

Locking

必读资料:

[Lec10 multiprocessors-and-locking.\(Frans\)](#)

[Lecture Notes - Xiao Fan's Personal Page \(fanxiao.tech\)](#)

多核 CPU 同时对某个共享的数据结构进行读写操作可能会发生冲突，因此需要 `concurrency control`，即 **锁**。锁提供了一种互斥机制，一段时间内只有一个 CPU 才能拥有这个锁，如果一个锁和一个被共享的数据结构联系起来，那么这个数据结构一次只能被一个 CPU 使用

1. Race conditions

`kernel allocator` 中有一个 `free` 链表用来指示当前空闲待分配的内存，`kalloc()` 将一页内存从 `free` 中弹出，`kfree()` 将一页内存压入 `free`。这个 `free` 链表被两个 CPU 的两个不同进程共享，如下图所示

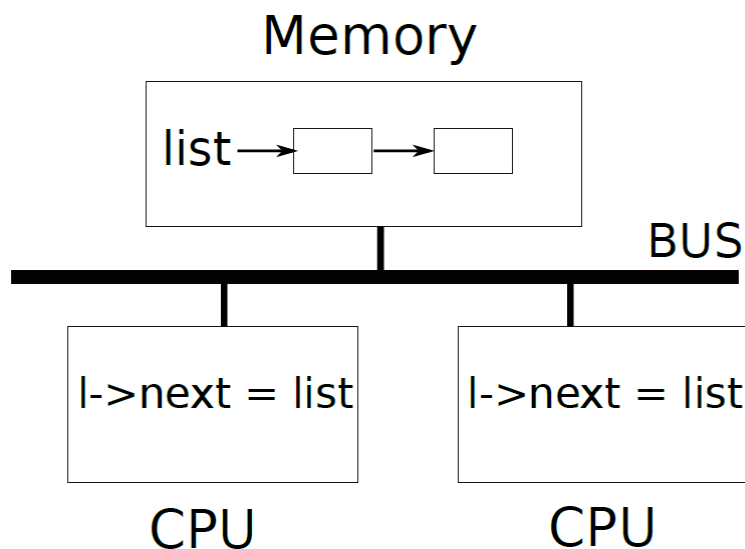


Figure 6.1: Simplified SMP architecture

race condition: 一个内存地址同时被至少一个写入操作访问，会造成 `bug`

```
struct element *list = 0;
struct lock listlock;

void push (int data) {
    struct element *l;
    l = malloc(sizeof *l);
    l->data = data;
    acquire(&listlock);
    // critical section
    l->next = list;
    list = l;
    release(&listlock);
}
```

在 `acquire` 和 `release` 之间的代码叫做 `critical section`。

当两个进程同时要求一个相同的锁时，这两个进程发生冲突，`xv6` 对进程锁冲突没有做预防举措，但是更复杂的其他的 `kernel` 对此有实现。

注意 `acquire` 和 `release` 的位置很重要，不要包围不必要的代码，否则会降低程序运行效率。

2. Code: Locks

`xv6` 有两种锁：`spinlock` 和 `sleep-lock`。`spinlock` 的代码位于 `kernel/spinlock.h` 的 `struct spinlock` 中

```
struct spinlock {
    uint locked;           // Is the lock held?

    // For debugging:
    char *name;            // Name of lock.
    struct cpu *cpu;       // The cpu holding the lock.
};
```

`locked` 为 0 时说明这个锁是可以 `acquire` 的。

`acquire` 中需要让类似于

```
if (lk->locked == 0)
    lk->locked = 1;
```

这样的逻辑原子化，否则当两个不同的进程同时执行到上面的判断条件时，可能会同时获取这个锁。

`RISC-V` 是通过 `amoswap r, a` 来实现的，它将 `a` 内存地址中的内容和 `r` 寄存器中的内容互换。在 `acquire` 中，通过一个对 `amoswap` 的包装函数 `__sync_lock_test_and_set(&lk->locked, 1)` 来实现这个原子操作，这个函数的返回值是 `lk->locked` 的旧的值(被换下来的值)

```
while(__sync_lock_test_and_set(&lk->locked, 1) != 0)
    ;
```

通过 `while` 不断尝试将 1 和 `&lk->locked` 互换(`spinning`)，当原先的 `lk->locked` 是 0 时跳出循环，这个锁被取得，否则当原先的 `lk->locked` 是 1 时不会跳出循环，并且 `lk->locked` 和 1 互换还是 1，不会改变它的状态。

