Sincronización de Procesos

Departamento de Ciencias e Ingeniería de la Computación
Universidad Nacional del Sur

Sincronización de Procesos

- Fundamentos
- El Problema de la Sección Crítica
- Solución a la sección crítica para 2 procesos (Algoritmo de Peterson) y para n procesos (Algoritmo del Panadero)
- Soluciones por Hardware
- Soluciones por Software
  - Locks
  - Semáforos
  - Monitores
- Problemas Clásicos
- Ejemplos de Sincronización en los Sistemas Operativos

Fundamentos

- El acceso concurrente a datos compartidos puede resultar en inconsistencias.
- Mantener la consistencia de datos requiere mecanismos para asegurar la ejecución ordenada de procesos cooperativos.
- Caso de análisis: problema del buffer limitado. Una solución, donde todos los *N* buffers son usados, no es simple.
  - Considere la siguiente solución:

DATOS COMPARTIDOS

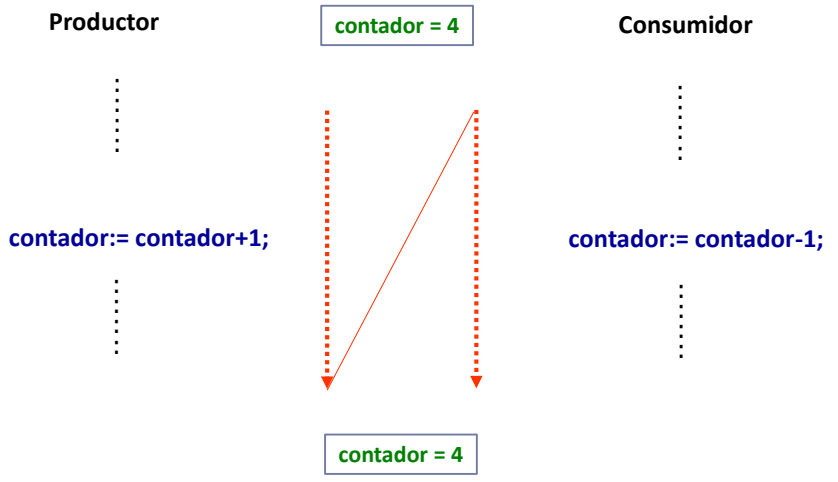
type *item* = … ;
var *buffer* array [0..*n*-1] of item;
in, *out*: 0..*n*-1;
contador : 0..*n*;
in, out, contador := 0;

Productor-Consumidor

Proceso Productor	Proceso Consumidor

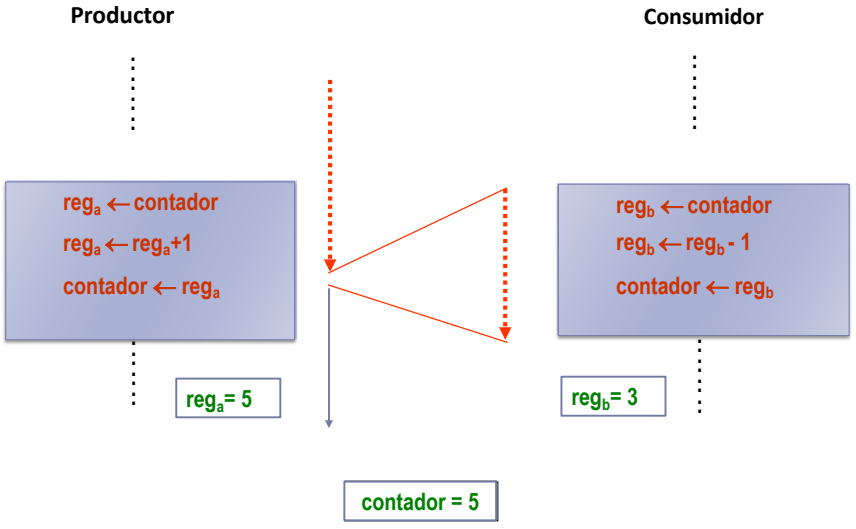
repeat
…
produce un item en *nextp*
…
while *contador* = n **do** no-op;
buffer [*in*] := *nextp*;
in := *in* + 1 **mod** *n*;
contador := *contador* +1;
until false;
	repeat
	while *contador* = 0 **do** *no-op*;
	nextc := *buffer* [*out*];
	out := *out* + 1 **mod** *n*;
	contador := *contador* – 1;
	…
	consume el item en *nextc*
	…
	until *false*;

