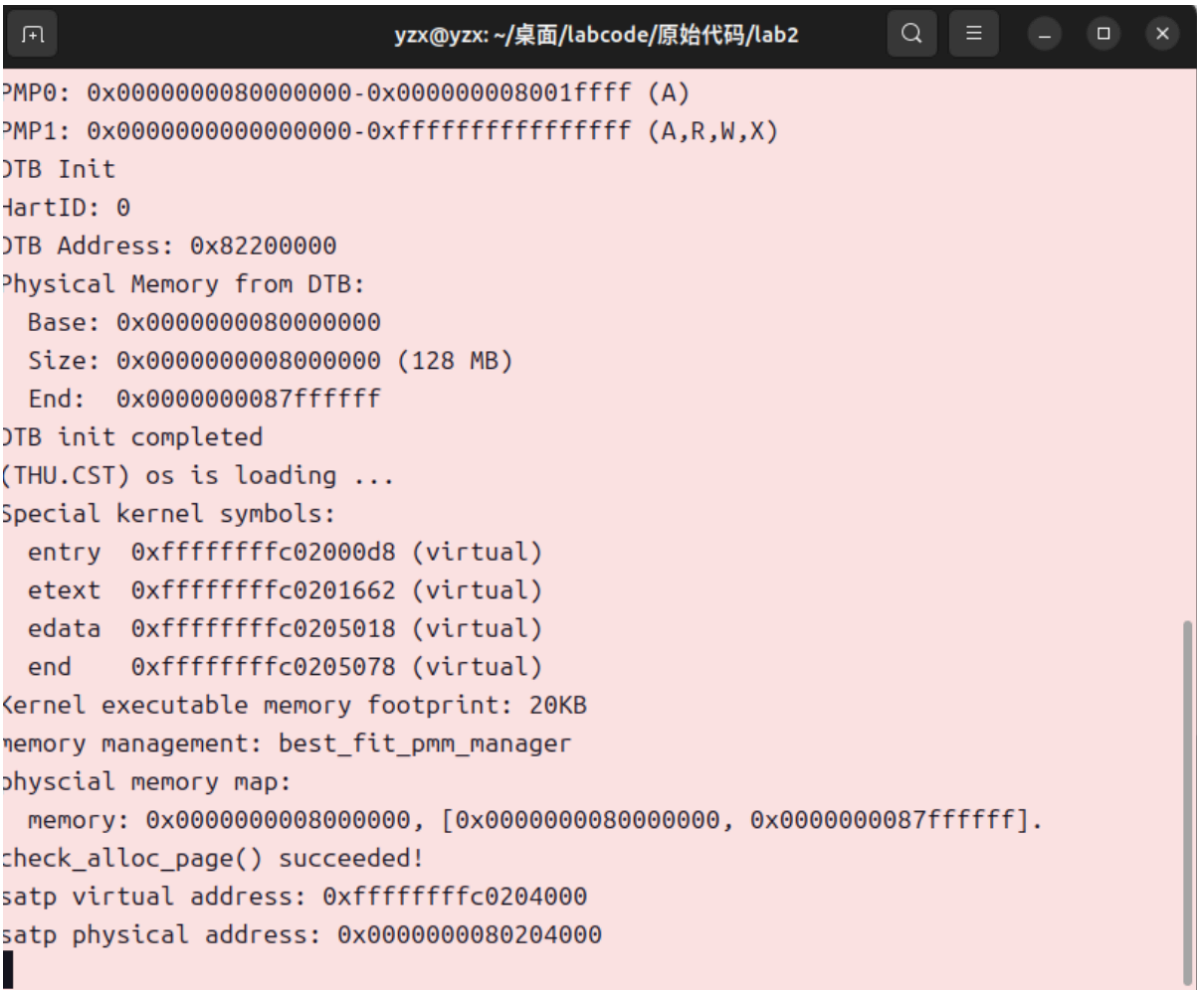
```
/*LAB2 EXERCISE 2: 2312323*/
    // 下面的代码是first-fit的部分代码，请修改下面的代码改为best-fit
    // 遍历空闲链表，查找满足需求的空闲页框
    // 如果找到满足需求的页面，记录该页面以及当前找到的最小连续空闲页框数量

    while ((le = list_next(le)) != &free_list) {
        struct Page *p = le2page(le, page_link);
        if (p->property >= n && p->property < min_size) {
            page = p;
            min_size = p->property;//update the mark of temp size
            //break;
        }
    }
```

