

# Programación Concurrente 2017

## Clase 2



Facultad de Informática  
UNLP

# 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**  
     **$\square$  B2  $\rightarrow$  S2**  
    .....  
     **$\square$  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  $\rightarrow$  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

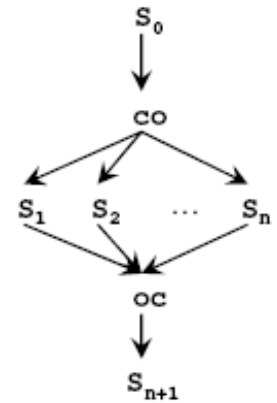


# Clases de instrucciones

## Programación secuencial y concurrente

### CONCURRENCIA

- Sentencia **co**:  
**co S1 // .... // Sn oc** → Ejecuta las  $S_i$  tareas concurrentemente.  
**co [i=1 to n] { a[i]=0; b[i]=0 } oc** → Crea  $n$  tareas concurrentes.  
Cuantificadores.  
La ejecución del **co** termina cuando todas las tareas terminaron.
- **Process**: otra forma de representar concurrencia  
**process A {sentencias}** → proceso único independiente.  
**process B [i=1 to n] {sentencias}** →  $n$  procesos independientes.  
Cuantificadores.
- **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....*



---

# Paradigmas de resolución de programas concurrentes

---

# Paradigmas de resolución de programas concurrentes

Si bien el número de aplicaciones es muy grande, en general los “patrones” de resolución concurrentes son pocos:

1. Paralelismo iterativo.
2. Paralelismo recursivo.
3. Productores y consumidores (*pipelines* o *workflows*).
4. Clientes y servidores.
5. Pares que interactúan (*interacting peers*).

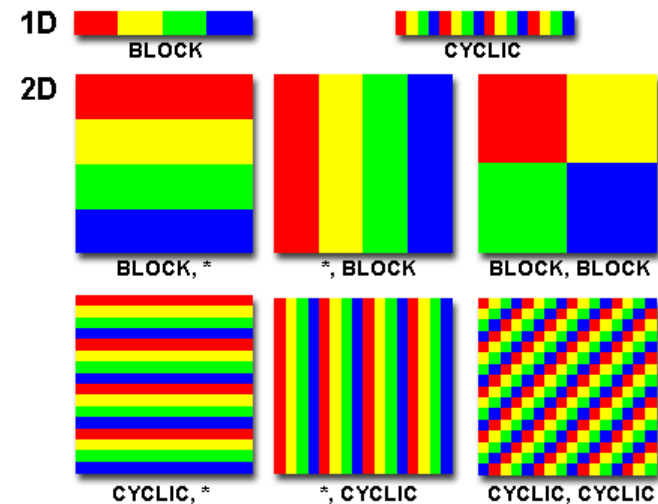
# Paradigmas de resolución de programas concurrentes

En el *paralelismo iterativo* un programa consta de un conjunto de procesos (posiblemente idénticos) cada uno de los cuales tiene 1 o más loops. Cada proceso es un programa iterativo.

Los procesos cooperan para resolver un único problema (por ejemplo un sistema de ecuaciones), pueden trabajar independientemente, y comunicarse y sincronizar por memoria compartida o pasaje de mensajes.

Generalmente, el dominio de datos se divide entre los procesos siguiendo diferentes patrones.

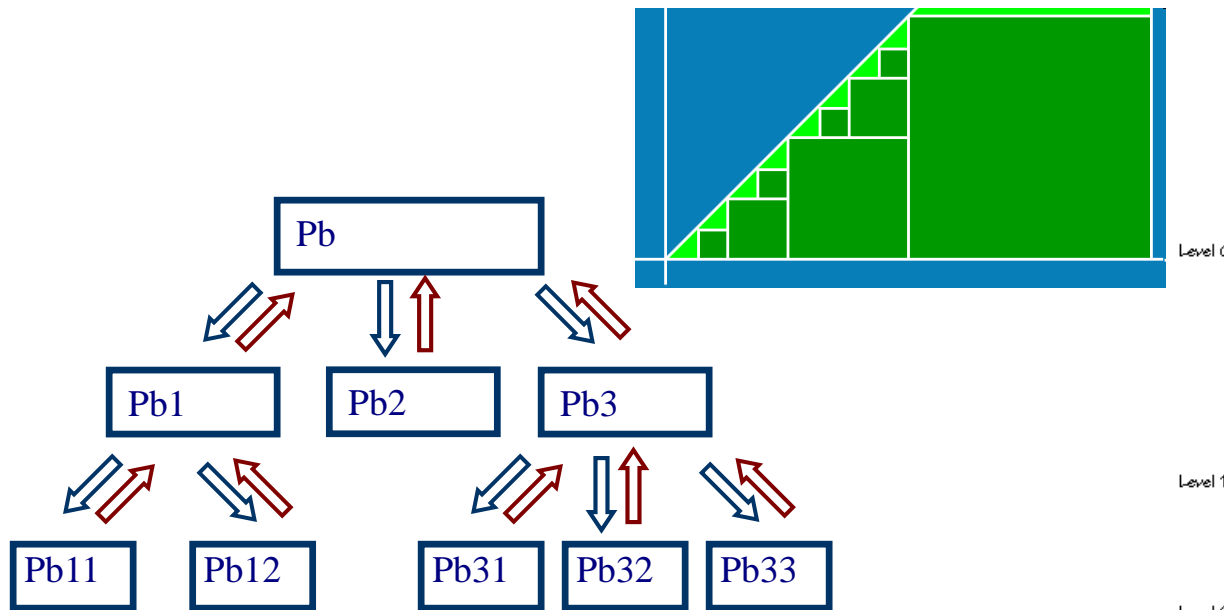
$$\begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & \cdots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \cdots & a_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{n1} & a_{n2} & \cdots & a_{nn} \end{bmatrix} \times \begin{bmatrix} b_{11} & b_{12} & \cdots & b_{1n} \\ b_{21} & b_{22} & \cdots & b_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ b_{n1} & b_{n2} & \cdots & b_{nn} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} c_{11} & c_{12} & \cdots & c_{1n} \\ c_{21} & c_{22} & \cdots & c_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ c_{n1} & c_{n2} & \cdots & c_{nn} \end{bmatrix}$$



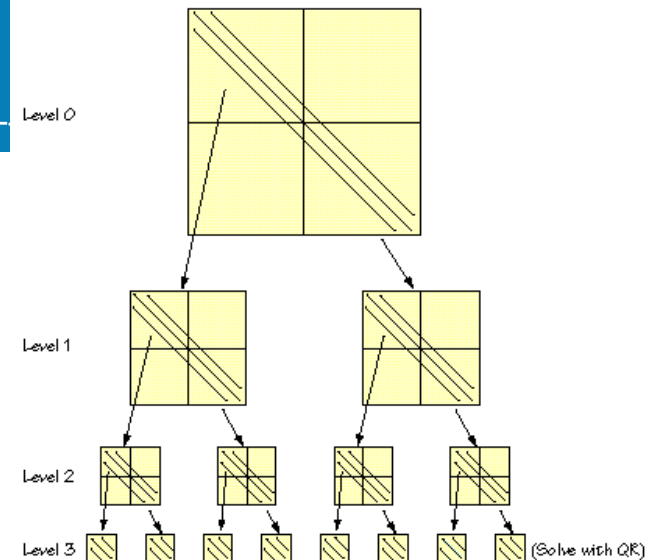
# Paradigmas de resolución de programas concurrentes

En el ***paralelismo recursivo*** el problema general (programa) puede descomponerse en procesos recursivos que trabajan sobre partes del conjunto total de datos (*dividir y conquistar*).

