

Concurrencia y Paralelismo

Clase 2



Facultad de Informática
UNLP

Links a los archivos con audio (formato MP4)

Los archivos con las clases con audio están en formato MP4. En los link de abajo están los videos comprimidos en archivos RAR.

- ◆ Acciones Atómicas y Sincronización


<https://drive.google.com/uc?id=1DzEl1aKJ-fXW9k3t7tDgy59C9HtdS2vf&export=download>

- ◆ Propiedades y Fairness

<https://drive.google.com/uc?id=1lxnI0SIV-movMHbamVD2tl6VYmRS4Vij&export=download>

- ◆ Sincronización por Variables Compartidas (Locks – Barreras)

https://drive.google.com/uc?id=1B_pFlBswRc19QUIz8srb9LJ2MHcDeJgc&export=download



Acciones Atómicas y Sincronización

Atomicidad de grano fino

- **Estado** de un programa concurrente.
- Cada proceso ejecuta un conjunto de sentencias, cada una implementada por una o más acciones atómicas.
- Una **acción atómica** hace una transformación de estado indivisibles (estados intermedios invisibles para otros procesos).
- Ejecución de un programa concurrente → **intercalado** (*interleaving*) de las acciones atómicas ejecutadas por procesos individuales.
- **Historia** de un programa concurrente (*trace*): ejecución de un programa concurrente con un *interleaving* particular. En general el número de posibles historias de un programa concurrente es enorme; pero no todas son válidas.
- **Interacción** → determina cuales historias son correctas.

Atomicidad de grano fino

- Algunas historias son válidas y otras no.

int buffer;

process 1

{ int x

while (true)

p1.1: read(x);

p1.2: buffer = x;

}

process 2

{ int y;

while (true)

p2.1: y = buffer;

p2.2: print(y);

}

Posibles historias:

p11, p12, p21, p22, p11, p12, p21, p22, ... ☒

p11, p12, p21, p11, p22, p12, p21, p22, ... ☒

p11, p21, p12, p22, ☐

p21, p11, p12, ☐

- Se debe asegurar un orden temporal entre las acciones que ejecutan los procesos → las tareas se intercalan ⇒ deben fijarse restricciones.

La sincronización por condición permite restringir las historias de un programa concurrente para asegurar el orden temporal necesario.

Atomicidad de grano fino

Una acción atómica de *grano fino* (fine grained) se debe implementar por hardware.

- ¿La operación de asignación $A=B$ es atómica?
NO \Rightarrow (i) Load PosMemB, reg
(ii) Store reg, PosMemA
- ¿Qué sucede con algo del tipo $X=X+X$?
 - (i) Load PosMemX, Acumulador
 - (ii) Add PosMemX, Acumulador
 - (iii) Store Acumulador, PosMemX

Atomicidad de grano fino

Ejemplo 1: Cuáles son los posibles resultados con 3 procesadores. La lectura y escritura de las variables x, y, z son atómicas.

x = 0; y = 4; z=2;

co

x = y + z (1)

// y = 3 (2)

// z = 4 (3)

oc

(1) Puede descomponerse por ejemplo en:

(1.1) Load PosMemY, Acumulador

(1.2) Add PosMemZ, Acumulador

(1.3) Store Acumulador, PosMemX

(2) Se transforma en: Store 3, PosMemY

(3) Se transforma en: Store 4, PosMemZ

- y = 3, z = 4 en todos los casos.
- x puede ser:
 - 6 si ejecuta (1)(2)(3) o (1)(3)(2)
 - 5 si ejecuta (2)(1)(3)
 - 8 si ejecuta (3)(1)(2)
 - 7 si ejecuta (2)(3)(1) o (3)(2)(1)
 - 6 si ejecuta (1.1)(2)(1.2)(1.3)(3)
 - 8 si ejecuta (1.1)(3)(1.2)(1.3)(2)
 -

Atomicidad de grano fino

Ejemplo 2: Cuáles son los posibles resultados con 2 procesadores. La lectura y escritura de las variables x, y, z son atómicas.

```
x = 2; y = 2;  
co  
  z = x + y      (1)  
  // x = 3; y = 4; (2)  
oc
```

(1) Puede descomponerse por ejemplo en:

(1.1) Load PosMemX, Acumulador

(1.2) Add PosMemY, Acumulador

(1.3) Store Acumulador, PosMemZ

(2) Se transforma en:

(2.1) Store 3, PosMemX

(2.2) Store 4, PosMemY

x = 3, y = 4 en todos los casos.

z puede ser: 4, 5, 6 o 7.

Nunca podría parar el programa y ver un estado en que $x+y = 6$, a pesar de que $z = x + y$ si puede tomar ese valor

Atomicidad de grano fino

Ejemplo 3: “Interleaving extremo” (Ben-Ari & Burns)

Dos procesos que realizan (cada uno) N iteraciones de la sentencia $X=X+1$.

```
int X = 0  
  
Process P1  
{ int i  
  for [i=1 to N] → X=X+1  
}  
  
Process P2  
{ int i  
  fa [i=1 to N] → X=X+1  
}
```

¿Cuál puede ser el valor final de X ?

- $2N$
- entre $N+1$ y $2N-1$
- N
- $< N$ (incluso $2\dots$)

¿Cuándo valdrá $2N$?