其余部分的需要添加的代码与FirstFit一致，不需要进行修改。

```
/*LAB2 EXERCISE 2: 2312323*/
        // 清空当前页框的标志和属性信息，并将页框的引用计数设置为0
        p->flags = p->property = 0;
        set_page_ref(p, 0);

/*LAB2 EXERCISE 2: 2312323*/
       // 编写代码
       // 1、当base < page时，找到第一个大于base的页，将base插入到它前面，并退出循环
       // 2、当list_next(le) == &free_list时，若已经到达链表结尾，将base插入到链表尾部
       if (base < page) {
           list_add_before(le, &(base->page_link));
           break;
       } else if (list_next(le) == &free_list) {
           list_add(le, &(base->page_link));//list_add calls list_add_after
       }

/*LAB2 EXERCISE 2: 2312323*/
    // 编写代码
    // 具体来说就是设置当前页块的属性为释放的页块数、并将当前页块标记为已分配状态、最后增加nr_free的值
    base->property = n;
    SetPageProperty(base);
    nr_free += n;

/*LAB2 EXERCISE 2: 2312323*/
    // 编写代码
    // 1、判断前面的空闲页块是否与当前页块是连续的，如果是连续的，则将当前页块合并到前面的空闲页块中
    // 2、首先更新前一个空闲页块的大小，加上当前页块的大小
    // 3、清除当前页块的属性标记，表示不再是空闲页块
    // 4、从链表中删除当前页块
    // 5、将指针指向前一个空闲页块，以便继续检查合并后的连续空闲页块
    if (p + p->property == base) {
        p->property += base->property;
        ClearPageProperty(base);
        list_del(&(base->page_link));
        base = p;
```

```
36      }
```

随后我们执行`make qemu`发现运行结果如下所示：



我们看到了`check_alloc_page() succeeded!`说明我们的BestFit算法是正确的。

此外，我们发现如果一直使用链表维护空白堆表的话，每次遍历至少会遍历全部的元素，其时间复杂度为`O(n)`，尤其是当面对较大的内存时，这样便利的方式带来的弊端将尤其显著，我们可以通过使用堆的设计思路，将时间复杂度降为`O(logn)`。此外，如果一直使用BestFit算法的话，会导致产生大量的小碎片，这些块大小太小，可能导致之后一直无法利用。针对这个情况，我们认为可以通过设置一个最小剩余块的大小，当大小大于这个最小剩余块时，才能进行分配与分割，或者对于已分配出去的页进行动态管理，当发现两块已分配出去的块之间有较小的块时，对其进行合并以减少长期存在的内存碎片。

（三）buddy system（伙伴系统）分配算法

Buddy System算法把系统中的可用存储空间划分为存储块(Block)来进行管理, 每个存储块的大小必须是2的n次幂，当有页被分配时，将首个可分配的页面分裂成尽可能小的能够满足需求的块以进行分配，当页被释放时，循环检测相邻的块间是否存在伙伴关系，如果存在，将互为伙伴的块进行合并，从而在一定程度上减少内存中过小的内存碎片。

buddy_pmm.h

```
#ifndef __KERN_MM_BUDDY_PMM_H__
#define __KERN_MM_BUDDY_PMM_H__

#include <pmm.h>

extern const struct pmm_manager buddy_pmm_manager;

#endif /* !__KERN_MM_BUDDY_PMM_H__ */
```