Ejemplos clásicos son el “sorting by merging”, el cálculo de raíces en funciones continuas, problema del viajante.



Divide and Conquer

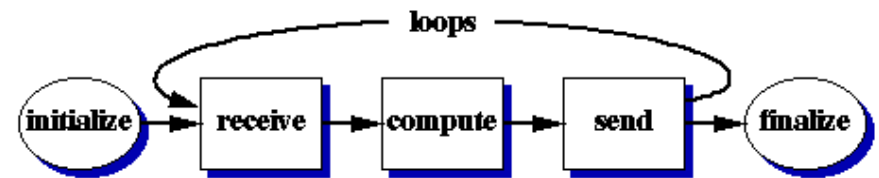


# Paradigmas de resolución de programas concurrentes

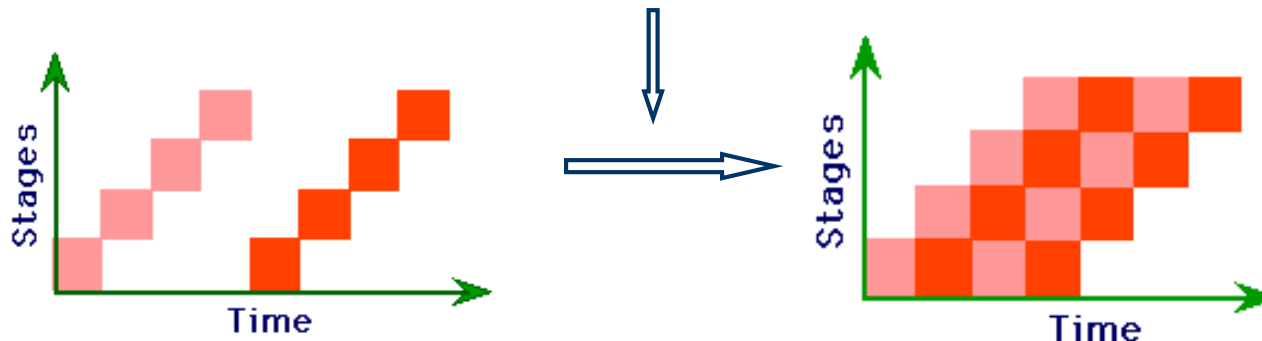
Los esquemas *productor-consumidor* muestran procesos que se comunican.

Es habitual que estos procesos se organicen en pipes a través de los cuales fluye la información. Cada proceso en el pipe es un filtro que consume la salida de su proceso predecesor y produce una salida para el proceso siguiente.

Ejemplos a distintos niveles de SO, secuencia de filtros sobre imágenes, ¿ordenación de un vector?.



Pipe



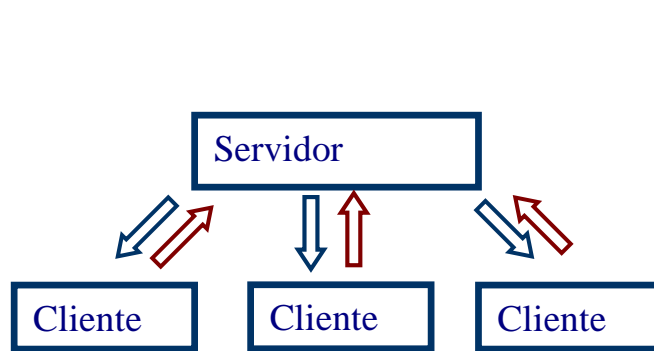
# Paradigmas de resolución de programas concurrentes

***Cliente-servidor*** es el esquema dominante en las aplicaciones de procesamiento distribuido.

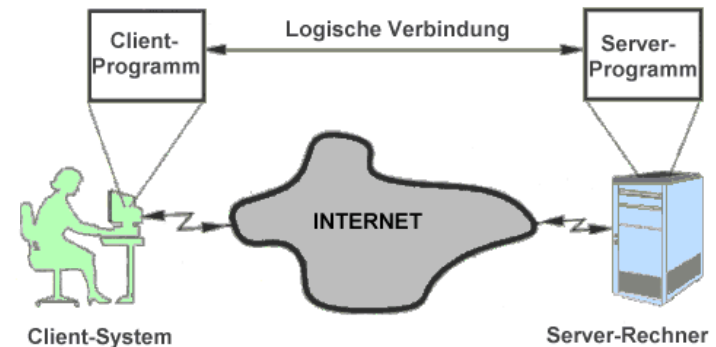
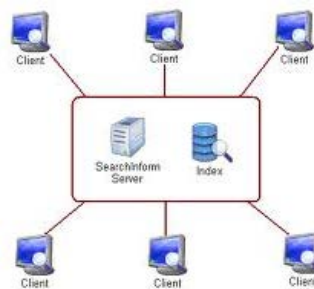
Los servidores son procesos que esperan pedidos de servicios de múltiples clientes. Naturalmente unos y otros pueden ejecutarse en procesadores diferentes. Comunicación bidireccional. Atención de a un cliente a la vez, o a varios con multithreading.

Mecanismos de invocación variados (rendezvous, RPC, monitores).

El soporte distribuido puede ser simple (LAN) o extendido a la WEB.



Cliente/Servidor



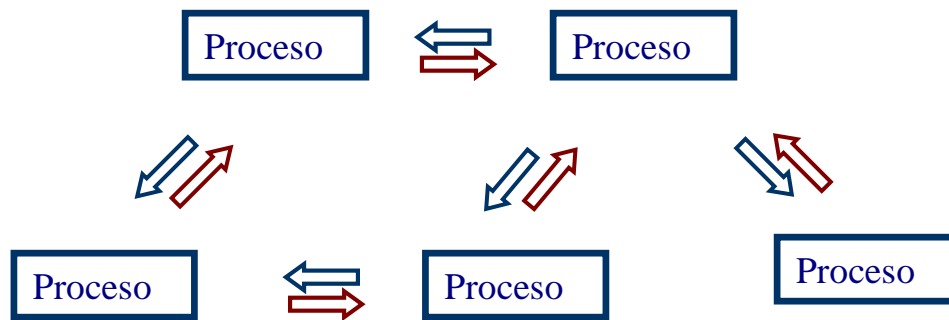


# Paradigmas de resolución de programas concurrentes

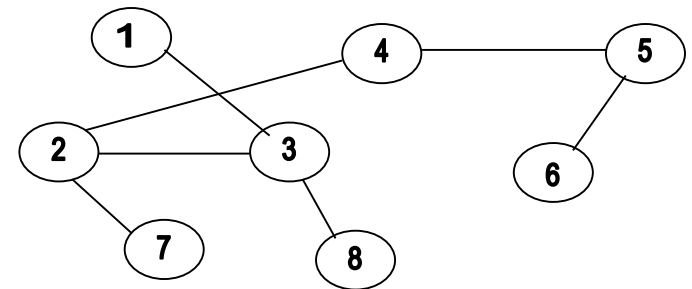
En los esquemas de *pares que interactúan* los procesos (que forman parte de un programa distribuido) resuelven partes del problema (normalmente mediante código idéntico) e intercambian mensajes para avanzar en la tarea y completar el objetivo.

El esquema permite mayor grado de asincronismo que cliente-servidor.

Posibles configuraciones: grilla, pipe circular, uno a uno, arbitraria.