En cada iteración

1. Proceso 1: *Load X*
2. Proceso 1: *Incrementa su copia*
3. Proceso 1: *Store X*
4. Proceso 2: *Load X*
5. Proceso 2: *Incrementa su copia*
6. Proceso 2: *Store X*

¿Cuándo valdrá N ?

En cada iteración

1. Proceso 1: *Load X*
2. Proceso 2: *Load X*
3. Proceso 1: *Incrementa su copia*
4. Proceso 2: *Incrementa su copia*
5. Proceso 1: *Store X*
6. Proceso 2: *Store X*

Atomicidad de grano fino

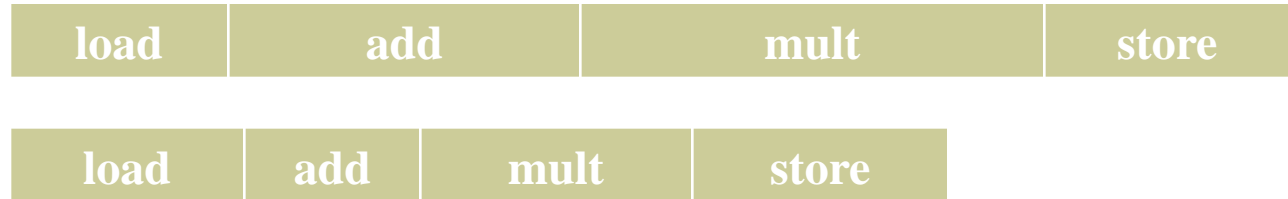
¿Cuándo valdrá 2?

1. Proceso 1: *Load X*
2. Proceso 2: *Hace N-1 iteraciones del loop*
3. Proceso 1: *Incrementa su copia*
4. Proceso 1: *Store X*
5. Proceso 2: *Load X*
6. Proceso 1: *Hace el resto de las iteraciones del loop*
7. Proceso 2: *Incrementa su copia*
8. Proceso 2: *Store X*

... no podemos confiar en la intuición para analizar un programa concurrente...

Atomicidad de grano fino

- ◆ En la mayoría de los sistemas el tiempo absoluto no es importante.
- ◆ Con frecuencia los sistemas son actualizados con componentes más rápidas. La corrección no debe depender del tiempo absoluto.
- ◆ El tiempo se ignora, sólo las secuencias son importantes



- ◆ Puede haber distintos ordenes (*interleavings*) en que se ejecutan las instrucciones de los diferentes procesos; los programas deben ser correctos para todos ellos.

Atomicidad de grano fino

En lo que sigue, supondremos máquinas con las siguientes características:

- Los valores de los tipos básicos se almacenan en elementos de memoria leídos y escritos como acciones atómicas.
- Los valores se cargan en registros, se opera sobre ellos, y luego se almacenan los resultados en memoria.
- Cada proceso tiene su propio conjunto de registros (context switching).
- Todo resultado intermedio de evaluar una expresión compleja se almacena en registros o en memoria privada del proceso.

Atomicidad de grano fino

- Si una expresión e en un proceso no referencia una variable alterada por otro proceso, la evaluación será atómica, aunque requiera ejecutar varias acciones atómicas de grano fino.
- Si una asignación $x = e$ en un proceso no referencia ninguna variable alterada por otro proceso, la ejecución de la asignación será atómica.

Normalmente los programas concurrentes no son disjuntos \Rightarrow es necesario establecer algún requerimiento más débil ...

Referencia crítica en una expresión \Rightarrow referencia a una variable que es modificada por otro proceso.

Asumamos que toda referencia crítica es a una variable simple leída y escrita atómicamente.

Atomicidad de grano fino

Propiedad de “*A lo sumo una vez*”

Una sentencia de asignación $x = e$ satisface la propiedad de “*A lo sumo una vez*” si:

- 1) e contiene a lo sumo una referencia crítica y x no es referenciada por otro proceso, o
- 2) e no contiene referencias críticas, en cuyo caso x puede ser leída por otro proceso.

Una expresiones e que no está en una sentencia de asignación satisface la propiedad de “*A lo sumo una vez*” si no contiene más de una referencia crítica.

Puede haber a lo sumo una variable compartida, y puede ser referenciada a lo sumo una vez

Atomicidad de grano fino

Propiedad de “*A lo sumo una vez*”

Si una sentencia de asignación cumple la propiedad ASV, entonces su ejecución *parece* atómica, pues la variable compartida será leída o escrita sólo una vez.

Ejemplos:

- `int x=0, y=0;`
`co x=x+1 // y=y+1 oc;`
No hay ref. críticas en ningún proceso.
En todas las historias $x = 1$ e $y = 1$
- `int x = 0, y = 0;`
`co x=y+1 // y=y+1 oc;`
El 1er proceso tiene 1 ref. crítica. El 2do ninguna.
Siempre $y = 1$ y $x = 1$ o 2
- `int x = 0, y = 0;`
`co x=y+1 // y=x+1 oc;`
Ninguna asignación satisface ASV.
Posibles resultados: $x = 1$ e $y = 2$ / $x = 2$ e $y = 1$
Nunca debería ocurrir $x = 1$ e $y = 1 \rightarrow ERROR$

Especificación de la sincronización

- Si una expresión o asignación no satisface ASV con frecuencia es necesario ejecutarla atómicamente.
- En general, es necesario ejecutar secuencias de sentencias como una única acción atómica (*sincronización por exclusión mutua*).

