

OS-lab02实验报告

练习1：理解first-fit 连续物理内存分配算法(思考题)

- 函数 `default_init_memmap` 主要用于初始化一段连续的内存区域，将其转化为一个空闲的内存块。

具体而言，该函数是first_fit算法的初始化阶段，为内存分配器建立了一个有序的空闲内存块链表。给定输入空闲块的起始页面指针Base以及空闲内存块的页面数量n，则该函数会将以Base开始的连续n个Page进行清空初始化，然后被串入空闲内存块链表free_list(双向循环链表，链表中的空闲块依据其起始位置地址大小从小到大排序)。

串入链表的逻辑如下：

```
if (list_empty(&free_list)) {
    list_add(&free_list, &(base->page_link));
} else {
    list_entry_t* le = &free_list;
    while ((le = list_next(le)) != &free_list) {
        struct Page* page = le2page(le, page_link);
        if (base < page) {
            list_add_before(le, &(base->page_link));
            break;
        } else if (list_next(le) == &free_list) {
            list_add(le, &(base->page_link));
        }
    }
}
```

若此时 `free_list` 是一个空链表，那么则直接加入新块，即将表头直接与该页面的 `Page_link` 连接，通过函数 `list_add` 实现。

若此时并非空链表，那么就开始逐个遍历链表元素，将其插入到链表中起始位置刚好大于插入空闲块的起始位置(Base)地址的元素之前，通过 `list_add_before` 实现。若链表中所有元素的页面地址都小于Base，那么就插入链表末尾。

其中空闲块传入链表的地址为Page的一个成员值，要从成员值获取Page的Base，需要通过 `le2page` 宏实现。它的作用是，给定 `list_entry* le`，以及 `member = page_link`，利用 `to_struct` 宏，从 `le` 的地址向前偏移，得到 `Page` 结构体的首地址，最终返回 `Page*`。

- `default_init` 函数则是对用于串接所有空闲块的双向循环链表 `free_list` 的初始化函数。

具体而言，该函数会获取空闲链表头节点的地址，并将链表头节点的 `prev`, `next` 指针都指向自身，形成空链表。并通过 `nr_free = 0` 标识没有任何空闲页面。

- `default_free_pages` 函数则实现了 `first_fit` 算法的内存释放逻辑，给定要释放内存的起始页面指针 `base` 以及要释放的页面数量，即可释放对应的连续内存块。

首先是将对应的内存块进行清空和初始化，然后与函数 `default_init_memmap` 逻辑一致，将清空和初始化后的空闲内存块串入空闲量表 `free_list`。最后进行后向合并，若释放的内存与已经在空闲链表中的后一个空闲块在地址上是连续的 `base + base->property == p`，那么我们可以将这两个空闲块进行合并。

- `default_alloc_pages` 函数则是进行内存分配的函数，对应的算法是 `first_fit` 算法，给定需要分配的连续页面数量，则返回分配到的内存块第一个页面的指针(若成功)

具体而言，先遍历空闲链表 `free_list`，若存在满足条件 `p->property >= n`，即空闲块连续页面数量大于等于 `n` 的空闲块，则将第一个满足该条件的内存块 (`page`) 取出。然后在空闲链表中删除对应的内存块。若该空闲块的大小大于 `n`，那么就需要进行内存块分裂，将 `page + n` 作为新的内存块的起始地址，其中剩余的块数为 `pape->property - n`，插入到原来的位置。

采用的 `first_fit` 算法存在大量的优化空间，下面是一些在不改变其核心实现算法的优化：

- 我们可以维护多个 `free_list`，以空闲块的大小分类，减少检索空间
- 我们可以增加跳表或其他数据结构，实现复杂度更低的查找
- 可以加入缓存机制

练习2：实现 Best-Fit 连续物理内存分配算法(需要编程)

要求实现 `Best_fit` 的内存分配算法，简单来说在 `first_fit` 中我们的策略是找到空闲链表 `free_list` 中第一个足够大的空闲块，但是这种方法一方面会产生大量的内存碎片，出现总内存足够但无法继续分配的问题，内存利用效率低下；另一方面 `first_fit` 往往倾向于选择较低地址的内存块，高地址的内存被忽略。