Pares que interactúan



# Ejemplo de paralelismo iterativo: multiplicación de matrices

## Solución secuencial:

```
double a[n,n], b[n,n], c[n,n];
for [i = 1 to n]
  { for [j = 1 to n]
    { c[i,j] = 0;
      for [k = 1 to n]
        c[i,j] = c[i,j] + (a[i,k]*b[k,j]);
      }
    }
}
```

$$\begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \dots & a_{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ a_{n1} & a_{n2} & \dots & a_{nn} \end{bmatrix} \times \begin{bmatrix} b_{11} & b_{12} & \dots & b_{1n} \\ b_{21} & b_{22} & \dots & b_{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ b_{n1} & b_{n2} & \dots & b_{nn} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} c_{11} & c_{12} & \dots & c_{1n} \\ c_{21} & c_{22} & \dots & c_{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ c_{n1} & c_{n2} & \dots & c_{nn} \end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \dots & a_{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ a_{n1} & a_{n2} & \dots & a_{nn} \end{bmatrix} \times \begin{bmatrix} b_{11} & b_{12} & \dots & b_{1n} \\ b_{21} & b_{22} & \dots & b_{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ b_{n1} & b_{n2} & \dots & b_{nn} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} c_{11} & c_{12} & \dots & c_{1n} \\ c_{21} & c_{22} & \dots & c_{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ c_{n1} & c_{n2} & \dots & c_{nn} \end{bmatrix}$$

.....

$$\begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \dots & a_{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ a_{n1} & a_{n2} & \dots & a_{nn} \end{bmatrix} \times \begin{bmatrix} b_{11} & b_{12} & \dots & b_{1n} \\ b_{21} & b_{22} & \dots & b_{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ b_{n1} & b_{n2} & \dots & b_{nn} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} c_{11} & c_{12} & \dots & c_{1n} \\ c_{21} & c_{22} & \dots & c_{2n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ c_{n1} & c_{n2} & \dots & c_{nn} \end{bmatrix}$$

- El loop interno calcula el producto interno de la fila  $i$  de la matriz  $a$  por la columna  $j$  de la matriz  $b$  y obtiene  $c[i,j]$ .
- El cómputo de cada producto interno es independiente. Aplicación *embarrassingly parallel* (muchas operaciones en paralelas).
- Diferentes acciones paralelas posibles.

## Ejemplo de paralelismo iterativo: multiplicación de matrices

## Solución paralela por fila:

```
double a[n,n], b[n,n], c[n,n];
co [i = 1 to n]
    { for [j = 1 to n]
        { c[i,j] = 0;
            for [k = 1 to n]
                c[i,j] = c[i,j] + (a[i,k]*b[k,j]);
        }
    }
```

En paralelo

Proc 1

Proc 2

...

Proc n

### Solución paralela por columna:

```
double a[n,n], b[n,n], c[n,n];
co [j = 1 to n]
    { for [i = 1 to n]
        { c[i,j] = 0;
            for [k = 1 to n]
                c[i,j] = c[i,j] + (a[i,k]*b[k,j]);
        }
    }
}
```

En paralelo

Proc 1

Proc 2

...

Proc n

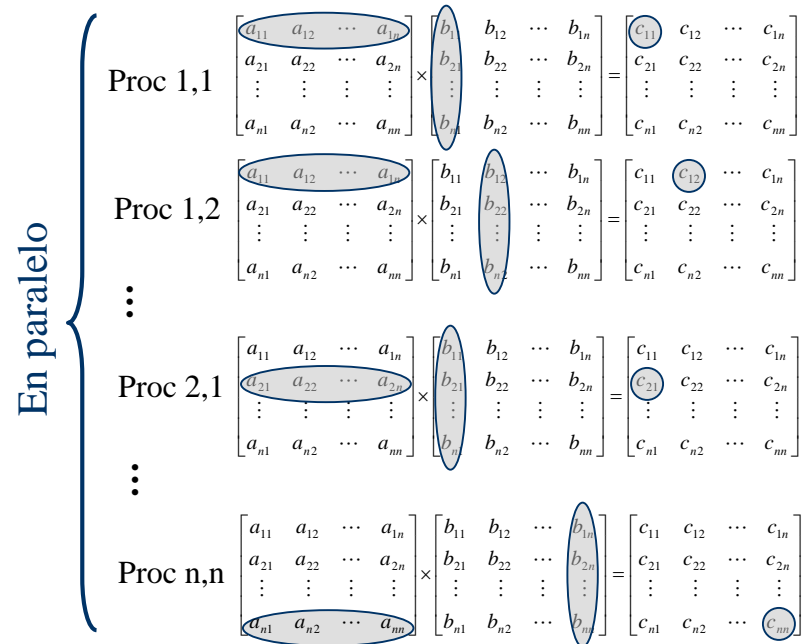
# Ejemplo de paralelismo iterativo: multiplicación de matrices

## Solución paralela por celda (opción 1):

```
double a[n,n], b[n,n], c[n,n];
co [i = 1 to n , j= 1 to n]
    { c[i,j] = 0;
      for [k = 1 to n]
        c[i,j] = c[i,j] + (a[i,k]*b[k,j]);
    }
```

## Solución paralela por celda (opción 2):

```
double a[n,n], b[n,n], c[n,n];
co [i = 1 to n]
    { co [j = 1 to n]
      { c[i,j] = 0;
        for [k = 1 to n]
          c[i,j] = c[i,j] + (a[i,k]*b[k,j]);
        }
    }
```



# Ejemplo de paralelismo iterativo: multiplicación de matrices. Uso de Process.

## Solución paralela por fila con process:

```
process fila [i = 1 to n]
{ for [j = 1 to n]
  { c[i,j] = 0;
    for [k = 1 to n]
      c[i,j] = c[i,j] + (a[i,k]*b[k,j]);
    }
  }
```

## ¿Qué sucede si hay menos de $n$ procesadores?

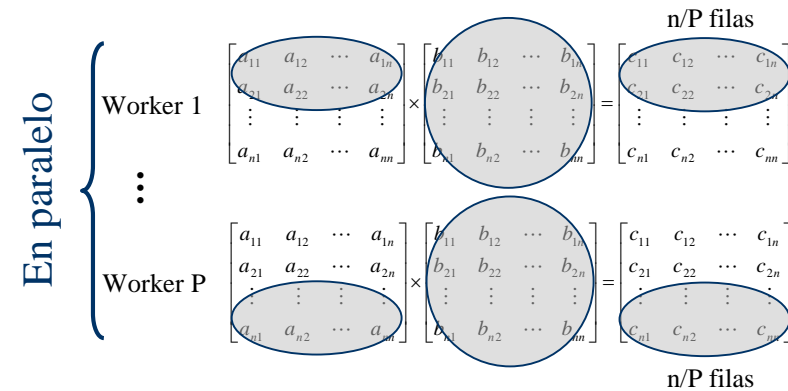
- Se puede dividir la matriz resultado en *strips* (subconjuntos de filas o columnas) y usar un proceso por strip.
- El tamaño del strip óptimo es un problema interesante para balancear costo de procesamiento con costo de comunicaciones.

