Sistemas Operativos

Comunicación y sincronización

Agenda

Agenda

Tareas Concurrentes

Dos o más tareas (procesos o hilos) se dice que son concurrentes si los periodos de tiempo en los que ejecutan se solapan en el tiempo

- No ejecutan necesariamente al mismo tiempo (una por CPU)
- Se **reparten** el tiempo de CPU alternando su ejecución
- El orden en que ejecutan es indeterminado (planificador)

Utilidad de la concurrencia

- Compartir recursos físicos
- Compartir recursos lógicos
- Acelerar los cálculos
- Modularidad
- Comodidad

Mecanismos de C&S

- Para que interaccionen necesitamos que las tareas puedan:
  1. **Compartir** información
     - Que varios hilos puedan consultar y/o modificar alguna(s) variable(s) de forma segura (sección crítica)
  2. **Sincronizar** su ejecución
     - Que un hilo pueda esperar a otro
     - Que un hilo pueda avisar a otro para que continúe
- Estudiaremos qué mecanismos de C&S ofrece habitualmente un SO
  - Estudiaremos cómo se usan
  - Veremos ejemplos de cómo se puede implementar la sección crítica

Mecanismos de Comunicación

- Archivos
- Memoria compartida
  - Implícita para hilos de un **mismo proceso** (`.data, .bss, heap`)
  - Explícita para hilos de **distintos procesos**
    - Requiere de un API específico
- Tuberías (pipes, FIFOS)
  - No las estudiamos, aunque los usamos en los *shell scripts*
- Sockets: No los estudiamos
- Paso de Mensajes: No lo estudiamos

Mecanismos de Sincronización

- Servicios del SO:
  - Cerrojos + Variables de Condición (Monitores)
  - Semáforos
  - Señales: asíncronas y no encolables (no las estudiaremos)
  - Tuberías (pipes, FIFOS) (no las estudiaremos)
  - Paso de Mensajes (no lo estudiamos)
- Las operaciones de sincronización deben ser **atómicas**

Agenda

Suma de los N primeros naturales

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

int main(int argc, char* argv[])
{
    unsigned long long int i, N, total = 0;
    char *endptr;

    if ((argc != 2) ||
            !(N = strtoll(argv[1], &endptr, 10)) ||
            (*endptr != '\0')){
        printf("Error, uso:\n\t%s unsigned_long_long\n", argv[0]);
        return(-1);
    }

    printf("Sumando de 1 a %llu (Gauss: %llu)... \n",N,
            (N * (N + 1))/2);
    for (i = 1; i <= N; i++)
        total += i;
    printf("Resultado = %llu\n", total);

    return 0;
}
```

Ejecutando el programa

suma

```
> gcc -o suma suma.c
> for i in 10 1000 500000000; do time ./suma $i; done
Sumando de 1 a 10 (Gauss: 55)...
Resultado = 55

real    0m0.003s
user    0m0.002s
sys     0m0.001s
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500

real    0m0.002s
user    0m0.003s
sys 0m0.000s
Sumando de 1 a 500000000 (Gauss: 125000000250000000)...
Resultado = 125000000250000000

real    0m1.281s
user    0m1.276s
sys     0m0.004s
```

Optimización: aprovechar varias CPUs

- Con el código anterior sólo una CPU estará ocupada en la suma, aunque el sistema tenga más de una
- Como la suma es conmutativa y asociativa, ¿no podemos hacer que varios hilos cooperen sumando cada uno un rango distinto?

Suma Paralela

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <pthread.h>
#define M 4
struct param {
    unsigned long long ni,nf;
};

unsigned long long total = 0;
void* suma(void* arg)
{
    struct param *p = (struct param*) arg;
    unsigned long long i;

    for (i = p->ni; i <= p->nf; i++)
        total += i;

    return NULL;
}
```

Suma Paralela

```
void reparto(struct param [M], unsigned long long N);
int main(int argc, char* argv[]){
    int i;
    unsigned long long N;
    char *endptr;
    pthread_t hilos[M];
    struct param P[M] = {0};

    if ((argc != 2) || !(N = strtoll(argv[1], &endptr, 10)) ||
        (*endptr != '\0')){
        printf("Error, uso:\n\t%s unsigned_long_long\n", argv[0]);
        return(-1);
    }
    printf("Sumando de 1 a %llu (Gauss: %llu)... \n",N,
            (N * (N+1))/2);
    reparto(P, N);

    for (i=0; i<M; i++)   pthread_create(&hilos[i], NULL, suma, &P[i]);
    for (i=0; i<M; i++)   pthread_join(hilos[i], NULL);
    printf("Resultado = %llu\n", total);

    return 0;
}
```

Suma Paralela

```
void reparto(struct param P[M], unsigned long long int N)
{
    unsigned long long i,j,n,resto;
    n = N / M;
    resto = N % M;
    j = 0;
    for (i=0; (i < M) && (j < N); i++){
        P[i].ni = j+1;
        P[i].nf = j+n;
        if (resto){
            P[i].nf++;
            resto--;
        }
        j = P[i].nf;
    }
}
```

Ejecutando el programa

Suma paralela

```
> gcc -o parsum parsum.c -lpthread
> for i in 10 1000 500000000; do time ./parsum $i; done
Sumando de 1 a 10 (Gauss: 55)...
Resultado = 55

real    0m0.004s
user    0m0.001s
sys     0m0.004s
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500

real    0m0.003s
user    0m0.000s
sys     0m0.003s
Sumando de 1 a 500000000 (Gauss: 125000000250000000)...
Resultado = 493724100991585l6

real    0m1.320s
user    0m4.512s
sys     0m0.008s
```

Ejecutando el programa

Suma paralela

```
> while true; do ./parsum 1000 ; sleep 1; done
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 406625
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
Resultado = 500500
^C
```

¿Qué está sucediendo?

Revisemos el código de los hilos:

```
unsigned long long total = 0;
void* suma(void* arg)
{
    struct param *p = (struct param*) arg;
    unsigned long long i;

    for (i = p->ni; i <= p->nf; i++)
        total += i;

    return NULL;
}
```

```
load R1,=total
load R2, [R1]
load R3, [SP,#ioffset]
add  R2, R2, R3
str  R2, [R1]
```

No es atómico!!!

Secuencia posible con dos hilos

Supongamos que inicialmente *total* tiene el valor T, y que:

- El Hilo 1 quiere sumar x a total
- El Hilo 2 quiere sumar y a total

El resultado final debería ser: $total = T + x + y$

```
load R1,=total
load R2, [R1]          <-- Carga del valor T
load R3, [SP,#ioffset]

############  Cambio de Contexto ###############
load R1,=total
load R2, [R1]          <-- Nueva carga del valor T
load R3, [SP,#ioffset]
add  R2, R2, R3
str  R2, [R1]          <-- total = T + y

############  Cambio de Contexto ###############
add  R2, R2, R3
str  R2, [R1]          <-- total = T + x
```

Solución

El problema desaparece si podemos hacer que cuando un hilo comience a ejecutar la secuencia de instrucciones (`total += i;`):

```
load R1,=total
load R2, [R1]
load R3, [SP,#ioffset]
add  R2, R2, R3
str  R2, [R1]
```

ningún otro hilo pueda ejecutar parte de esa secuencia hasta que éste termine.

Sección Crítica

Fragmento delimitado de código que cumple con los siguientes requisitos:

- **Exclusión mutua**: sólo un hilo en la región crítica
- **Progreso**: Si ningún hilo está ejecutando dentro de la sección crítica, la decisión de qué hilo entra en la sección se hará sobre los procesos que desean entrar
- **Espera limitada**: ningún proceso debe esperar indefinidamente para entrar en su región crítica

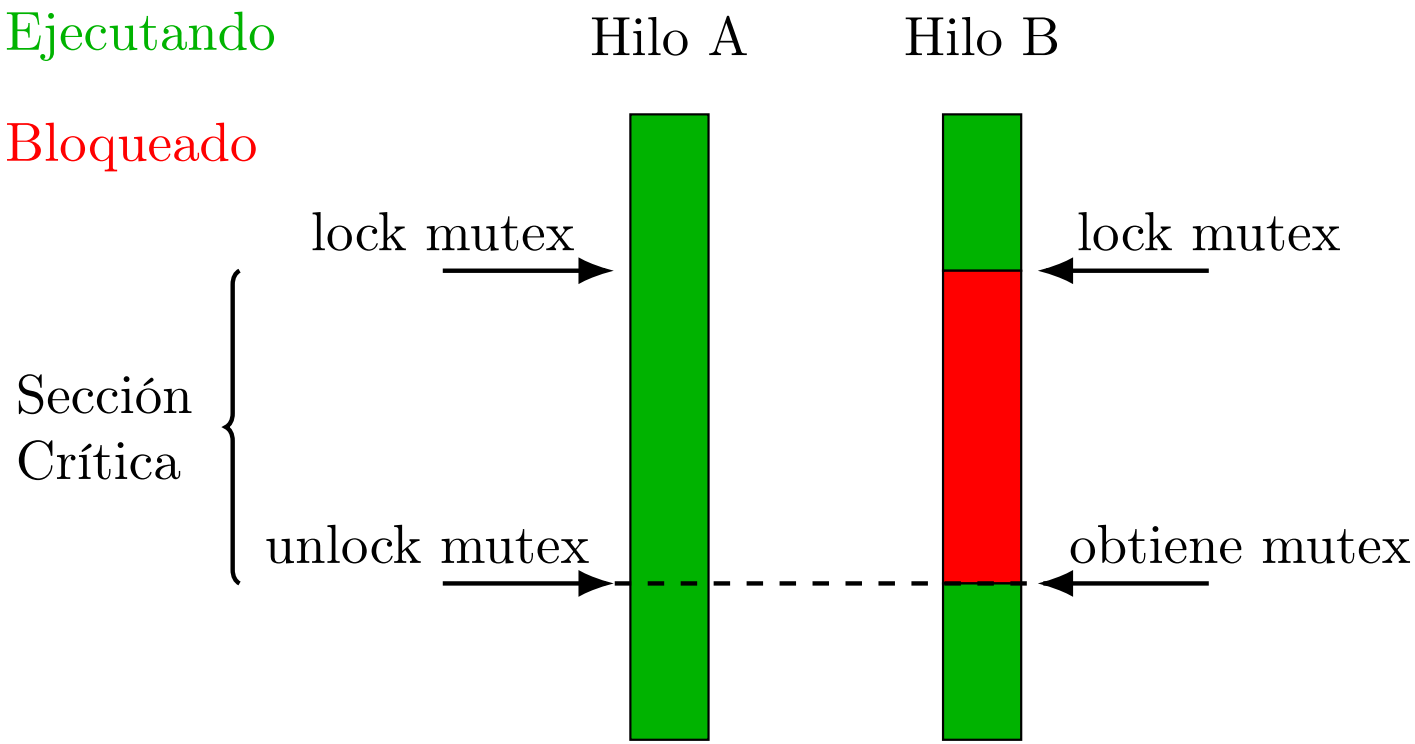
Lo que generalmente da lugar a la siguiente estructura de código:

```
<Solicitud de entrada en la sección crítica>
Código de la sección crítica
<Indicación de salida de la sección crítica>
```

Sección Crítica con Mutex/Cerrojos

Ideales para implementar una sección crítica entre hilos de un mismo proceso

```
lock(m);
<sección crítica>
unlock(m);
```



Mutex en POSIX

- Inicializar un mutex:

```
int pthread_mutex_init(pthread_mutex_t *mutex,
                       pthread_mutexattr_t *attr);
```

- Destruir un mutex:

```
int pthread_mutex_destroy(pthread_mutex_t*mutex);
```

- Obtener el mutex o bloquear al hilo si el mutex lo tiene otro hilo:

```
int pthread_mutex_lock(pthread_mutex_t *mutex);
```

- Liberar el mutex:

```
int pthread_mutex_unlock(pthread_mutex_t *mutex);
```

- Referencia: *Estándar POSIX, pthread*

Suma paralela con mutex

```
pthread_mutex_t mtx;
unsigned long long total = 0;
void* suma(void* arg)
{
    struct param *p = (struct param*) arg;
    unsigned long long i, suma_local = 0;

    for (i = p->ni; i <= p->nf; i++)
        suma_local += i;

    pthread_mutex_lock(&mtx);
    total += suma_local;
    pthread_mutex_unlock(&mtx);

    return NULL;
}
```

Sección Crítica

Resultados

Suma paralela con mutex

```
> gcc -o parsum parsum.c -lpthread
> for i in 10 1000 500000000; do time ./parsum $i; done
Sumando de 1 a 10 (Gauss: 55)...
sum 1..10 = 55

real    0m0.004s
user    0m0.000s
sys 0m0.004s
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
sum 1..1000 = 500500

real    0m0.003s
user    0m0.000s
sys 0m0.004s
Sumando de 1 a 500000000 (Gauss: 125000000250000000)...
sum 1..500000000 = 125000000250000000

real    0m0.272s
user    0m1.072s
sys 0m0.000s
```

Resultados

Suma paralela con mutex

```
> while true; do ./parsum 1000; sleep 1; done
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
sum 1..1000 = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
sum 1..1000 = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
sum 1..1000 = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
sum 1..1000 = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
sum 1..1000 = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
sum 1..1000 = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
sum 1..1000 = 500500
Sumando de 1 a 1000 (Gauss: 500500)...
sum 1..1000 = 500500
^C
```

Ejercicio

Comparar los resultados de la solución propuesta con otra que no realice suma parcial, metiendo la sección crítica dentro del bucle.

