SINCRONIZACIÓN ENTRE PROCESOS

Mariano Vargas

IPC

- Contención y concurrencia son dos problemas fundamentales en un mundo donde cada vez mas se tiende a la programación distribuida y/o paralela.
- Eg, clusters, grids, multicores.
- Pero además, es importantísimo para los SO: muchas estructuras compartidas, mucha contención.
- Los SO tienen que manejar la contención y la concurrencia de manera tal de lograr:
  - Hacerlo correctamente.
  - Hacerlo con buen rendimiento.

Ejemplo: Fondo de donaciones

- Fondo de donaciones. Sorteo entre los donantes. Hay que dar números.
- Dos procesos, tienen que incrementar el numero de ticket y manejar el fondo acumulado.

Ejemplo: monoproceso

```
1   unsigned int ticket= 0;
2   unsigned int fondo= 0;
3
4   /* Devuelve el número de ticket y actualiza el fondo. */
5   unsigned int donar(unsigned int donacion)
6   {
7    fondo+= donacion;
8    ticket++;
9
10   return ticket;
11  }
```

Ejemplo: monoproceso

Veamos el programa traducido a pseudo assembler.

```
1  load fondo
2  add donacion
3  store fondo
4
5  load ticket
6  add 1
7  store ticket
8
9  return reg
```

Un scheduling posible

- Dos procesos P1 y P2 ejecutan el mismo programa, compartiendo las variables.

P1	P2	Variables
donar(10)	donar(20)	fondo==100, ticket==5
Load fondo add 10		
	Load fondo add 20	
Store fondo		fondo==110, ticket==5
	store fondo load ticket add 1	fondo==120, ticket==5
load ticket add 1 store ticket		fondo==120, ticket==6
	store ticket	fondo==120, ticket==6
return 6		
	return 6	

¿Qué paso?

- Si las ejecuciones hubiesen sido secuenciales, los resultados posibles eran que el fondo terminara con 130 y cada usuario recibiera los tickets 6 y 7 en algún orden.
- Sin embargo, terminamos con un resultado invalido por donde se lo mire.
- No debería pasar. Toda ejecución paralela debería dar un resultado equivalente a alguna ejecución secuencial de los mismos procesos. !
- El problema que ocurrió en este ejemplo se llama condición de carrera o race condition. !
- Es una situación donde varios procesos manipulan y acceden a los mismos datos concurrentemente y el resultado de la ejecución depende del orden concreto en que se produzcan los accesos, se conoce como **condición de carrera.**
- Una forma posible para solucionarlo es logrando la exclusión mutua mediante secciones críticas.

¿Qué es una sección crítica?

- Porción de código tal que: !
  - 1 Solo hay un proceso a la vez en su sección crítica.
  - 2 Todo proceso mas tarde o mas temprano va a poder entrar a su sección crítica.
  - 3 Ningún proceso fuera de su sección crítica puede bloquear a otro.
- A nivel de código se implementara con dos llamados: uno para entrar y otro para salir de la sección crítica.
- Entrar a la sección crítica es como poner el cartelito de no
- molestar en la puerta...
- Si logramos implementar exitosamente secciones críticas, contamos con herramientas para que varios procesos puedan compartir datos sin estorbarse.
- La pregunta es: ¿Cómo se implementa una sección crítica?

Implementando secciones críticas

- Una alternativa podría ser la de suspender todo tipo de interrupciones adentro de la sección crítica. Esto elimina temporalmente la multiprogramación. Aunque garantiza la correcta actualización de los datos compartidos trae todo tipo de problemas.

- Otra alternativa es usar locks: variables booleanas, compartidas también. Cuando quiero entrar a la sección crítica la pongo en 1, al salir, en 0. Si ya esta en 1, espero hasta que tenga un 0.

- Buenísimo... Excepto porque tampoco funciona así como esta.
- Podría suceder que cuando veo un 0 se me acaba el quantum y para cuando me toca de nuevo ya se metió otro proceso sin que me de cuenta.

- Una solución particular para este problema es el algoritmo de
- Peterson, para dos procesos. Leanlo del libro.

- La solución mas general consiste en obtener un poquito de ayuda del HW.