`Best_fit` 为了解决这一问题，在分配内存时我们不选择第一个足够大的空闲块，而是选择最接近的满足要求的内存块。

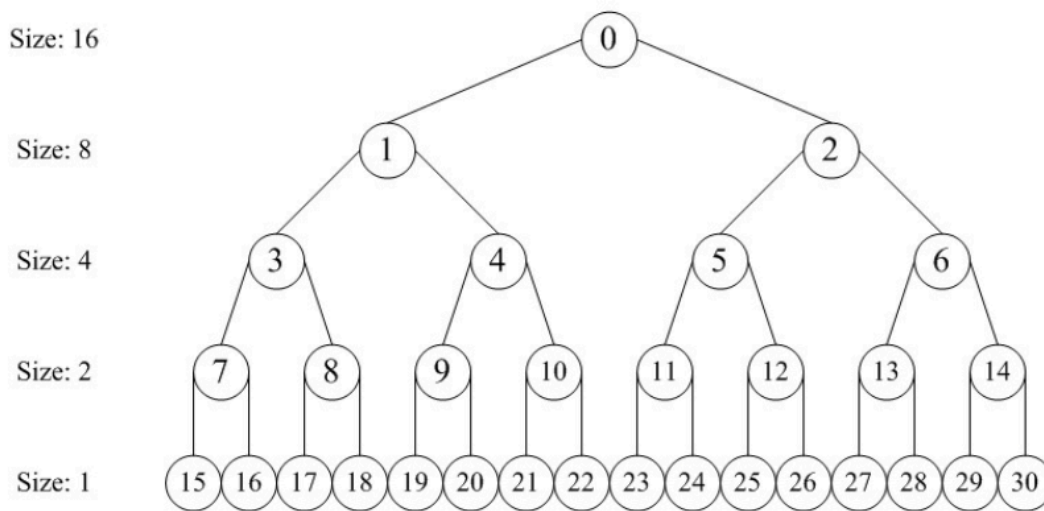
具体来说，我们对 `first_fit` 的代码进行更改

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

为了测试我们更改的正确性，我们将 `pmm.c` 中的 `pmm_manager` 更改为 `best_fit_pmm_manager` 然后进行执行 `make grade` 进行测试。

得到如下结果：

首先我们先简要介绍一下buddy system分配算法：我们将内存按照2的幂进行划分，假设内存共有1024单元的空间，我们首先将其分为2个512单元的空间，再将每一个512单元的空间向下划分成2个256单元的空间，按照这样的过程不断向下划分，最终的结构会是一颗完全二叉树，类似于这样(其中size代表这一层的节点所代表的内存空间大小)：



使用伙伴分配器管理内存时，我们申请的内存单元数和实际分配的内存单元数是不同的。因为伙伴分配器会将内存按照2的幂次进行划分，假设我们申请了3个内存单元，会直接分配4个内存单元，虽然会造成一定程度的内存浪费，但实现逻辑简单，也很方便进行内存块的合并。

在设计伙伴分配器中我们用到了很多辅助函数，此处简单介绍一下辅助函数和对应的功能：

1. `is_order_of_two`：判断某个数是否为2的幂次
2. `fix_size`：获取大于某个数的最小2的幂次数
3. `get_order`：获取某个数关于2的阶数，相当于 $\log_2(n)$
4. `power_of_two`：计算2的幂次，相当于 2^n
5. `buddy_insert_block`：向`free_list`中的某个链表按地址顺序从低到高插入内存块