- ¿Se nota alguna diferencia? Si es así, ¿a qué se debe?

Agenda

Tipos de soluciones

- Bucles de espera activa (spin-locks):
  - Sin soporte HW:
    - Basadas en variables de control (Peterson 1981)
  - Con soporte HW:
    - Implementados con instrucciones que permite un ciclo atómico de lectura-modificación-escritura
    - Ej: Test and Set (TAS), XCHG, LL/SC
- Sin espera activa:
  - El proceso se bloquea si el recurso está ocupado
  - Requiere la intervención del sistema operativo

Soporte HW

- Generales
  - Test and set (T&S)
  - Fetch and add (F&A)
  - Swap/Exchange
  - Compare and Swap (exchange)
  - Load link/ Store conditional (LL/SC)
- Intel (x86)
  - Muchas instrucciones pueden ser atómicas: lock
  - F&A: `lock xaddl eax, [mem_dir];`
  - XCHG: `xchg eax, [mem_dir_lock]`
  - CMPXCHG: `lock cmpxchg [dirMem], eax`
- ARM y otros:
  - LL/SC: `LDREX y STREX;`

Semántica de Swap/Exange

```
XCHG src, dst{
    rtmp       = Mem [src]
    Mem [src]  = Mem [dst]
    Mem [dst]  = rtmp
}
```

- Es UNA instrucción máquina (NO una función)
  - Es atómica, ininterrumplible
- Intercambia dos valores (potencialmente, ambos en memoria)
  - En Intel, sólo uno de los dos (src o dst) pueden estar en memoria

Sección Crítica con XCHG: spin-lock

```
typedef struct __lock_t {
    int guard;
} lock_t;

lock_init(lock_t *lc)
{
    lc->guard = 0;
}
```

```
lock(lock_t *lc)
{
    int tmp = 1;
    while (tmp == 1)
        xchg(&lc->guard, &tmp);
}

unlock(lock_t *lc)
{
    lc->guard = 0;
}
```

Uso para una sección crítica:

```
lock(&lc);
Sección_crítica();
unlock(&lc);
```

Semántica de LL/SC

```
// Load Link
LL src {
  rout = Mem[src]
}
```

```
// Store Conditional
SC src, valor {
  if (nadie accedió a src
      desde el anterior LL) {
    Mem[src] = valor
    rout = 1
  } else
    rout = 0
}
```

Son DOS instrucciones máquina:

- una siempre hace el `load`
- la otra sólo hace `store` si no hubo escrituras a esa posición de memoria posteriores al LL

Sección Crítica con LL/SC: spin-lock

```
typedef struct __lock_t {
  int guard;
} lock_t;

void lock_init(lock_t *lc)
{
    lc->guard = 0;
}
```

```
void lock(lock_t *lc)
{
    while (LL(&lc->guard) == 1 ||
           !SC(&lc->guard, 1));
}

void unlock(lock_t *lc)
{
    lc->guard = 0;
}
```

Uso para una sección crítica:

```
lock(&lc);
Sección_crítica();
unlock(&lc);
```

Spin-locks: problemas

Los spin-locks construidos con las instrucciones atómicas:

- No garantizan la espera limitada
- Ineficientes:
  - Hilos ocupan todo un time slice ejecutando el bucle de espera
  - En un monoprocesador, es imposible que durante ese tiempo se libere el cerrojo
  - Se puede paliar un poco haciendo yields, pero seguiremos teniendo mucho cambio de contexto innecesario
- Son necesarios para la implementación del SO en un sistema multicore, en la que el propio SO ejecuta a la vez en varios cores

La mejor opción es utilizar un servicio del SO:

- El SO puede impedir la replanificación hasta que se complete la llamada al sistema
- En un sistema multicore, el SO tendrá que usar *spin-locks* para proteger sus variables
  - Por un periodo corto y mientras la tarea está en cpu

Ejemplo: servicios park y unpark de Solaris

- `park()`: bloquea al hilo actual
- `unpark(thread_id)`: desbloquea al hilo
- `setpark()`: marca al hilo como que está apunto de bloquearse
  - si entre `setpark` y `park` se hace una llamada a `unpark` para este hilo, la llamada a `park` no bloqueará el hilo.
  - solución para evitar una condición de carrera

Cerrojos (Mutex)

```
typedef struct __mutex {
    int locked; //state
    int guard; //spin-lock
    thread_id owner;
    queue_t *q;
} mutex_t;
```

```
mutex_init(mutex_t *m)
{
    m->locked = 0;
    m->guard = 0;
    queue_init(&m->q);
}
```

Cerrojos (Mutex)

```
typedef struct __mutex {
    int locked; //state
    int guard; //spin-lock
    thread_id owner;
    queue_t *q;
} mutex_t;

mutex_lock(mutex_t *m)
{
    int tmp = 1;
    while (tmp == 1)
        xchg(&m->guard, &tmp);

    if (!m->locked) {
        m->locked = 1;
        m->owner = gettid();
        m->guard = 0;
    } else {
        queue_add(m->q, gettid());
        setpark();
        m->guard = 0;
        park();
    }
}
```

```
mutex_init(mutex_t *m)
{
    m->locked = 0;
    m->guard = 0;
    queue_init(&m->q);
}

mutex_unlock(mutex_t *m)
{
    int tid,tmp = 1;
    while (tmp == 1)
        xchg(&m->guard, &tmp);

    if (queue_empty(m->q)) {
        m->locked = 0;
    } else {
        tid = queue_remove(m->q);
        m->owner = tid;
        unpark(tid);
    }
    m->guard = 0;
}
```

Agenda

Esperar a que a que otro haga algo

Problema (tipo productor-consumidor)

- Un sistema utiliza dos hilos productores que van a producir N paquetes que un tercer hilo consumidor debe procesar.
- El sistema dispone de un buffer compartido de una posición, donde los productores pueden dejar el paquete, siempre que encuentren el buffer libre. Si el buffer está ocupado el productor debe esperar a que quede libre.
- El consumidor debe esperar a que el buffer tenga un paquete, cuando lo tenga lo podrá sacar y procesar, dejando libre el buffer para que alguno de los productores deje su siguiente paquete.

Esquema de solución

```
pack_t *buffer = NULL;

void Producer(int n) {
    pack_t *p;
    while (n--) {
        p = new_pack();

        //Esperar buffer vacío

        buffer = p;

        //Avisar consumidor
    }
}
```

```
void Consumer(void) {
    pack_t *p;
    while (1) {
        //Esperar buffer lleno

        p = buffer;
        buffer = NULL;

        //Avisar productores

        process_pack(p);
    }
}
```

Variables de condición

Una variable de condición es un mecanismo que:

- Permite a los hilos bloquearse a la espera de que se produzca un cambio en una condición
  - operación `wait`
- Permite también a los hilos notificar un cambio en la condición y desbloquear así a los hilos que están esperando este cambio
  - `signal`: desbloquea como mínimo un hilo bloqueado en ese momento en la variable de condición
  - `broadcast`: desbloquea a todos los hilos bloqueados en ese momento en la variable de condición

La comprobación de la condición debe hacerse en una sección crítica creada con un `mutex`:

- La operación `wait` libera el `mutex` y bloquea al hilo de forma atómica
- Antes de retornar, la operación `wait` vuelve a coger el mutex
- Los cambios en la condición deben hacerse en secciones críticas protegidas con el mismo `mutex`

Uso de Variables de Condición

- Hilo que espera mientras se cumpla una condición:

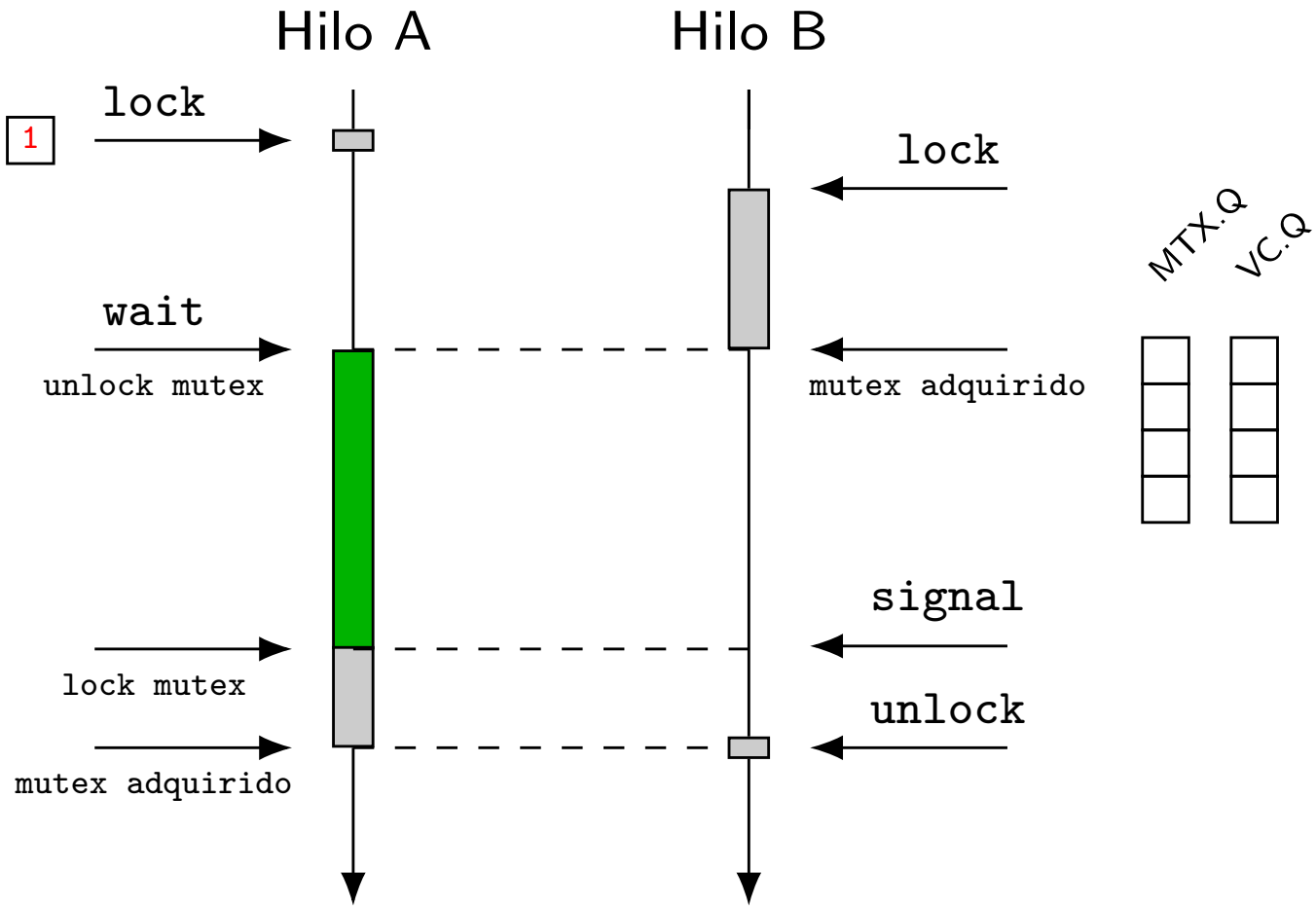
```
lock(mutex);
while (<conditional expresion>)
     wait(cond_var, mutex);
<acciones restantes en sección crítica>
unlock(mutex);
<acciones deseadas fuera de sección crítica>
```