这里，我们设置`buddy_pmm.h`的头文件如上所示，这个头文件与`best_fit_pmm.h`等相似，都是进行一些定义以及引用外部头文件。

buddy_pmm.c

在这个文件中，我们与`best_fit_pmm.c`类似，主要是设计四个分配释放函数以及一个测试函数。

一些属性定义及初始化函数

```
#include <pmm.h>
#include <list.h>
#include <string.h>
#include <stdio.h>
#include <buddy_pmm.h>
//伙伴系统支持的最大阶数，2^15 = 32768页
#define BUDDY_MAX_ORDER       15
#define MAX_BUDDY_PAGES       (1 << BUDDY_MAX_ORDER)
//每个阶数对应的空闲区域，free_area[i]管理大小为2^i的内存块
static free_area_t free_area[BUDDY_MAX_ORDER + 1];
//删除错误的宏定义
// #define nr_free (free_area->nr_free)
//记录每个物理页的阶数
static int buddy_order[MAX_BUDDY_PAGES];
//记录伙伴系统的内存基址
static struct Page *buddy_base;
//判断一个数是否是2的幂次方
static inline int
is_power_of_2(size_t n) {
    return (n & (n - 1)) == 0;
}
//将一个数向上取整为最近的2的幂次方
static inline size_t
round_up_power_of_2(size_t n) {
    size_t ret = 1;
    while (ret < n) {
        ret <<= 1;
    }
    return ret;
}
//计算满足大小为n的内存块所需的阶数,既满足2^order>=n
static int
get_order(size_t n) {
    int order = 0;
    size_t size = 1;
```

```
    while (size < n) {
        order++;
        size <<= 1;
    }
    return order;
}
//获取空闲页面的总数
static size_t
buddy_nr_free_pages(void) {
    size_t total = 0;
    for (int i = 0; i <= BUDDY_MAX_ORDER; i++) {
        total += free_area[i].nr_free;
    }
    return total;
}
```

buddy_init:初始化伙伴系统

```
static void
buddy_init(void) {
    for (int i = 0; i <= BUDDY_MAX_ORDER; i++) {
        list_init(&free_area[i].free_list);//初始化链表
        free_area[i].nr_free = 0;//初始化空闲页数为0
    }
    memset(buddy_order, 0, sizeof(buddy_order));//初始化阶数数组
}
```

该函数是初始化伙伴系统，主要是初始化各个阶数对应的空闲链表。

buddy_init_memmap：初始化物理页管理结构

```
static void
buddy_init_memmap(struct Page *base, size_t n) {
    assert(n > 0);
    cprintf("buddy_init_memmap: base=%p, n=%d\n", base, n);
    buddy_base = base;  //记录内存基址
    //初始化所有页面属性
    struct Page *p = base;
    for (; p != base + n; p++) {
        assert(PageReserved(p));  //确保当前正在初始化的物理页p在进行管理前处于保留状态
        p->flags = 0;             //清除标志位
        SetPageProperty(p);       //将原本处于保留状态的物理页标记为可被伙伴系统管理的空闲页，使其能够参与后续的内存分配与释放过程。
        set_page_ref(p, 0);       //引用计数设为0
    }
    //找到最大的2的幂次块，能够容纳n个页面
    int max_order = BUDDY_MAX_ORDER;
    while (max_order >= 0) {
        int block_size = (1 << max_order);  //1左移max_order位，即2^max_order个页面
        if (block_size <= n) {
            break;
        }
        max_order--;
```

```
    }
    if (max_order < 0) {
        //如果n太小，使用最小块（1页）
        max_order = 0;
    }
    int block_size = (1 << max_order);
    base->property = block_size;  //base是当前初始化的内存块的起始页指针，将前面计算得到的块大小存储到块的起始页的 property字段中。
    //设置块中所有页面的阶数
    for (int i = 0; i < block_size; i++) {
        buddy_order[i] = max_order;//将当前内存块中所有页面的阶数统一设置为max_order，这样buddy_order[0]-buddy_order[2^max_order]里就全设置为了max_order,表名这2^max_order个页面属于同一个2^max_order大小的块。
    }
    //将块添加到对应阶数的空闲链表
    list_add(&free_area[max_order].free_list, &(base->page_link));
    /*
    第一个参数 &free_area[max_order].free_list,表示目标链表的头节点，即阶数为max_order的空闲块链表（伙伴系统中每种阶数都有独立的空闲链表）。第二个参数 &(base->page_link),表示要添加的节点，即当前初始化的内存块起始页base中的链表节点（page_link是 struct Page 结构体中用于链表连接的成员）
    */
    free_area[max_order].nr_free += block_size;
    cprintf("Initialized buddy with single block: size=%d, order=%d\n", block_size, max_order);
    //如果有剩余页面，在这里简化处理
    if (block_size < n) {
        cprintf("Remaining pages: %d, will be handled later\n", n - block_size);
    }
}
```

