# آزمایشگاه سیستم عامل

## پروژه چهار

**اعضای گروه:**

**الهه خداوردی - 810100132**

**فرشته باقری - 810100089**

**عاطفه میرزاخانی - 810100220**

**Repository:** https://github.com/elahekhodaverdi/Operating-System-Lab-Projects

**Latest Commit:**

## همگام‌سازی در XV6

1) **علت غیرفعال کردن وقفه در هنگام استفاده از این نوع قفل چیست؟ چرا ممکن است CPU با مشکل deadlock رو به رو شود؟**

زیرا ممکن است در هنگام استفاده از این قفل ما برای مثال یک lock را در اختیار داشته باشیم که وقفه رخ داده نیز دقیقا به آن نیاز داشته باشد. برای مثال فرض کنید ما قطعه زیر را داریم:

```
acquire(tickslock);
```

و قفل مربوطه را بدست می‌آوریم حال فرض کنید وقفه ای رخ میدهد که در interrupt handler آن نیز داریم:

```
acquire(tickslock);
```

حال چون از قبل این قفل را قسمت قبل بدست آوردیم و آن پردازش متوقف شده interrupt handler تا ابد منتظر می‌ماند تا قفل آزاد شود تا آن را بدست آورد و بنابراین با deadlock مواجه می‌شویم.

2) **توابع pushcli و popcli به چه منظور استفاده می‌شوند و چه تفاوتی با cli و sti دارند؟**

همانطور که در سوال قبل توضیح داده شده، استفاده از spinlock به صورتی که وقفه‌ها فعال باشند منجر به deadlock می‌شود. برای حل مشکل توابع popcli و pushcli را داریم.

این توابع به این صورت عمل می‌کنند که هرگاه که یک قفل فعال می‌شود پیش از فراخوانی تابع xchg تابع pushcli را فراخوانی می‌کنیم و بعد از رهاسازی یک قفل نیز تابع popcli را فراخوانی می‌کنیم. با فراخوانی این توابع در واقع با فعال شدن هر قفل یکی به تعداد ncli اضافه می‌کنیم و مطمئن می‌شویم که وقفه‌ها غیرفعال باشند و هنگام آزادسازی قفل ها نیز یکی از ncli کم می‌کنیم تا هنگامی که مقدار آن به 0 برسد، در این زمان مطمئن هستیم که هیچ spinlock فعال نیست و وقفه‌ها را دوباره فعال می‌کنیم.

تفاوت آن‌ها با تابع cli و sli این است که این توابع کنترل‌کننده تعداد قفل ها هستند و در واقع توابعی که وقفه هارا فعال و یا غیر فعال میکنند در اصل sli و cli هستند.

**3) چرا قفل مذکور در سیستم های تک هسته‌ای مناسب نیست؟ روی کد توضیح دهید.**

```
void
acquire(struct spinlock *lk)
{
  pushcli(); // disable interrupts to avoid deadlock.
  if(holding(lk))
    panic("acquire");
  while(xchg(&lk->locked, 1) != 0)
    ;
  __sync_synchronize();
  lk->cpu = mycpu();
  getcallerpcs(&lk, lk->pcs);
}
```

همانطور که در قطعه کد مربوط به تابع acquire می‌بینیم  از آنجا که هنگامی که یک پردازه منتظر قفل می‌ماند هنوز در حالت running قرار می‌گیرد و متوقف نمی‌شود تا زمانی که قفل بدست آید.
اگر پردازه دیگری داشته باشیم که از قبل قفل را بدست آورده باشد و پردازه جدیدی به همان قفل نیاز داشته باشد، پردازه جدید تا زمانی که پردازه دیگری قفل را رها کند منتظر می‌ماند؛  این موضوع در سیستم‌های چند هسته در مشکل busy waiting را بوجود می‌آورد ولی از آنجا که در سیستم های تک هسته فقط یک پردازه در هر زمان در حال اجراست اگر یکی از پردازه‌های قبلی قفل را بدست آورده و رها نکرده باشد پردازه جدید نمی‌تواند قفل را بدست بیاورد و لذا در سیستم های تک هسته استفاده از این قفل در بدترین حالت منجر به deadlock می‌شود.