TAS

- El HW suele proveer una instruccion que permite establecer atómicamente el valor de una variable entera en 1.
- Esta instrucción se suele llamar TestAndSet. !
- La idea es que pone 1 y devuelve el valor anterior, pero de manera atómica.
- Que una operación sea atómica significa que es indivisible, incluso si tenemos varias CPUs. !
- Veamos como se usaría.

TAS

```
1  /* RECORDAR: esto es pseudocódigo. TAS suele ser una
2   * instrucción assembler y se ejecuta de manera atómica.
3   */
4  boolean TestAndSet(boolean *destino)
5  {
6   boolean resultado= *destino;
7   *destino= TRUE;
8   return resultado;
9  }
```

Usando TAS para obtener locks

```
1  boolean lock; // Compartida.
2
3  void main(void)
4  {
5   while (TRUE)
6           {
7            while (TestAndSet(&lock))
8           // Si da true es que ya estaba lockeado.
9           // No hago nada
10          ;
11
12           // Estoy en la sección crítica,
13           // hago lo que haga falta.
14
15           // Salgo de la sección crítica.
16           lock= FALSE;
17
18           // Si hay algo no crítico lo puedo hacer acá.
19           }
20 }
```

Algo sobre TAS

- Notemos el while interno.
- Dado que el cuerpo del while esta vacío, el código se la pasa intentando obtener un lock.
- Es decir, consume muchsima CPU.
- Eso se llama espera activa o **busy waiting**. !
- Hay que ser muy cuidadoso. Es una forma muy agresiva (¡y costosa!) de intentar obtener un recurso.
- Perjudica al resto de los procesos, muchas veces sin razón.

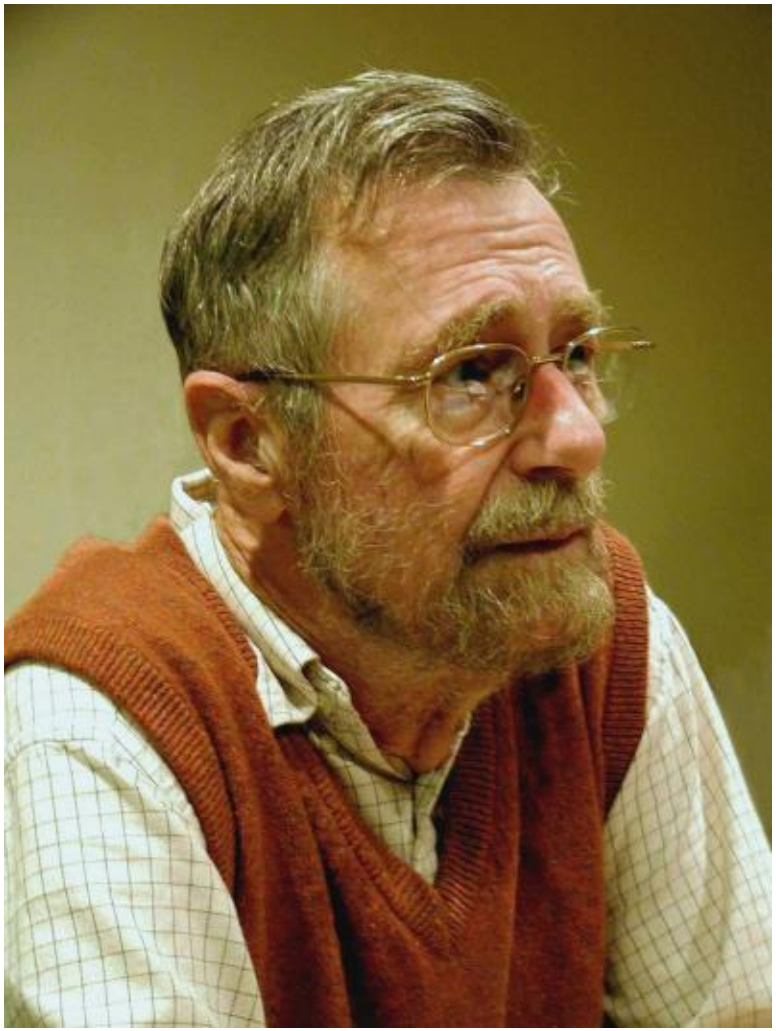
- No hagan busy waiting.
- Conviene poner un sleep() en el cuerpo del while.

Sleep. ¿Sleep?