2. 具体实现过程

2.1 结构体创建

首先是伙伴分配器的数据结构设计。我们通过一个链表数组 `free_list[]` 管理内存，`free_list[i]` 管理着所有页面数量为 2^i 的空闲内存块，通过 `Page` 结构体中的 `page_link` 进行链表连接，由于内存空间按照 4kb 一页划分，最多划分为 32768 页，即 2^{15} ，那么构建一个大小为 16 的数组就可以满足需求；`total_pages` 指的是伙伴分配器管理的总页面数；`Page` 类型的指针 `base`，指向伙伴分配器管理的内存空间的起始页；`max_order` 指的是实际设计时，总页数的阶数（例如实际设计下，只考虑 64 个页，那么此时 `max_order = \log_2(64) = 6`）；`nr_free` 指的是当前状态下空闲的页面数，会随着内存分配和释放进行增减

```
//我们用free_list数组来管理空闲页面，free_list[i]表示阶数为i的空闲页面链表
//比如说：free_list[0]表示阶数为0的空闲页面链表，也就是最小内存块的空闲页面链表
struct BuddySystem
{
    //总页面数，也就是内存块的大小
    size_t total_pages;
    struct Page* base;

    //我们知道内存总页数为32768，阶数为15，所以free_list数组大小为16就可以满足需求
    list_entry_t free_list[16];
    int max_order;
    size_t nr_free; //空闲页面数
};
```

2.2 初始化

然后是伙伴分配器的初始化，假设我们初始化了一个管理 n 个页的伙伴分配器，其中头页面的地址保存在`base`指针中。我们首先需要判定页面数是否满足2的幂次，倘若不为2的幂次，后续就无法折半分配。在确定总页面数后，就可以确定具体需要多大的`free_list`数组，并对`free_list`中的每个链表进行初始化。随后，初始化所有页面状态，将所有页面状态设置为未分配，并将整个内存空间(共有 n 个页)作为一个空闲块放到最高阶的`free_list`中。

比如说初始化了一个管理64页的伙伴分配器，那么就将这64页作为一个大的空闲块，放到`free_list[log2(64)]`中，并将空闲块起始页的`property`标记为 n ，记录这个块的大小。

```
static void buddy_init_system(struct BuddySystem* buddy, size_t n, struct Page*
base)
{
    //这个函数的作用是初始化伙伴分配器，输入参数为管理的内存空间的总页面数n和内存空间的首地址
    base

    //确保页面数是2的幂次
    if (n < 1 || !is_order_of_two(n))
    {
        cprintf("Error: size must be a power of two.\n");
        buddy->total_pages = 0;
        return;
    }

    buddy->total_pages = n;
    buddy->base = base;

    //获取n的阶数，这个阶数可以用来确定free_list数组的大小
    buddy->max_order = get_order(n);
    buddy->nr_free = n;

    //初始化所有free_list链表
    for (int i = 0; i <= buddy->max_order; i++) {
        list_init(&buddy->free_list[i]);
    }

    //对每一个页面进行初始化
    for (size_t i = 0; i < n; i++) {
        struct Page* page = base + i;
        page->flags = page->property = 0;
        set_page_ref(page, 0);
        list_init(&page->page_link); //初始化链表节点
    }

    struct Page* first_page = base;
    first_page->property = n; //记录这个块的大小
    list_add(&first_page->page_link, &buddy->free_list[buddy->max_order]);
}
```

2.3 分配和释放

然后是内存管理中最重要两个函数：内存的分配和内存的释放。

首先是内存的分配函数 `buddy_alloc_block`，函数的作用在于从伙伴分配器管理的内存空间中获取 n 个页，并返回这 n 个页的起始页指针。我们知道，在该算法中，会将请求的页面数向上调整为2的幂次的数（例如请求3个页，分配4个页）；于是我们可以找到对应的 `free_list` 链表，在 `free_list[required_order]` 中寻找空闲页面，如果此时 `free_list[required_order]` 恰好链接了所需大小的内存块，则直接将这个内存块的起始页指针返回，否则向更大的内存块链表中请求内存空间。

假设我们要向更大的内存块链表中请求内存空间，那么我们把这个更大的内存块进行拆分，例如在初始条件下只有 `free_list[4]` 连接着一个页面数为16的内存块，此时我们想请求一个4个页的内存块，根据我们的代码逻辑，我们将进行这样的拆分：

