Programación Concurrente 2015

Clase 8

Facultad de Informática
UNLP

Resumen de la clase anterior

Programación Distribuida

4 Mecanismos equivalentes de PM

Patrones de interacción entre procesos

Mensajes Asincrónicos

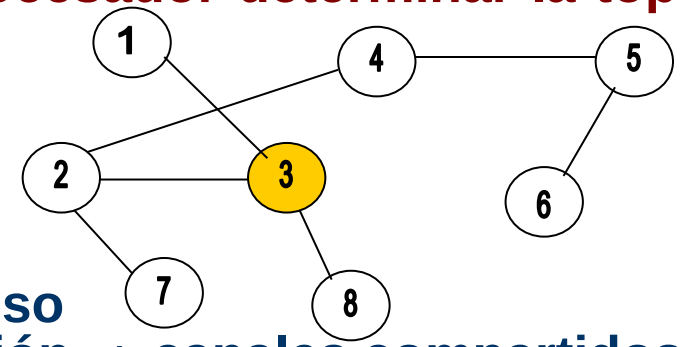
- **Canales, send, receive, empty**
- **Filtros: Carac_a_Linea. Red de Ordenación**
- **Clientes y servidores: Monitores Activos. Continuidad conversacional.**
- **Peers: * Intercambio de valores sobre 3 arquitecturas.**
  *** Cálculo de la topología de una red.**

MPI

PMA. Algoritmo Heartbeat para el cálculo de la topología de una red

Procesadores conectados por canales bidireccionales
C/ uno se comunica sólo con sus vecinos y conoce esos links

Cómo puede *cada* procesador determinar la topología *completa* de la red?

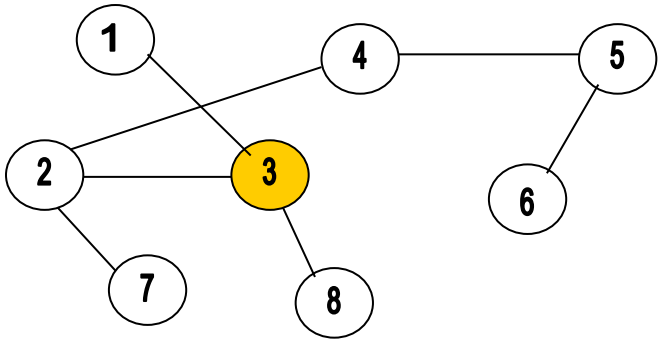


Modelización:
Procesador ⇒ proceso
Links de comunicación ⇒ canales compartidos.

Soluciones posibles:
- los procesos tienen acceso a MC
- distribuida: los vecinos interactúan para intercambiar info local

Algoritmo Heartbeat **→ se expande, enviando información; luego se contrae, incorporando nueva información**

PMA. Algoritmo Heartbeat para el cálculo de la topología de una red



Solución con Variables Compartidas

Procesos *Nodo*[p:1..n]

Vecinos de *p*:

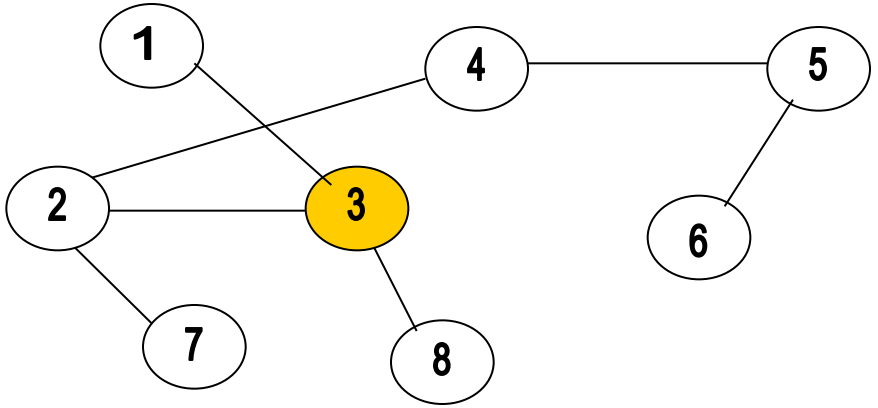
vecinos[1:n], t.q *vecinos*[q] true en *Nodo*[p] si *q* vecino de *p*

Problema: computar *top* (matriz de adyacencia), donde *top*[p,q] true si *p* y *q* son vecinos

```
var top[1:n,1:n] : bool := ([n*n] false)
Process Nodo[p:1..n]  { bool vecinos[1:n];
        # vecinos[q] es true si q es un vecino de Nodo[p]
        for [q = 1 to n st vecinos[q] ]  top[p,q] = true;
        { top[p,1:n] = vecinos[1:n] }
```

PMA. Algoritmo Heartbeat para el cálculo de la topología de una red

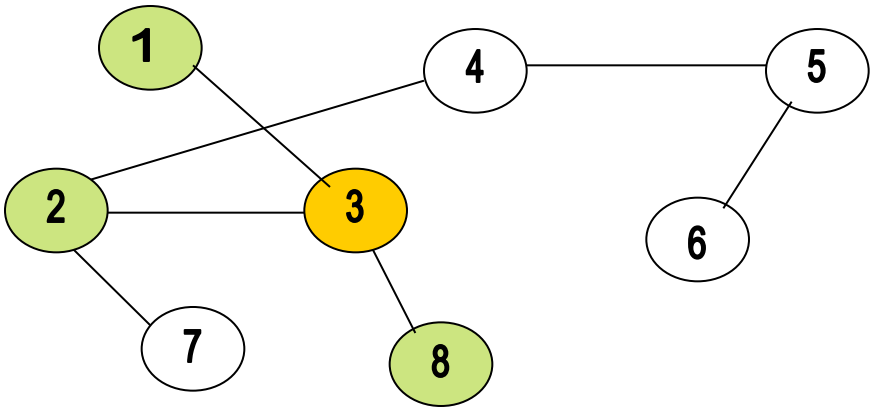
Solución Distribuida



Inicialmente en el nodo 3:

	1	2	3	4	5	6	7	8
1								
2								
3	T	T	T					T
4								
5								
6								
7								
8								

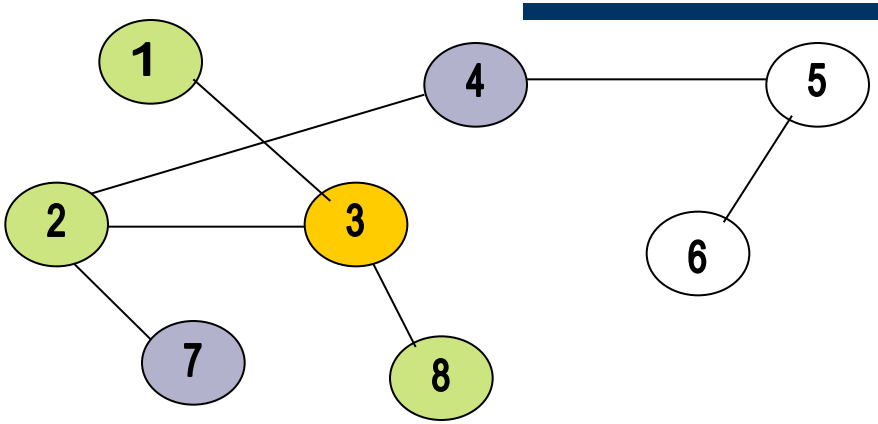
PMA. Algoritmo Heartbeat para el cálculo de la topología de una red



Después de una ronda, en nodo 3:

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	T		T					
2		T	T	T			T	
3	T	T	T					T
4								
5								
6								
7								
8			T					T

PMA. Algoritmo Heartbeat para el cálculo de la topología de una red



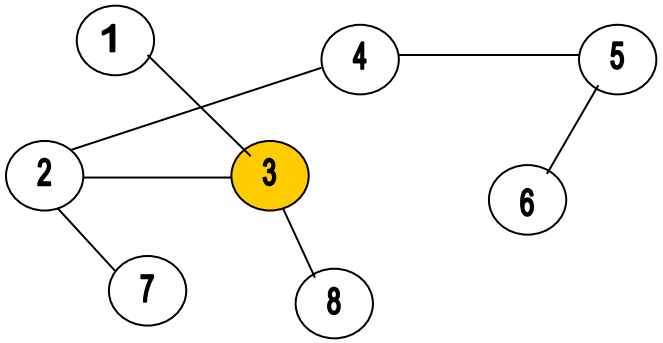
Después de dos rondas, en nodo 3:

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	T		T					
2		T	T	T			T	
3	T	T	T					T
4		T		T	T			
5								
6								
7		T					T	
8			T					T

PMA. Algoritmo Heartbeat para el cálculo de la topología de una red

Después de *r* rondas lo siguiente es true ∀ *p*:
RONDA: (∀ q: 1 ≤ q ≤ n: (dist(p,q) ≤ r ⇒ top[q,*] lleno)
C/ nodo debe ejecutar un n° de rondas p/ conocer la top completa
Si el *diámetro* D de la red es conocido ⇒

```
chan topologia[1:n]([1:n,1:n] bool)      # un canal privado por nodo
Process Nodo[p:1..n] { var vecinos[1:n] : bool
  bool top[1:n,1:n] = ([n*n] false)
  top[p,1..n] = vecinos     # inicialmente vecinos[q] true si q es vecino de Nodo[p]
  int r = 0;   bool nuevatop[1:n,1:n];
  while (r < D)  {
     # envía conocimiento local a sus vecinos
     for [q = 1 to n st vecinos[q] ] send topologia[q](top);
     # recibe las topologías y hace or con su top
     for [q = 1 to n st vecinos[q] ] {
           receive topologia[p](nuevatop)
           top = top or nuevatop    }
    r = r + 1
    }
  }
```



PMA. Algoritmo Heartbeat para el cálculo de la topología de una red

- **rara vez se conoce el valor de D**

- **excesivo intercambio de mensajes ⇒ los procesos cercanos al "centro" conocen la topología más pronto y no aprenden nada nuevo en los intercambios**

- **el tema de la terminación ⇒ local o distribuida?**

Cómo se pueden solucionar estos problemas?