`release` 是 `acquire` 的反向操作，先将 `lk->cpu` 清零。然后调用

```
__sync_lock_release(&lk->locked);
// 相当于
// s1 = &lk->locked
// amoswap.w zero, zero, (s1)
```

将 `lk->locked` 置 0，这也是一个原子操作。

由于编译器有时候为了性能优化会重新排列代码的执行顺序，对于顺序执行的代码来说，这种重新排列顺序并不会改变代码执行的结果，但是对于并发执行的代码，则可能改变结果，因此需要在 `acquire` 和 `release` 中用 `__sync_synchronize()` 来保证 `CPU` 和编译器不进行重新排列顺序。

`__sync_synchronize()` 是一个 `barrier`，任何在这一行代码之前的代码都不能 `reorder` 到这一行代码的后面。

3. Deadlocks and lock ordering

如果一块代码需要同时拥有多个锁，那么应该让其他需要相同锁的进程按照相同的顺序 acquire 这些锁，否则可能出现死锁。比如进程 1 和 2 都需要锁 A 和锁 B，如果进程 1 先 acquire 了锁 A，进程 2 acquire 了锁 B，那么接下来进程 1 需要 acquire 锁 B，进程 2 需要 acquire 锁 A，但是这两个都不能 acquire 到也无法 release 各自的锁，就会出现死锁。

由于 sleep 在 xv6 中的机制，xv6 中有很多长度为 2 的 lock-order。比如 consoleintr 中要求先获得 cons.lock，当整行输入完毕之后再唤醒等待输入的进程，这需要获得睡眠进程的锁。xv6 的文件系统中有一个很长的 lock chain，如果要创建一个文件需要同时拥有文件夹的锁、新文件的 inode 的锁、磁盘块缓冲区的锁、磁盘驱动器的 vdisk_lock 的锁以及调用进程的 p->lock 的锁

Lock	Description
bcache.lock	Protects allocation of block buffer cache entries
cons.lock	Serializes access to console hardware, avoids intermixed output
ftable.lock	Serializes allocation of a struct file in file table
icache.lock	Protects allocation of inode cache entries
vdisk_lock	Serializes access to disk hardware and queue of DMA descriptors
kmem.lock	Serializes allocation of memory
log.lock	Serializes operations on the transaction log
pipe's pi->lock	Serializes operations on each pipe
pid_lock	Serializes increments of next_pid
proc's p->lock	Serializes changes to process's state
tickslock	Serializes operations on the ticks counter
inode's ip->lock	Serializes operations on each inode and its content
buf's b->lock	Serializes operations on each block buffer

Figure 6.3: Locks in xv6

除了 lock ordering 之外，锁和中断的交互也可能造成死锁。比如当 sys_sleep 拥有 tickslock 时，发生定时器中断，定时器中断的 handler 也需要 acquire tickslock，就会等待 sys_sleep 释放，但是因为在中断里面，只要不从中断返回 sys_sleep 就永远无法释放，因此造成了死锁。对这种死锁的解决方法是：如果一个中断中需要获取某个特定的 spinlock，那么当 CPU 获得了这个 spinlock 之后，该中断必须被禁用。xv6 的机制则更加保守：当 CPU 获取了任意一个 lock 之后，将 disable 掉这个 CPU 上的所有中断（其他 CPU 的中断保持原样）。当 CPU 不再拥有 spinlock 时，将通过 pop_off 重新使能中断

4. Sleep locks

spinlock 的两个缺点：

- 如果一个进程拥有一个锁很长时间，另外一个企图 acquire 的进程将一直等待
- 当一个进程拥有锁的时候，不允许把当前使用的 CPU 资源切换给其他线程，否则可能导致第二个线程也 acquire 这个线程，然后一直无法切回到原来的线程，无法 release 锁，从而导致死锁。

xv6 提供了一种 sleep-locks，可以在试图 acquire 一个被拥有的锁时 yield CPU。spin-lock 适合短时间的关键步骤，sleep-lock 适合长时间的锁

5. RCU

RCU(Read-Copy Update) 是一种能让多个读进程对链表进行同时读取，并让一个写进程同时对链表进行写入修改操作的机制，这种机制避免了进程进行读/写操作都需要获取锁而造成的锁竞争问题，适用于大量进程同时对链表结构进行读取的操作。

基本原理是：写进程在写入某一个链表中的节点时，比如

```
head->E1->E2->E3->nil
```

试图修改 `E2->content`，则不直接修改 `E2->content`，因为在修改 `E2->content` 的过程中可能会有别的进程在读，此时可能读入写了一半的内容，我们希望一个读进程读取的内容要么是修改之前的，要么是修改之后的，而不是修改一半的内容。读进程的操作是

