به نام خدا

گزارش آزمایشگاه آزمایش چهارم درس سیستم عامل

آیدین کاظمی: ۸۱۰۱۰۱۵۶۱ علی زیلوچی: ۸۱۰۱۰۱۵۶۰ بابک حسینی محتشم: ۸۱۰۱۰۱۴۰۸

چگونگی همگام‌سازی در سیستم‌عامل XV6:

۱. در تابع acquire داخل فایل spinlock.c که در تصویر زیر مشخص است، در ابتدای کار با صدا زدن pushcli وقفه‌های این CPU غیرفعال می‌شوند. دلیل این است که اگر وقفه‌ها غیرفعال نشوند و یا پس از دستور xchg که lock را یک کرده فعال شوند ممکن است باعث رخداد deadlock بشویم. برای مثال پس از اینکه CPU متغیر lock را یک کرد اگر وقفه‌ای بیاید و کد ISR نیاز به گرفتن قفل یکسانی داشته باشد، در حلقه whileگرفتن قفل تا ابد منتظر می‌ماند چون کد متن وقفه همواره باید تا اتمام آن اجرا شود در حالیکه در این کد در حلقه بی‌نهایت افتاده‌ایم چون قبلا قفل آن گرفته شده.

```
void
acquire(struct spinlock *lk)
{
  pushcli(); // disable interrupts to avoid deadlock.
  if(holding(lk))
    panic("acquire");

  // The xchg is atomic.
  while(xchg(&lk->locked, 1) != 0)
    ;

  // Tell the C compiler and the processor to not move loads or stores
  // past this point, to ensure that the critical section's memory
  // references happen after the lock is acquired.
  __sync_synchronize();

  // Record info about lock acquisition for debugging.
  lk->cpu = mycpu();
  getcallerpcs(&lk, lk->pcs);
}
```

تابع pushcli مشابه و popcli هم مانند cli و sti باعث فعال / غیرفعال کردن وقفه می‌شوند. تفاوت اصلی این دو با cli/sti در این است که این دو همدیگر را به نوعی خنثی می‌کنند یعنی برخلاف cli/sti که تنها وقفه را فعال و غیرفعال می‌کند، با اجرای pushcli یکی به تعداد cliهای CPU اضافه می‌شود وبا هر popcli

یکی کم می‌شود تا وقتی که این مقدار صفر شود که در آن صورت فعال بودن یا نبودن وقفه به حالتی که پیش از این داشت برمی‌گردد.

۲. پردازه‌ها در XV6 شش حالت مختلف می‌توانند داشته باشند:

توصیف در xv6	وضعیت xv6	وضعیت معادل
وضعیت خانه‌هایی از جدول پردازه‌ها که پردازه‌ای در آن‌ها قرار ندارد.	UNUSED	new
پردازه تازه ساخته شده که هنوز آماده اجرا نیست و مقادیر PCB والد در PCB آن کپی نشده است.	EMBRYO	new
پردازه‌ای که آماده اجرا است و متنظر انتخاب شدن توسط زمان‌بند است.	RUNNABLE	ready
پردازه‌ای که در حال اجرا شدن است.	RUNNING	running
پردازه منتظر رویدادی خاص است.	SLEEPING	waiting
پردازه‌ای که اجرایش تمام شده ولی هنوز در جدول پردازه‌ها وجود دارد چون والد مقدار برگشتی آن را دریافت نکرده است.	ZOMBIE	terminated

هر پردازه که بخواهد CPU را رها کند، باید قفل ptable را بگیرد، هر قفل دیگری را رها کند و وضعیت خود را به وضعیتی به جز RUNNING تغییر دهد. تمام این شرایط در توابعی که پیش از تغییر پردازه فراخوان می‌شوند یعنی Yield/sleep/exit به درستی صورت می‌گیرد با این حال دوباره تمام این شرایط در تابع sched نیز بررسی می‌شوند. سپس متغیر intena که نشان دهنده فعال یا غیرفعال بودن وقفه‌ها پیش از pushcli است ذخیره شده و سپس context switch صورت میگیرد و تابع scheduler صدا زده می‌شود تا پردازه بعدی را برای اجرا انتخاب کند. پس از اتمام اجرای پردازه، مقدار intena برای CPU به مقدار آن پیش از context switch بازمی‌گردد. دلیل این کار این است که این متغیر مخصوص یک kernel thread است و نه خود CPU پس باید پیش از اجرای kernel thread ذخیره و پس از اجرای یک پردازه و موقع context switch به مقدار قبلی آن که پردازه مورد نظر پیش از رها کردن CPU داشت، برگردانیم.

cache coherency در سیستم‌عامل XV6:

۳. در این روش دو بیت به حافظه cache اضافه می‌کنیم که نشان‌دهنده استیت مقدار آن آدرس در حافظه cache است:

Invalid: بدین معنی است که مقدار آدرس مورد نظر در cache صحیح نیست یعنی با حافظه اصلی متفاوت است.