该数用于初始化物理内存页的管理结构，它接收内存起始页地址和页面数量作为参数，首先将所有页面标记为可管理状态并重置引用计数，然后循环寻找这些页面所容纳的的最大 2 的幂次方块，将其加入对应阶数的空闲链表，并记录块中每个页面的阶数，为后续的分配和释放操作奠定基础，对于剩余未处理的页面会给出提示。

buddy_alloc_pages：分配连续的物理页

```
static struct Page *
buddy_alloc_pages(size_t n) {
    assert(n > 0); //保证传入的n是正数
    //检查请求是否超过最大支持页数
    if (n > MAX_BUDDY_PAGES) {
        return NULL;
    }
    //计算需要的阶数
    int req_order = get_order(n);
    //从req_order开始查找可用的块
    int current_order = req_order;
    while (current_order <= BUDDY_MAX_ORDER) {
        if (!list_empty(&free_area[current_order].free_list)) {
            //找到可用的块，获取链表中的第一个块
            list_entry_t *le = list_next(&free_area[current_order].free_list);
```

```
            struct Page *page = le2page(le, page_link);  //从链表项获取Page指针

            //从空闲链表中移除该块
            list_del(le);
            free_area[current_order].nr_free -= (1 << current_order);

            //如果块太大，需要分裂成更小的块
            while (current_order > req_order) {
                current_order--;
                int split_size = (1 << current_order);  //分裂后的块大小
                //计算伙伴块的位置（当前块地址 + split_size）
                struct Page *buddy = page + split_size;//以当前块（page）为起点，向后偏移split_size个页面的位置，这就是分裂后产生的伙伴块的起始地址。
                buddy->property = split_size;  //设置伙伴块的大小
                SetPageProperty(buddy);        //标记为空闲
                //设置伙伴块中所有页面的阶数
                int page_idx = page - buddy_base;
                for (int i = 0; i < split_size; i++) {
                    buddy_order[page_idx + split_size + i] = current_order;//在将一个高阶块分裂为两个低阶子块后，为新产生的伙伴块中的所有页面设置正确的阶数，这里的是为后面那一块设置阶数。
                }
                //将伙伴块加入对应阶数的空闲链表
                list_add(&free_area[current_order].free_list, &(buddy->page_link));
                free_area[current_order].nr_free += split_size;
            }
            //标记为已分配
            ClearPageProperty(page);
            int page_idx = page - buddy_base; //计算当前物理页在整个伙伴系统管理范围内的索引位置。
            //记录实际分配的大小，用于释放
            page->property = n;
            return page;
        }
        current_order++;  //尝试更大的阶数
    }
    //没有找到合适的块
    return NULL;
}
```

该函数负责分配指定数量的连续物理页，它先计算满足需求的最小阶数，从该阶数开始查找可用空闲块，若找到的块大于需求则不断分裂为满足阶数需求的小块，将分裂出的伙伴块加入对应阶数的空闲链表，最终返回符合需求的块并标记为已分配，若遍历所有可能阶数仍未找到可用块则返回空，确保分配操作高效且符合伙伴系统的块大小规则。

buddy_free_pages：释放物理页

```
static void
buddy_free_pages(struct Page *base, size_t n) {
    assert(n > 0);
    //计算页面索引和阶数
    int idx = base - buddy_base;
    int order = get_order(n);
    //标记为未分配（空闲）
```

```
    SetPageProperty(base);
    base->property = (1 << order);  // 记录块大小
    //设置释放块中所有页面的阶数
    for (int i = 0; i < (1 << order); i++) {
        buddy_order[idx + i] = order;
    }
    //尝试合并伙伴块，从当前阶数向上合并
    while (order < BUDDY_MAX_ORDER) {
        //计算伙伴块的索引（异或操作可以找到伙伴）
        int buddy_idx = idx ^ (1 << order);
        /*
        仅翻转idx的第order位，其余位不变，这与伙伴块的索引特征相同，即仅第 order 位不同，其余位相同
        */
        struct Page *buddy = buddy_base + buddy_idx; //当前待释放块的伙伴块的起始页地址
        //检查伙伴是否存在、空闲且大小相同
        if (buddy_idx >= 0 && PageProperty(buddy) && buddy_order[buddy_idx] == order) {
            //从链表中移除伙伴块
            list_del(&(buddy->page_link));
            free_area[order].nr_free -= (1 << order);
            //合并，选择索引较小的作为新块的起始
            if (idx > buddy_idx) {
                idx = buddy_idx;
                base = buddy;
            }
            //阶数加1，块大小翻倍
            order++;
            base->property = (1 << order);
            //更新合并后块中所有页面的阶数
            for (int i = 0; i < (1 << order); i++) {
                buddy_order[idx + i] = order;
            }
        } else {
            //无法继续合并，则退出循环
            break;
        }
    }
    //将合并后的块加入对应阶数的空闲链表
    list_add(&free_area[order].free_list, &(base->page_link));
    free_area[order].nr_free += (1 << order);
}
```