- 将16个页的内存块拆分为两个8页的内存块，将第二个8页的内存块与 `free_list[3]` 连接
- 将第一个8页的内存块拆分为两个4页的内存块，将第二个4页的内存块与 `free_list[2]` 连接

然后将第一个4页的内存块的起始页指针返回，其实就是最初16页内存块的起始页指针，也就是代码中的 `block` 指针

```
static struct Page* buddy_alloc_block(struct BuddySystem* buddy, size_t n)
{
    if (n <= 0 || n > buddy->nr_free) return NULL;
    int required_order = get_order(fix_size(n));

    //从所需阶数开始向上查找可用的块
    int current_order = required_order;
    while (current_order <= buddy->max_order)
    {
        if (!list_empty(&buddy->free_list[current_order]))
        {
            //如果在free_list[current_order]中存在空闲页面，那么就从链表中移除一个页面，并
            返回这个页面
            struct Page* block = 1e2page(buddy->free_list[current_order].next,
            page_link);
            list_del(&block->page_link);

            //如果块比需要的大，需要分割
            //例如在总内存块大小为16的内存空间中，需要分配8个页面，但是此时free_list[3]中不
            存在空闲页面
            //那么就继续向上查找，此时free_list[4]中存在空闲页面，那么就从free_list[4]中移
            除一个页面，并对其进行分割
            while (current_order > required_order)
            {
                current_order--;
                size_t half_size = power_of_two(current_order);

                //创建伙伴块，其实就是将当前块分割成两个大小为half_size的块，然后将其添加到
                对应阶数的链表中
                struct Page* buddy_block = block + half_size;

                //将伙伴块添加到对应阶数的链表中
                buddy_insert_block(buddy, buddy_block, current_order);
            }
        }
    }
}
```

```

        // 标记块为已分配
        block->property = 0;
        buddy->nr_free -= power_of_two(required_order); // 减少实际分配的块大小

        return block;
    }
    current_order++;
}

return NULL;
}

```

然后是内存的释放函数，输入为释放的内存块的页数和起始页指针，因为分配的时候是按照2的幂次分配的，所以释放时也需要按照2的幂次释放(比如，分配时请求了3页，实际分配了4页；那么释放时看似释放3页，实则释放4页)；随后，将这个要释放的内存块中的页进行重置(其实一般只会使用请求的页面，所以只对请求的页面进行重置就行)；我们知道这个内存块的地址和当时分配时的页面数，就可以获取其伙伴块的地址，如何获取伙伴块的地址呢？可以看到代码中我们用异或就可以实现，这是因为 \wedge 有一个巧妙的特性：

- 如果块A的地址是addr，块B的地址是 $\text{addr} \wedge \text{size}$
- 由于异或有这样的一个数学性质： $(a \wedge b) \wedge b = a$
- 那么块B的伙伴就是 $(\text{addr} \wedge \text{size}) \wedge \text{size} = \text{addr}$ ，正好是块A

获取了伙伴块的地址后，我们检查伙伴块是否在同一阶数的free_list中，假设存在，那么说明释放的内存块和其伙伴块都处于空闲状态，则可以向上合并为一个更大的块；同样，这个更大的块也可以继续向上合并，用一个while循环即可。在合并结束后，将最终的块按照其页面数目与free_list[]连接，并增加空闲页面数nr_free。

```

static void buddy_free_block(struct BuddySystem* buddy, struct Page* block,
size_t n)
{
    if (!block || n <= 0) return;

    //计算块的阶数（按2的幂次处理）
    //因为分配的时候是对n进行调整，使其变为2的幂次，然后再分配n个页面
    //所以这里看似是释放了n个页面，但实际上是释放了 $2^{\text{order}}$ 个页面
    int order = get_order(fix_size(n));
    size_t block_size = power_of_two(order);

    //重置页面状态（只重置实际使用的页面）
    for (size_t i = 0; i < n; i++) {
        struct Page* page = block + i;
        page->flags = 0;
        set_page_ref(page, 0);
    }

    //设置块的大小，不急着先把block代表的内存块加入到free_list中，先尝试与伙伴块合并
    block->property = block_size;

    while (order < buddy->max_order){
        //计算伙伴块的地址
        size_t buddy_offset = (block - buddy->base) ^ block_size;
        struct Page* buddy_block = buddy->base + buddy_offset;
    }
}