Shared: بدین معنی است که مقدار آدرس مورد نظر در cache صحیح است یعنی با مقدار در حافظه اصلی یکسان است.

Modified: بدین معنی است که مقدار آدرس مورد نظر تنها در این CPU با حافظه اصلی یکسان است.

from state	hear read	hear write	read	write
Invalid	Invalid	Invalid	Shared	Modified
Shared	Shared	Shared	Shared	Modified
Modified	Shared	Invalid	Modified	Modified

جدول بالا نشان می‌دهد که یک Cache از هر استیت با هر تغییری در خود یا بقیه Cacheها، از چه استیتی به چه استیتی می‌رود و همچنین اگر تغییر استیتی آبی باشد یعنی Cache باید استیت جدید خود را از طریق shared bus به بقیه Cacheها اطلاع دهد.

بدین ترتیب در این روش با هر تغییر در یک cache block نیازی به تغییر در مقدار بقیه Cacheها تا وقتی که درخواست داشتن آن داده را ندارند، نیست و تنها با تغییر استیت اطلاع رسانی صورت می‌گیرد که بسیار سریع تر است و در صورت نیاز به داده، آن Cache که داده را دارد ابتدا در حافظه اصلی می‌نویسد و سپس Cache دیگر می‌خواند.

۴. قفل بلیت بدین صورت کار می‌کند که دو متغیر global مشترک بین CPUها وجود دارد که یکی نشان‌دهنده شماره بلیت در حال اجرا است و دیگری نشان دهنده شماره آخرین بلیت داده شده به CPUها است. هر CPU که درخواست گرفتن قفل را دارد، به صورت atomic شماره‌ای به اندازه شماره آخرین بلیت دریافت می‌کند و آن را یکی افزایش می‌دهد. سپس تا وقتی که شماره بلیت در حال اجرا برابر شماره بلیت آن CPU نباشد، منتظر می‌ماند. موقع رها کردن CPU هم، شماره بلیت در حال اجرا را یکی افزایش می‌دهیم.

نقاط قوت این روش:

- در این روش اولین کسی که متقاضی دریافت قفل است، آن را دریافت می‌کند و بدین صورت CPUها به صورت FCFS طور قفل را دریافت می‌کنند و starvation رخ نمی‌دهد.
- از لحاظ هزینه حافظه مناسب است زیرا تمام CPUها در حال بررسی یک متغیر global مشترک هستند.
- رفتار مشخص و قابل پیشبینی در این مدل همگام‌سازی وجود دارد.

نقاط ضعف این روش:

- با افزایش تعداد پردازه‌ها کارایی این روش به صورت نمایی افت پیدا می‌کند.
- همچنین **مشکل مذکور نیز برای این قفل وجود دارد**. بدین صورت که تمام CPUها در cache خود متغیر مشترک بلیت در حال اجرا را دارند و وقتی که قفل رها می‌شود، مقدار این متغیر در تمام CPUها نادرست می‌شود و بدین ترتیب تمام CPUها باید مقدار جدید متغیر را از حافظه بخوانند.

گزارش بخش سیستم‌کال جدید:

ابتدا به ساختار داده cpu در فایل proc.h، متغیر _syscall_counter را اضافه می‌کنیم که نشان‌دهنده تعداد سیستم‌کال‌هایی است که توسط پردازه‌هایی که روی این پردازنده اجرا شده‌اند صورت گرفتند. همچنین این متغیر را برای هر پردازنده در ابتدای کار در تابع mpmain برابر صفر قرار می‌دهیم.

```
// Per-CPU state
struct cpu {
  uchar apicid;                // Local APIC ID
  struct context *scheduler;   // swtch() here to enter scheduler
  struct taskstate ts;         // Used by x86 to find stack for interrupt
  struct segdesc gdt[NSEGS];   // x86 global descriptor table
  volatile uint started;       // Has the CPU started?
  int ncli;                    // Depth of pushcli nesting.
  int intena;                  // Were interrupts enabled before pushcli?
  struct proc *proc;           // The process running on this cpu or null
  int _consecutive_runs_queue; // The number of times a process from the last queue has been running.
  int _current_queue;          // The current queue the cpu is choosing processes from.
  int _syscall_counter;        // Number of system calls, called by a process being run on this CPU
};
```