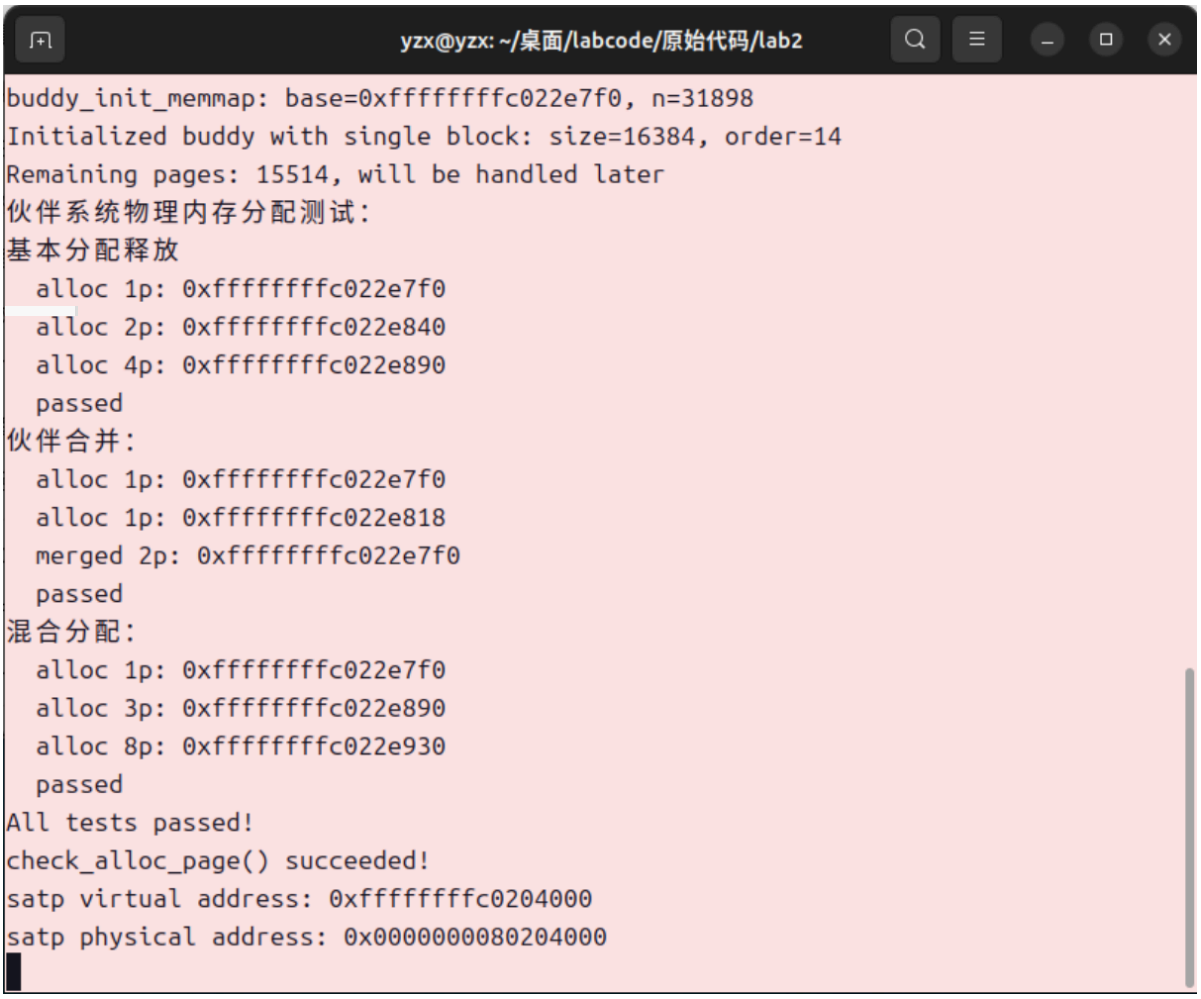
该函数函数用于释放指定数量的物理页，它先计算待释放块的阶数并标记为空闲，然后通过异或操作寻找相邻的伙伴块，若伙伴块空闲且阶数相同则进行合并，合并过程可递归向上直到无法合并或达到最大阶数，最后将合并后的块加入对应阶数的空闲链表，通过合并操作减少内存碎片，维持伙伴系统的块管理结构。