```



```

//检查伙伴块是否在同一阶数的free_list中
list_entry_t* le = &buddy->free_list[order];
int found_buddy = 0;
while ((le = list_next(le)) != &buddy->free_list[order])
{
    struct Page* page = le2page(le, page_link);
    if (page == buddy_block) {
        found_buddy = 1;
        break;
    }
}

//如果found_buddy=1, 说明此时伙伴块也为空闲, 那么就可以向上合并为更大的块
if (found_buddy)
{
    list_del(&buddy_block->page_link);
    //选择地址较小的块作为合并后的块
    if (buddy_block < block) block = buddy_block;

    block_size *= 2;
    order++;
    block->property = block_size;
} else { break; }

//将块添加到对应阶数的free_list中
buddy_insert_block(buddy, block, order);
buddy->nr_free += block_size;
}

```

随后, 我们构建一个伙伴分配器实例 `buddy_system`, 按照 `pmm_manager` 中的函数进行包装, 具体实现此处就不赘述了:

- `void buddy_init(void)`: 对 `buddy_system` 这个伙伴分配器示例进行初始化
- `void buddy_init_memmap(struct Page *base, size_t n)`: 调用 `buddy_init_system(&buddy_system, n, base)`
- `struct Page *buddy_alloc_pages(size_t n)`: 调用 `buddy_alloc_block(&buddy_system, n)`
- `void buddy_free_pages(struct Page *base, size_t n)`: 调用 `buddy_free_block(&buddy_system, base, n)`
- `size_t buddy_nr_free_pages(void)`: 返回 `buddy_system.nr_free`

3. 测试

为了进行测验和查看测验结果, 设计了测试函数 `buddy_check` 和查看伙伴分配器状态的函数:

```

//查看伙伴分配器状态的函数buddy_show_status
//这个函数的作用在于展示伙伴分配器管理的总页面数和free_list[]连接的内存块数目
static void buddy_show_status(struct BuddySystem* buddy)
{
    cprintf("=== Buddy System Status ===\n");
    cprintf("Total pages: %d, Free pages: %d, Max order: %d\n",
        buddy->total_pages, buddy->nr_free, buddy->max_order);
}

```



```

for (int i = 0; i <= buddy->max_order; i++) {
    int count = 0;
    list_entry_t* le = &buddy->free_list[i];
    while ((le = list_next(le)) != &buddy->free_list[i]) {
        count++;
    }
    if (count > 0) {
        cprintf("Order %d (size %d): %d blocks\n", i, power_of_two(i),
count);
    }
}
cprintf("=====\n");
}

```

测试函数代码:

```

static void buddy_check(void)
{
    cprintf("=== Buddy System Check ===\n");
    cprintf("Total free pages: %d\n", buddy_system.nr_free);
    cprintf("Buddy system size: %d\n", buddy_system.total_pages);

    if (buddy_system.total_pages > 0) {
        cprintf("Initial Buddy system status:\n");
        buddy_show_status(&buddy_system);

        // 测试分配和释放
        cprintf("\n=== Testing Allocation and Deallocation ===\n");

        // 测试1: 分配1页
        cprintf("Test 1: Allocating 1 page\n");
        struct Page *page1 = buddy_alloc_pages(1);
        if (page1) {
            cprintf("Allocated 1 page at offset %d\n", page1 -
buddy_system.base);
            cprintf("Free pages after allocation: %d\n", buddy_system.nr_free);
            buddy_show_status(&buddy_system);
        }

        // 测试2: 分配2页
        cprintf("\nTest 2: Allocating 2 pages\n");
        struct Page *page2 = buddy_alloc_pages(2);
        if (page2) {
            cprintf("Allocated 2 pages at offset %d\n", page2 -
buddy_system.base);
            cprintf("Free pages after allocation: %d\n", buddy_system.nr_free);
            buddy_show_status(&buddy_system);
        }

        // 测试3: 分配4页
        cprintf("\nTest 3: Allocating 4 pages\n");
        struct Page *page4 = buddy_alloc_pages(4);
        if (page4) {
            cprintf("Allocated 4 pages at offset %d\n", page4 -
buddy_system.base);