ساختار داده _syscall_counter را برای متغیر global ایجاد می‌کنیم که شامل قفل و عدد صحیحی برای شمارش تعداد فراخوانی‌های سیستمی است. در تابع _syscntinit متغیر گلوبال _total_syscalls رو مقداردهی اولیه می‌کنیم و این تابع را در تابع main در فایل main.c صدا می‌زنیم تا ابتدای کار، مقداردهی اولیه صورت گیرد.

```
struct _syscall_counter {
  struct spinlock lock;
  int count;
}_total_syscalls;

int nextpid = 1;
extern void forkret(void);
extern void trapret(void);

static void wakeup1(void *chan);

void pinit(void)
{
  initlock(&ptable.lock, "ptable");
}

void _syscntinit(void){
  initlock(&_total_syscalls.lock, "system call counter");
  _total_syscalls.count = 0;
}
```

برای پروژه دوم، تابع _log_syscall رو ایجاد کردیم و آن را در تابع syscall فراخوانی می‌کنیم. حال این تابع را تغییر می‌دهیم تا با انجام هر سیستم‌کال، به تعداد وزن آن سیستم‌کال به متغیر _syscall_counter در cpu فعلی و همچنین به متغیر گلوبال _total_syscalls نیز اضافه می‌کنیم. البته این متغیر برای همگام‌سازی مناسب ایمن شده و برای آپدیت آن باید قفل آن را بگیریم. همچنین چون برای داشتن cpu فعلی باید وقفه‌ها غیرفعال باشند، mycpu را نیز پس از گرفتن قفل فراخوانی می‌کنیم.

```
int report_syscalls_count(){
  cprintf("Number of system calls for each cpu\n");
  cprintf("-----------------------------------\n");
  for (int i = 0; i < ncpu; i++)
    cprintf("CPU %d: %d\n",i,cpus[i]._syscall_counter);
  cprintf("Total: %d\n",_total_syscalls.count);
  return _total_syscalls.count;
}
```

همچنین در فایل proc.c تابع report_syscalls_count را اضافه کردیم که توسط همین سیستم‌کال صدا زده می‌شود و این تابع، متغیر _syscall_counter را برای هر cpu چاپ می‌کند و همچنین تعداد کل سیستم‌کال‌ها را نیز که در متغیر global مشترک _total_syscalls ذخیره شده است را نیز چاپ می‌کند.

```
int report_syscalls_count(){
  cprintf("Number of system calls for each cpu\n");
  cprintf("-----------------------------------\n");
  for (int i = 0; i < ncpu; i++)
    cprintf("CPU %d: %d\n",i,cpus[i]._syscall_counter);
  cprintf("Total: %d\n",_total_syscalls.count);
  return _total_syscalls.count;
}
```

حال برنامه تست را از پروژه‌های قبل بدین صورت تغییر می‌دهیم که تعدادی پردازه جدید fork کند و هر پردازه در فایلی جداگانه بنویسد.

```
void write_alot(int id){
    int fd;
    char file_name[32]="i_test_ca4.txt";
    file_name[0]='1'+id;
    if((fd = open(file_name, O_CREATE)) < 0){
      printf(2, "Opening file failed\n");
      exit();
    }
    for (int i = 0; i < 10; i++)
      write(fd,"1",1);
    close(fd);
    exit();
}
void ca4_test(int argc, char *argv[]){
  if (argc<2)
  {
    printf(2, "usage: test part...\n");
    exit();
  }
  if (!strcmp(argv[1],"0"))
  {
    int pid,n_process=4;
    for (int i = 0; i < n_process; i++)
    {
      pid=fork();
      if(!pid)
        write_alot(i);
    }
    for (int i = 0; i < n_process; i++)
      wait();
    report_syscalls_count();
  }
  exit();
}
```

