Sistemas Operativos

Fernando R. Rannou
Departamento de Ingeniería Informática
Universidad de Santiago de Chile

May 10, 2022

Concurrencia y sincronización

- Cuando dos o más tareas (procesos o hebras) comparten algún recurso en forma concurrente o paralela, debe existir un mecanismo que sincronice sus actividades
- Riesgos:
  - corrupción del recurso compartido
  - soluciones erróneas
- Ejemplos:
  1. Consulta y actualización de una base de datos
  2. Ejecución paralela de tareas para resolver un problema en conjunto

Concurrencia y sincronización

Los problemas de sincronización no sólo ocurren en sistemas multiprocesadores, sino también (y fundamentalmente) en monoprocesadores

Ejemplo de acceso concurrente a datos compartidos

Dos hebras que ejecutan concurrentemente la funcion `insert(item)` que inserta un elemento en una lista compartida

```
typedef struct list {
   int data;
   struct list *next;
} Lista;

void insert(int item) {
  struct list *p;

  p = malloc(sizeof(struct list));
  p->data = item;
  p->next = Lista;
  Lista = p;
}
```

Ambas hebras procuran e insertan correctamente el item en un nodo, pero dependiendo del orden de ejecución, es probable que sólo un nodo se inserte en la Lista

Condición de carrera

Condición de carrera

Una condición de carrera (CC) es cuando el resultado de una operación depende del orden de ejecución de dos o más hebras

- A veces, el orden de ejecución produce resultados correctos o consistentes. Por ejemplo, si una hebra inserta el valor 8 y la otra el valor 5, pueden haber dos resultados correctos:
  - 5, 8
  - 8, 5
- Pero sólo el 8 o sólo el 5 es incorrecto

De ahora en adelante, una CC siempre representa un error potencial de concurrencia

Sección crítica

Sección crítica (SC)

Una SC es un trozo de código ejecutado por múltiples hebras, en el cual se accede a datos compartidos y, al menos una de las hebras escribe sobre los datos

- No hay SC cuando:
  - Ninguna hebra modifica (write) los datos
  - Si no hay recursos compartidos
  - Si es el proceso es mono hebra
- ¿Cuál es la SC?

```
void insert(int item) {
  struct list *p;

  p = malloc(sizeof(struct list));
  p->data = item;
  p->next = Lista;
  Lista = p;
}
```

Exclusión mutua

Exclusión mutua (EM)

EM es un requerimiento sobre una SC, que dice que sólo una hebra puede estar ejecutando dicha SC

- EM se define por los datos que se acceden en ella, no por el código
- Por ejemplo, en un Stack concurrente, los métodos `pop()` y `push()` deben ser mutuamente excluyentes

```
void pop() {
   if (! empty()}
     top--;
}
```

```
void push(int item) {
    if (! full()) {
       top++;
       data[top] = item
    } else error()
}
```

Modelo de concurrencia

- Asumimos una colección de tareas del tipo

```
Process(i) {
     while (true) {
         codigo no critico
         ...
         enterCS();
         SC();
         exitSC();
         ..
         codigo no critico
      }
}
```

- El código es ejecutado concurrentemente por múltiples tareas
- `enterCS()` representa las acciones que la hebra debe realizar para poder entrar a su SC en forma segura
- `exitSC()` representa las acciones que una hebra debe realizar para salir la SC y dejarla habilitada a otras hebras
- El código no crítico es cualquier código donde no se accede recursos compartidos

Requerimientos para una solución correcta de EM

1. **Exclusión mútua**: Cuando T_i está en su SC, ninguna otra hebra T_j está en su correspondiente SC.
2. **Sin deadlock**: Deadlock es cuando todas las hebras quedan ejecutando `enterCS()` indefinidamente (ya sea bloqueadas o en busy-waiting), y por lo tanto, ninguna entra.
3. **Sin inanición**: Una hebra entra en inanición si nunca logra entrar a su SC.
4. **Progreso**: Si una hebra T_i ejecuta `enterCS()`, y ninguna otra T_j está en la SC, se debe perimitir a T_i entrar a la SC.

Notas

- Una hebra puede tener más de una SC
- Aunque deadlock implica inanición, inanición no implica deadlock
- **No se debe realizar suposiciones sobre la velocidad relativa y orden de ejecución de las hebras**

Locks

Las funciones `enterCS()` y `exitCS()` pueden ser implementadas de varias formas:

1. Por hardware: Usar instrucciones nativas del procesador
2. Por software: Usar algoritmos e implementarlo en lenguaje de alto nivel
3. Por SO: Usar servicios del SO
4. Por estructuras nativas de un lenguaje de programación

A veces, se usa el término **lock** en forma genérica. Es decir

1. `lock.acquire()` es equivalente a `enterCS()`
2. `lock.release()` es equivalente a `exitCS()`

Atomicidad

Una operación es atómica si:

- no puede dividirse en partes
- se ejecuta completamente o no se ejecuta
- se ejecuta sin ser interrumpida

La ilusión de atomicidad

Considere el siguiente código ejecutado por dos hebras (asuma i=5):

```
inc(int &i) {                LOAD i, ACC   // carga el acumulador
   i = i + 1;                INC  ACC      // incrementa el acumulador
}                            STORE ACC, i  // almacena el resultado en memoria
```

Los posibles resultados son:

- 7, resultado válido
- 6, resultado inválido

Toda instrucción assembler es atómica, pero hasta la instrucción más simple de lenguaje de alto nivel **puede no ser atómica**.

Solución por hardware 1

- **Deshabilitación de interrupciones** : Recordar que una hebra se ejecuta hasta que invoca un llamado al SO o es interrumpida, por ejemplo por quantum. Entonces para garantizar EM, la hebra deshabilita las interrupciones justo antes de entrar en su SC

```
while (true)
  {
       deshabilitar_interrupciones();
       SC();
       habilitar_interrupciones();
  }
```

- Sencillo de entender
- Habilidad del procesador para hacer context-switch queda limitada
- No sirve para multiprocesadores
- Funciona para cualquier número de hebras
- No está libre de inanición

Solución por hardware 2, `testset()`

- **Uso de instrucciones especiales de máquina** que realizan en forma **atómica** más de una operación.
- Por ejemplo `testset()`

```
boolean testset(int &i) {
   if (i == 0) {
      i = 1;
      return true;
   } else return false;
}
```

```
T(i) {
    while (true) {
       ...
       while (!testset(bolt)); //busy-waiting
       SC();
       bolt = 0;
       ...
     }
}
```

```
int bolt; // shared
void main() {
     bolt = 0;
     parbegin(T(1), T(2),...,T(n));
}
```

busy-waiting es lo mismo que **spin-lock**: Cuando una tarea espera poder entrar a la SC ejecutando instrucciones.