Mecanismo de sincronización para construir una acción atómica *de grano grueso* (*coarse grained*) como secuencia de acciones atómicas de grano fino (*fine grained*) que aparecen como indivisibles.

⟨e⟩ indica que la expresión *e* debe ser evaluada atómicamente.

⟨await (B) S;⟩ se utiliza para especificar sincronización.

La expresión booleana *B* especifica una condición de demora.

S es una secuencia de sentencias que se garantiza que termina.

Se garantiza que *B* es true cuando comienza la ejecución de *S*.

Ningún estado interno de S es visible para los otros procesos.

Especificación de la sincronización

Sentencia con alto poder expresivo, pero el costo de implementación de la forma general de *await* (exclusión mutua y sincronización por condición) es alto.

- *Await general:* $\langle \text{await } (s > 0) \text{ } s = s - 1; \rangle$

- *Await para exclusión mutua:* $\langle x = x + 1; y = y + 1 \rangle$

- *Ejemplo await para sincronización por condición:* $\langle \text{await } (\text{count} > 0) \rangle$

Si B satisface ASV, puede implementarse como *busy waiting* o *spin loop*
 $\text{do (not B)} \rightarrow \text{skip od} \quad (\text{while (not B);})$

Acciones atómicas incondicionales y condicionales

Especificación de la sincronización

Ejemplo: productor/consumidor con buffer de tamaño N.

cant: int = 0;

Buffer: cola;

process Productor

{ while (true)

Generar Elemento

<await (cant < N); push(buffer, elemento); cant++ >

}

process Consumidor

{ while (true)

<await (cant > 0); pop(buffer, elemento); cant-- >

Consumir Elemento

}



Propiedades y Fairness

Propiedades de seguridad y vida

Una *propiedad* de un programa concurrente es un atributo verdadero en cualquiera de las historias de ejecución del mismo

Toda propiedad puede ser formulada en términos de dos clases: seguridad y vida.

- ***seguridad*** (safety)
 - Nada malo le ocurre a un proceso: asegura estados consistentes.
 - Una *falla de seguridad* indica que algo anda mal.
 - Ejemplos de propiedades de seguridad: exclusión mutua, ausencia de interferencia entre procesos, *partial correctness*.
- ***vida*** (liveness)
 - Eventualmente ocurre algo bueno con una actividad: progresa, no hay deadlocks.
 - Una *falla de vida* indica que las cosas dejan de ejecutar.
 - Ejemplos de vida: *terminación*, asegurar que un pedido de servicio será atendido, que un mensaje llega a destino, que un proceso eventualmente alcanzará su SC, etc \Rightarrow *dependen de las políticas de scheduling*.

¿Que pasa con la *total correctness*?

Fairness y políticas de scheduling

Fairness: trata de garantizar que los procesos tengan chance de avanzar, sin importar lo que hagan los demás

Una acción atómica en un proceso es ***elegible*** si es la próxima acción atómica en el proceso que será ejecutada. Si hay varios procesos \Rightarrow hay *varias acciones atómicas elegibles*.

Una ***política de scheduling*** determina cuál será la próxima en ejecutarse.

Ejemplo: Si la política es asignar un procesador a un proceso hasta que termina o se demora. ¿Qué podría suceder en este caso?

```
bool continue = true;  
co while (continue); // continue = false; oc
```

Fairness y políticas de scheduling

Fairness Incondicional. Una política de scheduling es incondicionalmente fair si toda acción atómica incondicional que es elegible eventualmente es ejecutada.

En el ejemplo anterior, RR es incondicionalmente fair en monoprocesador, y la ejecución paralela lo es en un multiprocesador.

Fairness Débil. Una política de scheduling es débilmente fair si :

- (1) Es incondicionalmente fair y
- (2) Toda acción atómica condicional que se vuelve elegible eventualmente es ejecutada, asumiendo que su condición se vuelve *true* y permanece *true* hasta que es vista por el proceso que ejecuta la acción atómica condicional.

No es suficiente para asegurar que cualquier sentencia *await* elegible eventualmente se ejecuta: la guarda podría cambiar el valor (de *false* a *true* y nuevamente a *false*) mientras un proceso está demorado.

Fairness y políticas de scheduling

Fairness Fuerte. Una política de scheduling es *fuertemente fair* si:

- (1) Es incondicionalmente fair y
- (2) Toda acción atómica condicional que se vuelve elegible eventualmente es ejecutada pues su guarda se convierte en *true* con infinita frecuencia.

Ejemplo: ¿Este programa termina?

```
bool continue = true, try = false;  
co while (continue) { try = true; try = false; }  
  // ⟨await (try) continue = false⟩  
oc
```

No es simple tener una política que sea práctica y fuertemente fair. En el ejemplo anterior, con 1 procesador, una política que alterna las acciones de los procesos sería fuertemente fair, pero es impráctica. Round-robin es práctica pero no es fuertemente fair.