Problema



Luego de una operación de Productor y otra de Consumidor ...
contador permanece invariante

Problema

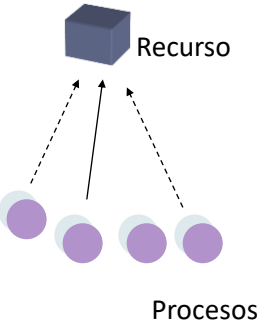


Condición de Carrera

- **Condición de carrera** – Es la situación donde varios procesos acceden y manejan datos compartidos concurrentemente. El valor final de los datos compartidos depende de que proceso termina último.
- Para prevenir las condiciones de carrera, los procesos concurrentes cooperativos deben ser **sincronizados**.

Problema de la Sección Crítica

- *n* procesos todos compitiendo para usar datos compartidos
- Cada proceso tiene un segmento de código llamado ***sección crítica***, en la cual los datos compartidos son accedidos
- Problema – asegurar que cuando un proceso está ejecutando en su sección crítica, no se le permite a otro proceso ejecutar en su respectiva sección crítica.



Solución al Problema de la Sección Crítica

CONDICIONES PARA UN BUEN ALGORITMO

1. **Exclusión Mutua**. Si el proceso P_j está ejecutando en su sección crítica, entonces ningún otro proceso puede estar ejecutando en en la sección crítica.
2. **Progreso**. Si ningún proceso está ejecutando en su sección crítica y existen algunos procesos que desean entrar en la sección crítica, entonces la selección de procesos que desean entrar en la sección crítica no puede ser pospuesta indefinidamente.
3. **Espera Limitada**. Debe existir un límite en el número de veces que a otros procesos les está permitido entrar en la sección crítica después que un proceso ha hecho un requerimiento para entrar en la sección crítica y antes que ese requerimiento sea completado.
   - Asuma que cada proceso ejecuta a velocidad distinta de cero.
   - No se asume nada respecto a la velocidad relativa de los *n* procesos.

Resolución del Problema

- Estructura general del proceso P_i

repeat

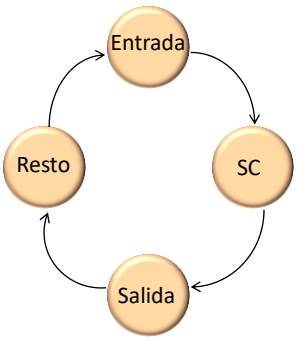
protocolo de entrada

sección crítica (SC)

protocolo de salida

sección resto

until *falso*



- Los procesos pueden compartir algunas variables comunes para sincronizar sus acciones.

Solución de Peterson para 2 procesos

Datos compartidos

int turno;

boolean flag[2]; incializado en *false*

Proceso P_i

repeat

flag [*i*] := *true*;
turno := *j*;
while (*flag* [*j*] and *turno* = *j*) **do** *no-op*;

sección crítica

flag [*i*] := *false*;

sección resto

until *false*;

- Alcanza las propiedades de un buen algoritmo; resuelve el problema de la sección crítica para dos procesos.

Algoritmo para N Procesos – Algoritmo del Panadero

Sección crítica para *n* procesos

- Antes de entrar en su sección crítica, el proceso recibe un número. El poseedor del número mas chico entra en su sección crítica.
- Si los procesos P_i y P_j reciben el mismo número, si $i < j$, entonces P_i es servido primero; sino lo es P_j .
- El esquema de numeración siempre genera números en orden incremental de enumeración;

  p.e., 1,2,3,3,3,3,4,5...

Algoritmo para N Procesos – Algoritmo del Panadero

- **Notación** orden lexicográfico (ticket #,id proceso #)
  - (a,b) < (c,d) si a < c o si a = c y b < d
  - max (a_0,…, a_{n-1}) es un número k, tal que k ≥ a_i para i = 0, …, n – 1
- Datos compartidos

var *choosing*: **array** [0..*n* – 1] **of** *boolean*;

number: **array** [0..*n* – 1] **of** *integer*,

Las estructuras de datos son inicializadas a *false* y 0 respectivamente.