PMA. Algoritmo Heartbeat para el cálculo de la topología de una red

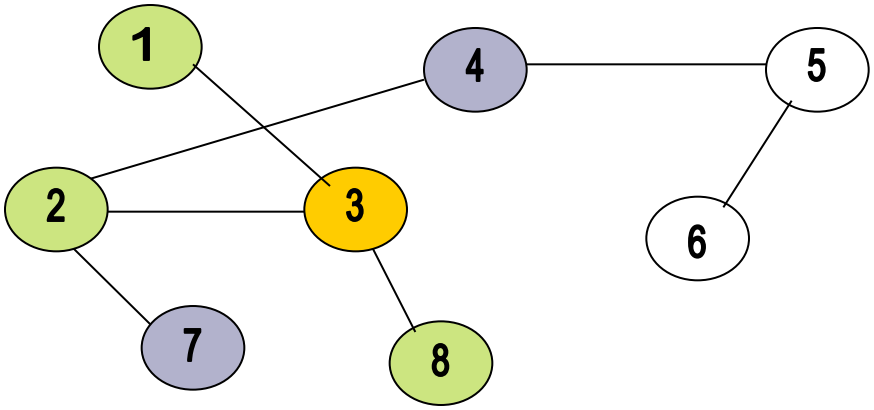
Después de *r* rondas, *p* conoce la topología a distancia *r* de él.

Para cada nodo *q* dentro de la distancia *r* de *p*, los vecinos de *q* estarán almacenados en la fila *q* de *top*

$\Rightarrow$ *p* ejecutó las rondas suficientes tan pronto como cada fila de *top* tiene algún valor true

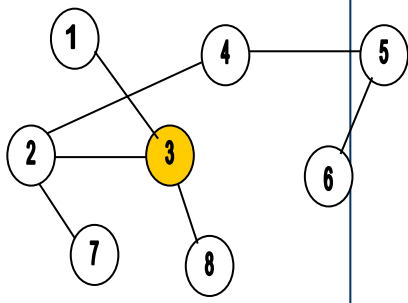
Luego necesita ejecutar una última ronda para intercambiar la topología con sus vecinos

No siempre la terminación se puede determinar localmente



PMA. Algoritmo Heartbeat para el cálculo de la topología de una red

```
chan topologia[1:n](emisor : int; listo : bool; top : [1:n,1:n] bool)
Process Nodo[p:1..n] { bool vecinos[1:n];
        # inicialmente vecinos[q] true si q es vecino de Nodo[p]
        bool activo[1:n] = vecinos              # vecinos aún activos
        bool top[1:n,1:n] = ([n*n]false)        # vecinos conocidos
        int r = 0; bool listo = false;
        int emisor; bool qlisto; bool nuevatop[1:n,1:n];
        top[p,1..n] = vecinos;          # llena la fila para los vecinos
        while (not listo)  {
          # envía conocimiento local de la topología a sus vecinos
          for [q = 1 to n st activo[q] ] send topologia[q](p,false,top);
          # recibe las topologías y hace or con su top
          for [q = 1 to n st activo[q] ]  {
                receive topologia[p](emisor,qlisto,nuevatop);
                top = top or nuevatop;
                if (qlisto) activo[emisor] = false;   }
        if (todas las filas de top tiene 1 entry true) listo=true;
        r := r + 1     }
        # envía topología a todos sus vecinos aún activos
        for [q = 1 to n st activo[q] ] send topologia[q](p,listo,top);
        # recibe un mensaje de cada uno para limpiar el canal
        for [q=1 to n st activo[q]] receive topologia[p](emisor,d,nuevatop)  }
```



Extensión de lenguajes secuenciales con bibliotecas específicas

Una técnica muy utilizada es el desarrollo de bibliotecas de funciones que permiten comunicar/sincronizar procesos, no dependientes de un lenguaje de programación determinado.

Las soluciones basadas en bibliotecas pueden ser menos eficientes que los lenguajes "reales" de pgmción concurrente, aunque permiten "agregarse" al código secuencial con bajo costo de desarrollo.

Las arquitecturas distribuidas han potenciado las soluciones basadas en PVM o MPI, que son básicamente bibliotecas de comunicaciones.
Un esquema anterior (y original) es el de LINDA.

Los pgms MPI usan un estilo SPMD. C/ proceso ejecuta una copia del mismo programa, y puede tomar distintas acciones de acuerdo a su "identidad". Las instancias interactúan llamando a funciones MPI, que soportan comunicación proceso-a-proceso y grupales

La biblioteca MPI. Un ejemplo simple

Dos procesos intercambian valores (14 y 25). Solución empleando MPI:

```
 # include  <mpi.h>
main (INT argc, CHAR *argv [ ] )  {
        INT myid, otherid, size;
        INT length=1, tag=1;
        INT myvalue, othervalue;
        MPI_status  status;
        MPI_Init (&argc, &argv);
        MPI_Comm_size(MPI_COMM_WORLD, &size);
        MPI_Comm_Rank (MPI_COMM_WORLD, &myid);
        IF (myid == 0)   {
             otherid = 1; myvalue=14;
        } ELSE {
        otherid=0; myvalue=25;
        }
       MPI_send (&myvalue, length, MPI_INT, otherid, tag,MPI_COMM_WORLD);
       MPI_recv (&othervalue, length, MPI_INT, MPI_any_source, tag,
                     MPI_COMM_WORLD, &status);
       printf ("process %d received a %d\n", myid, othervalue);
       MPI_Finalize ( );   }
```

La biblioteca MPI

MPI_Init inicializa la biblioteca MPI y obtiene una copia de los comandos pasados al programa. La variable MPI_COMM_WORLD es inicializada con el conjunto de procesos que se arrancan.
MPI_COMM_Size determina el número de procesos arrancados (2)
MPI_COMM_Rank determina la id del proceso (0 a size-1)
MPI_Finalize Termina este proceso y libera la bilioteca MPI.