Solución por hardware 3, exchange()

- exchange(a, b) o (swap(a, b)) intercambia los valores contenidos en las direcciones de memoria a y b, en forma atómica.

```
void exchange(int a, int b) {
   int tmp;
   tmp = a;
   a = b;
   b = tmp;
}
```

```
T(i) {
    int keyi;
    while (true) {
        keyi = 1;
        while (keyi != 0)
           exhange(keyi, bolt); //busy-waiting
        SC();
        exchange(keyi, bolt);
        ...
     }
 }
```

```
int bolt; // shared
void main() {
     bolt = 0;
     parbegin(T(1), T(2),...,T(n));
}
```

EM por instrucciones de máquina

- Ventajas
  - Aplicable a cualquier número de hebras y procesadores que comparten memoria física
  - Simple y fácil de verificar
  - Puede ser usada con varias SC, cada una controlada por su propia variable
- Desventajas
  - *Busy-waiting* (o *spin-lock*) consume tiempo de procesador
  - Es posible inanición

Solución por software 1

- Dos hebras comparten la variable `turno`

```
int turno;
T0 {                                T1 {
    while (true) {                      while (true) {

       while (turno != 0);                 while (turno != 1);
       SC();                               SC();
       turno = 1;                          turno = 0;

     }                                   }
}                                     }

void main() {
    turno = 0;
    parbegin(T0, T1);
}
```

- Garantiza exclusión mútua
- Sólo aplicable a dos procesos
- Alternación estricta de ejecución
- No satisface progreso

Solución por software 2

- El problema con la solución anterior es que alamcenamos el PID de la tarea que puede entrar a la SC
- Intentemos solucionar este problema almacenando el PID de la tarea que está en su SC
- Arreglo Booleano `flag[]` compartido

```
boolean flag[2];
T0 {                                T1 {
    while (TRUE) {                      while (TRUE) {
       while (flag[1]);                    while (flag[0]);
       flag[0] = true;                     flag[1] = TRUE;
       SC();                               SC();
       flag[0] = FALSE;                    flag[1] = FALSE;
     }                                   }
}                                     }

void main() {
    flag[0] = flag[1] = FALSE;
    parbegin(T0, T1);
}
```

- No satisface el requerimiento de EM

Solución por software 3

- El problema más evidente de la solcuión anterior es que una tarea puede cambiar su estado después que otra tarea haya consultado dicho estado, pero antes que el primero haya entrado a la SC.
- Intentemos solucionar este problema cambiando el orden de las dos instrucciones involucradas

```
boolean flag[2];
T0 {                              T1 {
    while (TRUE) {                      while (TRUE) {
       flag[0] = TRUE;                     flag[1] = TRUE;
       while (flag[1]);                    while (flag[0]);
       SC();                               SC();
       flag[0] = FALSE;                    flag[1] = FALSE;
       ...                                 ...
     }                                   }
}                                    }

void main() {
    flag[0] = flag[1] = FALSE;
    parbegin(T0, T1);
}
```

- SE satisface el requerimiento de EM, pero...
- Existe posibilidad de **deadlock**

Solución de Peterson

```
boolean flag[2];
int turno;

T0 {
   while (true) {
        ...
        flag[0] = true;
        turno = 1;
        while (flag[1] && turno == 1);
        SC();
        flag[0] = false;
        ...
    }
}
void main(){
    flag[0] = flag[1] = false;
    parbegin(T0, T1);
}
```

```
T1 {
      while (true) {
         ...
         flag[1] = true;
         turno = 0;
         while (flag[0] && turno == 0);
         SC();
         flag[1] = false;
         ...
      }
   }
```

- Satisface todos los requerimientos
- Es compleja de entender
- Funciona sólo para dos tareas
- Usa busy-waiting

Algoritmo de la panadería (simplificado)

La solución de software para N hebras utiliza la lógica de una panadería (o farmacia), en la que los clientes son atendidos de acuerdo a un ticket que sacan al momento de llegar

1. Cada hebra T_i tiene un variable entera `num[i]`, inicialmente inicializada en 0. Este es el ticket.
2. Todas las hebras pueden leer cualquier `num[j]`, pero solo T_i puede escribir `num[i]`.
3. Cuando T_i desea entrar a la SC, setea `num[i]` a un valor más grande que todos los otros `num[j]`. Esto corresponde a sacar el ticket.
4. Para cada hebra j, T_i espera hasta que `num[j]` es cero o `num[j]` es mayor que `num[i]`, para todo $j \neq i$. Esto corresponde a la espera del turno.
5. Luego que lo anterior se hizo cierto para todas la T_j, T_i entra a la SC
6. Al salir de la SC, T_i setea `num[i]` en cero.

Algoritmo de la panadería (simplificado)

```
int num[N] = 0;

1 T(int i) {
2    num[i] = max(num[0],num[1],...,num[N-1]) + 1;
3    for (p=0, p < N; p++) {
4        while (num[p] != 0 && num[p] < num[i]) ;
5    }
6    SC();
7    num[i] = 0;
8 }
```

Para que esta solución sea correcta, se requiere que

1. Las operaciones de lectura y escritura de variables sean atómicas
2. La operación `max()+1` sea atómica

Algoritmo de la panadería (original)

- Si `max()+1` no es atómica, dos o más hebras pueden tomar el mismo número. ¿Cómo?
- Para romper la igualdad, se usa el par `(num[i], i)`. Es decir, de todas las hebras que hayan elegido el mismo número, la hebra con ID menor tiene la prioridad
- Aún se requiere atomicidad de read-write de variables enteras y booleanas

```
int num[N] = 0;
boolean choosing[N] = False;

1  T(int i) {
2     choosing[i] = true;
3     num[i] = max(num[0],num[1],...,num[N-1]) + 1;
4     choosing[i] = false;
5     for (p=0, p < N; p++) {
6         while (choosing[p]);
7         while (num[p] != 0 && (num[p],p) < (num[i],i)) ;
8     }
9     SC();
10    num[i] = 0;
11 }
```

Solución de SO: Semáforos y Locks

- Un **semáforo** es una variable especial usada para que dos o más procesos se señalicen mútuamente
- Un semáforo es una variable entera, pero
- Accesada sólo por dos operaciones
  1. `wait(s)` decrementa el semáforo; si el valor resultante es negativo, el proceso se bloquea; sino, continúa su ejecución
  2. `signal(s)` incrementa el semáforo; si el valor resultante es menor o igual que cero, entonces se despierta un proceso que fue bloqueado por `wait()`
- Se denominan **semáforos contadores** a aquellos semaforos que pueden tomar valores mayor o menor que cero.
- El valor de inicialización de un semáforo contandor depende de la aplicación.

Primitivas sobre semáforos contadores

```
struct semaphore {
       int count;
       queueType queue;
       }
```

```
void wait(semaphore s)
{
   s.count--;
   if (s.count < 0) {
     place this process
          in s.queue;
     block this process
   }
}
```

```
void signal(semaphore s)
{
     s.count++;
     if (s.count <= 0) {
       remove a process P
             from s.queue;
       place process P on ready state
     }
}
```

El SO garantiza que estas operaciones se ejecutan cómo si fueran atómicas

Semáforo como objeto

La siguiente es una posible representación de un semáforo como una clase:

```
class Semaphore {
    int val;
    Queue<Process> Q;
public:
    Semaphore()      : val(0), Q(NULL) {}
    Semaphore(int v) : val(v), Q(NULL) {}
    ~Semaphore() { delete Q; }

    void signal();
    void wait();
};
```

A esta clase aún le falta mucho para ser una implementación correcta.