# Ejemplo de paralelismo iterativo: multiplicación de matrices. Uso de Process.

## Solución paralela por strips: ( $P$ procesadores con $P < n$ )

```

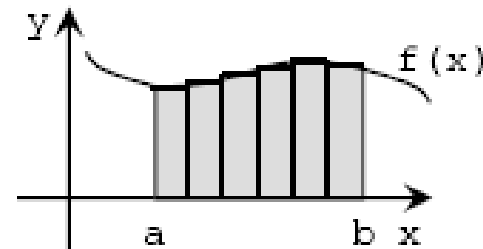
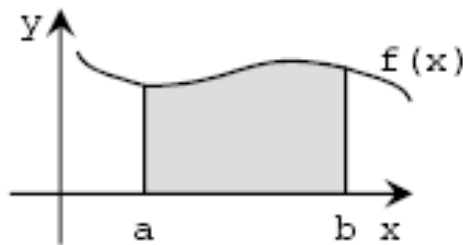
process worker [ w = 1 to P]
{ int primera = (w-1)*(n/P) + 1;
  int ultima = primera + (n/P) - 1;
  for [i = primera to ultima]
    { for [j = 1 to n]
      { c[i,j] = 0;
        for [k = 1 to n]
          c[i,j] = c[i,j] + (a[i,k]*b[k,j]);
        }
      }
    }
}
    
```



- Ejercicio:** a) Si  $P=8$  y  $n=120$ . ¿Cuántas asignaciones, sumas y productos hace cada procesador?.
- b) Si  $P_1=\dots=P_7$  y los tiempos de asignación son 1, de suma 2 y de producto 3; y si  $P_8$  es 2 veces más lento. ¿Cuánto tarda el proceso total?. ¿Cuál es el speedup?. ¿Qué puede hacerse para mejorar el speedup?.

# Ejemplo de paralelismo recursivo: el problema de la cuadratura.

**Problema:** calcular una aproximación de la integral de una función continua  $f(x)$  en el intervalo de  $a$  a  $b$

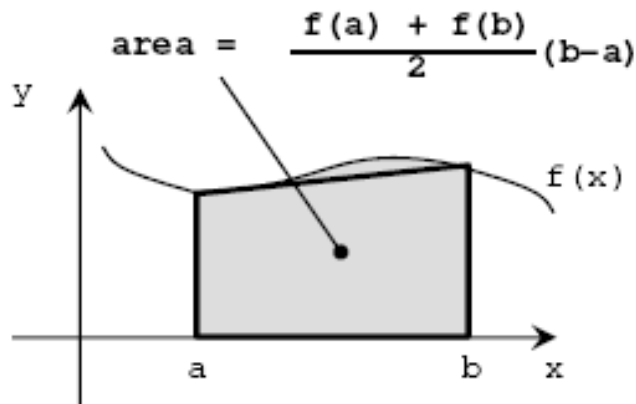


Solución secuencial iterativa (usando el método trapezoidal):

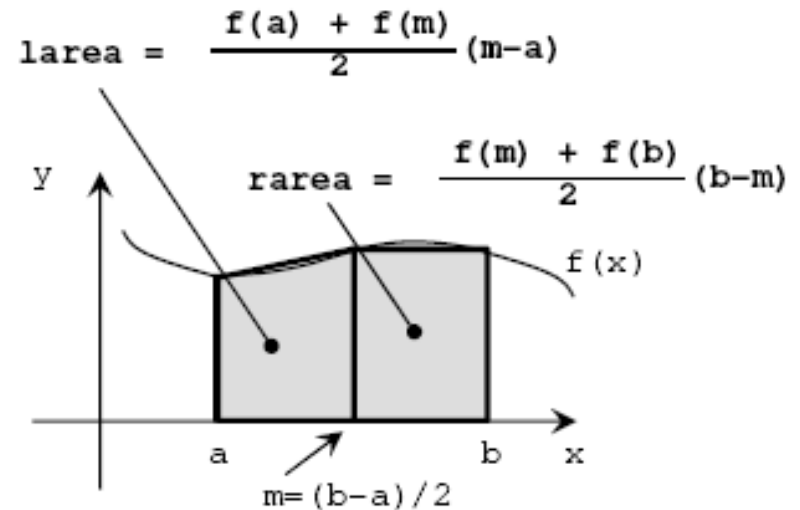
```
double fl = f(a), fr, area = 0.0;
double dx = (b-a)/ni;
for [x = (a+dx) to b by dx]
{
    fr = f(x);
    area = area + (fl+fr) * dx / 2;
    fl = fr;
}
```

# Ejemplo de paralelismo recursivo: el problema de la cuadratura.

## Procedimiento recursivo adaptivo



(a) First approximation (area)



(b) Second approximation  
( $larea + rarea$ )

Si  $abs((larea + rarea) - area) > e$ , repetir el cómputo para cada intervalo  $[a, m]$  y  $[m, b]$  de manera similar hasta que la diferencia entre aproximaciones consecutivas esté dentro de un dado  $e$ .



# Ejemplo de paralelismo recursivo: el problema de la cuadratura.


## Procedimiento secuencial

```
double quad(double l, r, fl, fr, area) {
    double m = (l+r)/2;
    double fm = f(m);
    double larea = (fl+fm)*(m-l)/2;
    double rarea = (fm+fr)*(r-m)/2;
    if (abs((larea+rarea)-area) > e) {
        larea = quad(l, m, fl, fm, larea);
        rarea = quad(m, r, fm, fr, rarea);
    }
    return (larea+rarea);
}
```

## Procedimiento paralelo

```
double quad(double l, r, fl, fr, area) {
    double m = (l+r)/2;
    double fm = f(m);
    double larea = (fl+fm)*(m-l)/2;
    double rarea = (fm+fr)*(r-m)/2;
    if (abs((larea+rarea)-area) > e) {
        co larea = quad(l, m, fl, fm, larea);
        || rarea = quad(m, r, fm, fr, rarea);
        oc
    }
    return (larea+rarea);
}
```

- Dos llamados recursivos son independientes y pueden ejecutarse en paralelo.
- Uso:  $\text{area} = \text{quad}(a, b, f(a), f(b), (f(a) + f(b)) * (b-a) / 2)$



---

# Clasificación de arquitecturas paralelas

---

# Clasificación de arquitecturas paralelas

Hay diferentes enfoques para clasificar las arquitecturas paralelas:

- *Por la organización del espacio de direcciones.*
- *Por la granularidad.*
- **Por el mecanismo de control.**
- Por la red de interconexión.

# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por el mecanismo de control

***Propuesta por Flynn*** (“Some computer organizations and their effectiveness”, 1972).

Se basa en la manera en que las ***instrucciones*** son ejecutadas sobre los ***datos***.

Clasifica las arquitecturas en 4 clases:

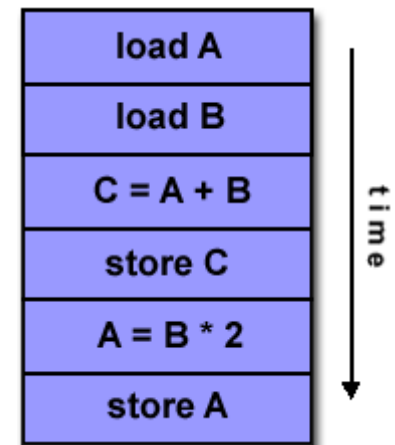
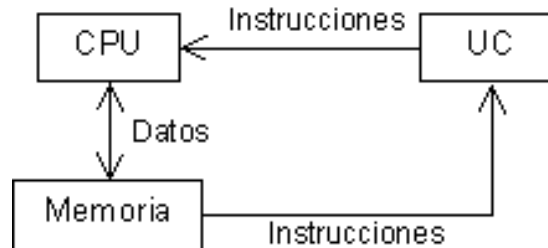
- **SISD** (Single Instruction Single Data).
- **SIMD** (Single Instruction Multiple Data).
- **MISD** (Multiple Instruction Single Data).
- **MIMD** (Multiple Instruction Multiple Data).

# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por el mecanismo de control

### SISD: Single Instruction Single Data

- Instrucciones ejecutadas en secuencia, una por ciclo de instrucción.
- La memoria afectada es usada sólo por ésta instrucción.
- Usada por la mayoría de los uní procesadores.
- La CPU ejecuta instrucciones (decodificadas por la UC) sobre los datos. La memoria recibe y almacena datos en las escrituras, y brinda datos en las lecturas.
- Ejecución *determinística*.

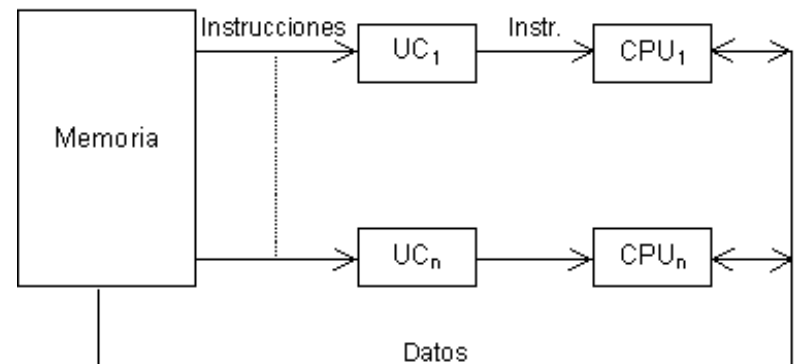


# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por el mecanismo de control

### MISD: Multiple Instruction Single Data

- Los procesadores ejecutan un flujo de instrucciones distinto pero comparten datos comunes.
- Operación sincrónica (en lockstep).
- No son máquinas de propósito general (“hipotéticas”, Duncan).
- Ejemplos posibles:
  - Múltiples filtros de frecuencia operando sobre una única señal.
  - Múltiples algoritmos de criptografía intentando crackear un único mensaje codificado.



# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por el mecanismo de control

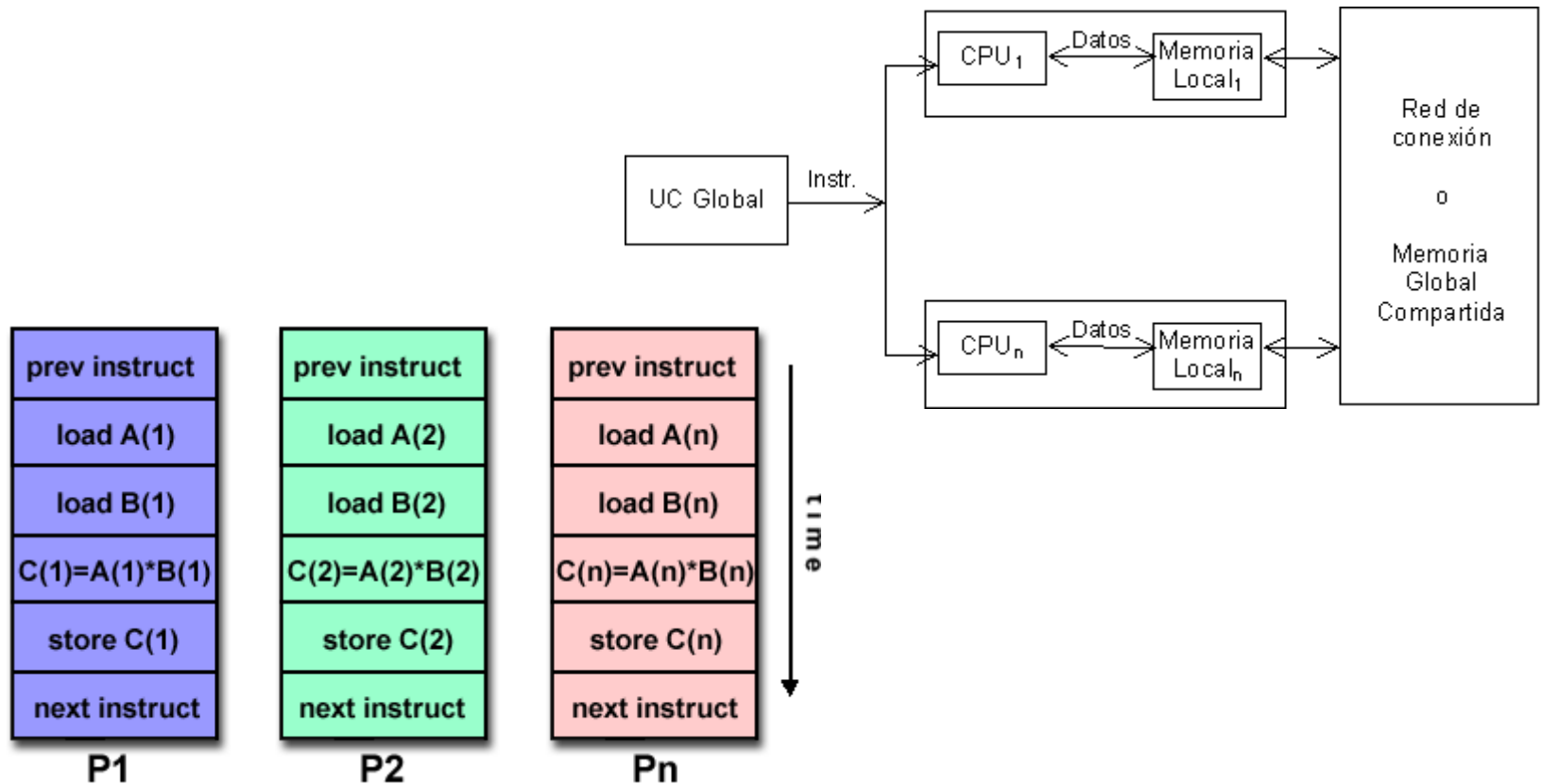
### **SIMD:** Single Instruction Multiple Data

- Conjunto de procesadores idénticos, con sus memorias, que ejecutan la misma instrucción sobre distintos datos.
- Los procesadores en general son muy simples.
- El *host* hace *broadcast* de la instrucción. Ejecución sincrónica y determinística.
- Pueden deshabilitarse y habilitarse selectivamente procesadores para que ejecuten o no instrucciones.
- Adecuados para aplicaciones con alto grado de regularidad, (por ejemplo procesamiento de imágenes).

# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por el mecanismo de control

**Ejemplos de máquina SIMD:** Array Processors. CM-2, Maspar MP-1 y 2, Illiac IV.



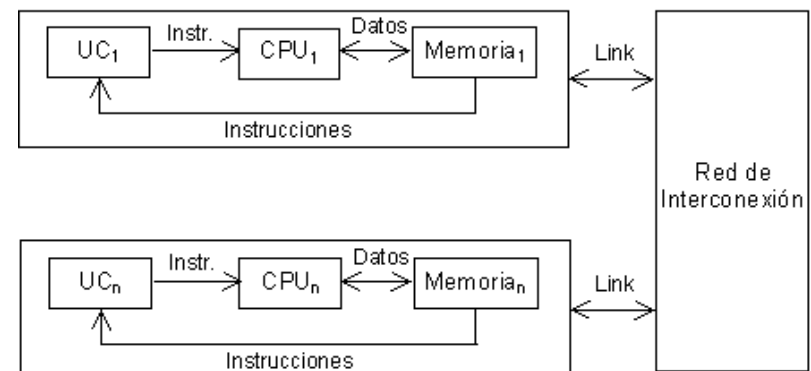
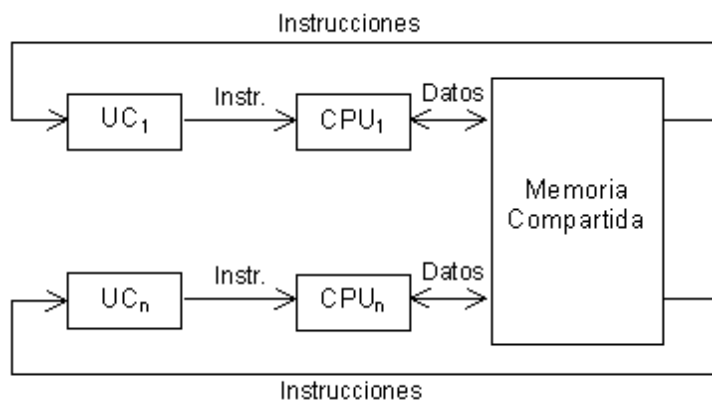


# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por el mecanismo de control

### MIMD: Multiple Instruction Multiple Data

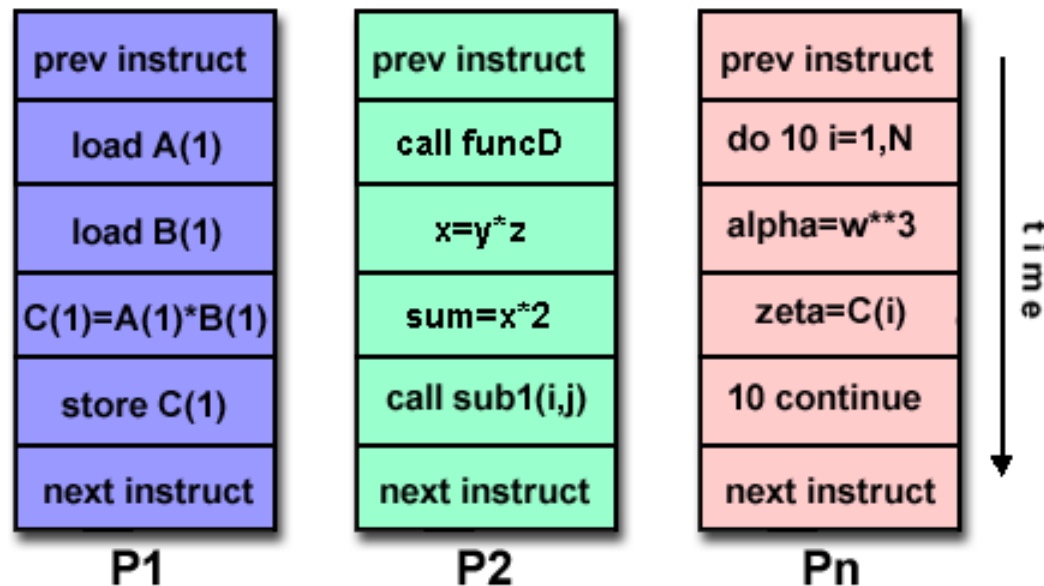
- Cada procesador tiene su propio flujo de instrucciones y de datos  $\Rightarrow$  cada uno ejecuta su propio programa.
- Pueden ser con memoria compartida o distribuida.
- Sub-clasificación de MIMD:
  - **MPMD** (multiple program multiple data): cada procesador ejecuta su propio programa (ejemplo con PVM).
  - **SPMD** (single program multiple data): hay un único programa fuente y cada procesador ejecuta su copia independientemente (ejemplo con MPI).



# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por el mecanismo de control

**Ejemplos de máquina MIMD:** nCube 2, iPSC, CM-5, Paragon XP/S, máquinas DataFlow, red de transputers.



# Clasificación de arquitecturas paralelas

Hay diferentes enfoques para clasificar las arquitecturas paralelas:

- *Por la organización del espacio de direcciones.*
- *Por la granularidad.*
- *Por el mecanismo de control.*
- **Por la red de interconexión.**

# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por la red de interconexión

Tanto en memoria compartida como en pasaje de mensajes las máquinas pueden construirse conectando procesadores y memorias usando diversas redes de interconexión:

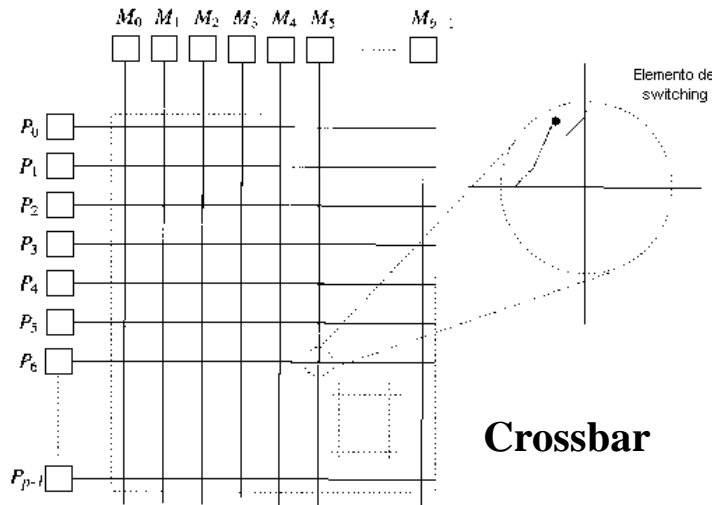
- Las **redes estáticas** constan de *links* punto a punto. Típicamente se usan para máquinas de pasaje de mensajes.
- Las **redes dinámicas** están construidas usando switches y enlaces de comunicación. Normalmente para máquinas de memoria compartida.

El diseño de la red de interconexión depende de una serie de factores (ancho de banda, tiempo de startup, paths estáticos o dinámicos, operación sincrónica o asincrónica, topología, costo, etc.).

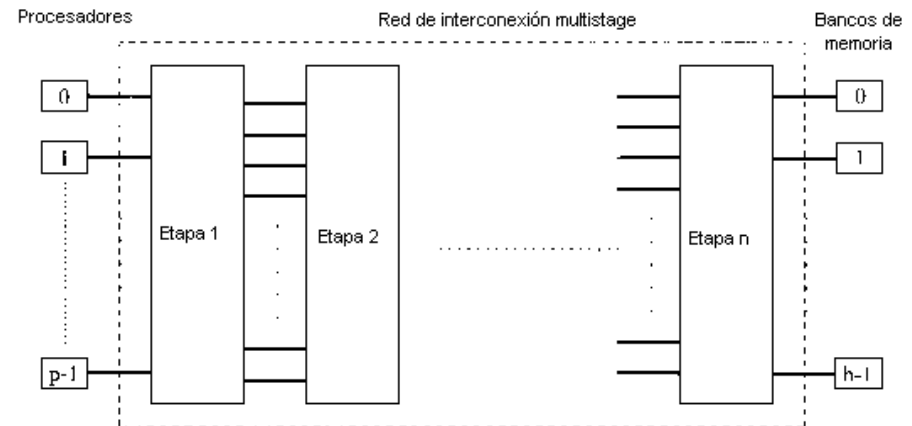
# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por la red de interconexión