Algoritmo para N Procesos – Algoritmo del Panadero

```
repeat
    choosing[i] := true;
    number[i] := max(number[0], number[1], …, number [n – 1])+1;
    choosing[i] := false;
    for j := 0 to n – 1
        do begin
            while choosing[j] do no-op;
            while number[j] ≠ 0
                and (number[j],j) < (number[i], i) do no-op;
        end;
        sección crítica
    number[i] := 0;
        sección resto
until false;
```

Sincronización por Hardware

- Monoprocesador – pueden deshabilitarse las interrupciones
  - El código que esta corriendo debe ejecutar sin apropiación
  - Generalmente es demasiado ineficiente en sistemas multiprocesador
    - Los SOs que usan esto no son ampliamente escalables
- Las computadoras modernas proveen instrucciones especiales que se ejecutan atómicamente
  - Atómico = no-interrumpible
  - Sea por verificación de una palabra de memoria y su inicialización
  - O por intercambio de dos palabras de memoria
- Instrucciones por hardware:
  - test-and-set: verifica y modifica el contenido de una palabra atómicamente.
  - swap.

Exclusión Mutua con Test-and-Set

- Dato compartido : **var** *lock*: *boolean* (*inicialmente false*)
- Proceso P_i

repeat

while *Test-and-Set* (*lock*) **do** *no-op*;

sección crítica

lock := *false*;

sección resto

until *false*;

Exclusión Mutua con Swap

- La variable booleana compartida es inicializada en FALSE; Cada proceso tiene una variable local booleana *key*
- Solución:

```
while (true)  {
        key = TRUE;
        while ( key == TRUE)
              Swap (&lock, &key );

                sección crítica

        lock = FALSE;

                sección restante
}
```


Exclusión Mutua usando locks

```
do {
        acquire lock

                sección crítica

        release lock

                sección resto
  } while (TRUE);
```

Semáforos

- Es una herramienta de sincronización.
- Semáforo *S* – variable entera
- Dos operaciones standard modifican S: wait() y signal()
  Originalmente llamadas P() y V()
- Puede ser accedido solo por dos operaciones indivisibles (*deben ser* atómicas):

wait (***S***): **while** $S \leq 0$ **do** *no-op*;
$S := S - 1$;

signal (***S***): $S := S + 1$;

El Semáforo como Herramienta General de Sincronización

- Semáforo de Cuenta – el valor entero puede tener un rango sobre un dominio sin restricciones.
- Semáforo Binario – el valor entero puede tener un rango solo entre 0 y 1; puede ser más simple de implementar
  - También se los conoce como mutex locks
- Provee exclusión mutua

```
Semáforo S;   // inicializado en 1
wait (S);
        Sección Crítica
signal (S);
```

El Semáforo como Herramienta General de Sincronización

- Para sincronización
  - Ejecute *B* en P_j solo después que *A* ejecute en P_i
  - Use el semáforo *flag* inicializado a 0
  - Código:

P_i	P_j
⋮	⋮
A	*wait*(*flag*)
signal(*flag*)	*B*

Implementación del Semáforo

- Debe garantizar que dos procesos no puedan ejecutar wait () y signal () sobre el mismo semáforo al mismo tiempo
- Entonces, la implementación se convierte en el problema de la sección crítica donde el código del wait y el signal son la sección crítica.
  - Podemos tener ahora espera ocupada en la implementación de la sección crítica porque:
    - El código de implementación es corto
    - Poca espera ocupada si la sección crítica está raramente invocada
- Note que las aplicaciones pueden pasar y gastar mucho tiempo en secciones críticas, entonces no es una buena solución utilizar semáforos implementados con espera ocupada.

Implementación de *S* con Semáforos Binarios

- Estructuras de datos:

  var *S1: binary-semaphore; S2: binary-semaphore;*
  S3: binary-semaphore; C: integer;

- Inicialización:

  S1 = *S3* = 1; *S2* = 0; *C* = valor inicial del semáforo *S*

operación ***wait***

```
wait(S3);
wait(S1);
C := C – 1;
if C < 0
then begin
        signal(S1);
        wait(S2);
end
else signal(S1);
signal(S3);
```

operación ***signal***

```
wait(S1);
C := C + 1;
if C ≤ 0 then signal(S2);
signal(S1);
```

Cuidado con el mal uso de los semáforos

Implementación de Semáforo sin Espera Ocupada

- Con cada semáforo hay asociada una cola de espera.
  Cada entrada en dicha cola tiene dos datos:
  - valor (de tipo entero)
  - puntero al próximo registro en la lista

- Dos operaciones:
  - **block** – ubica el proceso invocando la operación en la apropiada cola de espera.
  - **wakeup** – remueve uno de los procesos en la cola de espera y lo ubica en la cola de listos.