**4) در مجموعه دستورات RISC-V، دستوری با نام amoswap وجود دارد. دلیل تعریف و نحوه کار آن را توضیح دهید.**

amoswap.w rd, rs2, (rs1)

این تابع یک دستور اتمی مربوط به حافظه در معماری RISC-V است که مراحل زیر را به صورت اتمی انجام می‌دهد:
مقدار موجود در آدرس ذخیره شده در رجیستر rs1 را در rd ذخیره می‌کند.

کلمه ذخیره شده و کلمه ذخیره شده در رجیستر rs2 را جا به جا می‌کند. نتیجه را در خانه حافظه ذخیره می‌کند.
در مدت زمانی که این دستور اجرا می‌شود هیچ thread دیگری اجازه دسترسی و تغییر در آن مکان حافظه را ندارد.
از آنجا که این دستور به صورت اتمی اجرا می‌شود به دلایل زیادی از آن استفاده می‌شود:

- باعث می‌شود race condition جلوگیری شود و باعث بهبود در کنترل همگامی می‌شود و از inconsistencies در دیتا جلوگیری می‌کند.
- با استفاده از آن می‌توان مکانیسم های مختلف lock کردن از جمله mutex، spinlock را پیاده‌سازی کرد.
- از آن‌جا که مستقیما در سطح سخت‌افزار پیاده‌سازی می‌شوند از مکانیسم های نرم‌افزاری معادل بسیار بهینه‌تر و سریع‌تر هستند.
- از آن‌جا که یکی از دستورات RISC-V است میتواند در سیستم های مختلفی به سادگی استفاده شود.

## 5) مختصری راجع به تعامل میان پردازه ها توسط دو تابع مذکور توضیح دهید.

آدرس قفل به تابع acquiresleep به عنوان ورودی پاس داده می‌شود و سپس در بدنه تابع پردازه تا زمانی که شرایط برای در دست گرفتن قفل به آن داده نشده است sleep میکند.

```
22  void
23  acquiresleep(struct sleeplock *lk)
24  {
25    acquire(&lk->lk);
26    while (lk->locked) {
27      sleep(lk, &lk->lk);
28    }
29    lk->locked = 1;
30    lk->pid = myproc()->pid;
31    release(&lk->lk);
32  }
```

به تابع releasesleep نیز به عنوان ورودی آدرس قفل پاس داده می‌شود، پردازهای که قفل را نگه داشته بود، تابع wakeup را فراخوانی می‌کند که در آن wakeup1 فراخوانی می‌شود و در این تابع، پردازه‌هایی که روی آن قفل خاص در وضعیت sleep هستند بیدار می‌شوند و در وضعیت RUNNABLE قرار می‌گیرند.

```
34  void
35  releasesleep(struct sleeplock *lk)
36  {
37    acquire(&lk->lk);
38    lk->locked = 0;
39    lk->pid = 0;
40    wakeup(lk);
41    release(&lk->lk);
42  }
```

```
573  // PAGEBREAK!
574  //  Wake up all processes sleeping on chan.
575  //  The ptable lock must be held.
576  static void
577  wakeup1(void *chan)
578  {
579    struct proc *p;
580
581    for (p = ptable.proc; p < &ptable.proc[NPROC]; p++)
582      if (p->state == SLEEPING && p->chan == chan)
583        p->state = RUNNABLE;
584  }
585
586  // Wake up all processes sleeping on chan.
587  void wakeup(void *chan)
588  {
589    acquire(&ptable.lock);
590    wakeup1(chan);
591    release(&ptable.lock);
592  }
```

### 6) حالات مختلف پردازه‌ها در xv6 را توضیح دهید. تابع sched چه وظیفه ای دارد؟

در فایل proc.h حالات مختلف پردازه ها را به صورت زیر داریم:

```
58  enum procstate { UNUSED, EMBRYO, SLEEPING, RUNNABLE, RUNNING, ZOMBIE };
59
```

UNUSED: در این حالت استفاده‌ای از پردازنده نمی‌شود.

EMBRYO: زمانی که پردازه‌ای از وضعیت UNUSED خارج میشود به وضعیت EMBRYO میرود.

SLEEPING: زمانی که پردازه به منابعی نیاز دارد که آماده نیست، پردازه در این حالت قرار میگیرد و دیگر در cpu نیست.این آماده نبودن به دلیل در اختیار داشتن منابع توسط پردازه یا عملیات I/O یا ... است.

RUNNABLE: حالتی است که پردازه آماده اجرا است و آماده است که cpu به آن اختصاص داده شود.