- Señalización desde otro hilo:

```
lock(mutex);
<operaciones que afectan a la expresión condicional>
signal(cond_var);
<otras operaciones protegidas>
unlock(mutex);
```

- Es decir:
  - wait: **siempre** en un bucle **while**
  - wait: **siempre** con el mutex cogido
  - signal: **mejor** con el mutex cogido

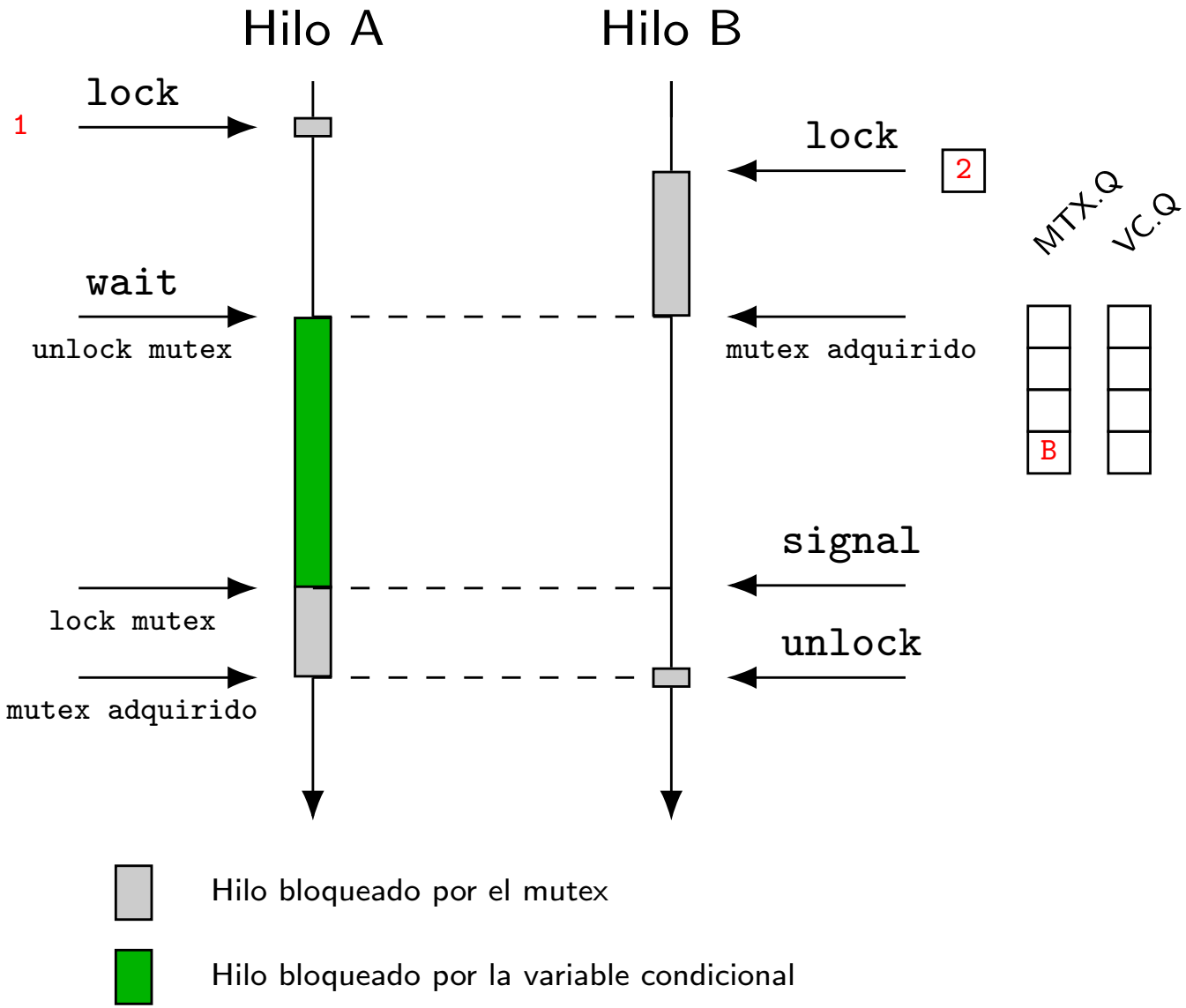
Mutex + Variable de Condición (Monitor)



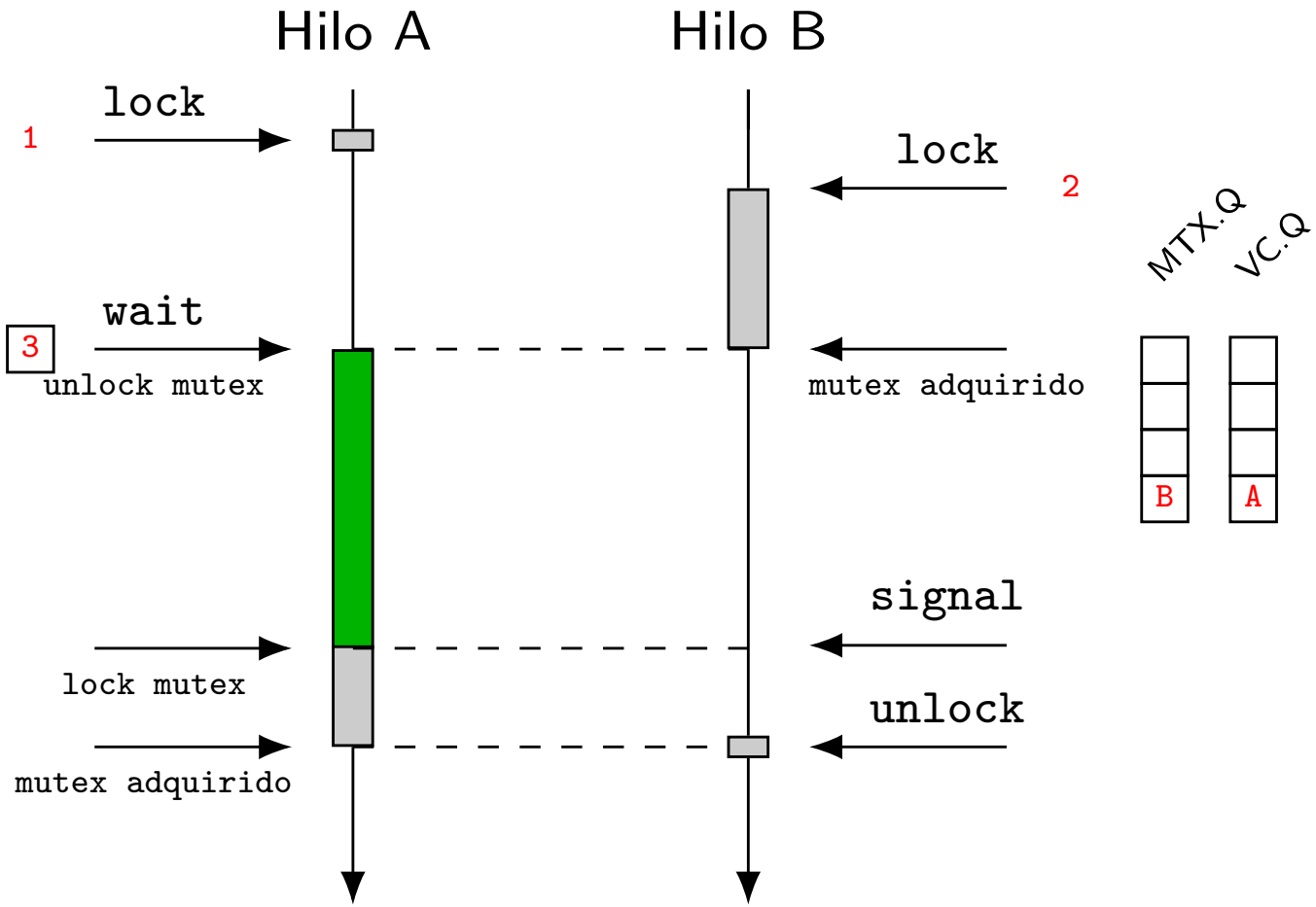
Hilo bloqueado por el mutex

Hilo bloqueado por la variable condicional

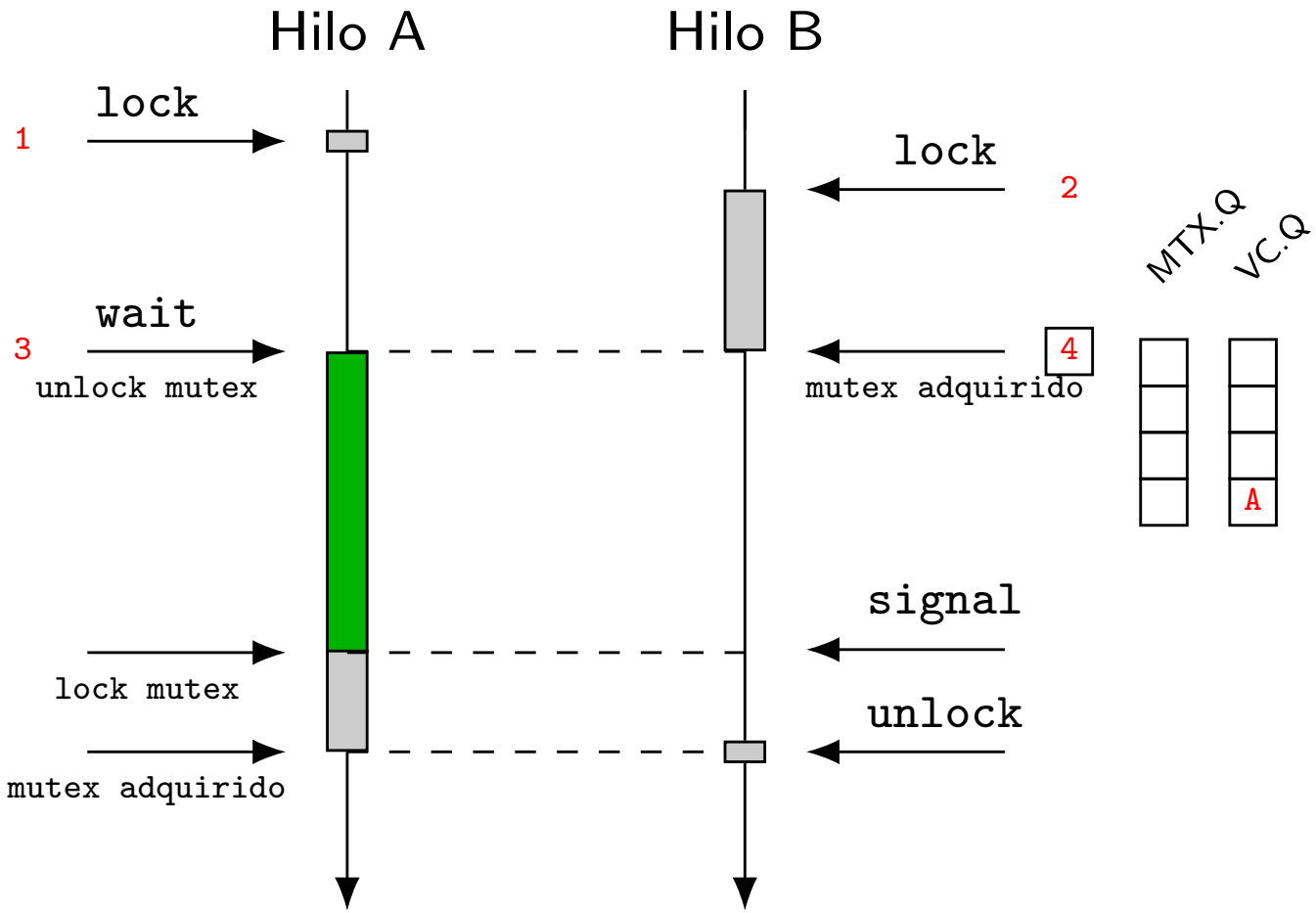
Mutex + Variable de Condición (Monitor)