```

```

        cprintf("Free pages after allocation: %d\n", buddy_system.nr_free);
        buddy_show_status(&buddy_system);
    }

    // 测试4: 释放2页
    cprintf("\nTest 4: Freeing 2 pages\n");
    if (page2) {
        buddy_free_pages(page2, 2);
        cprintf("Freed 2 pages at offset %d\n", page2 - buddy_system.base);
        cprintf("Free pages after freeing: %d\n", buddy_system.nr_free);
        buddy_show_status(&buddy_system);
    }

    // 测试5: 释放1页
    cprintf("\nTest 5: Freeing 1 page\n");
    if (page1) {
        buddy_free_pages(page1, 1);
        cprintf("Freed 1 page at offset %d\n", page1 - buddy_system.base);
        cprintf("Free pages after freeing: %d\n", buddy_system.nr_free);
        buddy_show_status(&buddy_system);
    }

    // 测试6: 释放4页
    cprintf("\nTest 6: Freeing 4 pages\n");
    if (page4) {
        buddy_free_pages(page4, 4);
        cprintf("Freed 4 pages at offset %d\n", page4 - buddy_system.base);
        cprintf("Free pages after freeing: %d\n", buddy_system.nr_free);
        buddy_show_status(&buddy_system);
    }

    cprintf("\n=== Final State ===\n");
    cprintf("Final free pages: %d\n", buddy_system.nr_free);
    buddy_show_status(&buddy_system);
}

cprintf("=== Check Complete ===\n");
}

```

Challenge2: 任意大小的内存单元slub分配算法(需要编程)

1. 原理概述

SLUB (The SLAB allocator, later improved as SLUB) 是一种内核级高效内存分配算法, 该算法建立在页级内存分配器之上, 主要用于管理内核中大量小对象的动态分配与释放, 之前我们所实现的 `first_fit` 等算法都是以页为单位的, 但是难免会有用户所需的内存大小其实不足一页, 那么此时slub算法的作用就体现出来了, slub算法的核心思想如下:

- **分层管理:** 在该算法中我们采用两层架构的方式, 第一层使用我们基础的页分配器算法 (`first_fit`) 以页为单位分配内存, 第二层则将每页按照固定的大小分为多个对象, 以对象为单位进行分配和释放。

- **Cache机制**：前面提到我们要将每页按照固定的大小进行分割，那么这个“固定大小”也可能有很多，所以我们对于不同大小的对象建立不同的Cache，每一个Cache管理按照相同大小分割的若干slab（页），从而减少碎片并提高分配效率。
- **对象复用与局部性**：如果某个slab之前分配出去的对象都被释放，自身变为完全空闲，我们并不会立马归还给页分配器，而是仍保留该slab，以便下次快速重用，从而减少频繁的页分配。

2. 主要机制

明白了slub任意内存分配算法的原理后，我们也很清晰要实现该算法的关键所在了：

1. **多 Cache 管理机制**：我们要为不同大小的对象建立不同的缓存池，每个cache管理若干slab，然后再分配内存时根据请求大小选择最合适的Cache。
2. **Slab层对象管理**：我们所说的slab就是指物理内存中的一页，在slab内我们可以通过位图或标志数组记录每个对象的使用状态。
3. **两层结构协同工作**：第一层我们通过 `alloc_page()` 向页分配器申请物理页，然后在第二层中（即页内），完成小对象的分配，释放对象时我们只需要在slab层更新标志数组即可。
4. **分配与释放接口**：在之前的页分配算法中，分配与释放函数的参数都是以 `Page` 为单位的，而我们此次的slub与之前的不同，是以更小的对象为单位的，在分配函数时我们传入的 `size_t` 参数是对象大小 `size`，而不是之前的 `n`（page数）了，另外释放对象时传入的参数指针指向的也不是某一页的基址了，可能是其所属某页的中间的某个位置，即由 `Page *base` 变为了 `void *obj`。
5. **测试与验证**：实现完基础的算法结构后，我们还要编写相应的自检函数 `slub_check()`，测试不同大小的分配、释放、复用和异常情况。