RUNNING: وقتی پردازه‌ای در این حالت قرار دارد یعنی در حال اجرا است و cpu در حال حاضر به آن اختصاص داده شده است.

ZOMBIE: زمانی که کار پردازه‌ای تمام می‌شود و پایان می‌یابد، به این حالت در می‌آید و تا زمانی که والدش wait را فراخوانی نکرده است در این حالت می‌ماند زیرا با وجود پایان این پردازه، اطلاعات آن هنوز در ptable وجود دارد.

```
478  // Enter scheduler.  Must hold only ptable.lock
479  // and have changed proc->state. Saves and restores
480  // intena because intena is a property of this
481  // kernel thread, not this CPU. It should
482  // be proc->intena and proc->ncli, but that would
483  // break in the few places where a lock is held but
484  // there's no process.
485  void sched(void)
486  {
487    int intena;
488    struct proc *p = myproc();
489
490    if (!holding(&ptable.lock))
491      panic("sched ptable.lock");
492    if (mycpu()->ncli != 1)
493      panic("sched locks");
494    if (p->state == RUNNING)
495      panic("sched running");
496    if (readeflags() & FL_IF)
497      panic("sched interruptible");
498    intena = mycpu()->intena;
499    swtch(&p->context, mycpu()->scheduler);
500    mycpu()->intena = intena;
501  }
```

تابع ()sched برای switch context کردن به context زمانبند است. پردازه برای رها کردن CPU به این تابع می‌آید (که از قبل باید state اش از RUNNING عوض شده باشد و قفل ptable را داشته باشد). در تابع فلگ enable interrupt ذخیره شده و پس از بازگشت برگردانده میشود.
این تابع با استفاده از swtch، کانتکست را تغییر میدهد و ادامه تابع scheduler اجرا میشود که به context پردازه RUNNABLE دیگری تعویض میکند.

### 7) تغییری در توابع دسته دوم داده تا تنها پردازه صاحب قفل، قادر به آزادسازی آن باشد. قفل معادل در هسته لینوکس را به طور مختصر معرفی نمایید

برای اینکه تنها پردازه صاحب قفل قادر به آزادسازی آن باشد، تابع releasesleep را مطابق زیر تغییر دادیم تا اگر شماره پردازه فعلی با شماره پردازه صاحب قفل یکی بود، بتواند آن را آزاد کند.

```
33  void releasesleep(struct sleeplock *lk)
34  {
35    acquire(&lk->lk);
36    if (lk->pid == myproc()->pid)
37    {
38      lk->locked = 0;
39      lk->pid = 0;
40      wakeup(lk);
41    }
42    release(&lk->lk);
43  }
```

قفل معادل در هسته لینوکس mutex است که کد آن در لینک زیر موجود است.

https://github.com/torvalds/linux/blob/master/include/linux/mutex.h

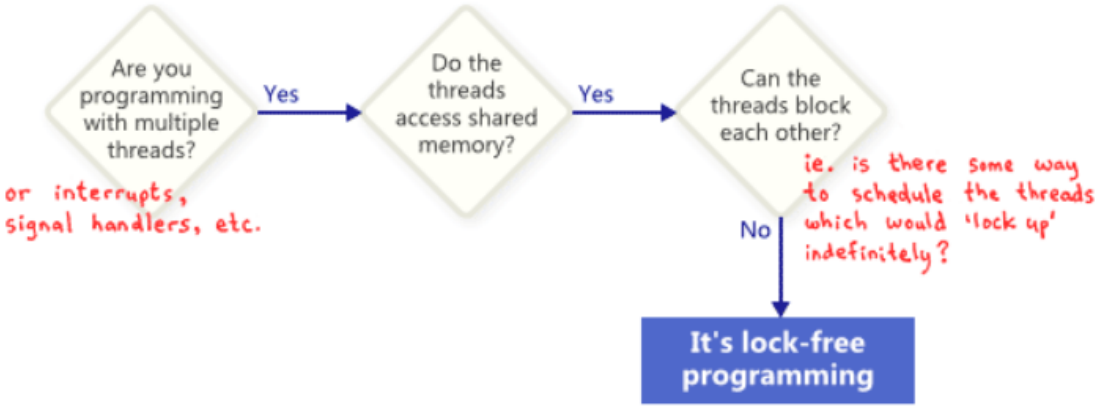
```
struct mutex {
        atomic_long_t           owner;
        raw_spinlock_t          wait_lock;
#ifdef CONFIG_MUTEX_SPIN_ON_OWNER
        struct optimistic_spin_queue osq; /* Spinner MCS lock */
#endif
        struct list_head        wait_list;
#ifdef CONFIG_DEBUG_MUTEXES
        void                    *magic;
#endif
#ifdef CONFIG_DEBUG_LOCK_ALLOC
        struct lockdep_map      dep_map;
#endif
};
```