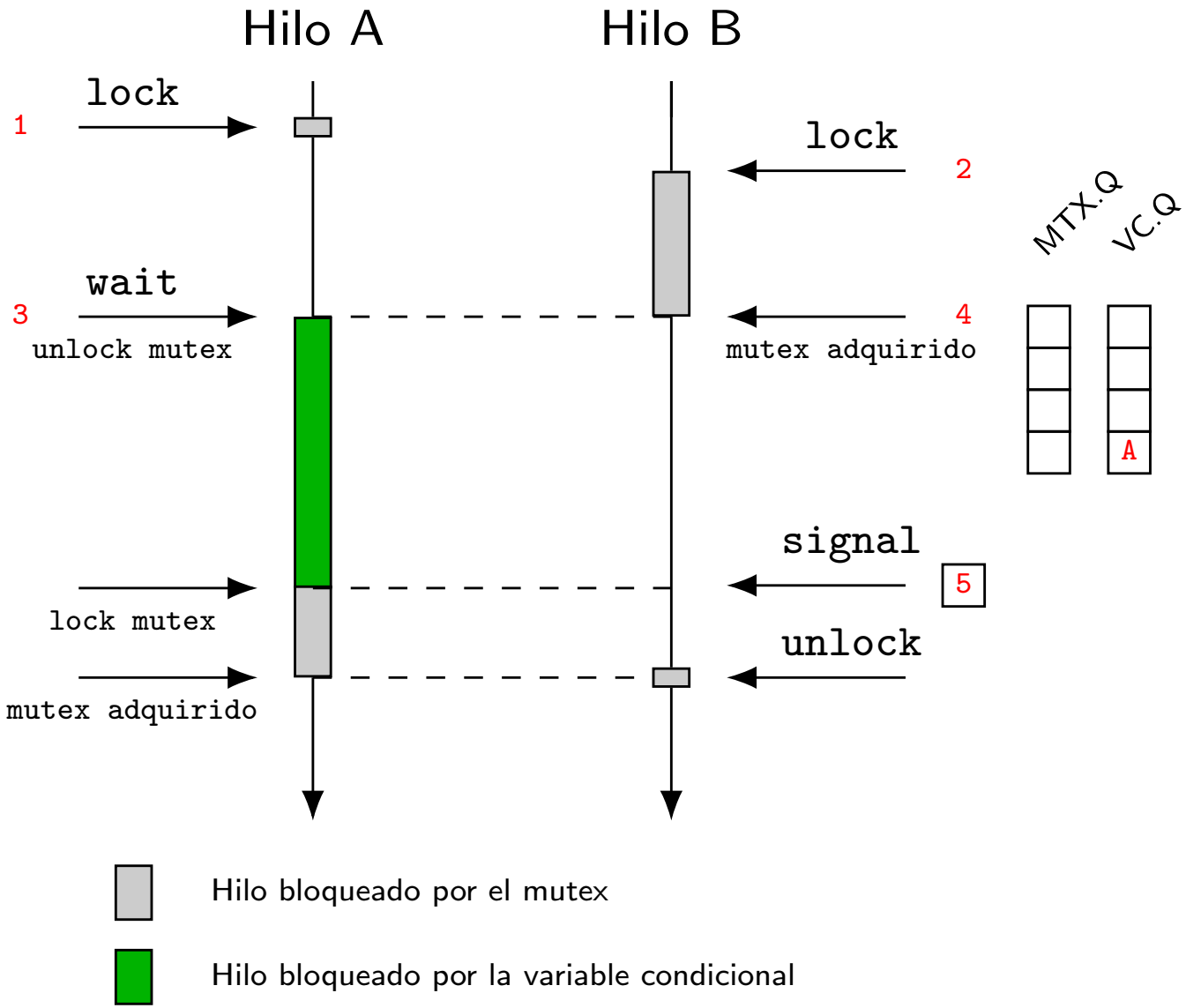
Mutex + Variable de Condición (Monitor)



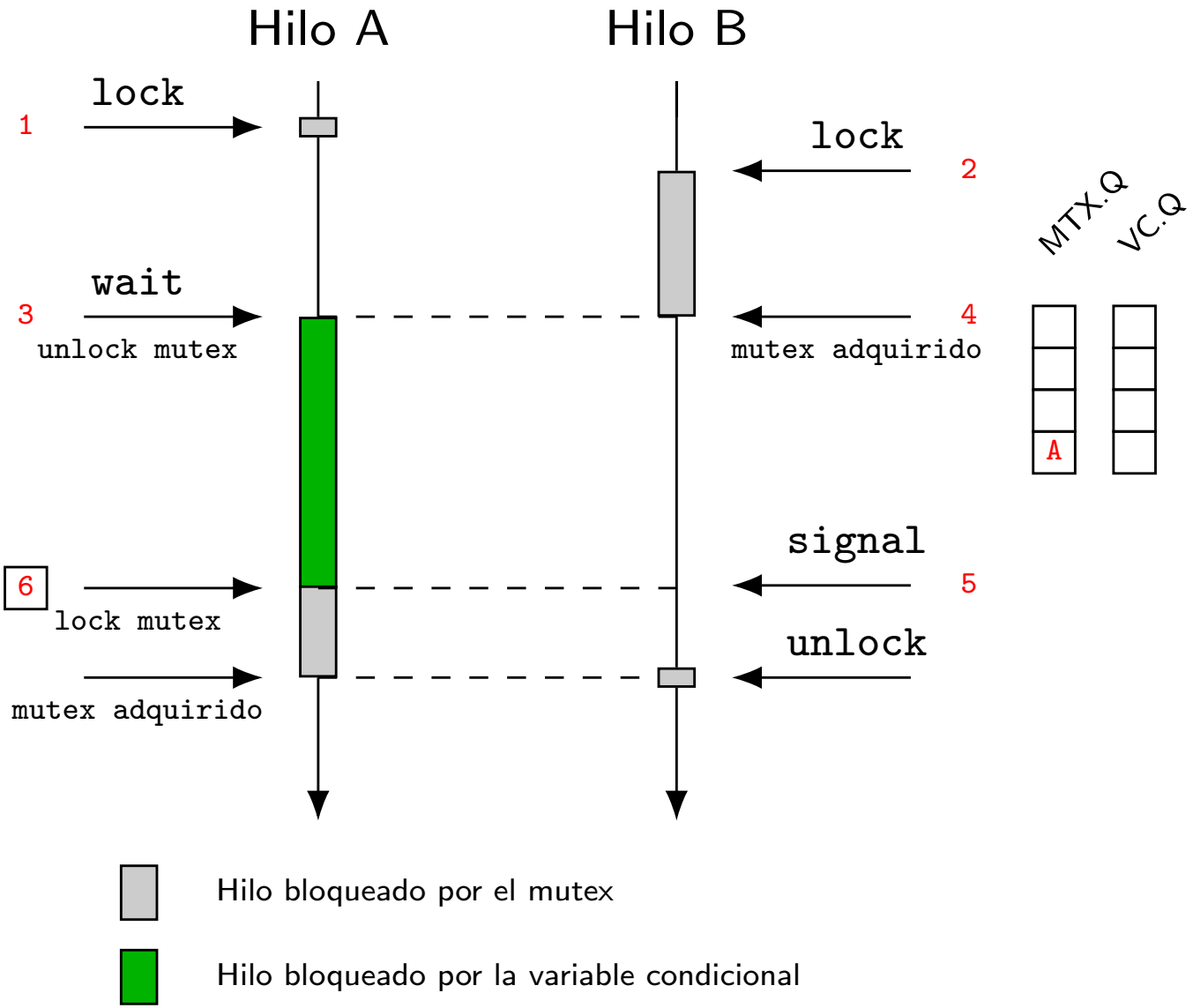
Mutex + Variable de Condición (Monitor)



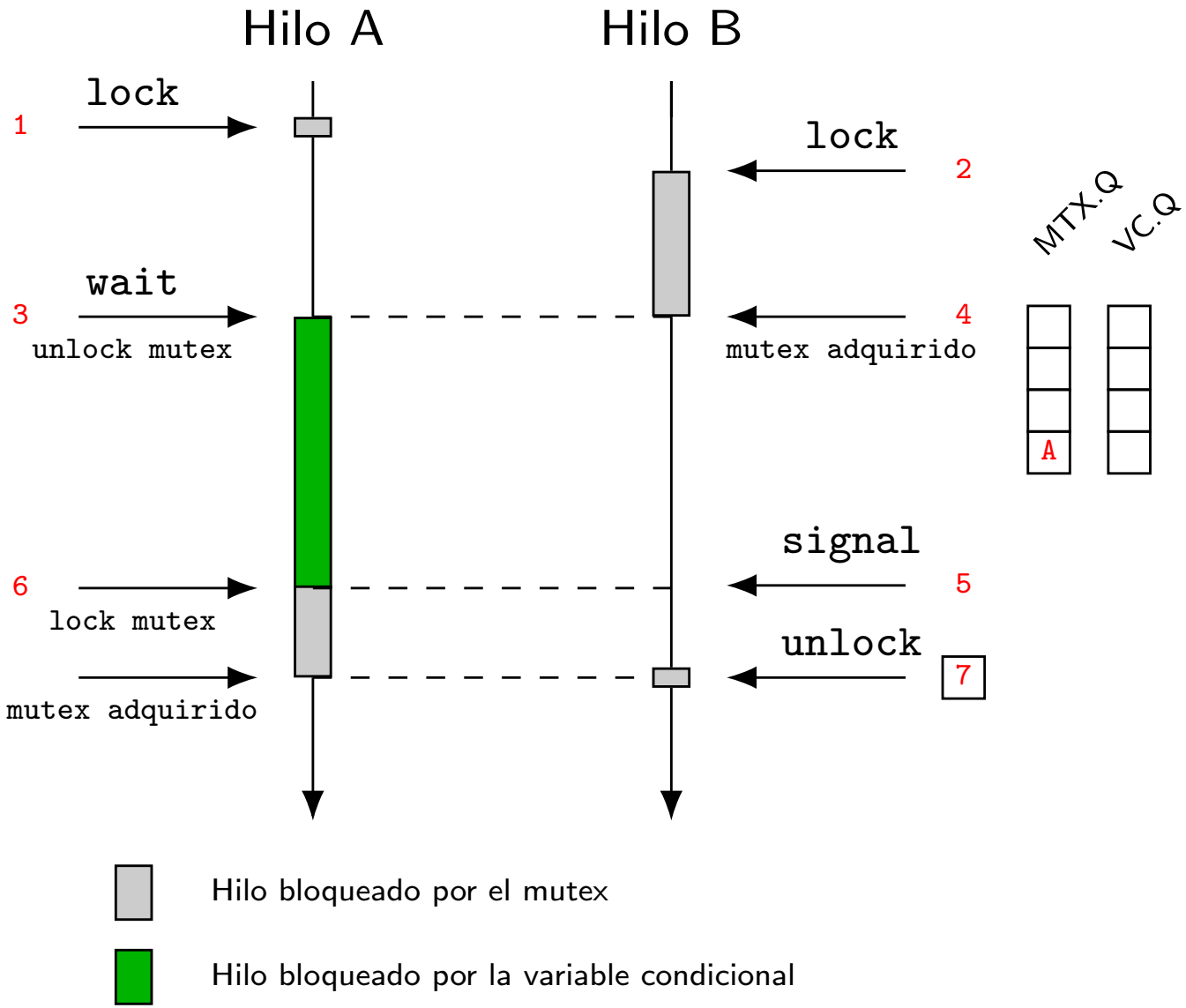
Mutex + Variable de Condición (Monitor)