Semáforo binario o mutex o lock en C

- Un semáforo binario sólo puede tomar los valores 0 o 1
- Sería un error inicializar un semáforo binario con una valor distinto de 0 ó 1

```
wait(s)
{
   if (s.value == 1)
       s.value = 0;
   else {
       place this process
          in s.queue
       block this process
   }
}
```

```
signal(s)
{
    if (s.queue is empty())
       s.value = 1
    else {
       remove a process P
              from s.queue
       place P on the ready list;
    }
}
```

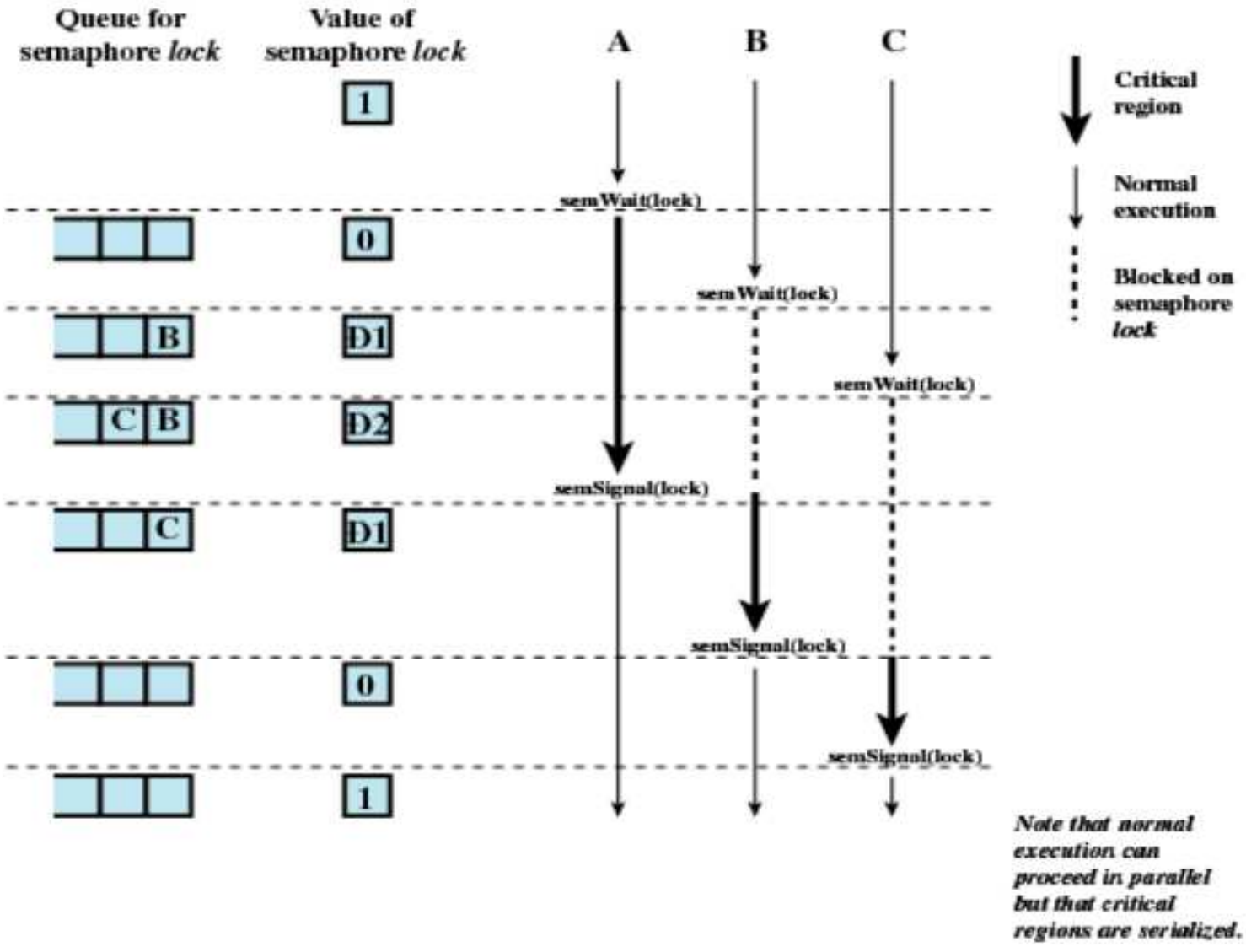
- Otro nombre dado a un semáforo binario es **lock** 0 **mutex**.
- Típicamante, las operaciones son
  `acquire()` = `lock()` = `wait()`
  `release()` = `unlock()` = `signal()`

EM usando semáforos

```
semaphore s;
Process(i) {
     while (true) {
         codigo no critico
         ...
         wait(s)
         SC();
         signal(s);
         ..
         codigo no critico
      }
}

void main() {
     s = 1;
     parbegin(P(1), P(2),...,P(n));
}
```

Note que para esta solución se puede usar semáforos binario o semáforos contadores

Ejemplo


Queue for semaphore *lock*
Value of semaphore *lock*
A
B
C
1
semWait(lock)
0
semWait(lock)
B
D1
semWait(lock)
C B
D2
semSignal(lock)
C
D1
semSignal(lock)
0
semSignal(lock)
1
Critical region
Normal execution
Blocked on semaphore *lock*
Note that normal execution can proceed in parallel but that critical regions are serialized.

El problema del productor/consumidor

- Uno o más tareas **productoras** generan datos y los almacenan en un buffer compartido
- Una tarea **consumidor** toma (consume) los datos del buffer uno a la vez
- Claramente, sólo un agente (productor o consumidor) puede accesar el buffer a la vez

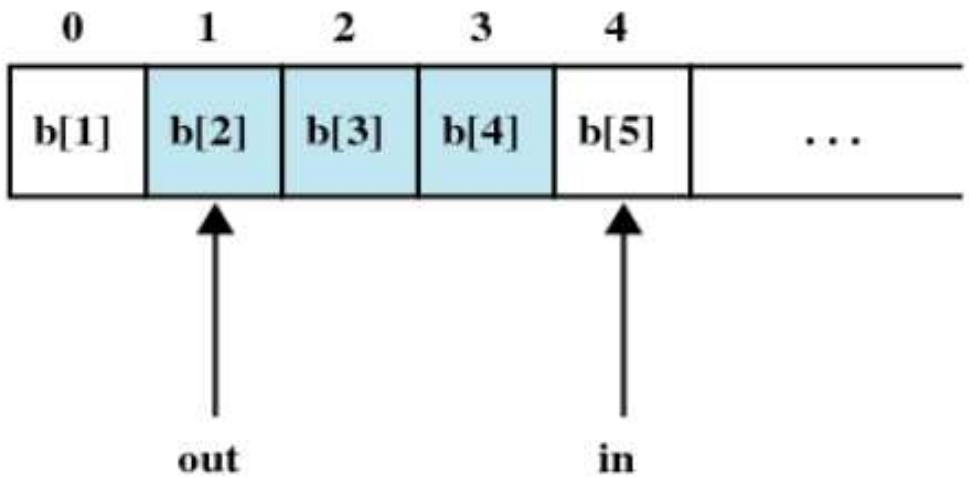
Aquí va dibujo

Productos/consumidor buffer infinito

- Si el buffer es infinito, el buffer nunca se llena (Duh!)
- Sin embargo, la tarea consumidora puede encontrar el buffer vacío

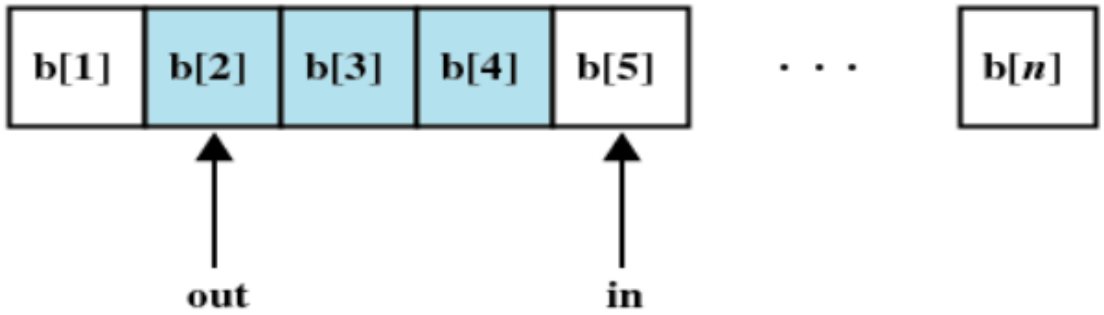
```
producer() {
    v = produce();
    b[in] = v;
    in++;

}
```

```
consumer() {
    while (in == out);
    w = b[out];
    out++;
    consume(w);
}
```