در استراکت mutex همانطور که قابل مشاهده است یک فیلد به نام owner در نظر گرفته شده است، این فیلد در حین آزادسازی قفل چک می‌شود تا تنها صاحب قفل مجاز به این کار باشد.

**8) روشی دیگر برای نوشتن برنامه ها استفاده از الگوریتم های free-lock است. مختصری راجع به آن ها توضیح داده و از مزایا و معایب آنها نسبت به برنامه نویسی با lock بگویید.**

برنامه‌نویسی بدون قفل یک روش است که به روزرسانی همزمان داده‌ساختارهای مشترک را بدون نیاز به انجام همگام‌سازی پر هزینه بین thread ها امکان‌پذیر می‌کند. این روش اطمینان می‌دهد که هیچ thread ای برای مدت زمان نامحدودی مسدود نشود، و پیشرفت برخی از thread ها را زمانی که thread های متعددی وجود دارد، تضمین می‌کند.

الگوریتم‌های بدون قفل داده‌ساختارها و توابعی را که با دقت طراحی شده‌اند، فراهم می‌کنند تا به thread های متعدد اجازه دهند تا به صورت مستقل از یکدیگر کار کنند. این به این معنی است که شما سعی نمی‌کنید قبل از اجرای critical section خود یک قفل را acquire کنید. به جای آن، شما به صورت مستقل یک کپی از بخشی از داده‌ساختار را به‌روز می‌کنید و سپس آن را به صورت اتمیک به ساختار مشترک با CAS (مقایسه و تعویض) اعمال می‌کنید.




الگوریتم های lock-free می‌توانند مزایای متنوعی نسبت به داده‌ساختارهای با قفل ارائه دهند مانند performance و scalability در سناریو های با رقابت بالا که بسیاری از thread ها برای گرفتن یک resource یکسان رقابت می کنند. این الگوریتم ها می توانند سربار context-switch، خطر deadlock livelock یا priority inversion را کاهش دهند. همچنین می توانند fault tolerant و پاسخگویی را با جلوگیری از thread failure یا از پیش برداشتن بدون اختلال در سازگاری یا پیشرفت داده افزایش دهند.
این الگوریتم ها با چالش‌ها و محدودیت‌هایی همراه هستند. آنها نیاز به درک عمیق‌تری از مفاهیم concurreny و همگام‌سازی دارند، مانند اتمی بودن، ترتیب حافظه، یا شرایط پیشرفت. طراحی و آزمایش برنامه های بدون قفل پیچیده‌تر از داده‌ساختارهای با قفل است، و ممکن است اشکالات یا خطاهای ریزی را معرفی کنند که سخت است آنها را تشخیص داد یا تکرار کرد. علاوه بر این، آنها ممکن است برای همه انواع برنامه ها مناسب نباشند نباشند، و ممکن است با برخی از زبان‌ها، کتابخانه‌ها، یا پلتفرم‌ها خوب کار نکنند. علاوه بر این، داده‌ساختارهای بدون قفل ممکن است مشکلات سازگاری با سایر مکانیزم‌های همزمانی داشته باشند، مانند معاملات یا سیگنال‌ها. اگرچه آنها ممکن است در برخی موارد عملکرد بهتری نسبت به داده‌ساختارهای با قفل داشته باشند، اما همچنین برخی از معایبی نیز دارند، مانند مصرف بیشتر حافظه، کارایی کمتر cache، یا عدالت کمتر.

## پیادهسازی متغیرهای مختص هر هسته پردازنده

### الف) cache coherence protocols

این پروتکل‌ها اطمینان می‌دهند که تمام core ها نمای یکپارچه‌ای از داده‌ها در حافظه را ببینند. زمانی که یک core مکانی در حافظه را تغییر می‌دهد، این پروتکل‌ها مکانیسم‌هایی را برای به‌روزرسانی یا ابطال ورودی‌های

متناظر در سایر کش‌ها فراهم می‌کنند، سازگاری داده‌ها در تمام کش‌ها را حفظ می‌کنند. به این ترتیب، تمام هسته‌ها می‌توانند به درستی با داده‌های مشترک کار کنند.