Sincronización por Variables Compartidas

Locks - Barreras



Herramientas para la concurrencia

➤ Memoria Compartida

- Variables compartidas
- Semáforos
- Monitores

➤ Memoria distribuida (pasaje de mensajes)

- Mensajes asincrónicos
- Mensajes sincrónicos
- Remote Procedure Call (RPC)
- Rendezvous

Locks y barreras

Problema de la Sección Crítica: implementación de acciones atómicas en software (*locks*).

Barrera: punto de sincronización que todos los procesos deben alcanzar para que cualquier proceso pueda continuar.

En la técnica de *busy waiting* un proceso chequea repetidamente una condición hasta que sea verdadera:

- Ventaja de implementarse con instrucciones de cualquier procesador.
- Ineficiente en multiprogramación (cuando varios procesos comparten el procesador y la ejecución es intercalada).
- Aceptable si cada proceso ejecuta en su procesador.

El problema de la Sección Crítica

```
process SC[i=1 to n]
{ while (true)
  { protocolo de entrada; ⇔ <
    sección crítica;      ⇔ SC
    protocolo de salida;  ⇔ >
    sección no crítica;
  }
}
```

Las soluciones a este problema pueden usarse para implementar sentencias *await* arbitrarias.

¿Qué propiedades deben satisfacer los protocolos de entrada y salida?

El problema de la Sección Crítica

Propiedades a cumplir

Exclusión mutua: A lo sumo un proceso está en su SC

Ausencia de Deadlock (Livelock): si 2 o más procesos tratan de entrar a sus SC, al menos uno tendrá éxito.

Ausencia de Demora Innecesaria: si un proceso trata de entrar a su SC y los otros están en sus SNC o terminaron, el primero no está impedido de entrar a su SC.

Eventual Entrada: un proceso que intenta entrar a su SC tiene posibilidades de hacerlo (eventualmente lo hará).

- Solución trivial $\langle SC \rangle$. Pero, ¿cómo se implementan los $\langle \rangle$?

El problema de la Sección Crítica

Implementación de sentencias *await*

- Cualquier solución al problema de la SC se puede usar para implementar una acción atómica incondicional $\langle S; \rangle \Rightarrow \text{SCEnter ; } S; \text{SCExit}$
- Para una acción atómica condicional $\langle \text{await } (B) S; \rangle \Rightarrow$
SCEnter ; while (not B) {SCExit; S; SCExit;}
- Si S es *skip*, y B cumple ASV, $\langle \text{await } (B); \rangle$ puede implementarse por medio de \Rightarrow **while (not B) skip;**

Correcto, pero **ineficiente**: un proceso está spinning continuamente saliendo y entrando a SC hasta que otro altere una variable referenciada en B .

- Para reducir *contención de memoria* \Rightarrow
SCEnter ; while (not B) {SCExit; Delay; S; SCExit;}

El problema de la Sección Crítica.

Solución hardware: deshabilitar interrupciones

```
process SC[i=1 to n] {  
  while (true) {  
    deshabilitar interrupciones;           # protocolo de entrada  
    sección crítica;  
    habilitar interrupciones;             # protocolo de salida  
    sección no crítica;  
  }  
}
```

- Solución correcta para una máquina monoprocesador.
- Durante la SC no se usa la multiprogramación → penalización de performance
- La solución no es correcta en un multiprocesador.

El problema de la Sección Crítica.

Solución de “grano grueso”

bool in1=false, in2=false # MUTEX: $\neg(in1 \wedge in2)$ #

```
process SC1
{ while (true)
  { in1 = true; # protocolo de entrada
    sección crítica;
    in1 = false; # protocolo de salida
    sección no crítica;
  }
}
```

```
process SC2
{ while (true)
  { in2 = true; # protocolo de entrada
    sección crítica;
    in2 = false; # protocolo de salida
    sección no crítica;
  }
}
```

- No asegura el invariante MUTEX \Rightarrow solución de “grano grueso”

```
process SC1
{ while (true)
  { <await (not in2) in1 = true;
    sección crítica;
    in1 = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

```
process SC2
{ while (true)
  { <await (not in1) in2 = true;
    sección crítica;
    in2 = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

- ¿Satisface las 4 propiedades?

El problema de la Sección Crítica.

Solución de “grano grueso” - ¿Cumple las condiciones?

Exclusión mutua: por construcción, SC1 y SC2 se excluyen en el acceso a la SC.

bool in1=false, in2=false **# MUTEX:** $\neg(\text{in1} \wedge \text{in2})$ **#**

```
process SC1
{ while (true)
  { await (not in2) in1 = true;
    sección crítica;
    in1 = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

```
process SC2
{ while (true)
  { await (not in1) in2 = true;
    sección crítica;
    in2 = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

Ausencia de deadlock: si hay deadlock, SC1 y SC2 están bloqueados en su protocolo de entrada \Rightarrow **in1** e **in2** serían *true* a la vez. Esto NO puede darse ya que ambas son falsas en ese punto (lo son inicialmente, y al salir de SC, cada proceso vuelve a serlo).

Ausencia de demora innecesaria: si SC1 está fuera de su SC o terminó, **in1** es *false*; si SC2 está tratando de entrar a SC y no puede, **in1** es *true*; $(\neg \text{in1} \wedge \text{in1} = \text{false}) \Rightarrow$ *no hay demora innecesaria*.