- Ponemos el sleep.
- ¿Pero cuanto?
- Si es mucho, perdemos tiempo.
- Si es poco, igual desperdiciamos CPU (aunque mucho menos que antes).
- ¿No estaría bueno poder decirle al SO que queremos continuar solo cuando lock==0?

- Por suerte, una vez mas, viene Super Dijkstra al rescate.

Dijkstra



Productor -Consumidor

- Ambos comparten un buffer de tamaño limitado mas algunos
- índices para saber donde se coloco el ultimo elemento, si hay
- alguno, etc. A este problema a veces se lo conoce como bounded buffer (buffer acotado).
- Productor pone elementos en el buffer.
- Consumidor los saca.
- De nuevo tenemos un problema de concurrencia. Ambos quieren actualizar las mismas variables.
- Pero en este caso hay un problema adicional.
- Si Productor quiere poner algo cuando el buffer esta lleno o Consumidor quiere sacar algo cuando el buffer esta vacío,
- deben esperar.
- ¿Pero cuánto?
- Podríamos hacer busy waiting. Pero nos vamos al infierno.
- Podríamos usar sleep()-wakeup(). ¿Podriamos?

Productor-consumidor (cont.)

- Pensemos en el consumidor: if (cant==0) sleep();
- Y el productor: agregar(item, buer); cant++; wakeup();
- Miremos un posible interleaving:

Consumidor	Productor	Variables
		cant==0, buffer==[]
	agregar(i1, buffer)	cant==0, buffer==[i1]
¿ cant==0 ?		
	cant++ wakeup()	cant==1, buffer==[i1]
sleep()		

- Resultado: el wakeup() se pierde, el sistema se traba...
- A este problema se lo conoce como el lost wakeup problem.

Semáforos

- Para solucionar este tipo de problemas Dijkstra inventó los
- semáforos. !
- Un semáforo es una variable entera con las siguientes características:
  - Se la puede inicializar en cualquier valor.
  - Sólo se la puede manipular mediante dos operaciones:
    - wait() (tambien llamada P() o down()).
    - signal() (tambien llamada V() o up()).wait(s): while (s<=0) dormir(); s- -;
  - signal(s): s++; if (alguien espera por s) despertar a alguno;
  - Ambas se implementan de manera tal que ejecuten sin interrupciones.
- Un tipo especial de semáforo que tiene dominio binario se llama mutex, de mutual exclusion.

Semáforos

Código común:

```
1  semaforo mutex= 1;
2  semaforo llenos= 0;
3  semaforo vacios= N; // Capacidad del buffer.
```

```
1  void productor()
2  {
3   while (true)
4        {
5         item= producir_item();
6         wait(vacios);
7         // Hay lugar. Ahora
8         // necesito acceso
9         // exclusivo.
10        wait(mutex);
11        agregar(item, buffer);
12        cant++;
13        // Listo, que sigan
14        // los demás.
15        signal(mutex);
16        signal(lleno);
17       }
18 }
```

```
1  void consumidor()
2  {
3   while (true)
4        {
5         wait(llenos);
6         // Hay algo. Ahora
7         // necesito acceso
8         // exclusivo.
9         wait(mutex);
10        item= sacar(buffer);
11        cant--;
12        // Listo, que sigan
13        // los demás.
14        signal(mutex);
15        signal(vacios);
16        hacer_algo(item);
17       }
18 }
```

Otra alternativa

- Hay otras primitivas de sincronización ademas de los semáforos.
- Una de ellas son los contadores de eventos.

- Consultar libro.

Puede fallar…

- Volvamos a nuestra solución basada en semáforos.
- ¿Que pasa si me olvido un signal o invierto el orden?

- El sistema se traba, porque el proceso A se queda esperando
- que suceda algo que solo B puede provocar. Pero B a su vez
- esta esperando algo de A.
- (Ella: no lo voy a llamar hasta que el no me llame. El: si ella
- no me llama yo no la llamo. ¿Suena familiar?)

- Esta situación se llama deadlock !.
- Y es una de las pestes de la concurrencia. No solamente de los SO.
- En algunos libros figura como interbloqueo o abrazo mortal.

Deadlock

Deadlock

- **Definición formal**: un conjunto de procesos esta en deadlock si cada proceso del conjunto esta esperando por un evento que solo otro de los procesos del conjunto puede causar.