### ب) ticket lock

Ticket lock یک روش همگام‌سازی است که برای کنترل دسترسی به منابع مشترک در برنامه‌های multi-thread استفاده می‌شود. در این روش، هر thread ای که می‌خواهد منبع را قفل کند، یک "بلیت" دریافت می‌کند. رشته‌ها سپس بر اساس ترتیب بلیت‌هایشان به منبع دسترسی پیدا می‌کنند. با این حال، قفل بلیت ممکن است با مشکلات cache coherence روبرو شود. این مشکل زمانی پیش می‌آید که یک thread مقدار قفل را تغییر می‌دهد و این تغییر باید در کش‌های دیگر نیز منعکس شود. این می‌تواند باعث ایجاد ترافیک سنگین بر روی باس شود و عملکرد سیستم را کاهش دهد. برای مقابله با این مشکل، می‌توان از پروتکل‌های هماهنگی کش استفاده کرد. این پروتکل‌ها اطمینان می‌دهند که تمام هسته‌ها داده‌های به‌روز را می‌بینند و هنگامی که یک هسته مقداری را تغییر می‌دهد، مکانیسم‌هایی را فراهم می‌کنند تا ورودی‌های متناظر در سایر کش‌ها را به‌روز یا نامعتبر کنند. این روش باعث می‌شود تمام هسته‌ها بتوانند به درستی با داده‌های مشترک کار کنند.

### ج) per-core variables

در لینوکس با استفاده از ماکروی زیر می توان متغییر های مختص هر هسته را تعریف کرد:
DEFINE_PER_CPU(int, per_cpu_n);
با استفاده این ماکرو، یک متغییر با تایپ int در data..percpue. ساخته می شود که زمانی که کرنل initialize می شود تابع setup_per_cpu_areas فراخوانی می شود و بخش data..percpue. به تعداد هسته ها لود می شود و متغییر های مختص هر هسته ایجاد می شوند.