buddy_check：测试函数

```
static void
buddy_check(void) {
    cprintf("伙伴系统物理内存分配测试：\n");

```

```
    size_t initial_free = buddy_nr_free_pages();

    // 测试1: 基本分配释放
    cprintf("Test 1: Basic alloc/free\n");
    struct Page *p1 = buddy_alloc_pages(1);
    struct Page *p2 = buddy_alloc_pages(2);
    struct Page *p3 = buddy_alloc_pages(4);
    cprintf("  alloc 1p: %p\n", p1);
    cprintf("  alloc 2p: %p\n", p2);
    cprintf("  alloc 4p: %p\n", p3);
    assert(p1 && p2 && p3);

    buddy_free_pages(p1, 1);
    buddy_free_pages(p2, 2);
    buddy_free_pages(p3, 4);
    assert(buddy_nr_free_pages() == initial_free);
    cprintf("  passed\n");

    // 测试2: 伙伴合并
    cprintf("Test 2: Buddy merge\n");
    struct Page *a1 = buddy_alloc_pages(1);
    struct Page *a2 = buddy_alloc_pages(1);
    cprintf("  alloc 1p: %p\n", a1);
    cprintf("  alloc 1p: %p\n", a2);

    buddy_free_pages(a1, 1);
    buddy_free_pages(a2, 1);

    struct Page *merged = buddy_alloc_pages(2);
    cprintf("  merged 2p: %p\n", merged);
    assert(merged != NULL);
    buddy_free_pages(merged, 2);
    cprintf("  passed\n");

    // 测试3: 混合分配
    cprintf("Test 3: Mixed sizes\n");
    struct Page *m1 = buddy_alloc_pages(1);
    struct Page *m2 = buddy_alloc_pages(3); // 实际分配4页
    struct Page *m3 = buddy_alloc_pages(8);
    cprintf("  alloc 1p: %p\n", m1);
    cprintf("  alloc 3p: %p (actual 4p)\n", m2);
    cprintf("  alloc 8p: %p\n", m3);
    assert(m1 && m2 && m3);

    buddy_free_pages(m1, 1);
    buddy_free_pages(m2, 3);
    buddy_free_pages(m3, 8);
    assert(buddy_nr_free_pages() == initial_free);
    cprintf("  passed\n");

    cprintf("All tests passed!\n");
}
```

