

Programación Concurrente

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.

- ◆ Clases de Instrucciones

<https://drive.google.com/uc?id=1bdsNk8uY2MKpA3usLnp8tqZt8nG6pZRU&export=download>

- ◆ 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>



Clases de Instrucciones

Clases de instrucciones

Programación secuencial y concurrente

Un programa concurrente esta formado por un conjunto de programas secuenciales.

- La programación secuencial estructurada puede expresarse con 3 clases de instrucciones básicas: **asignación**, **alternativa** (decisión) e **iteración** (repetición con condición).
- Se requiere una clase de instrucción para representar la concurrencia.

DECLARACIONES DE VARIABLES

- Variable simple: **tipo variable = valor** . Ej: **int x = 8; int z, y;**
- Arreglos: **int a[10]; int c[3:10]**
int b[10] = ([10] 2)
int aa[5,5]; int cc[3:10,2:9]
int bb[5,5] = ([5] ([5] 2))

Clases de instrucciones

Programación secuencial y concurrente

ASIGNACION

- Asignación simple: $\mathbf{x = e}$
- Sentencia de asignación compuesta: $\mathbf{x = x + 1; y = y - 1; z = x + y}$
 $\mathbf{a[3] = 6; aa[2,5] = a[4]}$
- Llamado a funciones: $\mathbf{x = f(y) + g(6) - 7}$
- swap: $\mathbf{v1 := v2}$
- **skip**: termina inmediatamente y no tiene efecto sobre ninguna variable de programa.

Clases de instrucciones

Programación secuencial y concurrente

ALTERNATIVA

- Sentencias de alternativa simple:
 if B \rightarrow S
 B expresión booleana. S instrucción simple o compuesta (**{ }**).
 B “guarda” a S pues S no se ejecuta si B no es verdadera.
- Sentencias de alternativa múltiple:
 if B1 \rightarrow S1
 □ B2 \rightarrow S2

 □ Bn \rightarrow Sn
 fi
 Las guardas se evalúan en algún orden arbitrario.
 Elección no determinística.
 Si ninguna guarda es verdadera el *if* no tiene efecto.
- Otra opción:
 if (cond) S;
 if (cond) S1 else S2;

Clases de instrucciones

Programación secuencial y concurrente

Ejemplos de *Sentencia Alternativa Múltiple*

Ejemplo 1:

```
if p > 2 → p = p * 2
  □ p < 2 → p = p * 3
  □ p == 2 → p = 5
fi
```

¿Puede terminar sin tener efecto?

Ejemplo 2:

```
if p > 2 → p = p * 2
  □ p < 2 → p = p * 3
fi
```

¿Que sucede si $p = 2$?

Ejemplo 3:

```
if p > 2 → p = p * 2
  □ p < 6 → p = p + 4
  □ p == 4 → p = p / 2
fi
```

¿Que sucede con los siguiente valores de $p = 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7$?

Clases de instrucciones

Programación secuencial y concurrente

ITERACIÓN

- Sentencias de alternativa ITERATIVA múltiple:

do $B1 \rightarrow S1$

□ $B2 \rightarrow S2$

....

□ $Bn \rightarrow Sn$

od

Las sentencias guardadas son evaluadas y ejecutadas hasta que todas las guardas sean falsas.

La elección es no determinística si más de una guarda es verdadera.

- For-all: forma general de repetición e iteración

fa cuantificadores → **Secuencia de Instrucciones** **af**

Cuantificador \equiv **variable** := exp_inicial **to** exp_final **st** **B**

El cuerpo del *fa* se ejecuta 1 vez por cada combinación de valores de las variables de iteración. Si hay cláusula *such-that* (*st*), la variable de iteración toma sólo los valores para los que *B* es true.

Ejemplo: **fa** $i := 1$ **to** $n, j := i+1$ **to** n **st** $a[i] > a[j] \rightarrow a[i] := a[j]$ **af**

- Otra opción:

while (**cond**) **S**;

for [$i = 1$ **to** $n, j = 1$ **to** n **st** ($j \bmod 2 = 0$)] **S**;

Clases de instrucciones

Programación secuencial y concurrente

Ejemplos de *Sentencia Alternativa Iterativa Múltiple*

Ejemplo 1:

```
do p > 0 → p = p - 2
  □ p < 0 → p = p + 3
  □ p == 0 → p = random(x)
od
```

¿Cuándo termina?