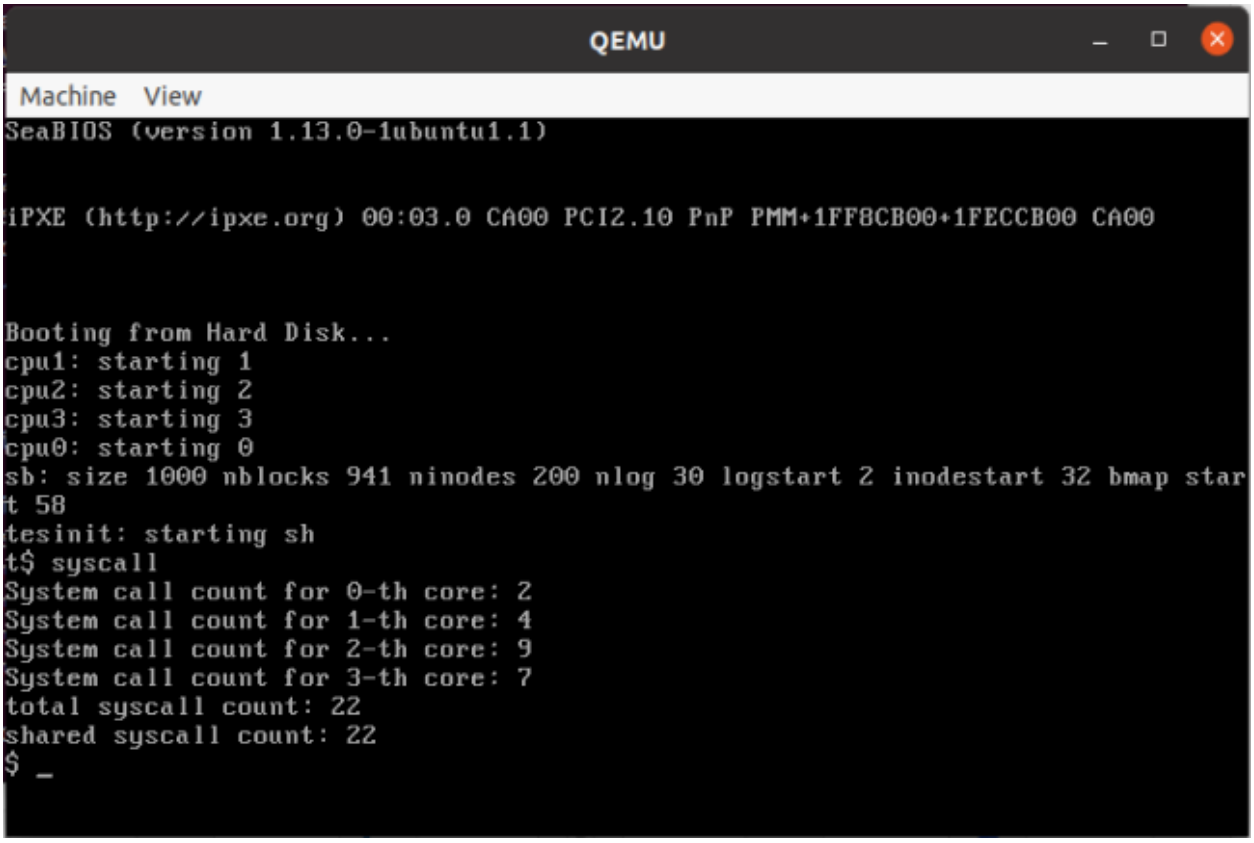
### اضافه کردن system call

برای اینکار به استراکت cpu یک متغییر syscallcount اضافه می کنیم که تعداد سیستم کال های هر core را ذخیره می کند . برای صحت سنجی یک global variable به نام shared_syscallcount هم تعریف می شود.
برای اینکه تعداد سیستم کال های فراخوانی شده در یک بار اجرای برنامه را پیدا کنیم ابتدای تابع exec مقادیر syscallcount را صفر می کنیم.
در ادامه یک برنامه تست نوشته شده است که پردازه ها روی یک فایل مشترک می نویسند.
توابع مورد نیاز:

```c
int
sys_getsyscallcount(void)
{
  int i, total = 0;
  for (i = 0; i < ncpu; i++) {
    int count = syscallcount(i);
    if(count >= 0) {
      cprintf("System call count for %d-th core: %d\n", i, count);
      total += count;
    }
  }
  cprintf("total syscall count: %d\n", total);
  cprintf("shared syscall count: %d\n", shared_syscallcount);
  return total;
}
```

```
int
syscallcount(int cpu)
{
  if(cpu < 0 || cpu >= ncpu)
    return -1;
  return cpus[cpu].syscallcount;
}

int reset_syscallcount(int cpu){
  if(cpu < 0 || cpu >= ncpu)
    return -1;
  cpus[cpu].syscallcount = 0;

  return 0;
}
```

```
int main(int argc, char* argv[]){
    int fd=open("file.txt",O_CREATE|O_WRONLY);
    for (int i = 0; i < NUM_FORKS; i++){
        int pid = fork();
        if (pid == 0){
            acuire_user();

            char* write_data = "OS Lab4 - G29";
            int max_length = 13;

            write(fd,write_data,max_length);
            write(fd,"\n",1);

            release_user();
            exit();

        }
    }

    while (wait() != -1);
    close(fd);

    getsyscallcount();
    exit();
}
```




## پیاده‌سازی سازوکار همگام سازی با قابلیت اولویت دادن

این ساز و کار را در قالب یک قفل به نام priority lock پیاده‌سازی کردیم.

کد مربوط به این قفل را در قالب دو فایل جدید به نام prioritylock.c و prioritylock.h به سیستم عامل xv6 اضافه کردیم.

ابتدا یک استراکت تعریف کردیم که به صورت زیر است:

```
struct prioritylock {
  uint locked;       // Is the lock held?
  struct spinlock lk; // spinlock protecting this sleep lock

  // For debugging:
  char *name;        // Name of lock.
  int pid;           // Process holding lock
};
```

توابع مربوط به این قفل که مربوط به init کردن قفل و acquire و release کردن این قفل هستند نیز در فایل .c به صورت زیر نوشته شده اند.