حال برنامه را اجرا می‌کنیم و در خروجی مشخص است که جمع تعداد سیستم‌کال‌های تمام پردازنده‌ها با حاصل جمع حساب شده در متغیر gloal یکسان شده است.

```
Number of system calls for each cpu
-----------------------------------
CPU 0: 52
CPU 1: 164
CPU 2: 8
CPU 3: 37
Total: 261
$ _
```

میوتکس پردازه مالک (Reentrant Mutex):

گزارش بخش قفل با امکان ورود مجدد:

برای پیاده‌سازی قفل جدید، مشابه دو نوع قفل موجود عمل می‌کنیم. ابتدا فایل reentrantlock.h را تشکیل داده و در این فایل، ساختار داده قفل را تعریف می‌کنیم. ساختارداده این قفل مشابه دو قفل دیگر است با این تفاوت که متغیری برای ذخیره تعداد acquire توسط پردازه مالک دارد.

```
// Reentrant locks for processes which may call recursive functions
struct reentrantlock {
  uint locked;       // Is the lock held?
  struct sleeplock lk;   // spinlock protecting reentrant lock from other processes
  int pid;           // Process holding lock
  int recursion;

  // For debugging:
  char *name;        // Name of lock.
};
```

در فایل reentrantlock.c، توابع مربوط به قفل را پیاده‌سازی کردیم. تابع اول تابع initreentrantlock است که پوینتری به قفل و نام قفل را دریافت نموده و آن را مقداردهی اولیه می‌کند. در این تابع دو قفل موجود در ساختار داده و نام و باقی متغیرها مقداردهی اولیه می‌شوند.

```c
// Reentrant locks

#include "types.h"
#include "defs.h"
#include "param.h"
#include "x86.h"
#include "memlayout.h"
#include "mmu.h"
#include "proc.h"
#include "spinlock.h"
#include "sleeplock.h"
#include "reentrantlock.h"

void
initreentrantlock(struct reentrantlock *lk, char *name)
{
  initsleeplock(&lk->lk, "reentrant lock");
  lk->name = name;
  lk->locked = 0;
  lk->pid = 0;
  lk->recursion = 0;
}
```

تابع بعدی acquirereentrant است که پوینتری به قفل دریافت می‌کند و در صورت امکان دسترسی به قفل را به پردازه فراخواننده می‌دهد. در این تابع ابتدا بررسی می‌کنیم که اگر فراخواننده در حال حاضر قفل را در دست دارد، تنها recursion آن را یکی افزایش می‌دهیم. اگر پردازه قفل را در دست ندارد، وارد شرط می‌شویم. ابتدا قفل sleeplock را در به پردازه می‌دهیم. اگر پردازه دیگری قفل را در دست داشته باشد، پردازه جدید در اینجا به حالت sleep می‌رود وگرنه متغیر locked به معنی قفل بودن را فعال می‌کند و شماره پردازه‌اش را در متغیر pid ذخیره می‌کند و متغیر recursion را یکی افزایش می‌دهد. دلیل این که قفل را از نوع sleeplock انتخاب کردیم این است که قفل بسته به عمق recursion می‌تواند زمان زیادی طول بکشد تا پردازه مالک قفل را رها کند.

```c
void
acquirereentrant(struct reentrantlock *lk)
{
  if(!holdingreentrant(lk)){
    acquiresleep(&lk->lk);
    lk->locked = 1;
    lk->pid = myproc()->pid;
  }
  lk->recursion++;
}
```

تابع بعدی releasereentrant است که پوینتری به قفل دریافت می‌کند و در صورتی که پردازه فراخواننده مالک قفل باشد، یکی از recursion کم می‌کند. اگر مقدار recursion صفر شد، می‌توان قفل را به پردازه دیگری داد پس در این صورت locked را صفر و pid را برابر صفر قرار می‌دهد و قفل را رها می‌کند تا پردازه‌های دیگر نیز بتوانند قفل را در دست بگیرند.

```
void
releasereentrant(struct reentrantlock *lk)
{
  if(!holdingreentrant(lk))
    return;
  if(--lk->recursion == 0){
    lk->locked = 0;
    lk->pid = 0;
    releasesleep(&lk->lk);
  }
}
```

تابع آخر holdingreentrant است که دوباره پوینتری به قفل دریافت می‌کند و درصورتی که locked فعال باشد و شماره پردازه با pid قفل یکسان باشد یک وگرنه صفر برمی‌گرداند که نشان‌دهنده مالک این قفل بودن یا نبودن است.