3. 具体实现过程

底层的页级分配器我们就采用之前的 `first_fit` 算法，设计报告中就不再讲述这部分了，主要是上层的slub分配器如何实现。

3.1 总体规划

我们先对要实现的 `slub` 分配器的程度进行规划，在此我打算实现一个包含 3 种 `cache` 的分配器，且大小分别为 32、64、128 字节，并且对于对象和slab的管理我们进行简化实现，不采用复杂的链表形式，而使用数组来管理，所以我们需要设置一些数值，设定如下：

```
#define cache_num 3//总共有3种大小的缓存
#define MAX_SLABS 64//因为我们使用的不是链表，而是数组来管理每个cache的slab，所以需要设定一个最大值
static const size_t cache_sizes[cache_num]={32,64,128};//这3种cache的大小分别为32字节，64字节和128字节
```

3.2 关键结构体创建

在进行主要的函数算法编写之前，我们要先实现好用于管理对象和slab的两个结构体：**Slab**和**Cache**。

首先是**Slab**结构体，我们需要知道当前 `slab` 所在的位置——即它属于哪一个 `page`，所以需要有一个 `Page` 指针，另外需要一个数组来记录 `slab` 中每个对象的空闲情况，由于静态数组在定义时要有固定的大小，我们就将其设置为可能得最大数值（当对象大小为32字节时，单个slab的对象个数为 $4096/32=128$ 个）。

另外是**Cache**结构体，同样的采用数组进行管理其所有的 **slab**，也需要一个固定大小，因此我们固定每种 **cache** 可以拥有的 **slab** 个数最多为 **MAX_SLABS=64** 个。

```
//定义slab结构体
typedef struct{
    struct Page *page;//该slab属于哪一页
    uint8_t used[128];//用于记录slab中的对象是否被使用的数组（因为我们设置的对象大小最小为32字节，所以每个slab中的对象个数最多为128个）
    size_t free_num;//当前slab的空闲对象个数
}slab;
//定义cache结构体
typedef struct{
    size_t obj_size;
    slab slabs[MAX_SLABS];
    size_t slab_count;//该缓存内已有的slab数量
}Cache;
static Cache caches[cache_num];//初始化cache全局数组
```

3.3 初始化

首先我们初始化底层的页级分配器（**default_init**），然后再将全局的 **caches** 数组清零，并设置每个缓存的 **obj_size** 属性（即 3 个 **cache** 分别为 32、64 和 128 字节，但所包含的 **slab** 个数均为 0，因为此时还没有分配任何 **slab**）。

```
//初始化每个cache
static void slub_init(void){
    default_init();//先初始化第一层页级分配器
    memset(caches,0,sizeof(caches));//将全局的cache数组清零
    //将对应cache的对象大小属性进行设置
    for (int i=0;i<cache_num;i++) {
        caches[i].obj_size=cache_sizes[i];
    }
}
```