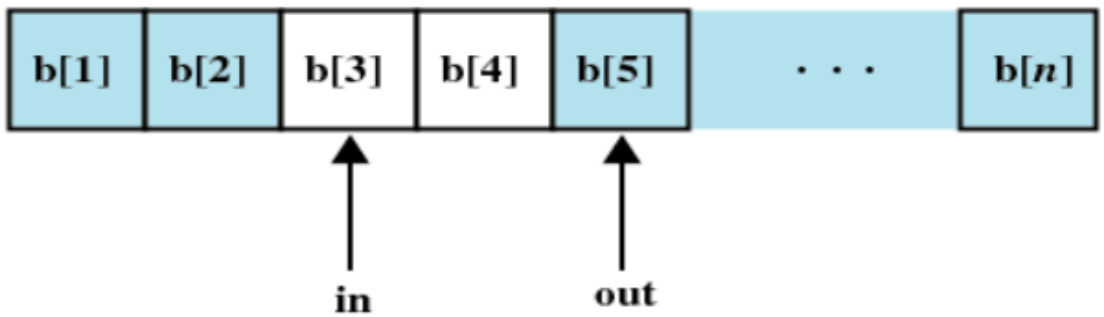


Productor/consumidor buffer finito

Ahora, el productor debe preocuparse que el buffer no esté lleno



(a)



Productor/consumidor buffer finito

```
producer() {
      while (true) {
          v = produce();
          while ((in + 1) % n == out);
          b[in] = v;
          in = (in + 1) % n;
      }
}
```

```
consumer() {
      while (true) {
          while (in == out);
          w = b[out];
          out = (out + 1) % n;
          consume(w);
       }
 }
```

- El buffer es de largo n y tratado circularmente
- `in` indica la siguiente posición libre dónde producir y `out` la posición del siguiente elemento a consumir
- Note que aún no damos una solución al problema

Productor/consumidor: buffer infinito, solución errónea, semáforos binarios

```
int n;
binary_semaphore s = 1;
binary_semaphore delay = 0;

producer() {
    while(true) {
        v = produce();
        wait(s);
        put_in_buffer(v);
        n++;
        if (n == 1)
           signal(delay);
        signal(s);
     }
}

main() {
     n = 0;
     parbegin(producer, consumer);
}
```

```
comsumer() {
      wait(delay);
      while(true) {
         wait(s);
         w = take_from_buffer();
         n--;
         signal(s);
         consume();
         if (n == 0) wait(delay);
      }
}
```

- Semáforo binario **s** se usa para asegurar EM
- Semáforo delay se usa para hacer que el consumidor espere si el buffer está vacío

Productor/consumidor: buffer infinito, solución correcta, semáforos binarios

```
int n;
binary_semaphore s = 1;
binary_semaphore delay = 0;

producer() {
    while(true) {
        v = produce();
        wait(s);
        put_in_buffer(v);
        n++;
        if (n == 1)
           signal(delay);
        signal(s);
     }

}

main() {
     n = 0;
     parbegin(producer, consumer);
}
```

```
comsumer() {
      int m; //variable loacal
      wait(delay);
      while(true) {
         wait(s);
         w = take_from_buffer();
         n--;
         m = n;
         signal(s);
         consume();
         if (m == 0) wait(delay);
      }
 }
```

- Semáforo binario **s** se usa para asegurar EM
- Semáforo delay se usa para hacer que el consumidor espere si el buffer está vacío

Productor/consumidor, buffer infinito, solución con semáforos contadores

```
semaphore s = 1;
semaphore n = 0;

producer()
{
     while(true) {
          v = produce();
          wait(s);
          put_in_buffer(v);
          signal(s);
          signal(n);
      }
}
```

```
consumer()
{
     while(true) {
          wait(n);
          wait(s);
          w = take_from_buffer();
          signal(s);
          consume();
      }
 }
```

Productor/consumidor, buffer finito, solución con semáforos contadores

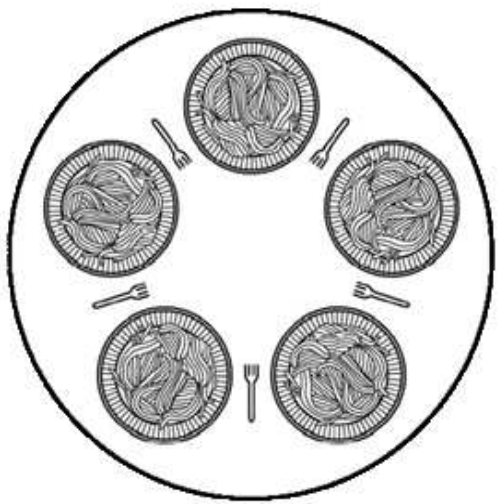
```
binary_semaphore s = 1;
semaphore full = 0;
semaphore empty = sizeofbuffer;

producer()
{
     while(true) {
          v = produce();
          wait(empty);
          wait(s);
          put_in_buffer(v);
          signal(s);
          signal(full);
      }
}
```

```
consumer()
{
     while(true) {
          wait(full);
          wait(s);
          w = take_from_buffer();
          signal(s);
          signal(empty);
          consume(w);
      }
 }
```

- Semáforo **empty** usado para contar el número de espacios vacíos
- Semáforo **full** usado para contar el número de espacios usados
- Semáforo **s** usado para EM

El problema de los filósofos comensales

- Cinco filósofos se sientan alrededor de una mesa con una fuente de spaghetti.
- Cuando un filósofo no está comiendo, está filosofando.
- Como carecen de habilidades manuales, necesitan de dos tenedores para comer, pero sólo hay cinco.
- Cuando uno o dos de los tenedores están siendo ocupados por el filósofo de al lado, el filósofo vuelve a filosofar.
- Cuando un filósofo deja de comer spaghetti, coloca los tenedores sobre la mesa.



filósofos: solución 1

```
Semaphore fork[5] = {1}
void philosopher(int i) {
  while (true) {
     think();
     Wait(fork[i]);
     Wait(fork[(i+1)mod 5]);
     eat();
     Signal(fork[(i+1] mod 5);
     Signal(fork[i]);
  }
}

main()
{
  parbegin(philosopher(0),philosopher(1),
           philosopher(2),philosopher(3),
           philosopher(4));
}
```

Deadlock!!!

filósofos: solución 1

Una posible solución al problema de deadlock es controlar que sólo 4 tenedores puedan ser usados simultáneamente

```
Semaphore fork[5] = {1}
Semaphore room = 4;
void philosopher(int i) {
  while (true) {
     think();
     Wait(room);
     Wait(fork[i]);
     Wait(fork[(i+1)mod 5]);
     eat();
     Signal(fork[(i+1] mod 5);
     Signal(fork[i]);
     Signal(room);
  }
}

main() {
  parbegin(philosopher(0),philosopher(1),
           philosopher(2),philosopher(3),
           philosopher(4));
}
```

El problema de los lectores/escritores

- Uno o más lectores pueden estar simultáneamente leyendo un archivo
- Pero sólo un escritor puede estar escribiendo el archivo
- Si un escritor está escribiendo el archivo, ningún lector puede estar leyendo el archivo. Ej: sistema de biblioteca
- Note que se garantiza que los lectores sólo leen
- Si lectores y escritores leyeran y escribieran, volveriamos al problema general de exclusión mutua

Lectores/escritores: solución 1

```
int readcount;
semaphore x = 1, wsem = 1;

void reader() {
     while (true) {
         Wait(x);
         readcount++;
         if (readcount == 1)
            Wait(wsem);
         Signal(x);
         READUNIT();
         Wait(x);
         readcount--;
         if (readcount == 0)
            Signal(wsem);
         Signal(x);
     }
}

main() {
    readcount = 0;
    parbegin(reader, counter);
}
```

```
void writer() {
     while (true) {
         Wait(wsem);
         WRITEUNIT();
         Signal(wsem);
     }
}
```