برای تست قفل، سیستم‌کال جدیدی برای حساب اولین تا چهلمین عدد فیبوناچی تشکیل می‌دهیم و در تعریف سیستم‌کال از این نوع قفل استفاده می‌کنیم.

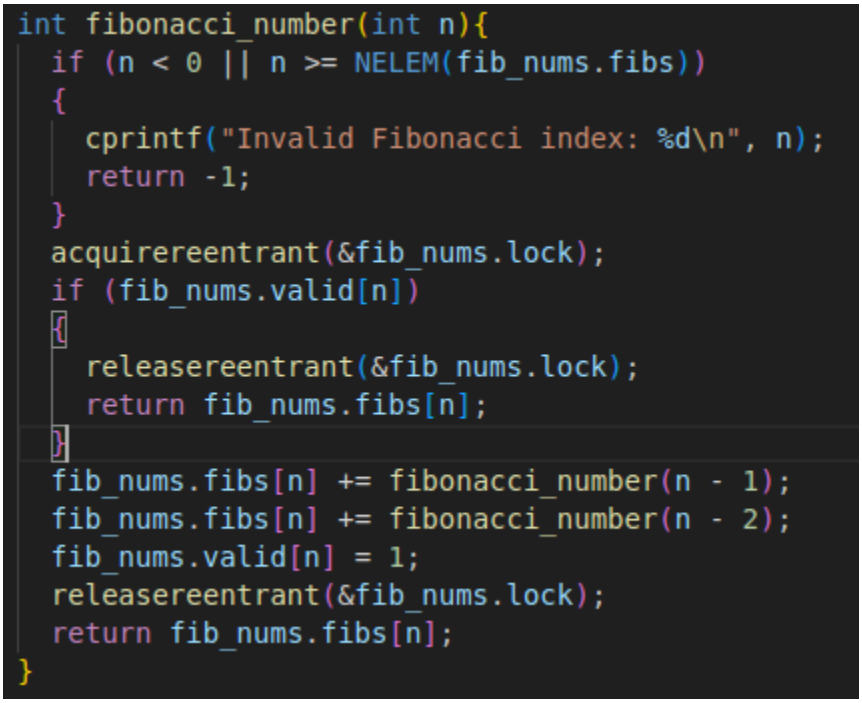
ابتدا ساختار داده fib_numbers و متغیر global به نام fib_nums برای ذخیره کردن اعداد فیبوناچی تشکیل می‌دهیم که باید مطمعن باشیم دسترسی به این متغیر توسط چند ریسه به درستی صورت بگیرد پس قفلی با امکان ورود مجدد در ساختارداده قرار می‌دهیم. همچنین در این تابع یک آرایه برای نگه داشتن مقدار عدد فیبوناچی iام به نام fibs و آرایه دیگری به نام valid برای نگه داشتن معتبر بودن یا نبودن مقدار در خانه متناظر در آرایه fibs نگه می‌داریم.

```
struct fib_numbers
{
  struct reentrantlock lock;
  int fibs[41];
  uint valid[41];
} fib_nums;
```

همچنین تابع fib_init_ را تشکیل داده و در ابتدای کار در تابع main در فایل main.c فراخوانی می‌کنیم که در این تابع، قفل را مقداردهی اولیه کرده و سپس تمام خانه‌های fibs و valid را به جز دو خانه اول صفر می‌کنیم.

```
void _fib_init()
{
  initreentrantlock(&fib_nums.lock, "fibonacchi numbers");
  for (int i = 0; i < NELEM(fib_nums.fibs); i++)
  {
    fib_nums.fibs[i] = 0;
    fib_nums.valid[i] = 0;
  }
  fib_nums.fibs[0] = 1;
  fib_nums.valid[0] = 1;
  fib_nums.fibs[1] = 1;
  fib_nums.valid[1] = 1;
}
```