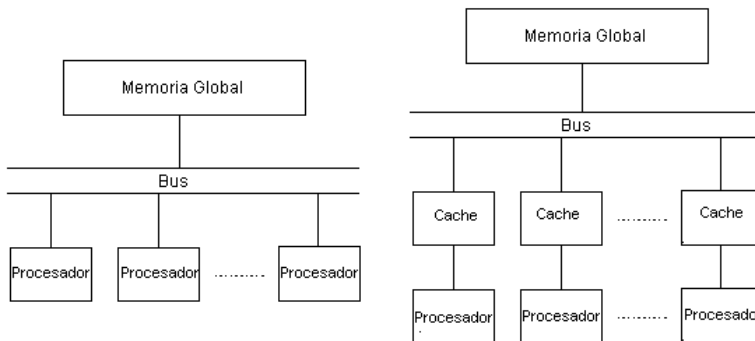
### Redes de interconexión dinámicas



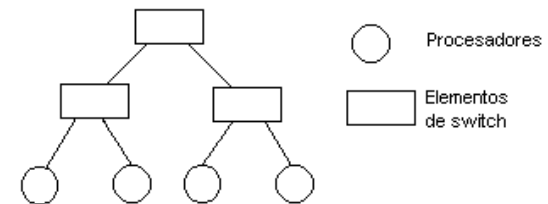
**Crossbar**



**Multistage**



**Bus**

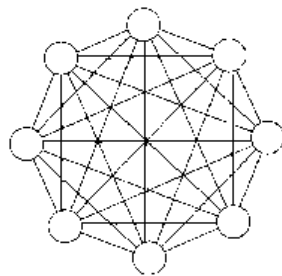


**Árbol dinámico**

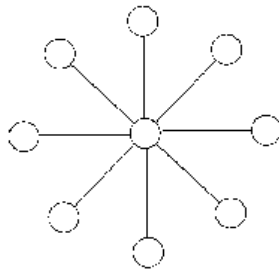
# Clasificación de arquitecturas paralelas

## Por la red de interconexión

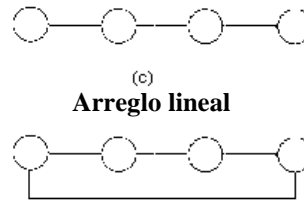
### Redes de interconexión estáticas



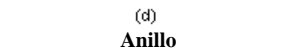
(a)  
**Completamente conectada**



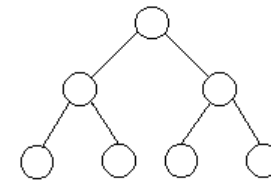
(b)  
**Estrella**



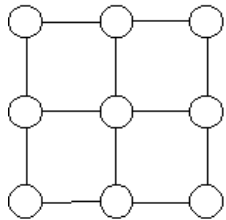
(c)  
**Arreglo lineal**



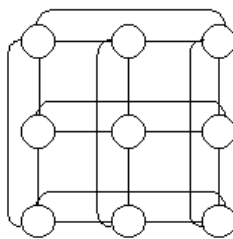
(d)  
**Anillo**



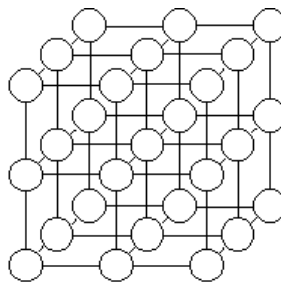
(a)  
**Árbol estático**



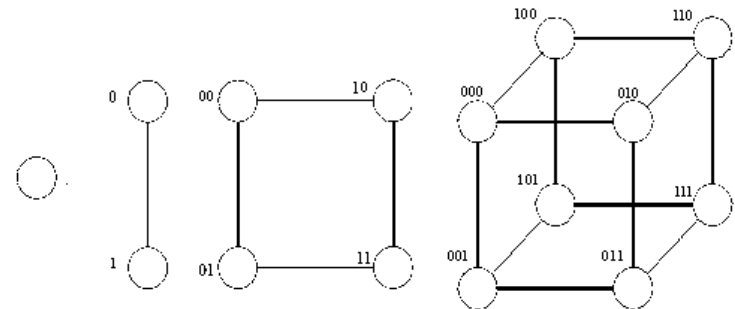
(a)  
**Mesh**



(b)  
**Toro**



(c)  
**Mesh 3D**




Hipercubo 0-D

Hipercubo 1-D

Hipercubo 2-D

Hipercubo 3-D

Un hipercubo d-dimensional tiene  $p=2^d$  procesadores



---

# Acciones atómicas y Sincronización

---

# Acciones atómicas y Sincronización

## 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



# Acciones atómicas y Sincronización

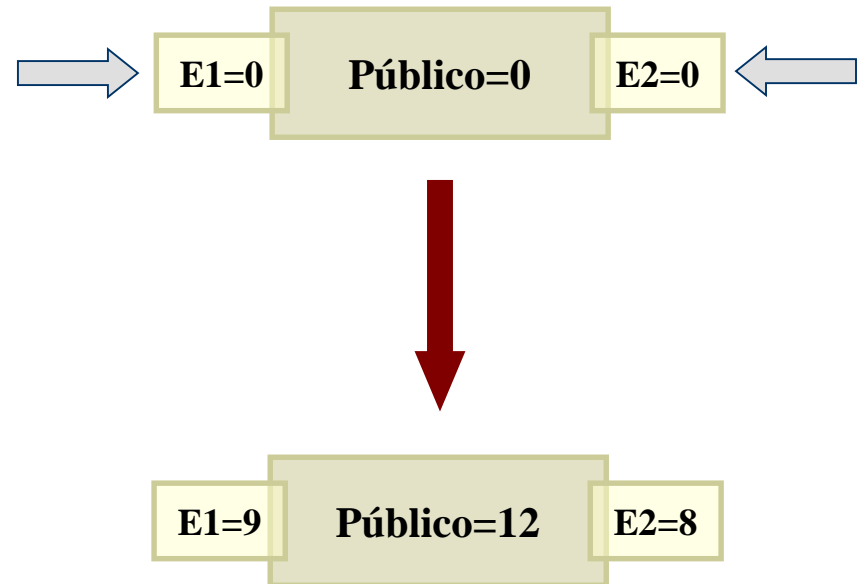
## Atomicidad de grano fino

**Interferencia:** un proceso toma una acción que invalida las suposiciones hechas por otro proceso.

**Ejemplo 1:** ¿Qué puede suceder con los valores de E1, E2 y público?

```
process 1
{ while (true)
  esperar llegada
   $E1 = E1 + 1$ ;
   $\text{Público} = \text{Público} + 1$ ;
}
```

```
process 2
{ while (true)
  esperar llegada
   $E2 = E2 + 1$ ;
   $\text{Público} = \text{Público} + 1$ ;
}
```



# Acciones atómicas y Sincronización

## Atomicidad de grano fino

**Ejemplo 2:** 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)
  - .....

# Acciones atómicas y Sincronización

## Atomicidad de grano fino

**Ejemplo 3:** 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 si puede terminar con ese valor,

# Acciones atómicas y Sincronización

## Atomicidad de grano fino

### “Interleaving extremo” (Ben-Ari & Burns)

Dos procesos que realizan (cada uno)  $N$  iteraciones de la sentencia  $X=X+1$  ( $X$  compartida inicializada en 0).

#### Process P1

```
{ int i
  fa i=1 to N → X=X+1 af
}
```

#### Process P2

```
{ int i
  fa i=1 to N → X=X+1 af
}
```

¿Cuál puede ser el valor final de  $X$ ?

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

# Acciones atómicas y Sincronización

## Atomicidad de grano fino

¿Cuándo valdrá  $N$ ?