- Lectores tienen prioridad
- Inanición escritores

Lectores/escritores: solución 2

```
int readcount, writecount;
semaphore x = 1, y = 1, z = 1, wsem = 1, rsem = 1;

void reader() {
     while (true) {
       Wait(z);
        Wait(rsem);
         Wait(x);
         readcount++;
         if (readcount == 1)
            Wait(wsem);
         Signal(x);
        Signal(rsem);
       Signal(z);
       READUNIT();
       Wait(x);
        readcount--;
        if (readcount == 0)
           Signal(wsem);
       Signal(x);
      }
}

main() {
    readcount = writecount = 0;
    parbegin(reader, counter);
}
```

```
void writer() {
     while (true) {
       Wait(y);
        writecount++;
        if (writecount == 1)
          Wait(rsem);
       Signal(y);
       Wait(wsem);
       WRITEUNIT();
       Signal(wsem);
       Wait(y);
        writecount--;
        if (writecount == 0)
           Signal(rsem);
       Signal(y);
      }

  }

// Escritores tiene prioridad
```

Problema típico con semáforos

- Los semáforos no implementan la solución al problema de la EM
- Es posible que el programador de la solución se equivoque al inicializar o usar los semáforos. Por ejemplo:

```
semaphore n = 0
semaphore s = 1
void consumer() {
     while (true) {
        Signal(s);
        Wait(s);
        take();
        Wait(n);
     }
}
```

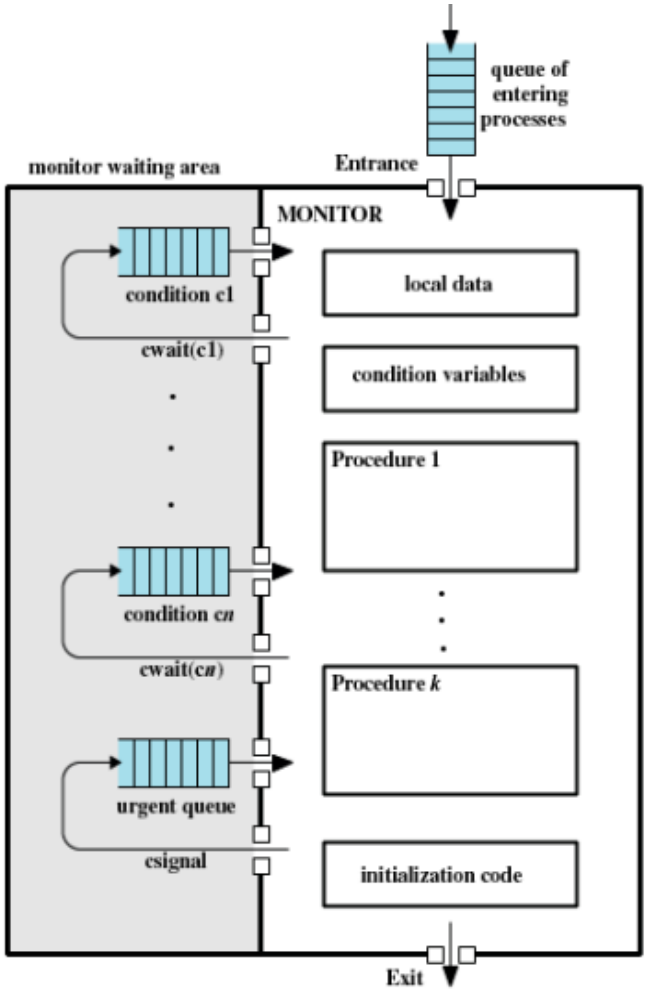
```
void producer() {
     while (true) {
        produce();
        Wait(s);
        append();
        Signal(s);
        Wait(n);
     }
}
```

- Existen muchas formas de implementar un solución errónea al simple problema de la EM.
- Los monitores nacieron como un apoyo al programador para evitar dichos errores

Monitor

- Un monitor es un módulo de software que evita errores de EM
- Carácterísticas principales:
  - Variables locales son accesadas sólo dentro del monitor; es decir por la funciones del monitor
  - Para ingresar al monitor, un proceso invoca algunas de las funciones del monitor
  - Sólo un proceso puede estar ejecutándose en el monitor: exclusión mútua
- Los monitores necesitan **variables de condición**:
  - Suponga que un proceso dentro del monitor necesita suspenderse hasta que una condición se haga verdadera
  - Las variables de condición proveen el mecanismo de sincronización para suspender un proceso dentro del monitor y reanudar su ejecución en otro momento

Estructura de un monitor



Variables de condición

Las variables de condición (VC) pueden accederse sólo usando dos funciones:

- `Wait(c)`: bloquea la ejecución del proceso llamador en la VC **c**. El monitor queda libre para ser usado por otro proceso
- `Signal(c)`: resume la ejecución de algún proceso bloqueado por un `Wait()` sobre la misma VC **c**. Si hay varios procesos bloqueados, elegir cualquiera; si no hay ninguno bloqueado, no hacer nada
- Note que las funciones `Wait()` y `Signal()` de los monitores se parecen a las funciones `Wait()` y `Signal()` de los semáforos, PERO NO son iguales y cumplen una función distinta
- Las VC no tiene valor asociado.
- Las operacion `Wait()` y `Signal()` sobre VC no afectan o cambian a las VC asociadas

Productor/consumidor con monitor

- Idea: poner el buffer dentro del monitor
- Dos métodos principales del monitor:
  1. `append(x)`: agrega el item **x** al buffer
  2. `v = take()`: saca un item del buffer y lo retorna en **v**
- Dos procesos clientes del monitor: `Producer()` y `Consumer()`
- Sólo uno de los procesos puede estar ejecutando métodos del monitor a la vez

```
void producer() {
   while (true) {
      x = produce();
      M.append(x);
   }
}

main() {
   parbegin(producer, consumer);
}
```

```
void consumer() {
   while (true) {
      v = M.take();
      consume(v);
   }
}
```

Productor/consumidor con monitor, *a lo C++*

```
monitor M {
   char buffer[N];
   int in, out;
   int count;
   cond notfull, notempty;
public:
   M() : in(0), out(0), count(0) {}
   void append(char x);
   char take();
};

void M::append(char x) {
    if (count == N)
       Wait(notfull);
    buffer[in] = x;
    in = (in+1) % N;
    count++;
    Signal(notempty);
}
```

```
char M::take() {
     if (count == 0)
        Wait(notempty);
     v = buffer[out];
     out = (out+1) % N;
     count--;
     Signal(notfull);
}
```

Filósofos con monitor

```
main() {
   parbegin(philosopher(0), philosopher(1), philosopher(2), philosopher(3), philosopher(4))
}

void philosopher(int i) {
   while (true) {
       think();
       P.get_forks();
       eat();
       P.put_forks();
   }
}
```

Filósofos con monitor

```
Monitor P
   state[5] of {THINKING, HUNGRY, EATING};
   cond self[5];

public:
   P() : state[0](THINKING), state[1](THINKING), state[2](THINKING),
          state[3](THINKING), state[4](THINKING) {}

   void get_forks(int i) {
      state[i] = HUNGRY;
      test(i);
      if (state[i] != EATING then Wait(self[i]);
   }
   void put_forks(int i) {
      state[i] = THINKING;
      test((i+4) mod 5);
      test((i+1) mod 5);
   }

private:
   void test(int i) {
     if (state[i+4 mod 5] != EATING && state[i] == HUNGRY && state[i+1 mod 5] != EATING) {
         state[i] = EATING;
         Signal(self[i]);
     }
}
```