**Init:**

```
void
initprioritylock(struct prioritylock *lk, char *name)
{
  initlock(&lk->lk, "priority lock");
  lk->name = name;
  lk->locked = 0;
  lk->pid = 0;
}
```

**Acquire:**

```
void
acquirepriority(struct prioritylock *lk)
{
  acquire(&lk->lk);
  while (lk->locked) {
    sleep(lk, &lk->lk);
  }
  lk->locked = 1;
  lk->pid = myproc()->pid;
  release(&lk->lk);
}
```

**Release:**

```
void
releasepriority(struct prioritylock *lk)
{
  if (myproc()->pid != lk->pid)
    panic("release");

  acquire(&lk->lk);
  lk->locked = 0;
```

```
  lk->pid = 0;
  wakeup2(lk);
  release(&lk->lk);
}
```

**Holding:**

```
Int holdingpriority(struct prioritylock *lk)
{
  int r;
  acquire(&lk->lk);
  r = lk->locked && (lk->pid == myproc()->pid);
  release(&lk->lk);
  return r;
}
```

همانطور که در کد مربوط به release میبینیم برای بیدار کردن پردازه هایی که در انتظار رها شدن قفل هستند از تابع جدید wakeup2 استفاده کردیم که براساس اولویت مخصوص به این قفل، در صورت وجود پردازه در صف این قفل، پردازه با بالاترین اولویت را بیدار میکند و در حالت RUNNABLE قرار می‌دهد.

تعریف این تابع نیز به شرح زیر است:

```
void wakeup2(void *chan)
{
  acquire(&ptable.lock);
  struct proc *p;
  struct proc *p_f = 0;

  for (p = ptable.proc; p < &ptable.proc[NPROC]; p++)
    if (p->state == SLEEPING && p->chan == chan)
    {
      if (p_f)
      {
        if (p_f->pid > p->pid)
          p_f = p;
      }
      else
      {
        p_f = p;
      }
```

```
    }
  if (p_f)
    p_f->state = RUNNABLE;
  release(&ptable.lock);
}
```

حال برای تست این قفل بایستی یک متغیر به صورت گلوبال تعریف کرده که شامل یک قفل باشد  و در سیستم کال مربوطه آن را acquire و release کنیم.

این متغیر را در proc.c اضافه کردیم:

```
struct
{
  int number;
  struct prioritylock lock;
} buffer_test;
```

حال یک تابع برای init کردن این استراکت تعریف کردیم:

```
void buf_test_init(void)
{
  buffer_test.number = 0;
  initpriorityлock(&buffer_test.lock, "test_buffer");
}
```

این تابع را بایستی در فایل main.c در تابع main فراخوانی کنیم تا با راه اندازی سیستم عامل این استراکت نیز مقداردهی شود.

حال به سراغ سیستم کال مربوطه می‌رویم:

```
void prioritylock_test()
{
  cprintf("Process with pid %d entering critical section\n", myproc()->pid);
  acquirepriority(&buffer_test.lock);

  cprintf("Process with pid %d accessed the lock\n", myproc()->pid);

  volatile long long a = 3;
  volatile long long b = 4;
  volatile long long temp = 0;
  for (long long l = 0; l < 10000; l++)
    for (long long s = 0; s < 100; s++)
        for (long long k = 0; k < 200; k++)
```

```
        {
            temp += a * b;
        }
  print_priority_queue(&buffer_test.lock);

  buffer_test.number += 1;

  releasepriority(&buffer_test.lock);
  cprintf("\nProcess with pid %d leaving critical section\n\n", myproc()->pid);
}
```

تابعی که صف مربوط به قفل را چاپ می‌کند نیز :

```
void print_priority_queue(void *chan)
{
  acquire(&ptable.lock);

  struct proc *p;
  int m = 0;
  struct proc * p_f = 0;
  cprintf("\nPriority Queue:\n");
  for (p = ptable.proc; p < &ptable.proc[NPROC]; p++){
    if (p->state == SLEEPING && p->chan == chan)
    {
      if(p_f && p_f->pid < p->pid){
        p_f = p;
      }
      else {
        p_f = p;
      }
      cprintf("pid: %d\n",p->pid);
      m++;
    }
  }
  if(m == 0)
    cprintf("Queue is empty.\n");
  if(p_f)
    cprintf("Process with highest priority has pid: %d\n",p_f->pid);
  release(&ptable.lock);
```

```
}
```

حال یک برنامه سطح کاربر به xv6 اضافه کردیم که در آن چند پردازه ساخته و برای هر پردازه سیستم کال مربوطه را فراخوانی می‌کنیم تا همه پردازه‌ها به دنبال بدست آوردن قفل باشند اسم این برنامه سطح کاربر را نیز test_prioritylock گذاشتیم.

```
#define PROCS_NUM 3

int main()
{
    for (int i = 0; i < PROCS_NUM; i++)
    {
        int pid = fork();
        if (pid == 0)
        {
            prioritylock_test();
            exit();
        }
    }
    for (int i = 0; i < PROCS_NUM; i++)
        wait();
    exit();
}
```