3.4 对象的分配

我们的分配逻辑是：用户申请某大小的内存调用分配函数，传入的参数就是 **size**，根据这个 **size** 我们从 3 个 **cache** 中找到最小的满足该 **size** 的缓存，然后遍历该 **cache** 中所有的 **slab**，查找有空闲对象的 **slab**，如果所有的 **slab** 都满了，或者当前的 **cache** 还没有 **slab**，那么我们就调用底层的 **default_alloc_pages** 分配一页创建一个新的 **slab**，并且按照一开始所找到的 **cache** 的 **obj_size** 属性进行初始化，初始化完毕后将这个新 **slab** 的第一个对象标记为 1（**used**）：

```
void *slub_alloc_size(size_t size){
    if(size==0){
        return NULL;
    }
    Cache *cache=select_cache(size);
    if (cache==NULL){
        return NULL;
    }
    //遍历该cache下的slab，直到找到一个有空闲对象的slab
    for (size_t i=0;i<cache->slab_count;i++){
        slab *slab=&cache->slabs[i];
```

```

        if (slab->free_num>0){
            for (size_t j=0;j<PGSIZE / cache->obj_size;j++){
                if (slab->used[j]==0){
                    slab->used[j]=1;
                    slab->free_num--;
                    //计算并返回对象的虚拟地址
                    void *obj = (void *)((uintptr_t)page2kva(slab->page) + j *
cache->obj_size);
                    return obj;
                }
            }
        }
        //如果所有现有 slab 都满了就创建一个新的 slab，初始化完后使用第一个对象
        slab *newslab=create_slab(cache);
        if (newslab==NULL){
            return NULL;
        }
        newslab->used[0] = 1;
        newslab->free_num--;
        return (void *)page2kva(newslab->page);
    }
}

```

在分配函数中我们会使用到的函数 `create_slab` 和 `select_cache` 的逻辑很简单，此处就不展示了，可以在 [github 仓库](#) 中查看，其中 `create_slab` 要注意的是其申请新的页时调用的是底层分配器的函数，其他的就是很简单的初始化了。

如果传入的 `size` 为0、没有合适的 `cache`（超出 `slub` 的处理范围了）或者所找到的 `cache` 下的 `slab` 都满了，并且没有空闲页了，这时候就会返回 `NULL`。

3.5 对象的释放

相应的释放函数逻辑并不难，当我们想释放某一个对象时，将该对象的指针 `obj` 传入释放函数，通过该指针指向的位置我们找到它所属的 `slab` 和 `cache`，根据 `obj` 所指向的地址与该 `slab` 的 `page` 基址的差值我们可以得到该对象在 `slab` 中的索引位置，然后将该位置的标志位重置为 0，空闲对象数量 +1 即可：

```

void slub_free(void *obj) {
    if(obj==NULL){ return; }
    slab *slab=NULL;
    cache *cache=get_cache(obj,&slab);
    if (cache==NULL || slab==NULL) { return; }
    uintptr_t base=(uintptr_t)page2kva(slab->page);
    size_t idx=((uintptr_t)obj - base) / cache->obj_size;

    if (idx < PGSIZE / cache->obj_size && slab->used[idx]){
        slab->used[idx] = 0; // 标记为空闲
        slab->free_cnt++; // 增加空闲计数
    }
}

```

那么我们是怎样找到它所在的 `slab` 和 `cache` 的呢，这里我们就要用到另一个函数 `get_cache` 了，我们是通过遍历所有缓存的所有 `slab`，检查给定的 `obj` 指针是否落在某个 `slab` 的虚拟地址空间内，如果找到，就返回对应的 `cache` 和 `slab`。（篇幅原因就不展示该函数了）

需要注意的是当一个 slab 的所有对象都被释放后，该 slab 占用的物理页并不会立即归还给系统，而是留作后续分配时复用。

4. 测试

另外还设计了多层次的测试用例以验证 SLUB 分配算法的正确性，测试用例主要覆盖以下几个层面：

1. 不同对象大小（32B、64B、128B）的分配与释放功能是否正常
2. SLUB 三层结构（cache-slab-object）的协同工作是否正确
3. 边界条件与异常输入的处理机制是否正确
4. 内存块的部分释放后是否能被正确复用
5. 多 cache 混合分配时是否能互不干扰
6. 对非法释放操作的安全防护是否有效

具体的测试代码见仓库中的代码文件。

Challenge3：硬件的可用物理内存范围的获取方法(思考题)

Bootloader会在内存中放一个叫设备树（Device Tree Blob，DTB）的数据结构。它里面有一个 memory节点，写明了可用物理内存的起始地址和大小。当操作系统开始运行时，Bootloader会把DTB的地址放进寄存器（比如 RISC-V 的 a1）。OS启动后，从这个地址读取并解析DTB，就能知道有哪些物理内存区域可以使用。