El problema de la Sección Crítica.

Solución de “grano grueso” - ¿Cumple las condiciones?

bool in1=false, in2=false # MUTEX: $\neg(\text{in1} \wedge \text{in2})$ #

```
process SC1
{ while (true)
  { ⟨await (not in2) in1 = true;⟩
    sección crítica;
    in1 = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

```
process SC2
{ while (true)
  { ⟨await (not in1) in2 = true;⟩
    sección crítica;
    in2 = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

Eventual Entrada:

- Si SC1 está tratando de entrar a su SC y no puede, SC2 está en SC (**in2** es *true*). Un proceso que está en SC eventualmente sale \rightarrow **in2** será *false* y la guarda de SC1 *true*.
- Análogamente para SC2.
- Si los procesos corren en procesadores iguales y el tiempo de acceso a SC es finito, las guardas son *true* con infinita frecuencia.

Se garantiza la eventual entrada con una política de scheduling fuertemente fair.

El problema de la Sección Crítica.

Solución de “grano grueso”

bool in1=false, in2=false # MUTEX: $\neg(in1 \wedge in2)$ #

```
process SC1
{ while (true)
  { await (not in2) in1 = true;
    sección crítica;
    in1 = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

```
process SC2
{ while (true)
  { await (not in1) in2 = true;
    sección crítica;
    in2 = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

- ¿Si hay n procesos? → Cambio de variables.

bool lock=false; # lock = in1 v in2 #

```
process SC1
{ while (true)
  { await (not lock) lock= true;
    sección crítica;
    lock = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

```
process SC2
{ while (true)
  { await (not lock) lock= true;
    sección crítica;
    lock= false;
    sección no crítica;
  }
}
```

El problema de la Sección Crítica.

Solución de “grano grueso”

bool lock=false; # lock = in1 v in2 #

```
process SC1
{ while (true)
  { ⟨await (not lock) lock= true;⟩
    sección crítica;
    lock = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

```
process SC2
{ while (true)
  { ⟨await (not lock) lock= true;⟩
    sección crítica;
    lock= false;
    sección no crítica;
  }
}
```

- Generalizar la solución a n procesos

```
process SC [i=1..n]
{ while (true)
  { ⟨await (not lock) lock= true;⟩
    sección crítica;
    lock = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

El problema de la Sección Crítica.

Solución de “grano fino”: *Spin Locks*

Objetivo: hacer “atómico” el *await* de grano grueso.

Idea: usar instrucciones como *Test & Set* (TS), *Fetch & Add* (FA) o *Compare & Swap*, disponibles en la mayoría de los procesadores.

¿Como funciona *Test & Set*?

```
bool TS (bool ok);  
{ < bool inicial = ok;  
  ok = true;  
  return inicial; >  
}
```

El problema de la Sección Crítica.

Solución de “grano fino”: *Spin Locks*

```
bool lock = false;
process SC [i=1..n]
{ while (true)
  { <await (not lock) lock= true;>
    sección crítica;
    lock = false;
    sección no crítica;
  }
}
```



```
bool lock=false;
process SC[i=1 to n]
{ while (true)
  { while (TS(lock)) skip ;
    sección crítica;
    lock = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

Solución tipo “*spin locks*”: los procesos se quedan iterando (spinning) mientras esperan que se limpie *lock*.

Cumple las 4 propiedades si el scheduling es fuertemente fair.


Una política débilmente fair es aceptable (rara vez todos los procesos están simultáneamente tratando de entrar a su SC).

El problema de la Sección Crítica.

Solución de “grano fino”: *Spin Locks*

TS escribe siempre en *lock* aunque el valor no cambie \Rightarrow Mejor *Test-and-Test-and-Set*

```
bool lock=false;
process SC[i=1 to n]
{ while (true)
  { while (TS(lock)) skip ;
    sección crítica;
    lock = false;
    sección no crítica;
  }
}
```



```
while (lock) skip;
while (TS(lock))
  while (lock) skip;
```

Memory contention se reduce, pero no desaparece. En particular, cuando *lock* pasa a *false* posiblemente todos intenten hacer TS.

Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Tie-Breaker*

Spin locks \Rightarrow no controla el orden de los procesos demorados \Rightarrow es posible que alguno no entre nunca si el scheduling no es fuertemente fair (*race conditions*).

Algoritmo *Tie-Breaker* (2 procesos): protocolo de SC que requiere scheduling sólo débilmente fair y no usa instrucciones especiales \Rightarrow más complejo.

Usa una variable por cada proceso para indicar que el proceso comenzó a ejecutar su protocolo de entrada a la sección crítica, y una variable adicional para romper empates, indicando qué proceso fue el último en comenzar dicha entrada \Rightarrow esta última variable es compartida y de acceso protegido.

Demora (quita prioridad) al último en comenzar su *entry protocol*.

Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Tie-Breaker*

Solución de “*Grano Grueso*” al Algoritmo *Tie-Breaker*

```
bool in1 = false, in2 = false;
int ultimo = 1;

process SC1 {
    while (true) {
        ultimo = 1; in1 = true;
        ⟨await (not in2 or ultimo==2);⟩
        sección crítica;
        in1 = false;
        sección no crítica;
    }
}

process SC2 {
    while (true) {
        ultimo = 2; in2 = true;
        ⟨await (not in1 or ultimo==1);⟩
        sección crítica;
        in2 = false;
        sección no crítica;
    }
}
```


Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Tie-Breaker*

Solución de “*Grano Fino*” al Algoritmo *Tie-Breaker*

```
bool in1 = false, in2 = false;
int ultimo = 1;

process SC1 {
  while (true) {
    in1 = true; ultimo = 1;
    while (in2 and ultimo == 1) skip;
    sección crítica;
    in1 = false;
    sección no crítica;
  }
}

process SC2 {
  while (true) {
    in2 = true; ultimo = 2;
    while (in1 and ultimo == 2) skip;
    sección crítica;
    in2 = false;
    sección no crítica;
  }
}
```

Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Tie-Breaker*

Generalización a n procesos:

- Si hay n procesos, el protocolo de entrada en cada uno es un *loop* que itera a través de $n-1$ etapas.
- En cada etapa se usan instancias de *tie-breaker* para dos procesos para determinar cuáles avanzan a la siguiente etapa.
- Si a lo sumo a un proceso a la vez se le permite ir por las $n-1$ etapas \Rightarrow a lo sumo uno a la vez puede estar en la SC.

```
int in[1:n] = ([n] 0), ultimo[1:n] = ([n] 0);
process SC[i = 1 to n] {
  while (true) {
    for [j = 1 to n] {    # protocolo de entrada
      # el proceso i está en la etapa j y es el último
      in[i] = j; ultimo[j] = i;
      for [k = 1 to n st i <> k] {
        # espera si el proceso k está en una etapa más alta
        # y el proceso i fue el último en entrar a la etapa j
        while (in[k] >= in[i] and ultimo[j]==i) skip;
      }
    }
    sección crítica;
    in[i] = 0;
    sección no crítica;
  }
}
```



Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Ticket*

Tie-Breaker n-proceso \Rightarrow complejo y costoso en tiempo.

Algoritmo *Ticket*: se reparten números y se espera a que sea el turno.

Los procesos toman un número mayor que el de cualquier otro que espera ser atendido; luego esperan hasta que todos los procesos con número más chico han sido atendidos.

```
int numero = 1, proximo = 1, turno[1:n] = ( [n] 0 );
```

```
{ TICKET: proximo > 0 ^ ( $\forall i: 1 \leq i \leq n: (SC[i] \text{ está en su } SC) \Rightarrow (\text{turno}[i] == \text{proximo}) \wedge (\text{turno}[i] > 0) \Rightarrow (\forall j: 1 \leq j \leq n, j \neq i: \text{turno}[i] \neq \text{turno}[j])$ ) ) }
```

```
process SC [i: 1..n]
```

```
{ while (true)
```

```
  { < turno[i] = numero; numero = numero + 1; >
```

```
    < await turno[i] == proximo; >
```

```
    sección crítica;
```

```
    < proximo = proximo + 1; >
```

```
    sección no crítica;
```

```
  }
```

```
}
```

Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Ticket*

Potencial problema: los valores de *próximo* y *turno* son ilimitados. En la práctica, podrían resetearse a un valor chico (por ejemplo, 1).

Cumplimiento de las propiedades:

- El predicado **TICKET** es un invariante global, pues **número** es leído e incrementado en una acción atómica y **próximo** es incrementado en una acción atómica \Rightarrow hay a lo sumo un proceso en la SC.
- La ausencia de deadlock y de demora innecesaria resultan de que los valores de **turno** son únicos.
- Con scheduling débilmente fair se asegura eventual entrada

El **await** puede implementarse con busy waiting (la expresión booleana referencia una sola variable compartida).

El incremento de **proximo** puede ser un load/store normal (a lo sumo un proceso puede estar ejecutando su protocolo de salida)

Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Ticket*

```
int numero = 1, proximo = 1, turno[1:n] = ( [n] 0 );  
process SC [i: 1..n]  
{ while (true)  
  { <turno[i] = numero; numero = numero + 1>  
    while (turno[i] <> proximo) skip;  
    sección crítica;  
    proximo = proximo + 1;  
    sección no crítica;  
  }  
}
```

¿Cómo se implementa la primera acción atómica donde se asigna el número?

- Sea Fetch-and-Add una instrucción con el siguiente efecto:

FA(var,incr): **< temp = var; var = var + incr; return(temp) >**

```
int numero = 1, proximo = 1, turno[1:n] = ( [n] 0 );  
process SC [i: 1..n]  
{ while (true)  
  { turno[i] = FA (numero, 1);  
    while (turno[i] <> proximo) skip;  
    sección crítica;  
    proximo = proximo + 1;  
    sección no crítica;  
  }  
}
```

El problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Bakery*

Ticket \Rightarrow si no existe FA se debe simular con una SC y la solución puede no ser fair.

Algoritmo *Bakery*: Cada proceso que trata de ingresar recorre los números de los demás y se auto asigna uno mayor. Luego espera a que su número sea el menor de los que esperan.

Los procesos se chequean entre ellos y no contra un global.

- El algoritmo *Bakery* es más complejo, pero es *fair* y no requiere instrucciones especiales.
- No requiere un contador global *proximo* que se “entrega” a cada proceso al llegar a la SC.

El problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Bakery*

```
int turno[1:n] = ([n] 0);

{BAKERY: ( $\forall i: 1 \leq i \leq n: (SC[i] \text{ está en su SC}) \Rightarrow (\text{turno}[i] > 0) \wedge (\forall j: 1 \leq j \leq n, j \neq i: \text{turno}[j] = 0 \vee \text{turno}[i] < \text{turno}[j])$ ) ) }
```

process SC[i = 1 to n]

```
{ while (true)
    {    $\langle \text{turno}[i] = \max(\text{turno}[1:n] + 1; )$ 
        for [j = 1 to n st j <> i]  $\langle \text{await } (\text{turno}[j] == 0 \text{ or } \text{turno}[i] < \text{turno}[j]); \rangle$ 
        sección crítica
        turno[i] = 0;
        sección no crítica
    }
}
```

Esta solución de grano grueso no es implementable directamente:

- La asignación a `turno[i]` exige calcular el máximo de n valores.
- El `await` referencia una variable compartida dos veces.

El problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Bakery*

```
int turno[1:n] = ([n] 0);
```

```
{BAKERY: ( $\forall i: 1 \leq i \leq n: (SC[i] \text{ está en su } SC) \Rightarrow (\text{turno}[i] > 0) \wedge ( \forall j : 1 \leq j \leq n, j \neq i: \text{turno}[j] = 0 \vee \text{turno}[i] < \text{turno}[j] ) )$  ) }
```

```
process SC[i = 1 to n]
```

```
{ while (true)
```

```
  { turno[i] = 1; //indica que comenzó el protocolo de entrada
```

```
    turno[i] = max(turno[1:n]) + 1;
```

```
    for [j = 1 to n st j != i] //espera su turno
```

```
      while (turno[j] != 0) and ( (turno[i],i) > (turno[j],j) )  $\rightarrow$  skip;
```

```
      sección crítica
```

```
      turno[i] = 0;
```

```
      sección no crítica
```

```
    }
```

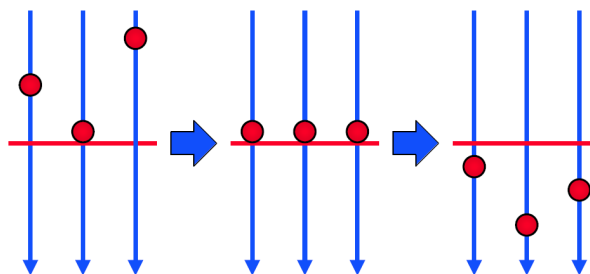
```
}
```




Sincronización *Barrier*

Sincronización barrier: una barrera es un punto de demora a la que deben llegar todos los procesos antes de permitirles pasar y continuar su ejecución.

Dependiendo de la aplicación las barreras pueden necesitar reutilizarse más de una vez (por ejemplo en algoritmos iterativos).



Sincronización *Barrier*

Contador Compartido

n procesos necesitan encontrarse en una barrera:

- Cada proceso incrementa una variable *Cantidad* al llegar.
- Cuando *Cantidad* es n los procesos pueden pasar.

```
int cantidad = 0;
process Worker[i=1 to n]
{ while (true)
    { código para implementar la tarea i;
      < cantidad = cantidad + 1; >
      < await (cantidad == n); >
    }
}
```

- Se puede implementar con:

```
FA(cantidad,1);
while (cantidad <> n) skip;
```

Sincronización *Barrier*

Contador Compartido

```
int cantidad = 0;
process Worker[i=1 to n]
{ while (true)
    { código para implementar la tarea i;
      FA (cantidad, 1);
      while (cantidad <> n) skip;
    }
}
```

¿Cuándo se reinicia Cantidad en 0 para la siguiente iteración?

Sincronización *Barrier*

Flags y Coordinadores

- Si no existe FA → Puede distribuirse *Cantidad* usando n variables (arreglo *arribo*[1.. n]).
- El *await* pasaría a ser:
 $\langle \text{await } (\text{arribo}[1] + \dots + \text{arribo}[n] == n); \rangle$
- Reintroduce contención de memoria y es ineficiente.

Puede usarse un conjunto de valores adicionales y un proceso más \Rightarrow
Cada Worker espera por un único valor

```
int arribo[1:n] = ([n] 0), continuar[1:n] = ([n] 0);

process Worker[i=1 to n]
{ while (true)
    {   código para implementar la tarea i;
        arribo[i] = 1;
         $\langle \text{await } (\text{continuar}[i] == 1); \rangle$ 
        continuar[i] = 0;
    }
}

process Coordinador
{ while (true)
    {   for [i = 1 to n]
        {  $\langle \text{await } (\text{arribo}[i] == 1); \rangle$ 
          arribo[i] = 0;
        }
        for [i = 1 to n] continuar[i] = 1;
    }
}
```

Sincronización *Barrier*

Flags y Coordinadores

```
int arribo[1:n] = ([n] 0), continuar[1:n] = ([n] 0);

process Worker[i=1 to n]
{ while (true)
    {   código para implementar la tarea i;
        arribo[i] = 1;
        while (continuar[i] == 0) skip;
        continuar[i] = 0;
    }
}

process Coordinador
{ while (true)
    {   for [i = 1 to n]
        {   while (arribo[i] == 0) skip;
            arribo[i] = 0;
        }
        for [i = 1 to n] continuar[i] = 1;
    }
}
```