**آیا این پیاده‌سازی ممکن است که دچار گرسنگی شود؟ راه‌حلی برای برطرف کردن این مشکل ارائه دهید.**

**روش ارائه‌شده توسط شما باید بتواند شرایطی را که قفل‌ها دارای اولویت یکسان می‌باشند را نیز پوشش دهد.**

بله دچار گرسنگی می‌شود زیرا ممکن است در هر لحظه پردازه های جدیدی وارد شوند که به دنبال قفل هستند و از آنجا که هر پردازه جدید یک pid بزرگتر از قبلی ها می گیرد پس اولویت بالاتری نسبت به آن‌ها که از قبل در صف بودند می‌گیرد و اینگونه ممکن است پردازه‌هایی که ابتدا در صف رفته‌اند دچار گرسنگی شوند.
برای حل این مشکل می‌توانیم از مکانیزم aging استفاده کنیم.  در این مکانیزم مدت زمان مشخصی را معین کرده و هر پردازه‌ای پس از گذشت این مدت زمان منتظر ماندن هربار اولویتش افزایش می‌یابد و به موقعیت

جلوتری در صف اولویت منتقل می‌شود.  اگر اولویت دو پردازه نیز با هم یکسان بود می‌توانیم waiting time را معیار قرار داده و مدت زمان انتظار هر یک که بیشتر بود اولویت ان را برتری دهیم و اگر آن هم یکسان بود می‌توانیم براساس pid تصمیم بگیریم و هر یک pid کوچک تری داشت آن را اولویت دهیم زیرا پردازه با pid کوچک تر در سیستم ما زودتر ساخته شده است.

**یک نوع پیاده‌سازی همگام‌سازی توسط قفل بلیت انجام می‌شود. آن را بررسی کنید و تفاوت آن را با روش همگام‌سازی بالا بیان کنید.**

قفل بلیت نیز یک مکانیزم همگام‌سازی با الگوریتم قفل است که از ورود غیرمجاز چند پردازه و یا thread به critical section جلوگیری می‌کند. این قفل با استفاده از spinlock پیاده‌سازی می‌شود و مبتنی بر ساختار صف FIFO یا First In First Out است.
این مکانیزم و صف مورد نظر همانند سیستم نوبت‌دهی در مکان هایی مانند نانوایی است که مشتریان پس از ورود یک نوبت براساس وضعیت آن لحظه دریافت می‌کنندو براساس همان نوبت به ترتیب خدمات خود را دریافت می‌کنند. این شرایط در سیستم عامل با استفاده از قفل بلیت به این صورت است که هر Thread یا پردازه پس از درخواست برای کسب قفل مربوطه یک نوبت دریافت می‌کند و سپس براساس همان نوبت پردازه‌ها به قفل دسترسی پیدا خواهند کرد.
هنگامی که یک نخ یا یک پردازه قصد ورود به ناحیه بحرانی را دارد به صورت اتمی یک بلیت دریافت می‌کند و بلیت مجاز بعدی مربوط به قفل نیز یکی افزایش پیدا می‌کند و همچنین برای ورود هر پردازه به ناحیه بحرانی باید بلیت آن با مقدار معتبر بلیت برای ورود به قفل مقایسه می‌کند و اگر برابر بود قفل را بدست می‌اورد (همانند سیستم نوبت‌دهی بانک).
از آن طرف قفل اولویت نیز مکانیزم همگام‌سازی با الگوریتم قفل است که باعث می‌شود پردازه‌ها یا thread هایی که قصد ورود به ناحیه بحرانی دارند به ترتیب اولویت وارد ناحیه بحرانی شوند. ایده آن ها مانند هم است و همچنین هر دو عملیات خود را به صورت اتمی انجام می‌دهند ولی به دلیل اینکه در قفل بلیت نسبت به ترتیب ورود پردازه‌ها حساسیت وجود دارد دسترسی به قفل عادلانه تر است و گرسنگی رخ نمی‌دهد در حالی که این موضوع برای قفل اولویت برقرار نیست.
در شرایط خاص قفل اولویت و بلیت می‌توانند یکسان باشند.