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*

# Acciones atómicas y Sincronización

## 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...

# Acciones atómicas y Sincronización

## 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.

# Acciones atómicas y Sincronización

## 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.



# Acciones atómicas y Sincronización

## 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*

# Acciones atómicas y Sincronización

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

# Acciones atómicas y Sincronización

## 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 → *Acción atómica de Grano Grueso*

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.*

# Acciones atómicas y Sincronización

## 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

# Acciones atómicas y Sincronización

## Especificación de la sincronización

**Ejemplo:** productor/consumidor con buffer de tamaño N.

*cant: int = 0;*

*Buffer: cola;*

**process Productor**

{ while (true)

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

}

**process Consumidor**

{ while (true)

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

}

**¿Qué pasa si el buffer es un arreglo en lugar de una cola?**



---

# Propiedades

---

# 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.

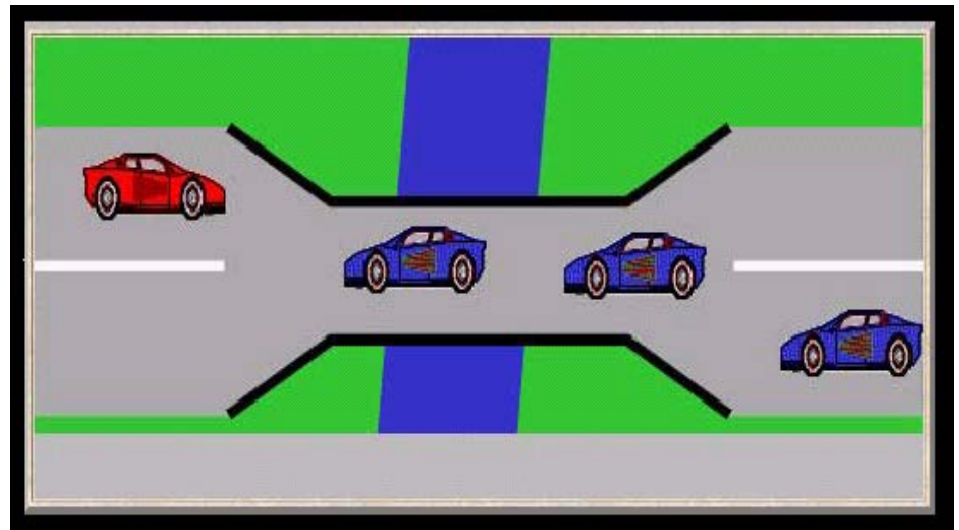
- ***seguridad*** (safety)
  - Nada malo le ocurre a un proceso: asegura estados consistentes.
  - Una *falla de seguridad* indica que algo anda mal.
  - Ejemplos de seguridad: ausencia de ***deadlock*** y ausencia de interferencia (exclusión mutua) entre procesos, ***partial correctness***.
- ***vida*** (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***?

# Propiedades de seguridad y vida

**Ejemplo:** Puente sobre río con ancho sólo para una fila de tráfico  $\Rightarrow$  los autos pueden moverse concurrentemente si van *en la misma dirección*

- Violación de *seguridad* si dos autos en distintas direcciones entran al puente al mismo tiempo.
- *Vida*: cada auto tendrá eventualmente oportunidad de cruzar el puente?.



*Los temas de seguridad deben balancearse con los de vida.*



# Propiedades de seguridad y vida

## **Seguridad** → Fallas típicas (*race conditions*):

- Conflictos de read/write: un proceso lee un campo y otro lo escribe (el valor visto por el lector depende de quién ganó la “carrera”).
- Conflictos de write/write: dos procesos escriben el mismo campo (quién gana la “carrera”).

## **Vida** → Fallas:

- *Temporarias*: bloqueo temporarios, espera, contención de CPU, falla recuperable.
- *Permanente*: deadlock, señales perdidas, anidamiento de bloqueos, livelock, inanición, agotamiento de recursos, falla distribuida.



---

# Fairness

---

# 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.



---

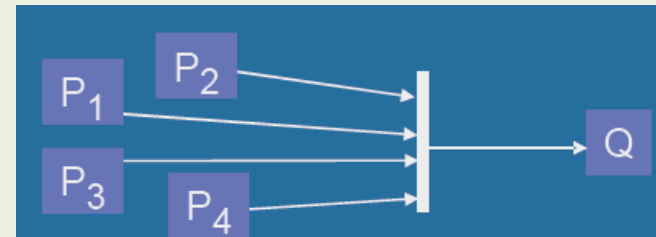
# Problemas clásicos

---

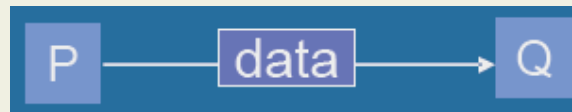
# Tipos de Problemas Básicos de Concurrency

**Exclusión Mutua:** problema de la sección crítica (administración de recursos).

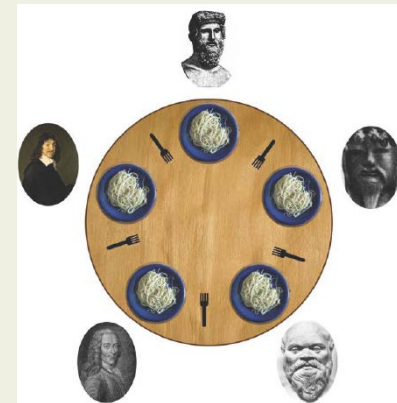
**Barreras:** punto de sincronización.



**Comunicación:**

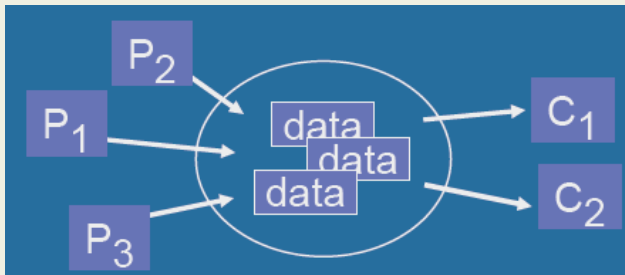


**Filósofos:** Dijkstra, 1971.  
Sincronización multiproceso.  
Evitar deadlock e inanición.  
Exclusión mutua selectiva.

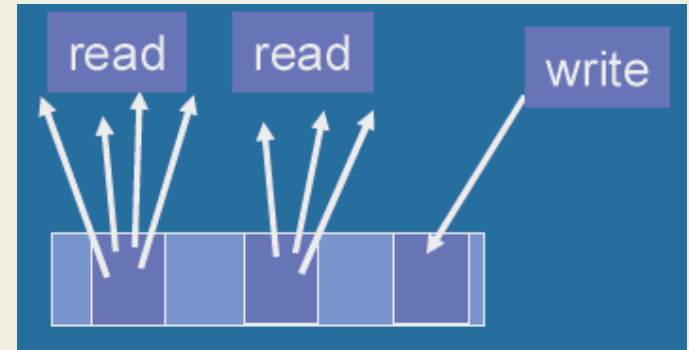


# Tipos de Problemas Básicos de Concurrency

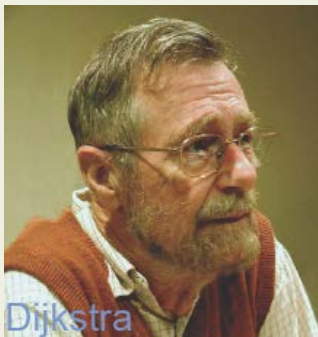
## *Productor - Consumidor*



## *Lectores-Escritores*



***Sleeping barber:*** Dijkstra.  
Sincronización - rendezvous.





# Tareas propuestas

- Leer los capítulos 2 y 3 del libro de Andrews.
- Investigar el problema de la *sección crítica* y algunas posibles soluciones al mismo.