Ejemplo 2:

```
do p > 2 → p = p * 2
  □ p < 2 → p = p * 3
od
```

¿Cuándo termina?

Ejemplo 3:

```
do p > 0 → p = p - 2
  □ p > 3 → p = p + 3
  □ p > 6 → p = p / 2
od
```

¿Cuándo termina?

¿Que sucede con $p = 0, 3, 6, 9$?

Ejemplo 4:

```
do p == 1 → p = p * 2
  □ p == 2 → p = p + 3
  □ p == 4 → p = p / 2
od
```

¿Cuándo termina?

Clases de instrucciones

Programación secuencial y concurrente

Ejemplos de *For-All*

$$\text{fa } i := 1 \text{ to } n \rightarrow a[i] = 0 \text{ af}$$

Inicialización de un vector

$$\text{fa } i := 1 \text{ to } n, j := i+1 \text{ to } n \rightarrow m[i,j] := m[j,i] \text{ af}$$

Trasposición de una matriz

$$\text{fa } i := 1 \text{ to } n, j := i+1 \text{ to } n \text{ st } a[i] > a[j] \rightarrow a[i] := a[j] \text{ af}$$

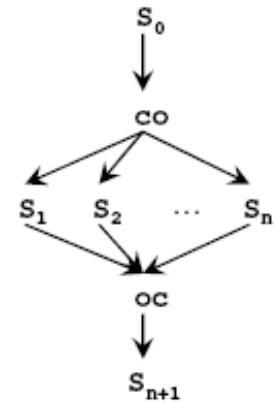
Ordenación de menor a mayor de un vector

Clases de instrucciones

Programación secuencial y concurrente

CONCURRENCIA

- Sentencia **co**:
co S1 // // Sn oc → Ejecuta las S_i tareas concurrentemente.
La ejecución del **co** termina cuando todas las tareas terminaron.
Cuantificadores.
co [i=1 to n] { a[i]=0; b[i]=0 } oc → Crea n tareas concurrentes.
- **Process**: otra forma de representar concurrencia
process A {sentencias} → proceso único independiente.
Cuantificadores.
process B [i=1 to n] {sentencias} → n procesos independientes.
- **Diferencia**: **process** ejecuta en **background**, mientras el código que contiene un **co** espera a que el proceso creado por la sentencia **co** termine antes de ejecutar la siguiente sentencia.



Clases de instrucciones


Programación secuencial y concurrente

Ejemplo: ¿qué imprime en cada caso? ¿son equivalentes?

```
process imprime10
{
    for [i=1 to 10] write(i);
}
```

```
process imprime1 [i= 1..10]
{
    write(i);
}
```

No determinismo....



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

// y = 3

// z = 4

oc

(1)

(2)

(3)

(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

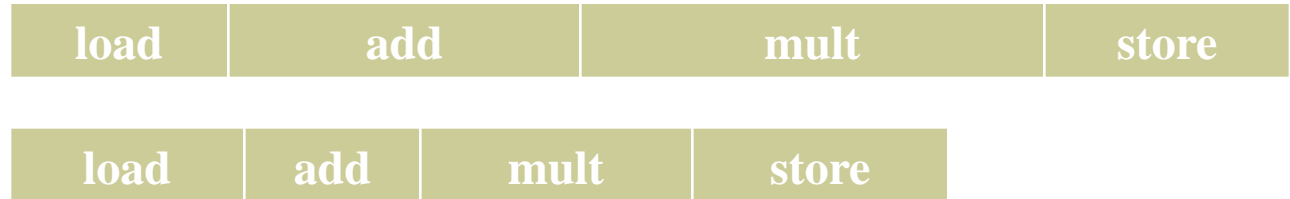
¿Cuándo valdrá 2?

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 $y = 1 \rightarrow \text{ERROR}$

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.