L1 实验报告

• Name: 高辰潇

• STUID: 181220014

Email: derek.gaocx@gmail.com

框架说明

实现细节

• 整体上采用Slab分配器的思路,通过为每个cpu分配cpu-local的缓存来实现高效的内存分配

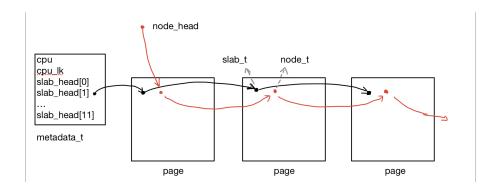
关键数据结构

- node t : 链表,用于链接当前所有已被使用的内存页面的链表。
- slab_t : 链表,用于链接cpu局部的、块大小相同的页面,其中成员变量 size 指示该页面中数据区的块大小
- page_t : 内存页面结构体。每一张页面大小均为32KB,其中前4KB为元数据,后28KB为数据区。前4KB中,嵌入了 node_t 和 slab_t 两条链表,此外还有该页面上的对象计数 cnt 、位图 bitmap 等信息
- metadata_t : 存放各个cpu的元数据,包含:cpu的局部锁 cpu_lk ,哨兵数
 组 slab_head[ITEM_NUM] 。哨兵数组中存放着每个块大小的页面的链表的哨兵。

架构与功能实现

- 内存的第一页用于存放元数据,包括各个cpu的 metadata t 结构体,全局锁等等。
- 将剩余内存划分成32KB大小的页面,使用嵌入在页面上的嵌入链表 node_t 链接起来,并使用 锁 global_lk 进行并发管理。同时,每张页面上都有一把锁 page_lk ,当需要对页面上的数据进 行修改/读取时,上锁。
- 每个cpu都拥有一个cpu的局部锁 cpu_1k 和一个Slab分配器,其中总共有12个常见块大小:2B,4B, 8B, 16B, 32B, 64B, 128B, 256B, 512B, 1KB, 2KB, 4KB

• 对于每一种块大小(block size),为它们分别分配内存页面。当页面被占满(用光)时,可通过 global_lk 申请新的页面。同一种块大小的页面用嵌入在页面上的带有哨兵的双向循环链表 slab t 链接起来。



- 当调用 pmm->alloc(size) 时
 - 。 首先将size调整到距离它最近的2的幂次,记为 upper 。然后根据当前的cpu编号,找到当前 cpu对应的哨兵数组,根据upper找到对应于 upper 的块大小的哨兵。遍历链表找到第一个未满的页面,然后进入页面,找到一块内存,修改bitmap并返回地址
- 当调用 pmm->free(ptr) 时
 - 。 根据 ptr&~(PGSIZE-1) 找到页面,对页面加锁并修改bitmap即可

并发处理

- 在上述设计中总共定义了三种锁:全局锁 global_lk , cpu的局部锁 cpu_lk 和各个页面的 锁 page lk
 - 。 其中, global_lk 用于保护已使用页面的链表结构(即 node_t 链表)。因而当某次kalloc需要申请新的内存页面时,会对 global lk 进行加锁
 - o cpu_lk 用于保护cpu局部的页面的链表结构(即 slab_t 链表)。在根据 upper 查找空余的 页面过程中需要加锁
 - o page lk 用于保护页面本身的数据信息,例如 bitmap, 对象计数 cnt 等。
- OJ的Hard Test性能要求实在很高,在不影响最终正确性和功能的前提下,我并未对以下情况中可能的并发进行处理
 - o 在遍历 slab_t 链表查询未被占满的页面时,需要读取页面上的 cnt 变量并与 full 进行比对。这里应当锁上 page_lk 以防止和free并发,但是由于我们只需要读取 cnt 变量而不会修改,并且即使 cnt 读取数字有误,最坏情况下也只是向全局内存多申请一张页面而已。因而这里可以不对页面加锁,而不影响整体功能的正确性

印象深刻的Bug

• 遍历 bitmap 时我使用了 __builtin_ctz 函数,并且想当然地认为 __builtin_ctz(0) 的结果应该是32。然而,在实际调试时我发现编译器直接跳过了对 if (32 == __builtin_ctz(0)) 的编译,并且导致了一些错误。查阅手册后得知, __builtin_ctz(0) 是UB,本地编译时gcc认定不会出现返回值为32的情况,因而直接进行了优化。