1. `lock`，防止其他写进程同时进行写入
2. `e = alloc()`，新分配一个 `element`
3. `e->next = E2->next`，此时同时有 2 个 `element` 指向 `E3`，但是其他读进程在读的时候还是读取的是旧的 `E2`
4. `e->content = new_content`
5. `E1->next = e`，此时其他读进程在读的时候是新的 `E2`，这是一个原子操作
6. `unlock`

由于编译器有时候为了优化会将 2 3 4 5 等步骤打乱，因此需要在第 5 步之前设置 `memory barrier`，即只有在 2 3 4 均完成的情况下才能执行第 5 步

同时需要释放原先的 `E2`，但是由于可能很多读进程已经获取了对原先 `E2` 的指针，必须等待这些读进程读取完毕不再使用 `E2` 才能将原先的 `E2` 释放掉，这是通过以下规则实现的：

1. 所有的读进程不能够在进行 `context switch` 时拥有着对 RCU-protected data 的指针，也就是说在读进程读完 `E2` 之前，不能 `yield CPU`
2. 写进程需要等到所有的 `CPU` 都进行了一次 `context switch` 才能释放掉原先的数据，也就是 `E2` (通过 `synchronize_rcu()` 实现)

```
// list reader using RCU interface
rcu_read_lock(); // 设置flag防止context switch
e = head;
while (p) {
    e = rcu_dereference(e); // 获取对e的指针
    a = e->content;
    e = e->next;
}
rcu_read_unlock(); // 可以开始context switch

// list writer using RCU interface, replacing head
acquire(lock); // normal spin lock
old = head;
e = alloc();
e->content = new_content;
e->next = head->next;
rcu_assign_pointer(&head, e); // commit the writes
release(lock);

synchronize_rcu(); // wait untill all cpus have context switched, meaning that
no reader can hold the pointer to old head
free(old);
```

6. Lab1: Memory allocator

xv6 在通过 `kalloc()` 和 `kfree()` 申请和释放内存时都需要加锁，所有的内存都存储在 `kmem.freelist` 这个链表中，而全局只有一把锁，这就造成锁的粒度太大，`kalloc()` 和 `kfree()` 只能以串行的方式去申请和释放；但是对于不同的 CPU 来说其实可以同时申请和释放内存的

为了使得这两个方法可以并行，对于每个 CPU 创建一个单独的锁，将 `kmem.freelist` 分给所有 CPU，这样就可以使得不同 CPU 之间可以同时的申请和释放内存了

修改 `struct kmem` 的定义

```
struct {  
+ struct spinlock lock[NCPU];  
+ struct run *freelist[NCPU];  
} kmem;
```

在 `kinit()` 中对所有的锁进行初始化

```
void  
kinit()  
{  
+ for(int i = 0; i < NPCU; i++) {  
+   initlock(&kmem.lock[i], "kmem");  
+ }  
  freerange(end, (void*)PHYSTOP);  
}
```

修改 `kfree()`，只对当前 CPU 加锁

```
    r = (struct run*)pa;  
  
+ push_off();  
+ int cid = cpuid();  
+ pop_off();  
+  
+ acquire(&kmem.lock[cid]);  
+ r->next = kmem.freelist[cid];  
+ kmem.freelist[cid] = r;  
+ release(&kmem.lock[cid]);  
}
```

同样的，修改 `kalloc()`

```
    struct run *r;  
  
+ push_off();  
+ int cid = cpuid();  
+ pop_off();  
+  
+ acquire(&kmem.lock[cid]);  
+ r = kmem.freelist[cid];  
+ if(r) {
```

```

+   kmem.freelist[cid] = r->next;
+   release(&kmem.lock[cid]);
+ } else {
+   release(&kmem.lock[cid]);
+   for(int i = 0; i < NCPU; i++) {
+     if(i == cid) continue;
+     acquire(&kmem.lock[i]);
+     r = kmem.freelist[i];
+     if(r) {
+       kmem.freelist[i] = r->next;
+       release(&kmem.lock[i]);
+       break;
+     }
+     release(&kmem.lock[i]);
+   }
+ }

if(r)
    memset((char*)r, 5, PGSIZE); // fill with junk

```

7. Lab2: Buffer cache

可参考 [Lab lock: Parallelism/locking](#)