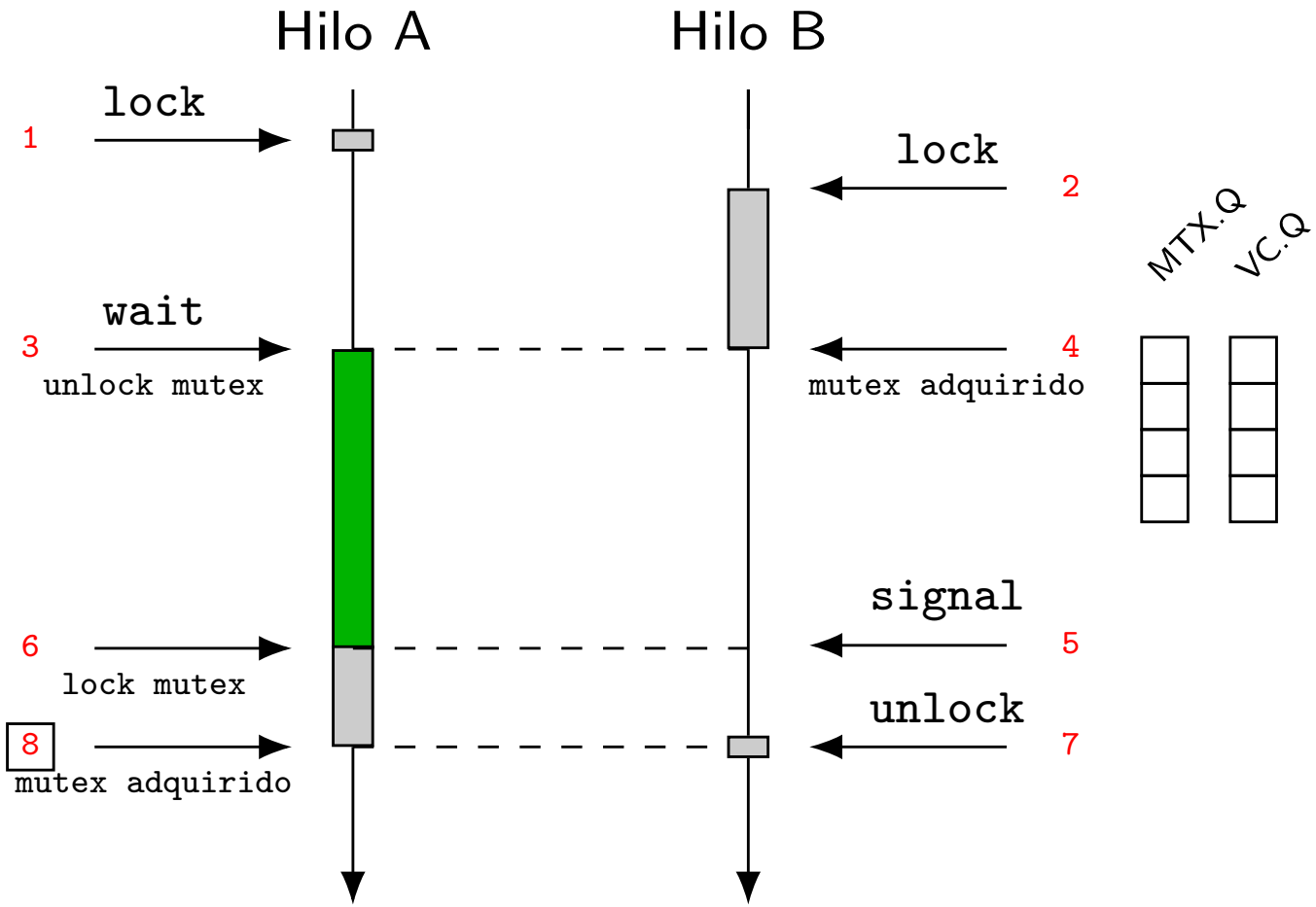
Mutex + Variable de Condición (Monitor)



Mutex + Variable de Condición (Monitor)



Mutex + Variable de Condición (Monitor)



Solución a nuestro problema

```
mutex_t m;
cond_t empty, full;
pack_t *buffer = NULL;

void Producer(int n) {
    pack_t *p;
    while (n--) {
        p = new_pack();
        mutex_lock(&m);
        while (buffer != NULL)
            cond_wait(&empty, &m);
        buffer = p;
        cond_signal(&full);
        mutex_unlock(&m);
    }
}
```

```
void Consumer(void) {
    pack_t *p;
    while (1) {
        mutex_lock(&m);
        while (buffer == NULL)
            cond_wait(&full, &m);
        p = buffer;
        buffer = NULL;
        cond_signal(&empty);
        mutex_unlock(&m);
        process_pack(p);
    }
}
```

POSIX: Variables de Condición

- Inicialización de variable condicional

```
int pthread_cond_init(pthread_cond_t*cond,
    pthread_condattr_t*attr);
```

- Destrucción de variable condicional

```
int pthread_cond_destroy(pthread_cond_t *cond);
```

- Operación `signal`

```
int pthread_cond_signal(pthread_cond_t *cond);
```

- Operación `broadcast`

```
int pthread_cond_broadcast(pthread_cond_t *cond);
```

- Operación `wait`

```
int pthread_cond_wait(pthread_cond_t*cond, pthread_mutex_t*mutex);
```

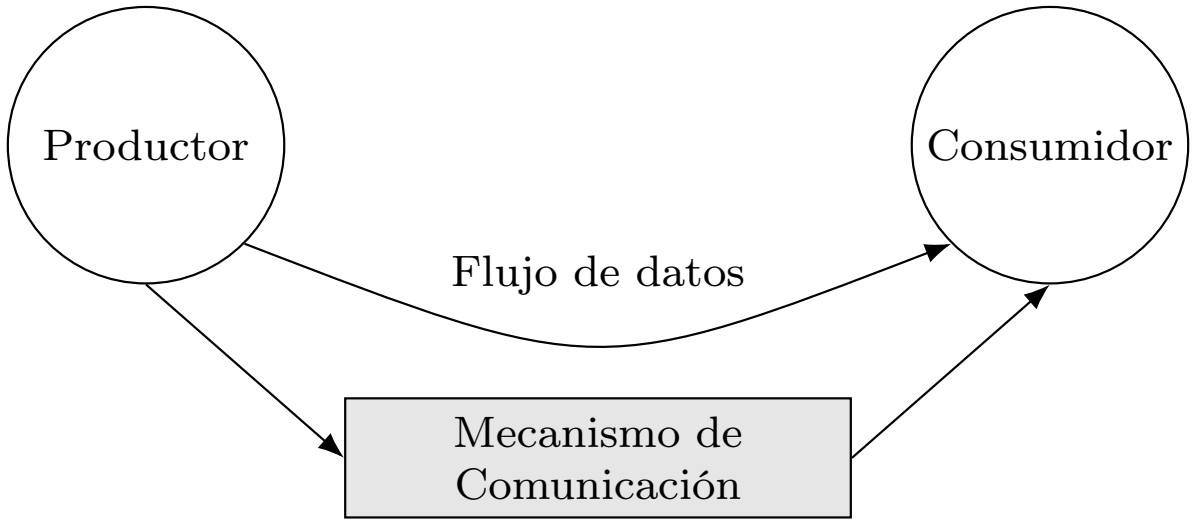
Insistimos, el while es imprescindible

pthread_cond_wait

```
# man pthread_cond_wait
....
When using condition variables there is always a Boolean
predicate involving shared variables associated with each
condition wait that  is true  if the thread should
proceed. Spurious wakeups from the pthread_cond_timedwait()
or pthread_cond_wait() functions may occur. Since the
return from pthread_cond_timedwait() or pthread_cond_wait()
does not imply anything about  the value of this predicate,
the predicate should be re-evaluated upon such return.
....
```

Fuente man pthread_cond_wait

Problema del Productor-Consumidor



- Varios hilos producen datos
- Varios hilos los consumen
- Buffer intermedio para desacoplar productores y consumidores
- Los Productores deben
  - esperar a que haya hueco libre
  - señalizar que han añadido datos
- Los consumidores deben
  - esperar a que haya datos
  - señalizar que han extraído datos (dejando hueco libre)

Productor-Consumidor con Mutex y VC

```
#define MAX_BUFFER          1024    /* tamanio del buffer */
#define DATA_TO_PRODUCE   100000    /* datos a producir */

pthread_mutex_t mutex;    /*mutex para buffer compartido*/
pthread_cond_t full;      /*buffer tiene elementos*/
pthread_cond_t empty;     /*buffer tiene huecos (espacio libre)*/

int buffer[MAX_BUFFER];   /*buffer comun*/
int num_elem = 0;         /*numero de elementos en el buffer*/
int wr_pos = 0;           /*posición de escritura*/
int rd_pos = 0;           /*posición de lectura*/
```

Productor-Consumidor con Mutex y VC

```
void* Producer(void *arg)
{
    int data, i;

    for(i=0; i < DATA_TO_PRODUCE; i++ )  {
        data = produce_data();                  /* producir data */
        pthread_mutex_lock(&mutex);      /* acceder al buffer */
        while (num_elem == MAX_BUFFER)          /*si buffer full */
            pthread_cond_wait(&empty, &mutex);  /*se bloquea */
        buffer[wr_pos] = data;
        wr_pos = (wr_pos + 1) % MAX_BUFFER;
        num_elem++;
        pthread_cond_signal(&full);  /* buffer con elementos */
        pthread_mutex_unlock(&mutex);
    }
}
```

Productor-Consumidor con Mutex y VC

```
void* Consumer(void *arg)
{
    int data, i;

    for(i=0; i < DATA_TO_PRODUCE; i++ ) {
        pthread_mutex_lock(&mutex);     /* acceder al buffer */
        while (num_elem == 0)             /* si buffer empty */
            pthread_cond_wait(&full, &mutex);  /* se bloquea */
        data = buffer[rd_pos];
        rd_pos = (rd_pos + 1) % MAX_BUFFER;
        num_elem--;
        pthread_cond_signal(&empty);     /* huecos en buffer */
        pthread_mutex_unlock(&mutex);
        consume_data(data);
    }
}
```

Productor-Consumidor Simplificado

```
buffer[MAX_BUFFER];
indProd = 0, indCons = 0;
int num_elem = 0;

mutex_t mutex;
cond_t event;
```

```
void Producer() {
...
  element = produce();
  mutex_lock(&mutex)
  while( num_elem == MAX_BUFFER)
     cond_wait(&event, &mutex);
  insert(element);
  cond_broadcast(&event);
  mutex_unlock(&mutex);
...
}
```

```
void Consumer() {
...
  mutex_lock(&mutex)
  while( !num_elem )
     cond_wait(&event, &mutex);
  element = extract();
  cond_broadcast(&event);
  mutex_unlock(&mutex);
  consume(element);
...
}
```

Agenda

Semáforos (Dijkstra'65)

- Mecanismo de sincronización entre hilos o entre procesos
- Un contador (`s.count`) mantenido por el kernel
- Dos operaciones **atómicas**
  - **wait**: si el contador es 0 bloquea al proceso, si no decrementa el contador
  - **post**: si hay procesos bloqueados se desbloquea uno, si no se incrementa el contador

```
wait(s) { //P
  if (s.count == 0)
     //Bloquear al proceso
  else
     s.count = s.count - 1;
}
post(s) { //V
  if (hay procesos bloqueados)
     //Desbloquear a un proceso bloqueado
  else
      s.count = s.count + 1;
}
```

Dos tipos de semáforos POSIX

- Anónimos
  - Creados con `sem_init` y destruidos con `sem_destroy`
  - No tienen nombre, se identifican a partir de su posición en memoria
  - Para sincronizar hilos de distintos procesos deben ubicarse en una región de memoria compartida entre los procesos
    - Procesos con relación de parentesco pueden usar regiones anónimas
- Con nombre
  - creados/abiertos con `sem_open` y cerrados con `sem_close`
  - Se les asigna un nombre en la creación
    - En Linux tienen presencia en el sistema de ficheros tmpfs con nombres "sem.nombre"
    - El sistema tmpfs se suele montar en `/dev/shm`
  - Para sincronizar procesos basta con que los dos procesos abran el semáforo con el mismo nombre
- Ambos son susceptibles de sufrir inversión de prioridad

API Semáforos POSIX

- Semáforos anónimos
  - Inicialización (`shared` memoria compartida)

    ```
    int sem_init(sem_t *sem, int shared, int val);
    ```
  - Destrucción

    ```
    int sem_destroy(sem_t *sem);
    ```
- Semáforos con nombre
  - Creación o apertura de semáforo creado