Sincronización *Barrier*

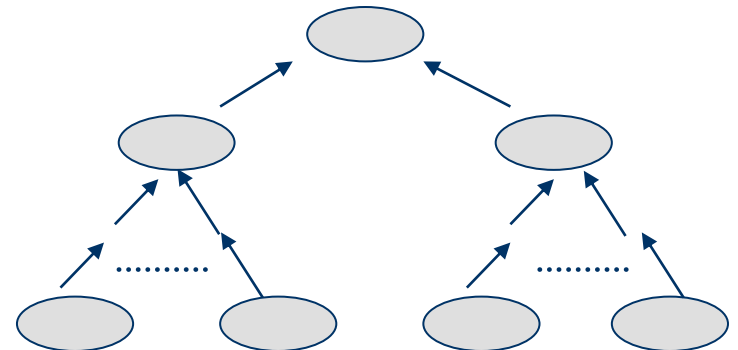
Árboles

- **Problemas:**

- Requiere un proceso (y procesador) extra.
- El tiempo de ejecución del coordinador es proporcional a n .

- **Posible solución:**

- Combinar las acciones de *Workers* y *Coordinador*, haciendo que cada *Worker* sea también *Coordinador*.
- Por ejemplo, *Workers* en forma de árbol: las señales de arriba van hacia arriba en el árbol, y las de continuar hacia abajo \Rightarrow ***combining tree barrier*** (más eficiente para n grande).



Sincronización *Barrier*

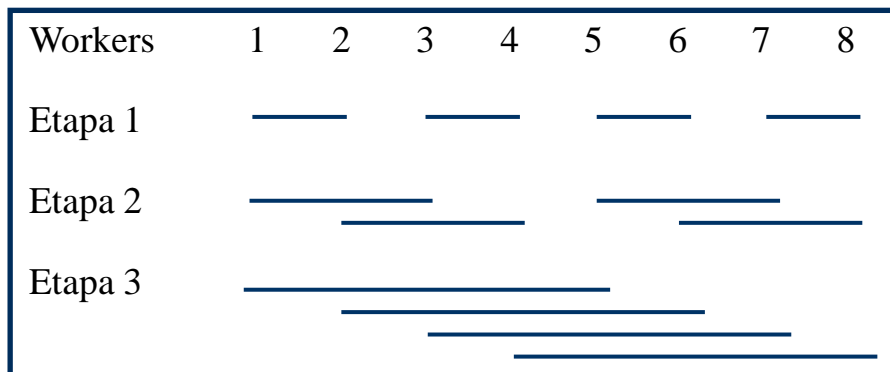
Barreras Simétrica

- En *combining tree barrier* los procesos juegan diferentes roles.
- Una *Barrera Simétrica* para n procesos se construye a partir de pares de barreras simples para dos procesos:

W[i]:: $\langle \text{await} (\text{arribo}[i] == 0); \rangle$
 $\text{arribo}[i] = 1;$
 $\langle \text{await} (\text{arribo}[j] == 1); \rangle$
 $\text{arribo}[j] = 0;$

W[j]:: $\langle \text{await} (\text{arribo}[j] == 0); \rangle$
 $\text{arribo}[j] = 1;$
 $\langle \text{await} (\text{arribo}[i] == 1); \rangle$
 $\text{arribo}[i] = 0;$

- ¿Cómo se combinan para construir una barrera n proceso? *Worker[1:n]* arreglo de procesos. Si n es potencia de 2 \Rightarrow *Butterfly Barrier*.



- $\log_2 n$ etapas: cada *worker* sincroniza con uno distinto en cada etapa.
- En la etapa s , un *worker* sincroniza con otro a distancia 2^{s-1} .
- Cuando cada *worker* pasó $\log_2 n$ etapas, todos pueden seguir.

Sincronización *Barrier*

Barreras Simétrica – *Butterfly barrier*

```
int E = log(N);
int aribo[1:N] = ([N] 0);

process P[i=1..N]
{ int j;
  while (true)
  { //Sección de código anterior a la barrera.
    //Inicio de la barrera
    for (etapa = 1; etapa <= E; etapa++)
    { j = (i-1) XOR (1<<(etapa-1)); //calcula el proceso con cual sincronizar
      while (aribo[i] == 1) → skip;
      aribo[i] = 1;
      while (aribo[j] == 0) → skip;
      aribo[j] = 0;
    }
    //Fin de la barrera
    //Sección de código posterior a la barrera.
  }
}
```


Defectos de la sincronización por *busy waiting*

- Protocolos “*busy-waiting*”: complejos y sin clara separación entre variables de sincronización y las usadas para computar resultados.
- Es difícil diseñar para probar corrección. Incluso la verificación es compleja cuando se incrementa el número de procesos.
- Es una técnica ineficiente si se la utiliza en multiprogramación. Un procesador ejecutando un proceso *spinning* puede ser usado de manera más productiva por otro proceso.

Necesidad de herramientas para diseñar protocolos de sincronización.