MPI_Send envía un mensaje a otro proceso. Los argumentos son: el buffer que contiene el mensaje, el nro de elementos a enviar, el tipo de datos del mensaje, la identidad del proceso destino, un tag del usuario para identificar el tipo de mensaje y la variable MPI_COMM_WORLD.

MPI_Recv recibe un mensaje de otro proceso. Los argumentos son: el buffer en el cual poner el mensaje, el número de elementos del mensaje, el tipo de datos del mensaje, la identidad del proceso que envía o “no importa”= MPI_any_source, un tag del usuario para identificar el tipo de mensaje, el grupo de comunicación y el status de retorno.

Pasaje de Mensajes Sincrónicos

La principal diferencia con PMA es que la primitiva de transmisión (llamemosla sync_send) es bloqueante.

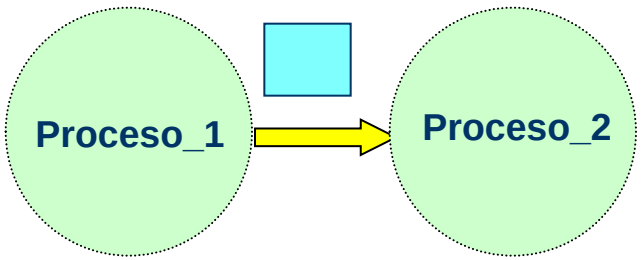
⇒ El trasmisor queda esperando que el mensaje sea recibido.

⇒ *La cola de mensajes asociada con un send sobre un canal se reduce a 1 mensaje ⇒ MENOS memoria.*

⇒ Naturalmente el grado de concurrencia se reduce respecto de la sincronización por PMA (*siempre un proceso se bloquea*)

Los canales son punto a punto (1 emisor – 1 receptor)

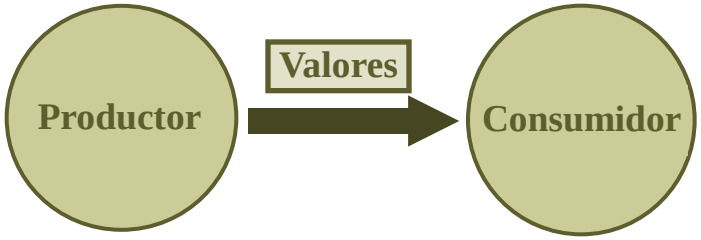
Si bien send y sync_send son similares (en algunos casos intercambiables) la semántica es diferente y las posibilidades de deadlock mayores en comunicación sincrónica.



Pasaje de Mensajes Sincrónicos

Ejemplo: Productor - consumidor

```
chan valores(INT);
Process Productor {
      INT datos[n];
      FOR [i=0 to n-1]  {
            # Hacer cálculos productor
            sync_send valores (datos[i]);
      }
}
Process Consumidor {
      INT resultados[n];
      FOR [i=0 to n-1]  {
            receive valores (resultados[i]);
            # Hacer cálculos consumidor
       }
}
```



Pasaje de Mensajes Sincrónicos

Comentarios.

Si los cálculos del productor se realizan mucho más rápido que los del consumidor en las primeras n1 operaciones, y luego se realizan mucho más lento durante otras n1 interacciones:

✓Con PMS los pares send/receive se completarán asumiendo la demora del proceso que más tiempo consuma. Si la relación de tiempo fuera 10-1 significaría multiplicar por 10 los tiempos totales.

✓Con PMA, al principio el productor es más rápido y sus mensajes se encolan. Luego el consumidor es más rápido y "descuenta" tiempo consumiendo la cola de mensajes.

⇒ ***Mayor concurrencia en AMP.*** Para lograr el mismo efecto en PMS se debe interponer un proceso "*buffer*".

Pasaje de Mensajes Sincrónicos

Comentarios.

La concurrencia también se reduce en algunas interacciones C/S:

- Cuando un cliente está liberando un recurso, no habría motivos para demorarlo hasta que el servidor reciba el mensaje, pero con PMS se tiene que demorar.

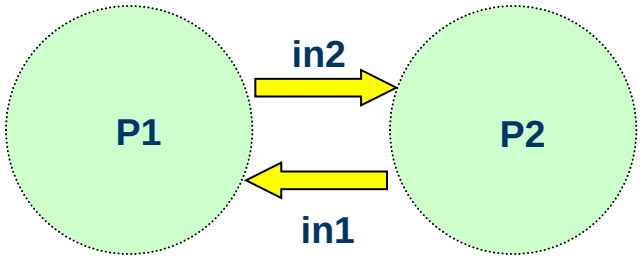
- Otro ejemplo se da cuando un cliente quiere escribir en un display gráfico, un archivo u otro dispositivo manejado por un proceso servidor. Normalmente el cliente quiere seguir inmediatamente después de un pedido de *write*.

Otra desventaja del PMS es la mayor probabilidad de deadlock. El programador debe ser cuidadoso de que todas las sentencias send y receive hagan matching.

Pasaje de Mensajes Sincrónicos. El tema del deadlock...

Dos procesos que intercambian valores:

```
chan in1(INT), in2(INT);
Process P1  {
      INT value1 = 1, value2;
      sync_send in2(value1);
      receive in1 (value2);
}
Process P2  {
      INT value1, value2=2;
      sync_send in1(value2);
      receive in2 (value1);
}
```



Con mensajes sincrónicos esta solución entra en deadlock. Por qué??

Con AMP esta resolución es válida.