Paso de mensajes

- Los mecanismos de sincronización que hemos visto hasta ahora están basados en variables compartidas (globales), es decir la comunicación es implícita
- El paso de mensajes es un mecanismo de sincronización donde la comunicación es explícita.
- Paso de mensajes significa que un proceso envía información a otro proceso con el cual no comparten memoria
- Dos primitivas básicas de comunicación:
  1. `send(destination, message)`
  2. `receive(source, message)`

Sincronización

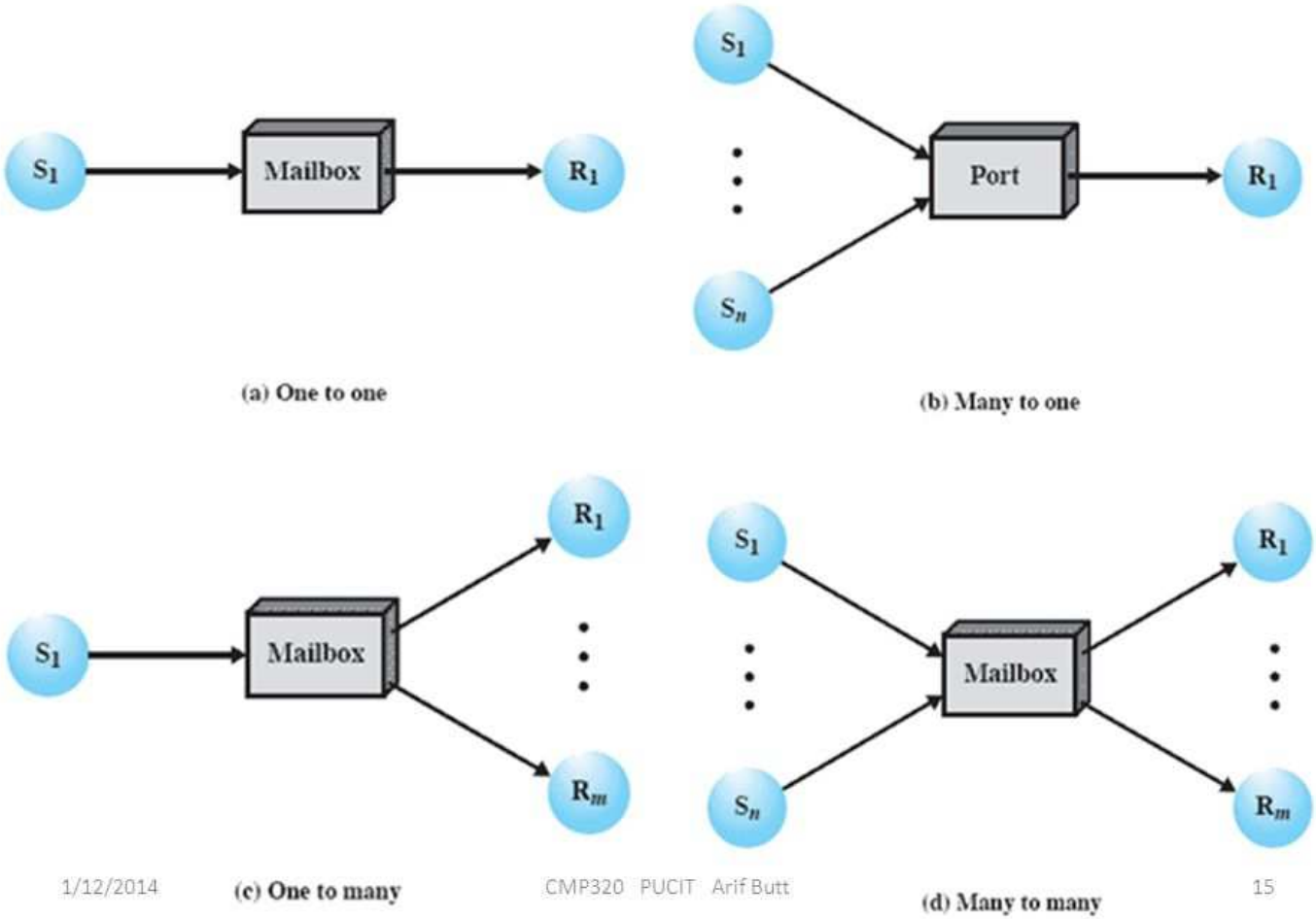
- El paso de mensajes implica necesariamente un nivel básico de sincronización: el receptor de la información no puede recibirla antes que el enviador la envíe.
- **Blocking send, blocking receive** Tanto el enviador como el receptor se bloquean hasta que el mensaje llegue al receptor
- **Nonblocking send, blocking receive** El enviador continúa su ejecución después de enviarla El receptor se bloquea hasta que llegue
- **Nonblocking send, nonblocking receive** Ninguno se bloquea

Tipos de direccionamiento

- **Direccionamiento directo**
  - La primitiva `send()` incluye el identificador del proceso destino
  - La primitiva `receive()` podría (o no) saber quien le envía el mensaje y tomaria la información del mensaje fuente
  - Asi, podría enviar una confirmación de recepción del mesaje
- **Direccionamiento indirecto**
  - Los mensajes no se envia de un proceso a otro, sino a una estructura de datos compartida consistente de colas que almacenan temporalmente mensajes
  - Mailboxes
  - Asi, un proceso deposita un mensaje en el mailbox y otro lo recupera Permite tener más modelos de comuniucación, como se presenta a continuación

Direccionamiento

Indirect Process Communication (...)



Exclusión mutua con paso de mensajes

- Asumimos blocking `receive()` y nonbloquing `send()`
- Se crea un "mailbox" `mutex`
- Para entrar a la SC, un proceso debe recibir un mensaje
- Cuando sale de la SC pone devuelta el mensaje en el mailbox
- Asumimos que si dos o más procesos hacen un `receive()` al mismo tiempo, sólo uno de ellos lo recibe

```
int n = ... // number of processes
void P(int i){
     message msg;
     while (true) {
         receive(mutex, msg);
         SC();
         send(mutex, msg);
     }
}

void main() {
     mailbox mutex = new mailbox();
     send(mutex, NULL);
     parbegin{P(1), P(2), ..., P(n));
}
```

Productor/Consumidor con paso de mensajes

```
int size, null;
int i;
void producer() {
     message pmsg;
     while (true) {
         receive(mayproduce, pmsg);
         pmsg = produce();
         send(mayconsume, pmsg);
     }
}

void main() {
     mailbox mayproduce = new mailbox();
     mailbox mayconsume = new mailbox();
     for (int i=1; i <= size; i++)
         send(mayproduce, null);
     parbegin(produce, consumer);
}
```

```
void consumer() {
     message cmsg;
     while (true) {
         receive(mayconsume, csmg);
         consume(cmsg);
         send(mayproduce, null);
     }
}
```

Sincronización con hebras POSIX

- Hebras POSIX definen funciones para la sincronización de hebras
  1. *mutexes*: parecidos a los semáforos binarios y sirven para proveer exclusión mútua a cualquier número de hebras de un proceso
  2. *variables de condición*: un mecanismo asociado a los mutexes. Permiten que una hebra se bloquee y libere la SC en la que se encuentra
- Estos mecanismos no sirven para sincronizar hebras de distintos procesos