- Notar: a veces el deadlock puede involucrar a muchos procesos.

- Suele ser muy dificil de detectar si no se planifica adecuadamente.

Deadlock

- Condiciones (Coffman y cía, 1971): !
  - Exclusión mutua: cada recurso esta asignado a un proceso o esta disponible.
  - Hold and wait: los procesos que ya tienen algún recurso puede solicitar otro.
  - No preemption: no hay mecanismo compulsivo para quitarle los recursos a un proceso que ya los tiene. El proceso debe liberarlos explícitamente.
  - Espera circular: tiene que haber una cadena de dos o mas procesos, cada uno de los cuales esta esperando algún recurso que tiene el miembro siguiente.

- Las cuatro deben estar presentes para que haya deadlock. Son
- condiciones necesarias. !.
- Estas condiciones se pueden modelar como grafos con dos
- tipos de nodos: procesos y recursos. Hay deadlock si se encuentra un ciclo en el grafo.

¿Qué hacer con el deadlock?

- Un primer enfoque. Algoritmo del avestruz:
  - Escondo la cabeza abajo de la tierra.
  - ¿Deadlock? ¿Qué deadlock?
  - Por mas que algún libro insista...

- A veces se puede evitar por diseño: se desarrolla el sistema de
- manera tal que nunca entre en deadlock.
  - Este tipo de alternativa es valida en entornos controlados.
  - Suele implicar disminuir las libertades del programador: solo se
  - le brindan primitivas seguras.

- Otro enfoque consiste en detectarlo en tiempo de ejecución:
  - Para esto hay que ir tomando nota de que procesos piden que recursos.
  - Lo cual toma tiempo.
  - Además, cuando se detecta el deadlock, ¿como se soluciona?

- Existen algoritmos de detección y de recuperación de deadlock.

Notar…

- Notemos que introdujimos los locks para evitar las condiciones de carrera.
- Pero los locks trajeron a los deadlocks.
- Dura la vida del programador...

Monitores

- Una solución posible para evitar caer en deadlocks es el uso de monitores.
- No sirven para todos los casos, pero pueden ser útiles a veces.
- La idea es tener bloques de código (llamados monitores) que contengan también estructuras de datos propias.
- Solo un proceso puede estar en un monitor a la vez. Esto garantiza exclusión mutua.
- Como estas estructuras de datos solo se pueden acceder desde el propio monitor, y solo un proceso puede estar en un monitor en cada momento dado, nunca puede un proceso estar esperando algún recurso teniendo otro tomado.
- La implementación se puede hacer con semáforos. Pero la hace el compilador.
- Sin embargo, no todo se puede resolver con monitores.
- Ejemplo: como hace el consumidor para bloquearse cuando no hay ítems.

Variables de condición

- Otra primitiva de sincronización se llama variable de condición. !
- Las variables de condición permiten a un proceso hacer sleep() hasta que algún otro le avise que cierto evento ya sucedió mediante un signal().
- A diferencia de los semáforos, acá no se lleva la cuenta. Si el signal() se hace antes que el sleep(), se pierde.
- Son menos poderosas, pero mas fáciles de implementar, y
- toman mucho menos tiempo.
- Antes hablamos de sleep()-wakeup(). La idea es muy parecida. Mas allá de detalles, como que puede haber varios procesos dormidos en la misma variable de condición, la diferencia es que se las suele pensar en el contexto de monitores.
- CUIDADO: en el contexto de algunos entornos de programación concurrente, como por ejemplo pthreads, las variables de condición no gozan de la exclusión mutua que brindan los monitores.

Más sobre monitores

- Tres problemas mas:
  - Hay una potencial perdida de paralelismo que podrá llegar a ser innecesaria. De todas maneras esto podrá ser un precio aceptable por la corrección.
  - No están disponibles en todos los lenguajes.
  - Cuando los procesos además de ser concurrentes son distribuidos (ie, maquinas distintas), no se pueden usar.

¿Dónde estamos?

- Vimos
  - Condiciones de carrera.
  - Secciones críticas.
  - TestAndSet.
  - Busy waiting / sleep.
  - Productor - Consumidor.
  - Semáforos.
  - Deadlock.
  - Monitores.
  - Variables de condicion.