    ```
    sem_t* sem_open(char*name,int flag,mode_t mode,int val);
    ```
  - Cierre

    ```
    int sem_close(sem_t *sem);
    ```
  - Borrado

    ```
    int sem_unlink(char *name);
    ```
- Ambos:
  - Operación `wait`

    ```
    int sem_wait(sem_t *sem);
    ```
  - Operación `signal`

    ```
    int sem_post(sem_t *sem);
    ```

Semáforos usados como locks

```
sem_t m;
sem_init(&m, 0, 1);

sem_wait(&m);
-- critical section --
sem_post(&m);
```

Ojo, no es un mutex. Algunas diferencias relevantes son:

- Un mutex tiene un propietario, y sólo éste lo puede liberar
  - Cualquiera puede hacer un post a un semáforo, aunque no haya hecho wait en él
- Si hacemos más posts que waits, dejará de comportarse como un lock
- Un mutex puede inicializarse con el atributo recursivo, los semáforos no (no tiene sentido)

Semáforos usados como colas de espera

```
sem_t q;
sem_init(&q, 0, 0);

...
if(!condition)
    sem_wait(&q);
```

Ojo, no son variables de condición:

- Un signal a una variable de condición se pierde si ningún hilo está bloqueado en el momento del signal
  - Un post a un semáforo tiene efecto a futuro
  - Hay que tener mucho cuidado de no hacer posts de más
- No están asociados a ningún mutex, no liberan ningún recurso cuando un hilo queda bloqueado
  - Es fácil equivocarse y provocar interbloqueos (deadlocks)

Productor-Consumidor: intento 1

```
sem_t holes, elements;
sem_init(&holes, 0, N);
sem_init(&elements, 0, 0);

void Producer(void) {
   int data;
   int i;

   for (i = 0; i < PROD; i++) {
      data = producir_data();
      sem_wait(&holes);
      buffer[prod] = data;
      prod = (prod + 1) % MAX_BUF;
      sem_post(&elements);
  }
}
```

```
void Consumer(void) {
   int data;
   int i;

   for (i = 0; i < PROD; i++) {
      sem_wait(&elements);
      data = buffer[con];
      cons = (cons + 1) % MAX_BUF;
      sem_post(&holes);
      cosumir_data(data);
   }
}
```

- ¿Qué pasa si hay varios productores o varios consumidores simultáneamente accediendo al buffer?

Intento 2: accedemos en sección crítica

```
sem_t holes, elements, common;
sem_init(&holes, 0, N);
sem_init(&elements, 0, 0);
sem_init(&common, 0, 1);

void Producer(void) {
   int data;
   int i;

   for (i = 0; i < PROD; i++) {
      data = producir_data();
      sem_wait(&common);
      sem_wait(&holes);
      buffer[prod] = data;
      prod = (prod + 1) % MAX_BUF;
      sem_post(&elements);
      sem_post(&common);
  }
}
```

```
void Consumer(void) {
   int data;
   int i;

   for (i = 0; i < PROD; i++) {
      sem_wait(&common);
      sem_wait(&elements);
      data = buffer[con];
      cons = (cons + 1) % MAX_BUF;
      sem_post(&holes);
      sem_post(&common);
      cosumir_data(data);
   }
}
```

- Eh... pero si llega primero el consumidor, coge el *cerrojo* common y se bloquea en el semáforo de elementos... **no libera el cerrojo** (a diferencia del wait en una variable de condición)

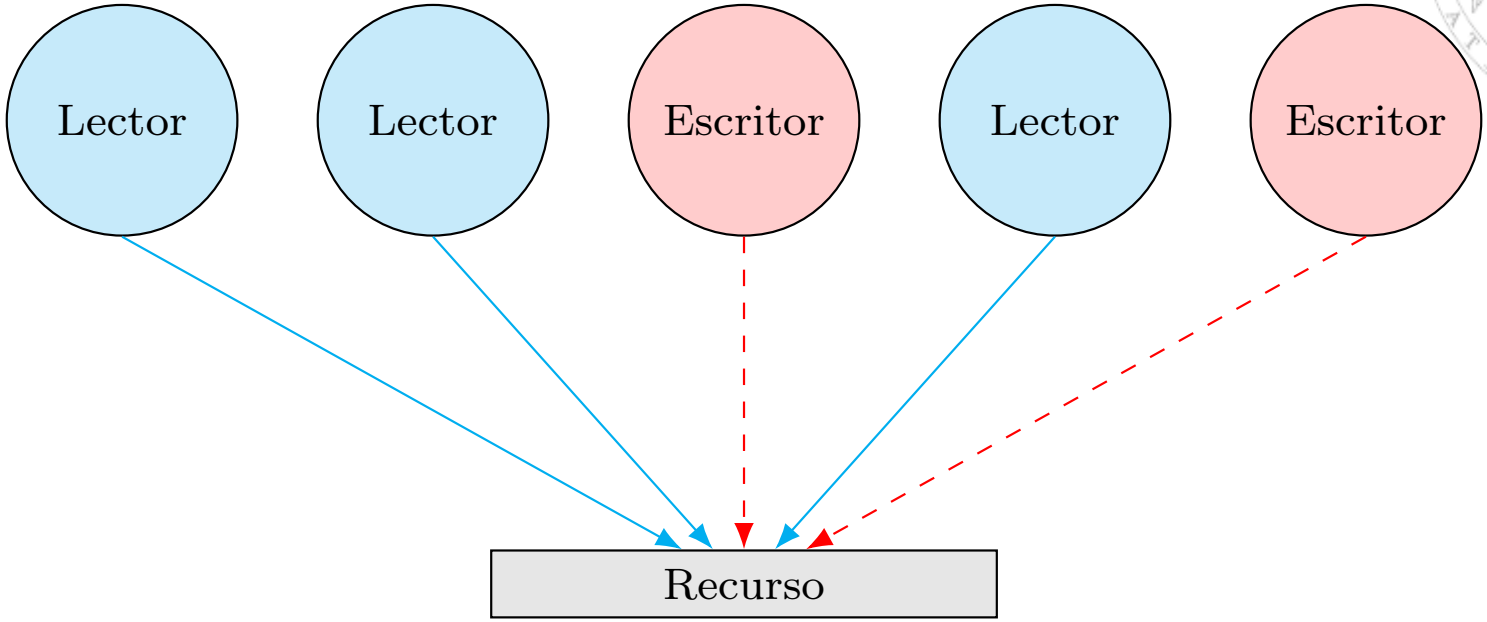
Solución: sección crítica lo último

```
sem_t holes, elements, common;
sem_init(&holes, 0, N);
sem_init(&elements, 0, 0);
sem_init(&common, 0, 1);

void Producer(void) {
   int data;
   int i;

   for (i = 0; i < PROD; i++) {
      data = producir_data();
      sem_wait(&holes);
      sem_wait(&common);
      buffer[prod] = data;
      prod = (prod + 1) % MAX_BUF;
      sem_post(&common);
      sem_post(&elements);
  }
}
```

```
void Consumer(void) {
   int data;
   int i;

   for (i = 0; i < PROD; i++) {
      sem_wait(&elements);
      sem_wait(&common);
      data = buffer[con];
      cons = (cons + 1) % MAX_BUF;
      sem_post(&common);
      sem_post(&holes);
      cosumir_data(data);
   }
}
```

- Cuidado: al bloquearse en un semáforo con un cerrojo cogido el cerrojo no se libera

Otro clásico: Lectores y Escritores



- **Lectores**: acceden sólo para consultar, no modifican el recurso
- **Escritores**: acceden para modificar el recurso
- Los escritores deben acceder en exclusiva
- Pueden acceder varios lectores simultáneamente (siempre que no acceda ningún escritor)

Lectores y Escritores con semáforos

Prioridad a lectores:

- Los escritores compiten entre sí por un lock
- Sólo el primer lector compiter compite por este lock
- Otro lock para esperar a que entre el primer lector

```
sem_t swriters, sreaders;
sem_init(&swriters, 0, 1);
sem_init(&sreaders, 0, 1);

void Reader(void) {
  while (1) {
    sem_wait(&sreaders);
    if (++num_readers == 1)
      sem_wait(&swriters);
    sem_post(&sreaders);

    printf("%d\n", data);

    sem_wait(&sreaders);
    if (--num_readers == 0)
      sem_post(&swriters);
    sem_post(&sreaders);
  }
}
```

```
void Writer(void) {
  while (1) {
    sem_wait(&swriters);
    data = data + 2;
    sem_post(&swriters);
  }
}
```

Lectores-Escritores con Mutex y VC

```
pthread_mutex_t m;
pthread_cond_t rq,wq;

void Readers(void) {
  while (1) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    while (reader_waiting)
      pthread_cond_wait(&rq, &m);
    while (nwriters) {
      reader_waiting = 1;
      pthread_cond_wait(&wq, &m);
      reader_waiting = 0;
    }
    nreaders++;
    pthread_cond_broadcast(&rq);
    pthread_mutex_unlock(&m);

    printf("%d\n", data);

    pthread_mutex_lock(&m);
    if (--nreaders == 0)
      pthread_cond_signal(&wq);
    pthread_mutex_unlock(&m);
  }
}
```

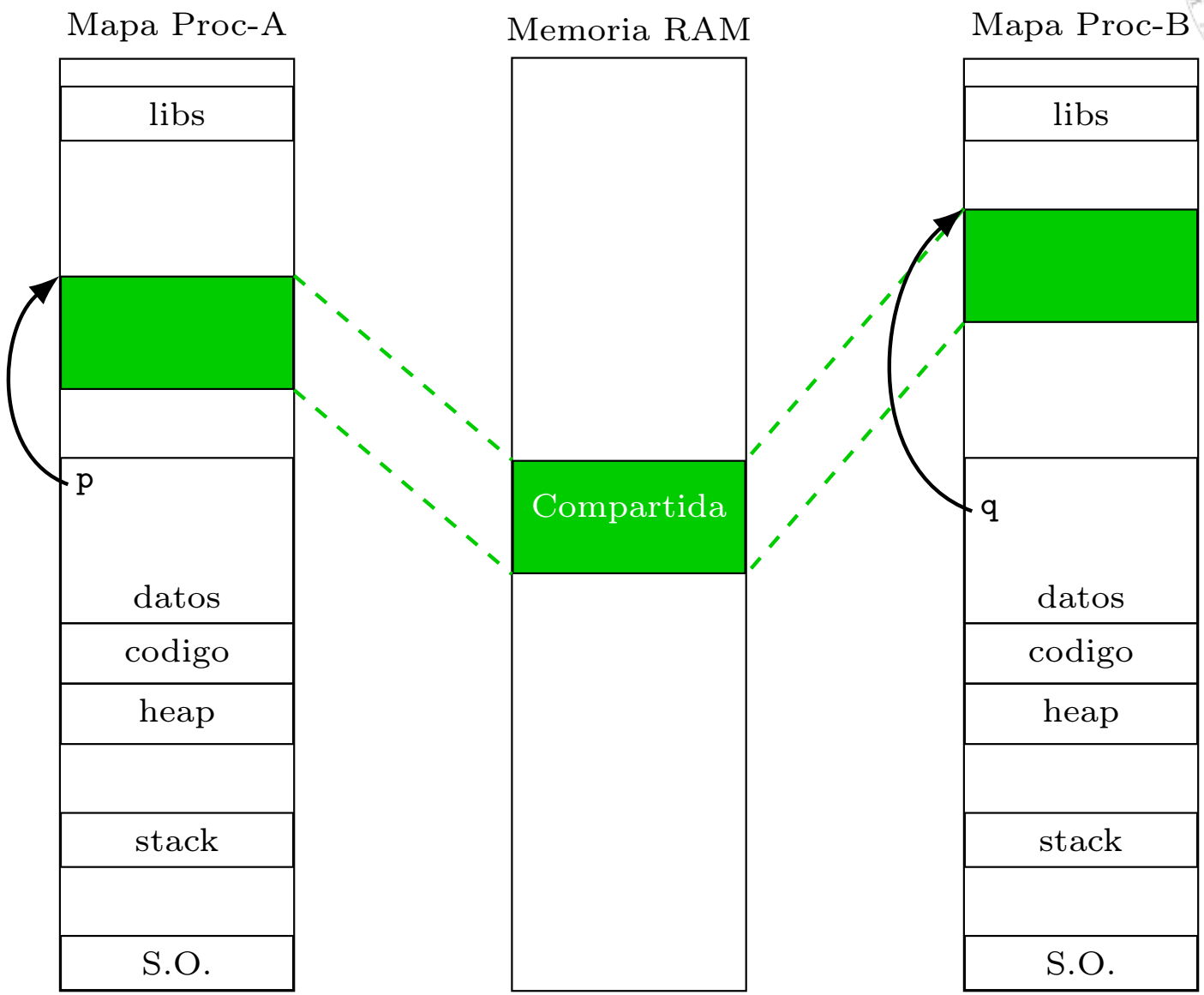
```
void Writers(void)
{
  while (1) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    while (nreaders || nwriters)
      pthread_cond_wait(&wq, &m);
    nwriters++;
    pthread_mutex_unlock(&m);

    data += 2;

    pthread_mutex_lock(&m);
    nwriters--;
    pthread_cond_signal(&wq);
    pthread_mutex_unlock(&m);
  }
}
```