Implementación de Semáforo sin Espera Ocupada

- Las operaciones del semáforo se definen como

```
wait(S):   S.value := S.value – 1;
           if S.value < 0
             then begin
                    agregue este proceso a S.L;
                    block;
                  end;
signal(S): S.value := S.value + 1;
           if S.value ≤ 0
             then begin
                    remueva un proceso P de S.L;
                    wakeup(P);
                  end;
```


Interbloqueo e Inanición

- **INTERBLOQUEO** – dos o más procesos están esperando indefinidamente por un evento que puede ser causado por solo uno de los procesos que esperan.
- Sean *S* y *Q* dos semáforos inicializados a 1

P_0	P_1
wait(*S*);	*wait*(*Q*);
wait(*Q*);	*wait*(*S*);
⋮	⋮
signal(*S*);	*signal*(*Q*);
signal(*Q*);	*signal*(*S*);

- **INANICIÓN** – bloqueo indefinido. Un proceso no puede ser removido nunca de la cola del semáforo en el que fue suspendido.
- **INVERSIÓN DE PRIORIDADES**

Problema

- Realizar la sincronización de la siguiente secuencia de ejecución. Cada proceso está asociado con una letra diferente.

ABCABCABCABCABCABCABC…….

```
semaphore semA =1
semaphore semB = 0
semaphore semC = 0
```

La solución está asociada con la inicialización

Proceso A	Proceso B	Proceso C
repeat	repeat	repeat
wait(semA)	wait(semB)	wait(semC)
Tarea A	Tarea B	Tarea C
Signal(semB)	Signal(semC)	Signal(semA)
until false	until false	until false

Problemas Clásicos de Sincronización

- Problema del Buffer Limitado
- Problema de Lectores y Escritores
- Problema de los Filósofos Cenando

Problema del Buffer Limitado

- Datos compartidos

type *item* = …
var *buffer* = …
full, empty : semáforo de conteo;
mutex: semáforo binario;
nextp, nextc: item;

INICIALIZACIÓN SEMÁFOROS

full :=0; *empty* := *n*; *mutex* :=1;

Problema del Buffer Limitado

- Proceso Productor

repeat
…
produce un ítem en *nextp*
…
wait(*empty*);
***wait*(*mutex*);**
…
agregue *nextp* al buffer
…
***signal*(*mutex*);**
signal(*full*);
until *false*;

- Proceso Consumidor

repeat
wait(*full*)
***wait*(*mutex*);**
…
remueve un ítem de *buffer* a *nextc*
…
***signal*(*mutex*);**
signal(*empty*);
…
consume el ítem en *nextc*
…
until *false*;

Semáforos

- Incorrecto uso de las operaciones sobre semáforos:
  - signal (mutex) …. wait (mutex)
  - wait (mutex) … wait (mutex)
  - Omitir el wait (mutex) o el signal (mutex) (o ambos)

- Extensión
  - Incorporación de la operación ***wait-try*** sobre un semáforo.

Monitores

- Es un constructor de sincronización de alto nivel que permite compartir en forma segura un tipo de dato abstracto entre procesos concurrentes.

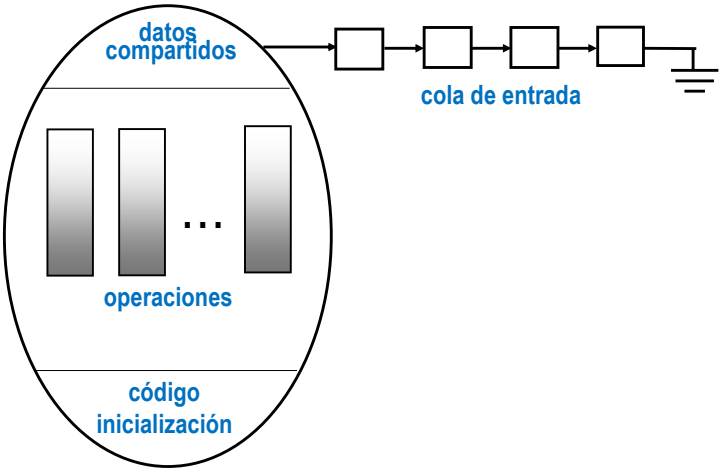
```
monitor monitor-nombre
{
  // declaración de variables compartidas

  procedure P1 (…) { …. }

  procedure Pn (…) {……}

  código de inicialización(…) { … }
}
```