تابع Fibonacci_number تابعی است که توسط سیستم‌کال صدا زده می‌شود. این تابع در صورتی که عددی که دریافت می‌کند در محدوده درستی باشد، قفل را دریافت کرده و سپس بررسی می‌کند اگر ایندکسی که دریافت کرده قبلا حساب شده و valid بود، قفل را رها کرده و مقدار را باز می‌گرداند وگرنه دو fib قبل را حساب کرده و مقدارشان را جمع کرده و در آرایه ذخیره می‌کند و پس از رها کردن قفل، عدد حساب شده را برمی‌گرداند.



```
int fibonacci_number(int n){
  if (n < 0 || n >= NELEM(fib_nums.fibs))
  {
    cprintf("Invalid Fibonacci index: %d\n", n);
    return -1;
  }
  acquirereentrant(&fib_nums.lock);
  if (fib_nums.valid[n])
  {
    releasereentrant(&fib_nums.lock);
    return fib_nums.fibs[n];
  }
  fib_nums.fibs[n] += fibonacci_number(n - 1);
  fib_nums.fibs[n] += fibonacci_number(n - 2);
  fib_nums.valid[n] = 1;
  releasereentrant(&fib_nums.lock);
  return fib_nums.fibs[n];
}
```

در برنامه سطح کاربر، تابعی نوشتیم یک بار fork انجام می‌دهد و هر دو پردازه سیستم‌کال Fibonacci_number را صدا می‌زنند و مقدار Fibonacci حساب شده را چاپ می‌کنند.

```
void test_fib(int argc, char *argv[]){
  if (argc < 4)
  {
    printf(2, "usage: test 1 fib1 fib2...\n");
    exit();
  }
  int num1 = atoi(argv[2]), num2 = atoi(argv[3]), fib1 = 0, fib2 = 0;
  int pid = fork();
  if (!pid)
  {
    fib1 = fibonacci_number(num1);
    if (fib1 != -1)
      printf(1, "fib %d is %d\n", num1, fib1);
    exit();
  }
  else
    fib2 = fibonacci_number(num2);
  wait();
  if (fib1 != -1)
    printf(1, "fib %d is %d\n", num2, fib2);
  exit();
}
```

حال برای تست، ابتدا تمام خطوط مربوط به قفل را کامنت می‌کنیم که اشتباه شدن پاسخ را مشاهده کنیم:

```
$ test 1 20 20 4
fib 20 is 218920
fib 20 is 15127
$ _
```

حال قسمت‌های قفل را اضافه می‌کنیم:

```
$ test 1 20 20 4
fib 20 is 10946
fib 20 is 10946
$
```

می‌توان دید که این سری عدد فیبوناچی بیستم به درستی حساب شده است در صورتی که در تصویر قبلی مشاهده کردیم به دلیل نداشتن قفل تغییر آرایه مشترک به نادرستی صورت می‌گرفت.

سوالات بخش قفل با امکان ورود مجدد:

۵. قفل با امکان ورود مجدد مزایای دارد که مهم‌ترین آن‌ها قابلیت استفاده در توابع بازگشتی است ولی این قفل معایبی هم دارد از جمله:

- این قفل از لحاظ سربار زمانی کندتر از قفل mutex ساده است چون باید به ازای هر acquire و release، متغیر recursion آپدیت شود و همچنین مالک بودن بررسی شود.
- پیچیدگی این قفل نسبت به قفل معمولی بیشتر است چون کاربر برای استفاده باید اطمینان حاصل کند که به تعدادی که acquire می‌کند به همان تعداد هم release انجام دهد.

۶. هدف این نوع قفل حس مسئله readers-writers است که هدف آن است که هر تعداد خواننده بتوانند به طور همزمان منبع مشترکی را بخوانند ولی وقتی که نویسنده می‌نویسد باید تنها نویسنده به فایل دسترسی داشته باشد.

برای پیاده‌سازی این قفل نیاز است تعداد خواننده‌هایی که قفل را در دست دارند و درخواست نویسنده برای نوشتن یا ننوشتن ذخیره شوند تا بتوان از آمدن خواننده‌های جدید در صورت درخواست برای نوشتن و همچنین دادن قفل به نویسنده تا وقتی که خواننده‌ای قفل را دارد جلوگیری کرد.

این نوع قفل برخلاف قفل با امکان ورود مجدد اجازه دسترسی به چندین ریسه خواننده را می‌دهد در صورتی که در قفل با امکان ورود مجدد در هر لحظه تنها یک نفر به منبع مشترک دسترسی دارد. به همین دلیل اگر تعداد خواننده‌ها نسبتا زیاد باشد به دلیل قابلیت موازی خواندن سربار این قفل می‌تواند کمتر باشد.