(Además, al ser simétrica es escalable fácilmente)

Pasaje de Mensajes Sincrónicos. El lenguaje CSP (Hoare, 1978)

CSP (Communicating Sequential Processes, Hoare 1978) fue uno de los desarrollos fundamentales en Programación Concurrente. Muchos lenguajes reales (OCCAM, ADA, MPD) se basan en CSP.

Las ideas básicas introducidas por Hoare fueron PMS y ***comunicación guardada***: PM con waiting selectivo

Canal: link directo entre dos procesos en lugar de mailbox global. Son half-duplex y nominados.

Las sentencias de Entrada (**?** o **query**) y Salida (**!** o **shriek** o **bang**) son el único medio por el cual los procesos se comunican.

Para que se produzca la comunicación, deben ***matchear***, y luego ***se ejecutan simultáneamente***.
Efecto: sentencia de *asignación distribuida*.

Pasaje de Mensajes Sincrónicos. El lenguaje CSP (Hoare, 1978)

Formas generales de las sentencias de comunicación:

Destino ! port(e_1, ..., e_n);

Fuente ? port(x_1, ..., x_n);

Destino y *Fuente* nombran un proceso simple, o un elemento de un arreglo de procesos.

Fuente puede nombrar *cualquier* elemento de un arreglo (*Fuente*[*]).

port es un canal de comunicación simple en el proceso destino o un elemento de un arreglo de ports en el proceso destino.

Los ports se usan p/ distinguir entre distintas clases de mensajes que un proceso podría recibir (puede omitirse si es sólo uno)

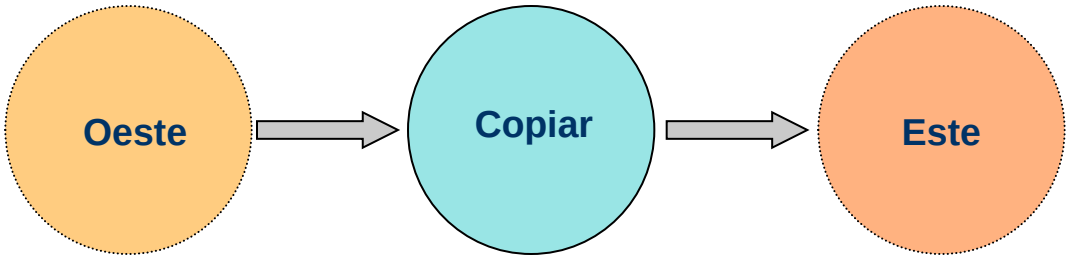
Dos procesos se comunican cuando ejecutan sentencias de comunicación que hacen matching.

***A* ! canaluno(dato);** **_B_ ? canaluno(resultado);**

CSP. Ejemplos

Proceso filtro que copia caracteres recibidos del proceso *Oeste* al proceso *Este*:

```
Process Copiar {
    CHAR c;
    do true →
        Oeste ? c;
        Este ! c ;
    od
}
```



Las operaciones de comunicación (**?** y **!**) pueden ser ***guardadas*** (equivalente a un AWAIT hasta que una condición sea verdadera).

El **do** e **if** de CSP usan los *comandos guardados* de Dijkstra (B → S)

CSP. Ejemplos

Server que calcula el MCD de dos enteros con algoritmo de Euclides.
MCD espera recibir entrada en su port ***args*** desde un cliente.
Envía la respuesta al port ***resultado*** del cliente.

```
Process MCD {
    INT Id, x, y;
    do true →
            Cliente[*] ? args(id, x,y);
            # Lo que sigue se repite hasta que x==y
            do x > y → x := x - y;
            □ x < y → y := y - x;
            od
            Cliente[Id] ! resultado(x);
    od
}
```

***Cliente*[i] se comunica con *MCD* ejecutando:**

... MCD ! args(i, v1, v2); MCD ? resultado(r) ...

CSP. Comunicación Guardada

Limitaciones de ? y ! ya que son bloqueantes.
Problema si un proceso quiere comunicarse con otros (quizás por ≠ ports) sin conocer el orden en que los otros quieren hacerlo con él.

Por ejemplo, el proceso Copiar podría extenderse para hacer *buffering* de *k* caracteres: si hay más de 1 pero menos de *k* caracteres en el buffer, Copiar podría recibir otro carácter o sacar 1.

Las *sentencias de comunicación guardada* soportan comunicación no determinística:

B; C → S;

B puede omitirse y se asume true.
B y C forman la ***guarda***.
La guarda *tiene éxito* si B es true y ejecutar C no causa demora.
La guarda *falla* si B es falsa. La guarda *se bloquea* si B es true pero C no puede ejecutarse inmediatamente.

CSP. Comunicación Guardada

Las sentencias de comunicación guardadas aparecen en if y do.

if B1; comunicación1 → S1;
[] B2; comunicación2 → S2;
fi

Ejecución:

Primero, se evalúan las expresiones booleanas
- Si ambas guardas fallan, el if termina sin efecto
- Si al menos una guarda tiene éxito, se elige una (no determinísticamente)
- Si ambas guardas se bloquean, se espera hasta que una tenga éxito

Segundo, luego de elegir una guarda exitosa, se ejecuta la sentencia de comunicación en la guarda elegida.