Agenda

Memoria compartida en POSIX

- Entre hilos de un mismo proceso:
  - Implicita: regiones de datos y heap son compartidas (del proceso)
- Entre (hilos de) procesos *sin relación de parentesco*: región del mapa de memoria marcada como compartida (`MAP_SHARED`)
  - Con soporte en el mismo fichero u objeto de memoria compartida
- Entre (hilos de) procesos padre e hijo: región del mapa de memoria marcada como compartida (`MAP_SHARED`)
  - Anónimas (`MAP_ANONYMOUS`), creadas por el padre antes del `fork`
  - Con soporte en el mismo fichero u objeto de memoria compartida

Memoria compartida entre procesos



Objetos POSIX de memoria compartida

```
int shm_open(const char *name, int oflag, mode_t mode);
```

Crea una *objeto de memoria compartida* con nombre `name`, con los permisos especificados por `oflag` devolviendo su descriptor de fichero:

- `name`, tiene que ser de la forma "/name"
  - En Linux visible en el sistema de ficheros /dev/shm
- `oflag`, flags de apertura:
  - `O_CREAT`: se crea si no existe
  - `O_EXCL`: con `O_CREAT` da error `EEXIST` si ya existe
  - `O_RDONLY`: protección de sólo lectura
  - `O_WRONLY`: protección de sólo escritura
  - `O_RDWR`: protección de lectura y escritura
  - `O_TRUNC`: trunca la región a tamaño 0 al crearla si existe
- `mode`: permisos del fichero al crearlo (igual que en open)

```
int shm_unlink(const char *name);
```

Elimina el nombre de un objeto de memoria compartida

- Ningún proceso podrá ya abrir y proyectar dicho objeto
- El objeto se elimina cuando todos los procesos que lo tuviesen proyectado lo desproyecten.

Secuencia de uso habitual

La secuencia habitual para usar una región de memoria compartida es:

- Crear un objeto POSIX de memoria compartida con `shm_open()`
- Dimensionar el objeto al tamaño deseado con `ftruncate()`
- Proyectar el objeto en memoria con `mmap()`, usando el flag `MAP_SHARED`

En su uso se utilizan variables locales, globales o de heap de tipo puntero, que apunten a distintas zonas de la región de memoria compartida

- La región no debe contener punteros, puesto que las direcciones virtuales de los procesos con acceso a la región pueden ser distintas
- Si se quieren crear estructuras enlazadas deben usarse direcciones relativas al comienzo de la región (offsets)

Al finalizar su uso:

- Se desproyecta la región con `munmap()`
- Se elimina del sistema de ficheros conn `shm_unlink()`

Prod-Cons con memoria compartida

- Productor
  - Crea los semáforos con nombre (`sem_open`)
  - Crea un archivo (`open`)
  - Le asigna espacio (`ftruncate`)
  - Proyecta el archivo en su espacio de direcciones (`mmap`)
  - Utiliza la zona de memoria compartida
  - Desproyecta la zona de memoria compartida (`munmap`)
  - Cierra y borra el archivo
- Consumidor
  - Abre los semáforos (`sem_open`)
  - Debe esperar a que el archivo esté creado para abrirlo (`open`)
  - Proyecta el archivo en su espacio de direcciones (`mmap`)
  - Utiliza la zona de memoria compartida
  - Cierra el archivo

Productor

```
#define MAX_BUFFER          1024    /* tamaño del buffer */
#define DATA_TO_PRODUCE   100000    /* datos a producir */

sem_t *elements;  /* elementos en el buffer */
sem_t *holes;     /* huecos en el buffer */

void Producer(int *buffer)
{
    int pos = 0;
    int dato;
    int i;

    for(i=0; i < DATA_TO_PRODUCE; i++ ) {
        dato = produce_data();
        sem_wait(holes);
        buffer[pos] = dato;
        pos = (pos + 1) % MAX_BUFFER;
        sem_post(elements);
    }
}
```

Productor

```
int main(int argc, char *argv[])
{
    int shd, *buffer;

    shd = shm_open("/BUFFER", O_CREAT|O_RDWR, S_IRUSR|S_IWUSR);
    ftruncate(shd, MAX_BUFFER * sizeof(int));

    buffer = (int*) mmap(NULL, MAX_BUFFER * sizeof(int),
            PROT_WRITE, MAP_SHARED, shd, 0);
    elements = sem_open("/ELEMENTS", O_CREAT, 0700, 0);
    holes =    sem_open("/HOLES", O_CREAT, 0700, MAX_BUFFER);
    Producer(buffer);

    munmap(buffer, MAX_BUFFER * sizeof(int));
    shm_unlink("/BUFFER");
    sem_close(elements);
    sem_close(holes);
    sem_unlink("/ELEMENTS");
    sem_unlink("/HOLES");
    return 0;
}
```

Consumidor

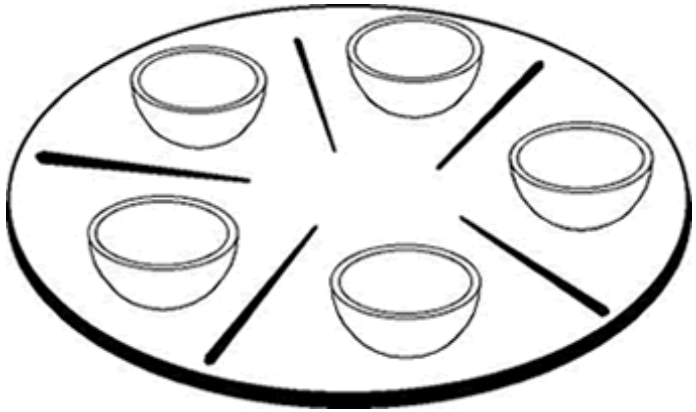
```
#define MAX_BUFFER          1024    /* tamanio del buffer */
#define DATA_TO_PRODUCE   100000    /* datos a producir */

sem_t *elements;  /* elementos en el buffer */
sem_t *holes;     /* huecos en el buffer */

void Consumer(int *buffer)
{
    int pos = 0;
    int i, dato;

    for(i=0; i < DATA_TO_PRODUCE; i++ )  {
        sem_wait(elements);
        dato = buffer[pos];
        pos = (pos + 1) % MAX_BUFFER;
        sem_post(holes);
        printf("Consume %d \n", dato);
    }
}
```

Consumidor

```
int main(int argc, char *argv[]){
    int shd, *buffer;

    shd = shm_open("/BUFFER", O_RDONLY, 0);
    buffer = (int *) mmap(NULL, MAX_BUFFER * sizeof(int),
            PROT_READ, MAP_SHARED, shd, 0);
    elements = sem_open("/ELEMENTS", 0);
    holes    = sem_open("/HOLES", 0);

    Consumer(buffer);

    munmap(buffer,  MAX_BUFFER * sizeof(int));
    shm_unlink("/BUFFER");
    sem_close(elements);
    sem_close(holes);
    return 0;
}
```

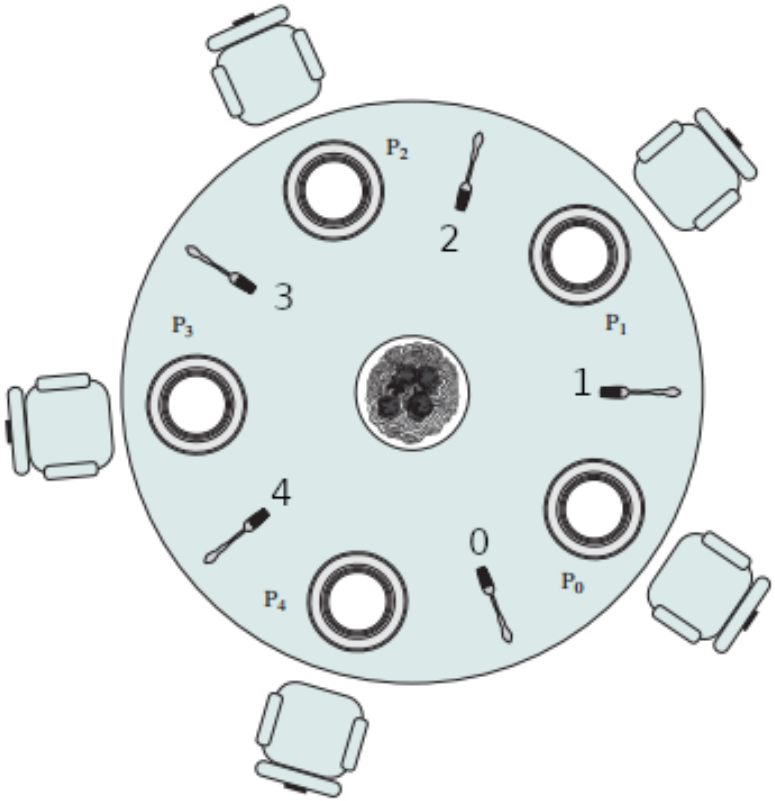
Agenda

Filósofos Comensales (Dijkstra'65)



- Cinco filósofos sentados en una mesa piensan y comen arroz:
  - Ningún filósofo debe morir de hambre (evitar bloqueo)
  - Necesitan 2 palillos para comer, que se cogen de uno en uno
  - Emplean un tiempo finito en comer y pensar
- Algoritmo:
  - Pensar...
  - Coger un palillo, coger el otro, comer, soltar un palillo y soltar el otro
  - Pensar...
- Problema: imaginemos que todos los comensales han cogido el palillo de su izquierda... ¿Quién come?