该函数主要用于测试buddy_fit的可行性，其运行结果如下：



说明该程序可以正确运行。

（四）任意大小的内存单元slub分配算法

（五）硬件的可用物理内存范围的获取方法

1. 使用 BIOS/UEFI 系统调用，在操作系统内核完全加载并进入保护模式/长模式之前，引导加载程序或内核的初始启动代码运行在实模式下，此时可以直接调用 BIOS 中断(INT 0x15)，从而获得相应的内存状态信息，再由OS对返回的信息进行遍历处理，探知到不同位置的内存的状态信息，而对于现在机器，往往选择调用 UEFI 启动服务，实现与BIOS中断相似的功能。
2. 通过设备树进行探知，常被用于RISC-V，ARM等架构中，硬件信息被静态地编码在一个被称为设备树（device tree blob，DTB）的数据结构中。这个 DTB 文件由固件加载到内存中，并将一个指向它的指针（本次实验中为boot_dtb）传递给启动的操作系统内核。在设备树中，会有一个或多个 `memory` 节点，明确描述了物理内存的布局。内核解析设备树，找到所有 `memory` 节点，并从 `reg` 属性中直接读取可用的物理内存地址和大小。这种方法简单、可靠，不依赖于复杂的运行时探测。
3. ACPI 表，OS 可以在内存中找到由 BIOS/UEFI 建立的 ACPI 表。其中，SRAT 和 SLIT 表在 NUMA 系统中描述了内存与处理器的亲和性，而 MADT 表包含了中断控制器的信息。虽然获取最基础的内存范围通常不直接依赖 ACPI，但 ACPI 表对于构建一个完整的、特别是支持 NUMA 的内存视图至关重要。OS 首先通过 BIOS/UEFI 调用或设备树获取基本内存映射，然后解析 ACPI 表来了解更复杂的拓扑结构。当然，ACPI表无法独立实现可用物理内存探知的工作，他作为一个静态的结构，可以用于在调用内存时基于不同范围内存的性能辅助进行更优良的决策。

四、知识点总结

1.分页机制与地址转换

页表结构：在实验中以Sv39三级页表为例，通过satp寄存器实现多级页表的控制，对应OS原理中的多级页表机制，在OS原理中提出使用多级页表减少大量空闲块在页表中带来的内存占用，而实验中具体实现512项/页的划分，在实验中，以0xFFFFffff40000000的物理地址到虚拟地址的偏移(va_pa_offset)为例实现了从物理地址向虚拟地址的映射。

2.物理内存的探测与管理

在内存范围探测方面，实验通过设备树结构(DTB)获取物理内存信息，对应OS原理中的物理内存布局检测，原理通常假设已知内存范围，而实验实际上需要进行可用物理内存探测等工作，涉及设备树解析等硬件相关细节，这部分是原理中没有提及但在实验过程中需要仔细考虑的部分。

在页面数据结构的设计方面，实现了结构体Page、free_area_t、free_list等重要数据结构，对应OS原理中的帧分配数据结构，是OS原理中抽象概念的具体实现。

3.几种重要的物理内存分配方法：

First-Fit算法：对于要分配的物理内存，按在空闲链表中出现的先后顺序，将遍历到的第一块物理内存进行分配，时间复杂度为O(nr_free)。优点是这样的分配方式实现简单，往往能在空闲链表前端找到合适的空闲块，且会保留链表后部的大块内存，不容易出现大需求无法满足的情况。但是，这样的分配方式会导致空闲链表中出现大量的小块内存碎片，这样的弊端在前部尤甚，且基本不能实现最优的物理内存分配，只能实现较优的折衷。

Best-Fit算法：对于一个内存需求，遍历整个空闲链表，找到能够满足要求的最小的空闲块进行分配，这样的分配能够减少浪费，避免较大的内存块因小请求而被分割，但是会导致大量的极小的内存碎片，且每次分配都要遍历整个链表，性能低于First-Fit算法。

Buddy System算法：对于所有块，要求其大小为2的次幂，这样的设计有利于在方便管理的情况下对相邻的大小相同的块（buddy）进行合并，这样的方式有利于在一定程度上减少内存碎片的长期留存，但是由于这样的管理方式只是传统方法的一个简单改进，其无法在一些较为复杂的情况下实现内存碎片的合并，举一简单例，当三块连续的空闲内存大小分别为2-2-4时，可以合成一个内存为8的块，但是在传统的buddy system设计思路中，只有相邻的伙伴块可进行合并，如2-2-4或4-2-2的情况，而在类似2-4-2的分布情况下，无法良好的完成合并工作。

4.快表 Translation Lookaside Buffer,TLB

快表是CPU内存管理单元中的一个小型cache，用于加速虚拟地址到物理地址的转换过程，其设计依赖于程序运行过程中的时间与空间局部性原理，在其中以一定替换算法，将一些短期内可能再次用到的内存放入高效的映射表，从而减少大部分内存在二次访问时的访存时间，相对于内存访问的上百时钟周期的开销，其访问极快，往往能在一两个时钟周期内完成访问。在TLB的维护过程中，往往采用LRU、FIFO等替换算法，或者一些更先进的预测算法，而在其读写过程中，为保证一致性，往往采用写回和监听协议等多种手段保证其稳定并发访问。