添加 `struct bucket`, 修改 `struct bcache`

```

+ extern uint ticks;

struct {
    struct spinlock lock;
    struct buf buf[NBUF];

    // Linked list of all buffers, through prev/next.
    // Sorted by how recently the buffer was used.
    // head.next is most recent, head.prev is least.
-   struct buf head;
} bcache;

+ struct {
+   struct spinlock lock;
+   struct buf head;
+ } bucket[NBUCKET];

+ int hash(int key) {
+   return key % NBUCKET;
+ }

```

修改 `struct buf`, 增加 `timestamp`、删除 `prev` 字段

```

struct buf {
    int valid;    // has data been read from disk?
    int disk;    // does disk "own" buf?
    uint dev;
    uint blockno;
    struct sleeplock lock;
+   uint timestamp;
    uint refcnt;    // 每个块缓冲区的引用计数
    struct buf *next;
    uchar data[BSIZE];
};

```

修改 `binit()`，初始化 `bucket` 的锁以及 `struct buf` 的锁

```

void
binit(void)
{
    struct buf *b;

    initlock(&bcache.lock, "bcache");

    // Create linked list of buffers
+   int avg = NBUF / NBUCKET;
+   b = bcache.buf;
+   for(int i = 0; i < NBUCKET; i++) {
+       initlock(&bucket[i].lock, "bucket");
+       for(int j = 0; j < avg; j++) {
+           initsleeplock(&b->lock, "buffer");
+           b->blockno = i;
+           b->next = bucket[i].head.next;
+           bucket[i].head.next = b;
+           b++;
+       }
+   }
}

```

修改 `brelease()`

```

void
brelease(struct buf *b)
{
    if(!holdingsleep(&b->lock))
        panic("brelease");

    releasesleep(&b->lock);

+   int idx = hash(b->blockno);
+   acquire(&bucket[idx].lock);
    b->refcnt--;
    if (b->refcnt == 0) {
        // no one is waiting for it.
+       b->timestamp = ticks;
    }
}

```

```
+ release(&bucket[idx].lock);
}
```

修改 bpin()

```
void
bpin(struct buf *b) {
+ int idx = hash(b->blockno);
+ acquire(&bucket[idx].lock);
  b->refcnt++;
+ release(&bucket[idx].lock);
}
```

修改 bunpin()

```
void
bunpin(struct buf *b) {
+ int idx = hash(b->blockno);
+ acquire(&bucket[idx].lock);
  b->refcnt--;
+ release(&bucket[idx].lock);
}
```

最后修改 bget()

```
static struct buf*
bget(uint dev, uint blockno)
{
  struct buf *b;

  int idx = hash(blockno);
  acquire(&bucket[idx].lock);

  // Is the block already cached?
  for(b = bucket[idx].head.next; b; b = b->next) {
    if(b->dev == dev && b->blockno == blockno) {
      b->refcnt++;
      release(&bucket[idx].lock);
      acquiresleep(&b->lock);
      return b;
    }
  }

  // Not cached.
  // Recycle the least recently used (LRU) unused buffer.
  uint time = 1e9;
  struct buf *tbuf = 0;
  for(b = bucket[idx].head.next; b; b = b->next) {
    if(b->refcnt == 0 && b->timestamp < time) {
      time = b->timestamp;
      tbuf = b;
    }
  }
}
```



```

    if(tbuf)
        goto find;

    acquire(&bcache.lock);

refind:
    for(b = bcache.buf; b < bcache.buf + NBUF; b++) {
        if(b->refcnt == 0 && b->timestamp < time) {
            time = b->timestamp;
            tbuf = b;
        }
    }

    if(!tbuf)
        panic("bget: no buffers");

    int idx2 = hash(tbuf->blockno);
    acquire(&bucket[idx2].lock);
    if(tbuf->refcnt != 0) {
        release(&bucket[idx2].lock);
        time = 1e9;
        goto refind;
    }

    struct buf *cur = &bucket[idx2].head;
    while(cur->next != tbuf) {
        cur = cur->next;
    }

    // remove tbuf from bucket[idx2]
    cur->next = tbuf->next;
    release(&bucket[idx2].lock);

    // add tbuf to bucket[idx]
    tbuf->next = bucket[idx].head.next;
    bucket[idx].head.next = tbuf;
    release(&bcache.lock);

find:
    tbuf->dev = dev;
    tbuf->blockno = blockno;
    tbuf->valid = 0;
    tbuf->refcnt = 1;
    release(&bucket[idx].lock);
    acquire_sleep(&tbuf->lock);
    return tbuf;
}

```