Tercero, se ejecuta la sentencia S_i

La ejecución del **do** es similar (se repite hasta que todas las guardas fallen)

CSP. Comunicación Guardada

Podemos re-programar Copiar p/ usar comunicación guardada:

```
Process Copiar {
    CHAR c;
    do Oeste ? c → Este ! c;   od
}
```

```
Process Copiar {
    CHAR c;
    do true →
            Oeste ? c;
            Este ! c ;
    od
}
```

Extendemos *Copiar* para manejar un buffer de tamaño 2. Luego de ingresar un carácter, el proceso que copia puede estar recibiendo un segundo carácter de Oeste o enviando uno a Este.

```
Process Copiar2 {
    CHAR c1, c2;
     Oeste ? c1;
     do Oeste ? c2 → Este ! c1 ; c1=c2;
       □ Este ! c1 → Oeste? c1;
    od
}
```

CSP. *Copiar* con un buffer limitado

```
Process Copiar  {
   CHAR buffer[80];
   INT front = 0, rear = 0, cantidad = 0;
   do cantidad < 80; Oeste ? buffer[rear] →
                     cantidad = cantidad + 1;
                     rear = (rear + 1)MOD 80;
   □ cantidad > 0; Este ! buffer[front] →
                     cantidad := cantidad - 1;
                     front := (front + 1) MOD 80;
   od
}
```

a) con PMA, procesos como *Oeste* e *Este* ejecutan a su propia velocidad pues hay buffering implícito.
b) con PMS, es necesario programar un proceso adicional para implementar buffering si es necesario.

CSP. *Asignación de recursos*

```
Process Alocador  {
    INT disponible = MaxUnidades;
    SET unidades = valores iniciales;
    INT indice, idUnidad;
    do disponible >0;  cliente[*] ? acquire(indice) →
            disponible = disponible -1;
            remove (unidades, idUnidad);
            cliente[indice] ! reply(idUnidad);
     □ cliente[*] ? release(indice, idUnidad)  →
            disponible = disponible +1;
            insert (unidades, idUnidad);
     od
}
```

La solución es concisa. Usa múltiples ports y un brazo del *do* para atender c/u. Se demora en un mensaje *aquire* hasta que haya unidades, y no es necesario salvar los pedidos pendientes.

CSP. *Intercambio de valores entre dos procesos*

```
Process P1  {
      INT valor1 = 1, valor2;
      if P2 ! valor1 → P2 ? valor2;
      □ P2 ? valor2 → P2 ! valor1;
      fi
}
Process P2  {
      INT valor1 , valor2 = 2;
      if P1 ! valor2 → P1 ? valor1;
      □ P1 ? valor1 → P1 ! valor2;
      fi
}
```

Esta solución simétrica NO tiene deadlock porque el no determinismo en ambos procesos hace que se acoplen las comunicaciones correctamente.

Si bien es simétrica, es más compleja que la de PMA...

CSP. Generación de números primos: *La Criba de Eratóstenes*

Problema: generar todos los primos entre 2 y *n*

2 3 4 5 6 7 8 . . . *n*

Comenzando con el primer número (2), recorremos la lista y borramos los múltiplos de ese número. Si *n* es impar:

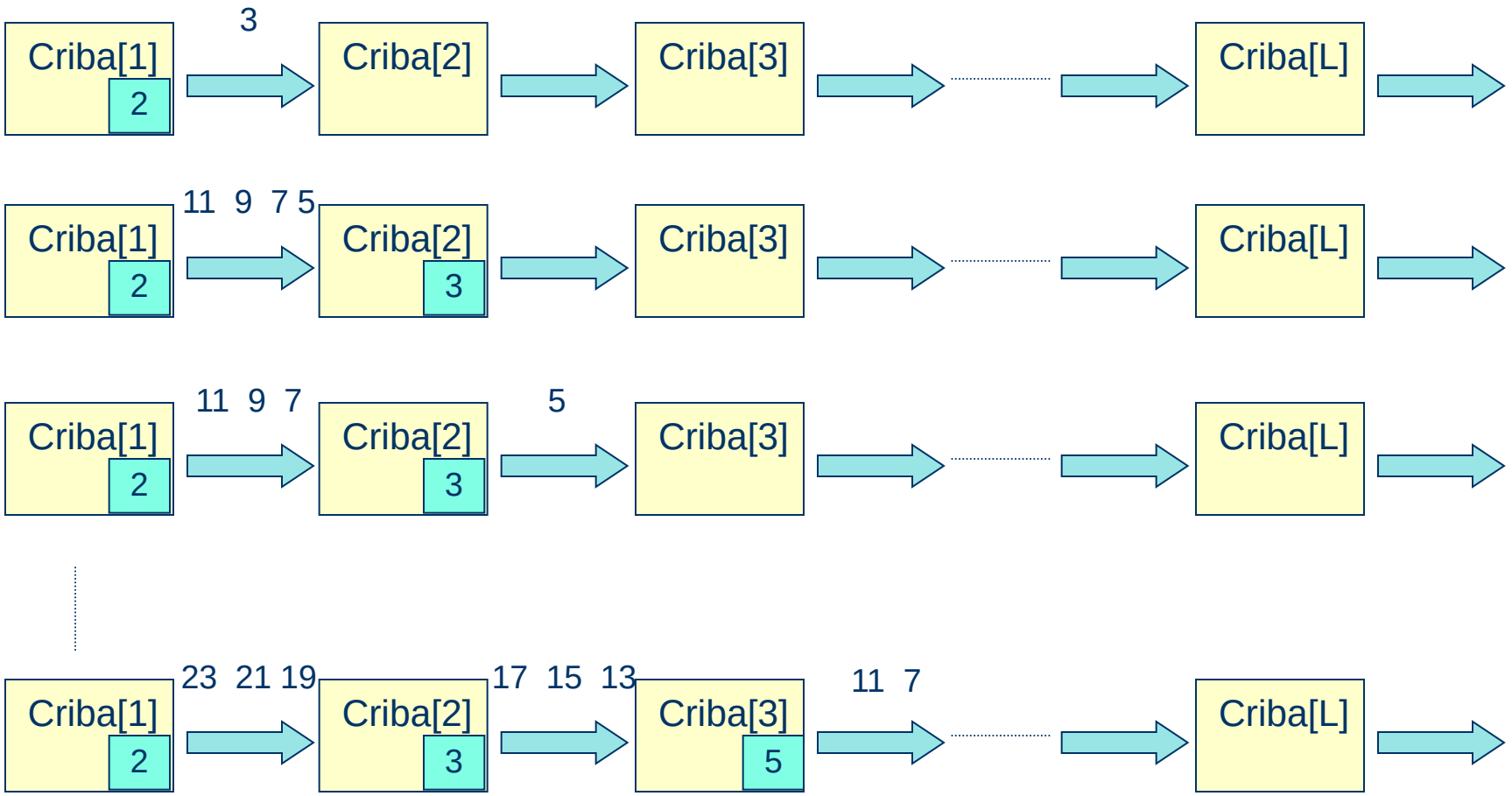
2 3 5 7 . . . *n*

Pasamos al próximo número, 3, y borramos sus múltiplos.
Siguiendo hasta que todo número fue considerado, los que quedan son todos los primos entre 2 y *n.*

La criba *captura* primos y *deja caer* múltiplos de los primos.

Cómo paralelizar??
- un proceso por cada número (mala solución...)
- pipe de procesos filtro: cada uno recibe un stream de números de su predecesor y envía un stream a su sucesor. El primer número que recibe es el próximo primo, y pasa los *no múltiplos*

CSP. Generación de números primos: *La Criba de Eratóstenes*



CSP. Generación de números primos: *La Criba de Eratóstenes*

```
Process Criba[1]  {
        INT p=2;
        for [i = 3 to n by 2] Criba[2] ! i   # pasa impares a Criba[2]
 }
Process Criba[i = 2  TO  L]  {
        INT p, proximo;
        Criba[i-1] ? p                          # p es primo
        do Criba[i-1] ? proximo →               # recibe próximo candidato
           if (proximo MOD p) <> 0 →            # si es primo
                 Criba[i+1] ! proximo;          # entonces lo pasa
           fi
        od
}
```

El número total de procesos *Criba* (*L*) debe ser lo suficientemente grande para garantizar que se generan todos los primos hasta *n.*
Excepto *Criba*[1], los procesos terminan bloqueados esperando un mensaje de su predecesor. Cuando el programa para, los valores de *p* en los procesos son los primos. Puede modificarse con centinelas.

Ordenación de un arreglo

Problema: ordenar un arreglo de *n* valores en paralelo (*n* par, orden no decreciente)

Dos procesos P1 y P2, cada uno inicialmente con *n*/2 valores (arreglos a1 y a2 respectivamente)

Los n/2 valores de cada proceso se encuentran ordenados inicialmente.

Idea: realizar una serie de intercambios. En cada uno P1 y P2 intercambian a1[mayor] y a2[menor], hasta que a1[mayor] < a2[menor]

Ordenación de un arreglo

```
Process P1 { INT a1[1:n/2]          # inicializado con n/2 valores
    const mayor := n/2; INT nuevo
    ordenar a1 en orden no decreciente
    P2 ! a1[mayor]; P2 ? nuevo
    # intercambia valores con P2
    do a1[mayor] > nuevo →
       poner nuevo en el lugar correcto en a1, descartando el viejo a1[mayor]
       P2 ! a1[mayor]; P2 ? nuevo
    od
}
Process P2 { INT a2[1:n/2]          # inicializado con n/2 valores
    const menor := 1; INT nuevo
    ordenar a2 en orden no decreciente
    P1 ? nuevo; P1 ! a2[menor];
    # intercambia valores con P1
    do a2[menor] < nuevo →
       poner nuevo en el lugar correcto en a2, descartando el viejo a2[menor]
       P1 ? nuevo; P1 ! a2[menor];
    od
}
```

Ordenación de un arreglo

Notar que en la implementación del intercambio, las sentencias de E/ y S/ son bloqueantes ⇒ usamos una solución asimétrica

Para evitar deadlock, *P1* primero ejecuta una S/ y luego una E/, y *P2* ejecuta primero una E/ y luego una S/

Comunicación guardada para programar una solución simétrica:
P1: ... if P2 ? nuevo → P2 ! a1[mayor] □ P2 ! a1[mayor] → P2 ? nuevo fi ...
P2: ... if P1 ? nuevo → P1 ! a2[menor] □ P1 ! a2[menor] → P1 ? nuevo fi ...

Esta solución es más costosa de implementar

Mejor caso → los procesos intercambian solo un par de valores.
Peor caso → intercambian n/2 + 1 valores: n/2 para tener cada valor en el proceso correcto y uno para detectar terminación.