Mutex

- Un mutex es la forma más básica de sincronización y provee el mismo servicio que un semáforo binario
- Generalmente se utilizan para implementar acceso exclusivo a SC de las hebras

```
#include <pthread.h>

int pthread_mutex_lock(pthread_mutex_t *mutex);
int pthread_mutex_trylock(pthread_mutex_t *mutex);
int pthread_mutex_unlock(pthread_mutex_t *mutex);

int pthread_mutex_init(pthread_mutex_t *mutex, const pthread_mutexattr_t *attr);
                    pthread_mutex_t mutex = PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
int pthread_mutex_destroy(pthread_mutex_t *mutex);
```

- Si una hebra invoca `pthread_mutex_lock(m)` y el mutex `m` ya está tomado, entonces la hebra se bloquea (en ese mutex), sino toma (cierra) el mutex y continúa su ejecución
- Si una hebra invoca `pthread_try_lock(m)` y el mutex `m` ya está tomado, entonces `pthread_try_lock(m)` retorna un código de error `EBUSY`; la hebra no se bloquea y puede continuar su ejecución (fuera de la SC)

Variables de condición

- ¿ Qué sucedería si una hebra se bloquea dentro de una SC?
- Una variable de condición permite que una hebra se bloquee dentro de una SC y al mismo tiempo libere la sección crítica

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

int pthread_cond_destroy(pthread_cond_t *cond);
int pthread_cond_init(pthread_cond_t *cond, const pthread_condattr_t * att
                    pthread_cond_t cond = PTHREAD_COND_INITIALIZER;
```

- La hebra que invoca `pthread_cond_wait(c, m)` se bloquea hasta que la condición `c` se *señalice*; además libera el mutex `m`
- `pthread_cond_signal(c)` señaliza o despierta alguna otra hebra que está bloqueada en la variable de condición `c`
- `pthread_cond_broadcast(c)` desbloquea todas las hebras esperando en `c`

Productor/consumidor usando pthreads

```
typedef struct {
     int buf[QUEUESIZE];
     int head, tail;
     int full, empty;
     pthread_mutex_t mutex;
     pthread_cond_t notFull, notEmpty;
} buffer_t;

void main() {
     buffer_t *buffer;
     pthread_t pro, con;

     buffer = bufferInit();
     pthread_mutex_init(&buffer->mutex, NULL);
     pthread_cond_init(&buffer->notFull, NULL);
     pthread_cond_init(&buffer->notEmpty, NULL);

     pthread_create(&pro, NULL, producer, (void *) buffer);
     pthread_create(&con, NULL, consumer, (void *) buffer);

     pthread_join (pro, NULL);
     pthread_join (con, NULL);
     exit 0;
}
```

El Productor

```
void *producer(void *arg)
{
     int v;
     buffer_t *buffer;
     buffer = (buffer_t *) arg;

     while (true) {
        v = produce();
        pthread_mutex_lock (&buffer->mutex);
        while (buffer->full) {
              pthread_cond_wait (&buffer->notFull, &buffer->mutex);
        }
        put_in_buffer(buffer, v);
        pthread_cond_signal(&buffer->notEmpty);
        pthread_mutex_unlock(&buffer->mutex);
     }
}
```

El Consumidor

```
void *consumer (void *arg)
{
     int v;
     buffer_t *buffer;
     buffer = (buffer_t *) arg;

     while (true) {
        pthread_mutex_lock (&buffer->mutex);
        while (buffer->empty) {
            pthread_cond_wait (&buffer->notEmpty, &buffer->mutex);
        }
        v = take_from_buffer(buffer);
        pthread_cond_signal(&buffer->notFull);
        pthread_mutex_unlock(&buffer->mutex);
     }
}
```

Barreras para hebras

- Una barrera es un mecanismo de sincronización detener (bloquear) la ejecución de un grupo de hebras en un mismo punto del programa
- Cuando la barrera está a bajo las hebras se detienen en ella en el orden en que llegan
- Cuando la barrera se levanta, las hebras continúan su ejecución
- Las barreras son útiles para implementar *puntos de sincronización* globales en un algoritmo
- Usamos mutex y variables de condición para implementar barreras
- Implementamos las siguientes funciones
  1. `barrier_init()`
  2. `barrier_wait()`
  3. `barrier_destroy()`

Implementación barreras con pthreads

- Una posible forma de implementación es usando dos mutexes y dos variables de condición
- Cada par representa una barrera

```
struct _sb {
     pthread_cond_t  cond;
     pthread_mutex_t mutex;
     int runners; // numero de hebras que aun no llegan a la barrera
};

typedef struct {
     int maxcnt; // numero de hebras participando en la barrera
     struct _sb sb[2];
     struct _sb *sbp;
} barrier_t;
```

Inicialización de barrera

```
int barrier_init(barrier_t *bp, int count)
{
        int i;
        if (count < 1) {
                printf("Error: numero de hebras debe ser mayor que 1\n");
                exit(-1);
        }

        bp->maxcnt = count;
        bp->sbp = &bp->sb[0];

        for (i=0; i < 2; i++) {
             struct _sb *sbp = &(bp->sb[i]);
             sbp->runners = count;
             pthread_mutex_init(&sbp->mutex, NULL);
             pthread_cond_init(&sbp->cond, NULL);
        }
        return(0);
}
```

Espera con barreras

```
int barrier_wait(barrier_t *bp)
{
        struct _sb *sbp = bp->sbp;

        pthread_mutex_lock(&sbp->mutex);
        if (sbp->runners == 1) {
           if (bp->maxcnt != 1) {
                 sbp->runners = bp->maxcnt;
                 bp->sbp = (bp->sbp == &bp->sb[0])? &bp->sb[1] : &bp->sb[0];
                 pthread_cond_broadcast(&sbp->cond);
           }
        } else {
           sbp->runners--;
           while (sbp->runners != bp->maxcnt)
                pthread_cond_wait(&sbp->cond, &sbp->mutex);
        }
        pthread_mutex_unlock(&sbp->wait_mutex);
}
```

Uso de barreras

```
void *proceso(void *arg) {
     int *tidptr, tid;
     tidptr = (int *) arg; tid = *tidptr;
     printf("hola justo antes de la barrera%d\n", tid);
     barrier_wait(&barrera);
}

int main(int argc, char *argv[])
{
     int i, status;
     pthread_t hebra[10];

     barrier_init(&barrera, 10);
     for (i=0; i < 10; i++){
         taskids[i] = (int *) malloc(sizeof(int));
         *taskids[i] = i;
         pthread_create(&hebra[i], NULL, &proceso, taskids[i]);
     }

     for (i=0; i < 10; i++)
          pthread_join(hebra[i], (void **) &status);

     barrier_destroy(&barrera);
}
```

Semáforos POSIX

POSIX define semáforos con nombre y semáforos sin nombre.

- **semáforos con nombre**: Para crear un semáforo con nombre invocamos la función:

```
#include <semaphore.h>
sem_t *sem_open(const char *name,  int oflag, mode_t mode ,
```

  - `name`: nombre dado al semáforo.
  - `oflag`: Puede tomar dos valores: `O_CREAT` para crea un semáforo, y `O_EXCL`, en cuyo caso la función falla si el semáforo ya existe.
  - `mode_t`: Setea los permisos sobre el semáforo.
  - `value`: Especifica el valor inicial del semáforo.

- Las funciones para incrementar y decrementar el semáforo son:

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

- Finalmente, para cerrar y eliminar un semáforo:

```
int sem_close(sem_t *sem);
int sem_unlink(const char *name);
```

Semáforos POSIX (cont)

- **semáforos sin nombre**: Para crear un semáforo sin nombre invocamos la función:

```
#include <semaphore.h>
int sem_init(sem_t *sem, int pshared, unsigned int value);
```

  - `sem`: puntero al semáforo (inicializado por `sem_init()`)
  - `pshared`:
    - Si `pshared` es cero, el semáforo debe ser visible (compartido) con todas la hebras del proceso.
    - Si `pshared` es distinto de cero, el semáforo debe ser ubicado en un área de memoria compartida, de tal forma que se comparta entre procesos.
    - `value`: valor inicial del semáforo.
- Para incrementar y decrementar el semáforo, usamos `sem_wait()` y `sem_post()`.
- Un semáforo sin nombre se destruye con:

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

Semáforos POSIX (cont)

- Los semáforos con nombre nos permiten sincronizar procesos no relacionados; en este caso los procesos deben abrir el semáforo con el mismo nombre.
- Los semáforos sin nombre nos permiten sincronizar hebras de un mismo procesos y procesos relacionados (por ejemplo padre e hijo).

Memoria compartida System V

- Un objeto de memoria compartida representa memoria que puede ser mapeada concurrentemente en el espacio de direciones de varios procesos.
- Para obtener un segmento compartido, invocamos `shmget()`

```
#include <sys/ipc.h>
#include <sys/shm.h>

int shmget(key_t key, int size, int shmflg);
```

  - `key`: es una llave única que identifica al segmento
  - `size`: es el tamaño en bytes del segmento
  - `shmflg`: es una palabra de flags que se construye con los permisos de acceso al segmento y con la operación OR sobre `IPC_CREAT` y `IPC_EXCL`.
- Una forma conveniente de generar una llave única es mediante:

```
key_t ftok (char *path, char proy );
```

  - `path`: es el camino absoluto de un archivo existente
  - `proy`: es un caracter cualquiera.

Ejemplo memoria compartida

- Las siguientes líneas crean un segmento de memoria compartida de 1Kbytes

```
...
key_t key;
int shmid;

key = ftok("/dev/null", '1');
shmid = shmget(key, 1024, IPC_CREAT | 0644);
```

- El archivo especificado puede ser cualquiera y no será realmente usado para almacenar la información contenida en el segmento.
- En este caso los flags de creación corresponden a
  1. Permisos de acceso: `rw-r--r--`, es decir, el dueño (creador) del segmento puede leer y escribir, y todos los otros sólo pueden leer.
  2. El segmento se creará si no existe o conectará el proceso al segmento si ya existe.

Memoria compartida (cont)

- Una vez creado el segmento el proceso debe acoplarlo a su espacio de direcciones:

  ```
  void *shmat(int shmid, void *shmaddr, int shmflg);
  ```

  - `shmid` es el identificador del segmento
  - `shmaddr` especifica la dirección donde deseamos acoplar el segmento. Generalmente especificamos el valor 0 y así dejar al SO decidir donde realizar el acoplamiento.
- `shmat` incrementa el número de procesos que han mapeado el segmento a su espacio de direcciones.
- `shmat` retorna la dirección del segmento (puntero a `void`) la cual puede ser *casteado* a cualquier tipo de datos.

Memoria compartida (cont)

- Cuando un proceso ya no necesita el segmento compartido, se desacopla de él con:

```
int shmdt(const void *shmaddr);
```

- `shmaddr` es la dirección retornada por `shmat`.
- Esta operación decrementa el número de procesos que han mapeado el segmento a su espacio de direcciones.
- Para destruir un segmento compartido, usamos:

```
int shmctl(int shmid, int cmd, struct shmid_ds *buf);
```

  - Esta función implementa varias operaciones sobre segmentos de memoria compartida.
  - Usar `cmd = IPC_RMID` y `buf = NULL` para desacoplar el segmento identificado por `shmid`.
  - El segmento será realmente destruido cuando ya no exista ningún proceso que lo tenga acoplado.

Memoria compartida POSIX

- El procedimiento para usar memoria compartida en POSIX es levemente diferente a System V
- Primero, obtenemos un segmento de memoria compartida con `shm_open()`

```
#include <sys/mman.h>
#include <sys/stat.h>
#include <fcntl.h>

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

  - `name`: es el nombre (único) del segmento
  - `oflag`: es un flag con el modo de creación
  - `mode`: *no afecta si el segmento es abierto para lectura, escritura o ambos*. Generalmente usamos el valor `0`
  - `shm_open()` retorna el descriptor del segmento

Memoria compartida POSIX (cont)

- Luego, mapeamos el segmento al espacio virtual del proceso

```
#include <sys/mman.h>

void *mmap(void *addr, size_t length, int prot, int flags, int fd,
                                                    off_t offset);
```

  - `addr` es la dirección virtual del proceso donde el descriptor `fd` debiera ser mapeado. Lo usal es especificar `NULL` y dejar al SO decidir dónde mapearlo
  - `offset` es el desplazamiento, a partir del inicio del descriptor, donde comienza el mapeo
  - `length` es el largo (en bytes) del segmento a mapear
  - `prot` especifica flags de protección del segmento. Generalmente usamos `PROT_READ | PROT_WRITE` para acceso de lectura y escritura
  - `flags` especifica la visibilidad de los cambios al segmento
    1. `MAP_SHARED`: los cambios se ven en todos los procesos
    2. `MAP_PRIVATE`: los cambios son sólo visibles al proceso que los realiza
    3. `MAP_FIXED`: *mejor no usar*
  - `mmap()` retorna la dirección donde se mapeó el segmento

Ejemplo completo productor.c

```
#include <sys/types.h>
#include <sys/ipc.h>
#include <sys/shm.h>
#include <semaphore.h>
#include <sys/stat.h>
#include <stdlib.h>
#include <fcntl.h>

#define SHMSZ 11200
char SEM_NAME[]= "tarea1";

int main() {
  int ch;
  int shmid;
  key_t key;
  int *shm,*s;
  sem_t *mutex;

  if ( (mutex = sem_open(SEM_NAME,O_CREAT,0666,1)) == SEM_FAILED) {
      perror("unable to create semaphore");
      sem_unlink(SEM_NAME);
      exit(-1);
  }
```

productor.c (cont)

```
key = ftok("/home/rannou/junk", 'R');
if ( (shmid = shmget(key,SHMSZ,IPC_CREAT|0666)) < 0 ) {
    perror("failure in shmget");
    exit(-1);
  }

if ( *(shm = shmat(shmid,NULL,0)) == -1) {
    perror("failure in shmat");
    exit(-1);
}

s = shm;
for(ch=0;ch<=2700;ch++){
    sem_wait(mutex);
    *s++ = ch;
    sem_post(mutex);
}

while(*shm != -1) sleep(1);

sem_close(mutex);
sem_unlink(SEM_NAME);
shmctl(shmid, IPC_RMID, 0);
exit(0);
```

cliente.c

```
#include <sys/types.h>
#include <sys/ipc.h>
#include <sys/shm.h>
#include <semaphore.h>
#include <sys/stat.h>
#include <fcntl.h>


#define SHMSZ 11200
char SEM_NAME[]= "tarea1";

int main()
{
  int ch;
  int shmid;
  key_t key;
  int *shm,*s;
  sem_t *mutex;

  if ( (mutex = sem_open(SEM_NAME,O_CREAT,0666,1)) == SEM_FAILED) {
      perror("reader:unable to execute semaphore");
      sem_close(mutex);
      exit(-1);
  }
```

cliente.c (cont)

```
    key = ftok("/home/rannou/junk", 'R');
    if( (shmid = shmget(key,SHMSZ,0666)) < 0) {
        perror("reader:failure in shmget");
        exit(-1);
    }

    shm = shmat(shmid,NULL,0);
    s = shm;
    for(s=shm;*s!=2700 s++) {
        sem_wait(mutex);
        printf("%d\n",*s);
        sem_post(mutex);
    }

    *shm = -1;
    sem_close(mutex);
    shmctl(shmid, IPC_RMID, 0);
    exit(0);
}
```