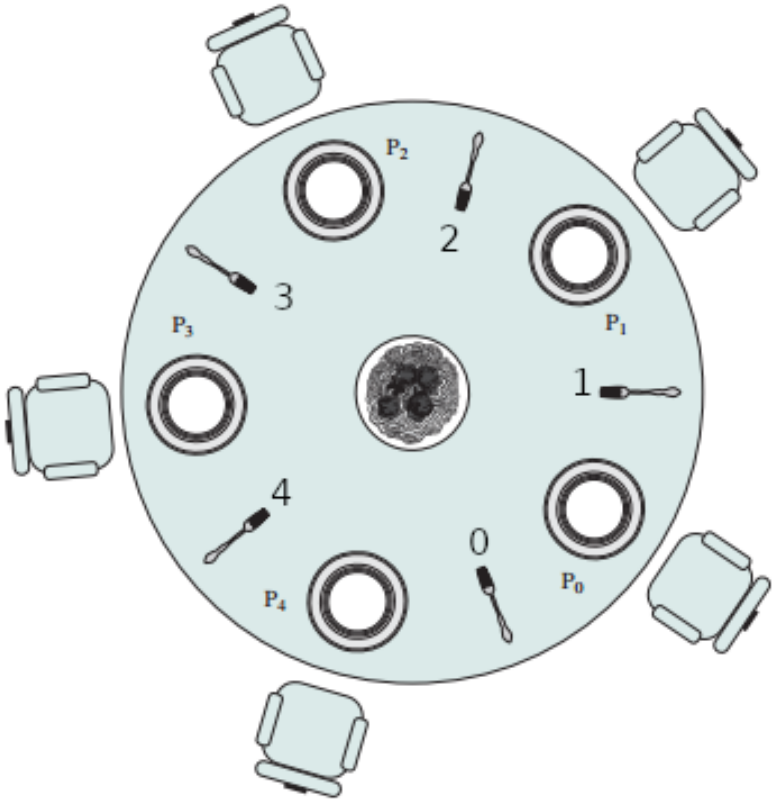
Primer intento: interbloqueo (deadlock)




```
#define N 5

void philosopher(int i)
{
    while (1) {
        think();
        take_fork(i);
        take_fork((i + 1) % N);
        eat();
        put_fork((i + 1) % N);
        put_fork(i);
    }
}
```

Si todos cogen el de su izquierda → Deadlock

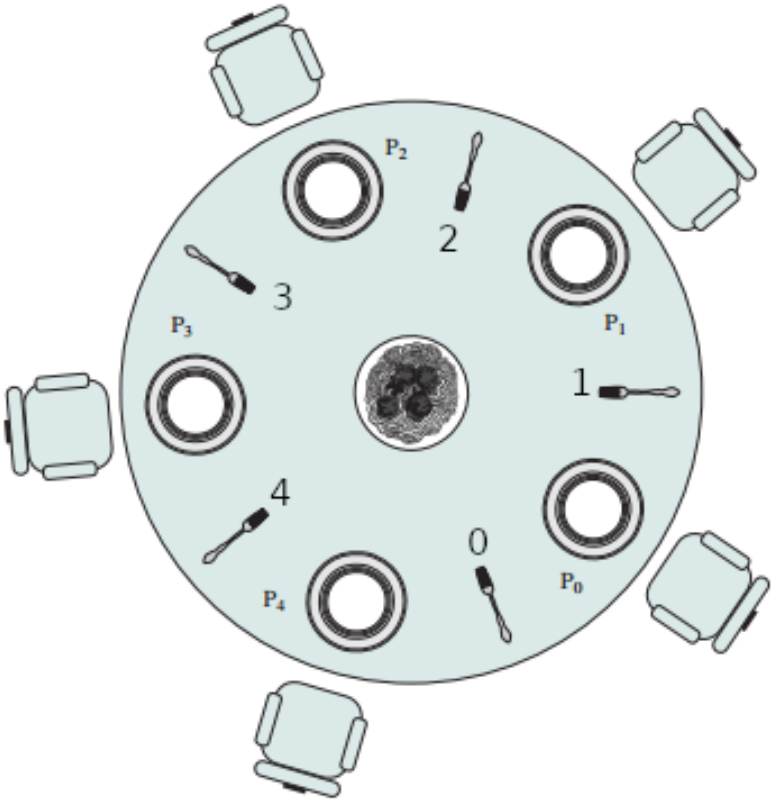
Turno rotativo




```
#define N 5
sem_t turn[N] = {1,0};

void philosopher(int i)
{
    while (1) {
        think();
        sem_wait(turn[i]);
        take_fork(i);
        take_fork((i + 1) % N);
        eat();
        put_fork((i + 1) % N);
        put_fork(i);
        sem_post(turn[(i+1) % N]);
    }
}
```

Sólo puede comer un filósofo en cada *turno*, los demás tienen que esperar aunque el que tiene el *turno* no quiera comer

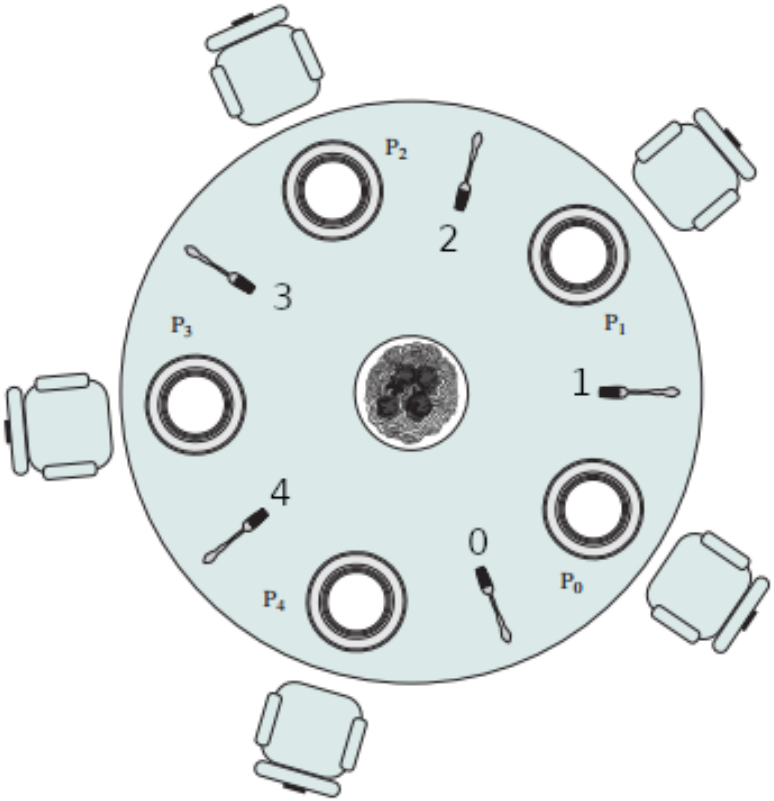
Camarero




```
#define N 5
mutex_t waiter;

void philosopher(int i)
{
    int L  = i;
    int R = (i + 1) % N;

    while (1) {
        think();
        lock(waiter);
        take_fork(R);
        take_fork(L);
        eat();
        put_fork(R);
        put_fork(L);
        unlock(waiter);
    }
}
```

Sólo puede comer un filósofo cada vez, aunque no hay un orden establecido

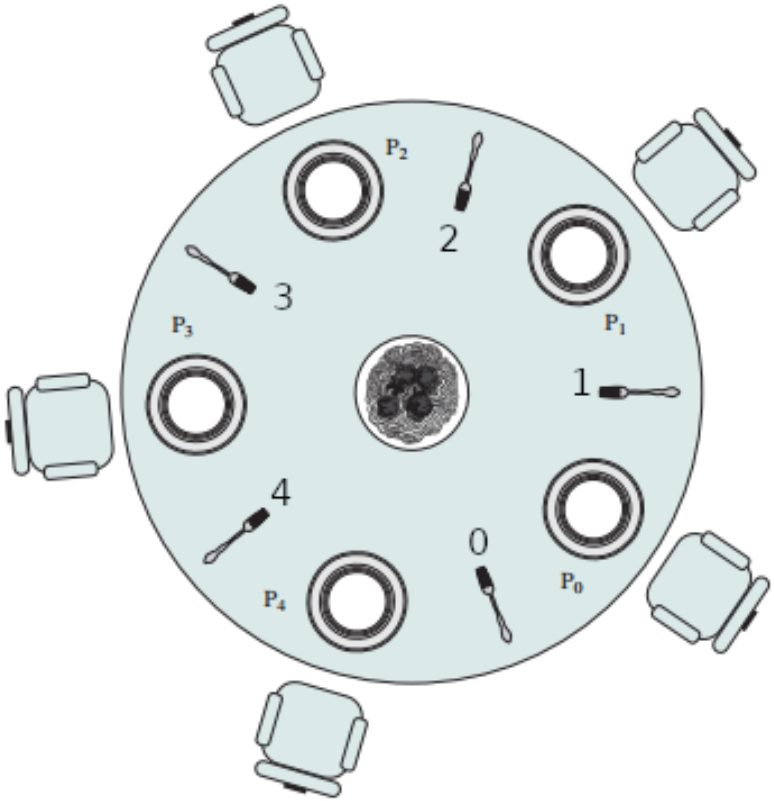
Coger los dos o ninguno




```
#define N 5

void philosopher(int i)
{
    int L  = i;
    int R = (i + 1) % N;

    while (1) {
        think();
        while(1) {
            take_fork(L);
            if (try_take_fork(R))
                break;
            put_fork(L);
            sleep(T);
        }
        eat();
        put_fork(R);
        put_fork(L);
    }
}
```

Sólo hay deadlock si todos los filósofos ejecutan sincronamente haciendo exactamente lo mismo (muy poco probable si T es aleatorio)

Solución de Tanenbaum



- Cada filósofo tien un estado: THINKING, EATING o HUNGRY
- Se usa un cerrojo para proteger el acceso a los estados
- Antes de comer un filósofo debe:
  - Comprobar el estado de los vecinos
  - Y reservarse el derecho a comer si ellos no están comiendo
- Después de comer, el filósfo debe comprobar si alguno de sus vecinos quiere comer
  - Si los vecinos de éste no están comiendo le reserva el derecho a comer

Solución de Tanenbaum

```
#define N 5
#define LEFT(i) ((i+N-1) % N)
#define RIGHT(i) ((i+1) % N)
#define THINKING 0
#define HUNGRY 1
#difine EATING 2
mutex_t mtx;
int state[N];
sem_t s[N] = 0;
```

```
void test(int i)
{
    if (state[i] == HUNGRY
        && state[LEFT(i)] != EATING
        && state[RIGHT(i)] != EATING) {
        state[i] = EATING;
        post(s[i]);
    }
}
```

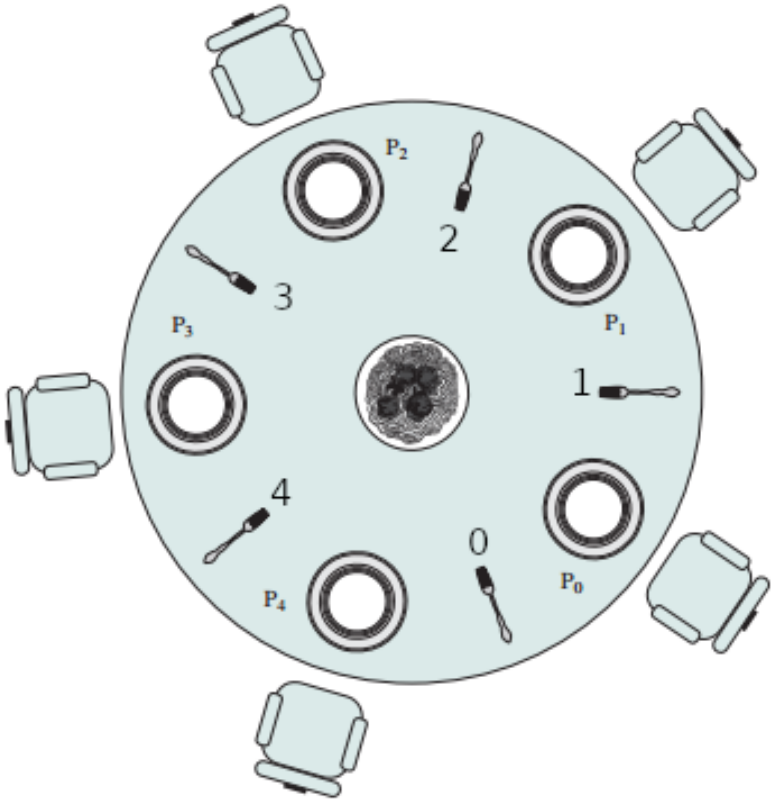
```
void philosopher(int i)
{
    while (1) {
        think();
        take_forks(i);
        eat();
        put_forks();
    }
}
```

```
void take_forks(int i)
{
    lock(mtx);
    state[i] = HUNGRY;
    test(i);
    unlock(mtx);
    wait(s[i]);
}
```

```
void put_forks(int i)
{
    lock(mtx);
    state[i] = THINKING;
    test(LEFT(i));
    test(RIGHT(i));
    unlock(mtx);
}
```

Puede haber inhanición si dos filósofos comen de forma alterna (ejemplo: P0 y P3, P4 tiene inhanición)

Orden global de recursos




```
#define N 5

void philosopher(int i)
{
    int first  = min(i, (i+1) % N);
    int second = max(i, (i+1) % N);

    while (1) {
        think();
        take_fork(first);
        take_fork(second);
        eat();
        put_fork(second);
        put_fork(first);
    }
}
```

- Solución simple, permite a varios filósofos comer simultaneamente.
- Si la presión sobre los recursos es grande se termina secuencializando.
- Utilizada extensivamente en el kernel de Linux.