Vista esquemática de un Monitor

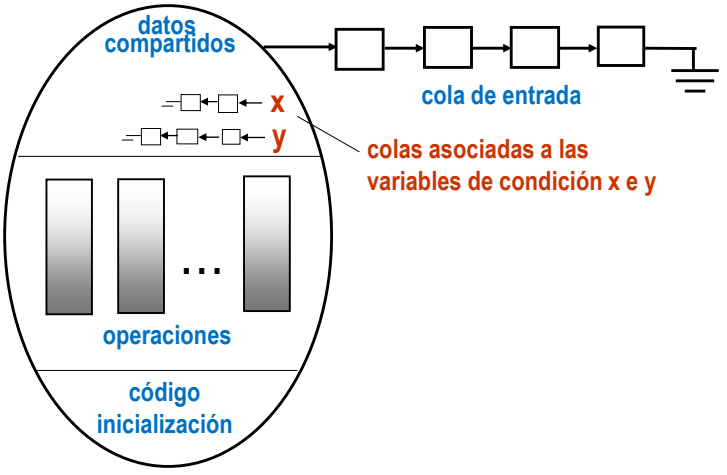


Variables de Condición

- **condición x, y;**

- Dos operaciones sobre una variable de condición
  - x.wait () – el proceso que invoca esa operación es suspendido
  - x.signal () – reinicia uno de los procesos (si hay alguno) que invocó x.wait ()

Monitor con Variables de Condición



Problema del Buffer Limitado

```
monitor ProdCons
    condition full, empty;
    integer contador;

    procedure insertar(ítem: integer)
    begin
        if contador == N then full.wait();
        Insertar_ítem(ítem);
        contador := contador + 1;
        If contador == 1 then empty.signal()
    end;

    function remover: integer
    begin
        If contador == 0 then empty.wait();
        Remover = remover_ítem;
        contador := contador -1;
        if contador == N-1 then full.signal()
    end;

    contador := 0;
end monitor;
```

Problema del Buffer Limitado

```
procedure productor
begin
    while true do
    begin
     ítem = produce_ítem;
     ProdCons.insertar(ítem);
    end
end;
```

```
procedure consumidor
begin
    while true do
    begin
        ítem = ProdCons.remover;
        Consume_ítem(ítem);
    end
end;
```

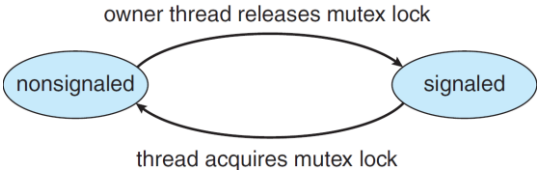

Ejemplos de Sincronización

- Windows
- Linux
- Solaris
- Pthreads

Sincronización Windows

- Usa máscaras de interrupción para proteger el acceso a recursos globales en sistemas mono procesador
- Usa spinlocks en sistemas multiprocesador
- También provee dispatcher objects los cuales actuan como mutex, semáforos, eventos y timers.
- Los *Dispatcher objects* pueden proveer eventos
  - Un evento actúa como una variable de condición

Los estados del ***MUTEX DISPATCHER OBJECT***



Sincronización en Linux

- Linux:
  - Antes de la versión 2.6 no era un kernel totalmente apropiativo.
  - Deshabilita las interrupciones para implementar secciones críticas cortas
- Linux provee:
  - mutex-locks
  - semáforos
  - spin locks

Un procesador	Múltiples procesadores
Deshabilitar apropiación kernel	Acquire spin lock
Habilitar apropiación kernel	Release spin lock

Sincronización en SOLARIS

- Implementa una variedad de locks para soportar multitasking, multithreading (incluyendo threads en tiempo real), y multiprocesamiento.
- Usa mutex adaptivos para mayor eficiencia en la protección de datos para segmentos de código cortos.
- Usa variables de condición y locks lectores-escritores cuando grandes secciones de código necesitan acceder a los datos.
- Usa turnstiles para ordenar la lista de threads esperando para adquirir un mutex adaptivo o un lock lectores-escritores

Sincronización en Pthreads

- APIs Pthreads son independientes de los SOs
- Proveen:
  - Locks mutex
  - Variables de condición
- Extensiones no portables incluyen:
  - Locks lector-escritor
  - spin locks

Bibliografía:

- Silberschatz, A., Gagne G., y Galvin, P.B.; "*Operating System Concepts*", 7ma Edición 2009, 9na Edición 2012, 10ma Edición 2018.
- Stallings, W. *"Operating Systems: Internals and Design Principles"*, Prentice Hall, 7ma Edición 2011, 8va Edición 2014, 9na Edición 2018.