Ordenación de un arreglo

Solución con *k* procesos *P*[1:k], inicialmente con *n*/*k* valores c/u
Cada uno primero ordena sus *n*/*k* valores. Luego ordenamos los *n* elementos usando aplicaciones paralelas repetidas del algoritmo compare-and-exchange

Cada proceso ejecuta una serie de *rondas:*
En las impares, cada proceso con número impar juega el rol de *P1*, y cada proceso con número par el de *P2.*
En las rondas pares, cada proceso numerado par juega el rol de *P1*, y cada proceso impar el rol de *P2.*

Ej: k=4. Algoritmo *odd/even exchange sort*

ronda	**P[1]**	**P[2]**	**P[3]**	**P[4]**
0	**8**	**7**	**6**	**5**
1	**7**	**8**	**5**	**6**
2	**7**	**5**	**8**	**6**
3	**5**	**7**	**6**	**8**
4	**5**	**6**	**7**	**8**

Ordenación de un arreglo

Cada intercambio progresa hacia una lista totalmente ordenada.

Cómo pueden detectar los procesos si toda la lista está ordenada?

Un proceso individual no puede detectar que la lista entera está ordenada después de una ronda pues conoce solo dos porciones

- Se puede usar un coordinador separado. Después de cada ronda, los procesos le dicen a éste si hicieron algún cambio a su porción.

2k mensajes de overhead en cada ronda.

- Que cada proceso ejecute suficientes rondas para garantizar que la lista estará ordenada (en general, al menos *k* rondas).

En el k-proceso, cada uno intercambia hasta n/k+1 msg por ronda.
El algoritmo requiere hasta $k^2*(n/k + 1)$ intercambio de mensajes.

El lenguaje OCCAM

Hoare introdujo CSP como lenguaje formal que sigue el modelo de PMS, pero nunca fue implementado en forma completa.

OCCAM es un lenguaje real, que implementa lo esencial de CSP sobre la arquitectura "modelo" de los transputers.

Transputers + OCCAM = "sistema multiprocesador p/ procesamiento concurrente", donde tanto la arquitectura como el lenguaje son simples y adecuadas a la programación concurrente PMS.

OCCAM es un lenguaje simple con una sintaxis rígida

Los procesos y los caminos de comunicación e/ ellos son estáticos (cantidades fijas definidas en compilación).

Modelo de comunicación sincrónico por canales half duplex.

El lenguaje OCCAM

Las sentencias básicas (asignación y comunicación) son vistas como procesos primitivos.

No soporta recursión, ni creación o nombrado dinámico $\Rightarrow$ algunos algoritmos son difíciles de programar, aunque el compilador puede determinar cuántos procesos tiene un programa y cómo se comunican. Permite mapear procesos a procesadores del transputer

Unidades básicas de programa $\Rightarrow$ declaraciones y 3 "procesos" primitivos: *asignación, input* (*receive*), *output* (*sync_send*)

Canales declarados globales a los procesos, pero cada canal debe tener exactamente un emisor y un receptor.

Los procesos primitivos se combinan en procesos convencionales usando "*constructores*": secuencial (SEQ), paralelo (PAR, similar a la sentencia co), y sentencia de comunicación guardada.

El lenguaje OCCAM

En la mayoría de los lenguajes, el default es ejecutar sentencias secuencialmente; el programador tiene que decir explícitamente cuándo ejecutar sentencias concurrentemente.

Occam toma un enfoque distinto: no hay default.

```
INT x, y :
SEQ
    x := x + 1
    y := y + 1
```

Dado que las dos sentencias acceden variables distintas, pueden ser ejecutadas concurrentemente. Esto se expresa por:

```
INT x,y :
PAR
    x := x + 1
    y := y + 1
```

Los procesos especificados con PAR ejecutan con igual prioridad y sobre cualquier procesador.

El lenguaje OCCAM. Constructores

Otros constructores:

- **PRI PAR** para especificar que el primer proceso tiene la prioridad más alta, el segundo la siguiente, etc.
- **PLACED PAR** para especificar explícitamente dónde es ubicado y ejecutado cada proceso
- **IF:** para alternativas. Similar a la sentencia **IF** guardada, pero las guardas se evalúan en el orden en que están listadas, y al menos una debe ser TRUE.
- **CASE:** variante de **IF** para alternativas múltiples.
- **WHILE:** uno de los mecanismos de iteración; simil while de Pascal.
- **ALT** soporta comunicación guardada. C/ guarda consta de un input process, una expresión booleana y un input process, o una expresión booleana y un SKIP. Guardas evaluadas en orden no determinístico.
- **PRI ALT** puede usarse para forzar que las guardas sean evaluadas en el orden deseado.

El lenguaje OCCAM . Replicadores y canales

Replicador (similar a un cuantificador). Por ej., lo siguiente declara un arreglo ***pepe*** de 21 elementos e iterativamente asigna un valor a cada elemento:

```
[20] INT pepe :
SEQ i = 0 FOR 10
    pepe[i] := i
```

Las sentencias en distintos constructores no pueden compartir variables. Para comunicarse y sincronizar, deben usar canales:

CHAN OF protocol *name* :

Los canales se acceden por procesos primitivos input (?) y output (!).
A lo sumo un proceso puede emitir por un canal, y a lo sumo uno puede recibir por un canal.
Nombrado estático $\Rightarrow$ el compilador puede forzar este requerimiento.

El lenguaje OCCAM . Comunicación - Ejemplo

keyboard y *screen* canales que se asumen conectados a periféricos.

(Occam no define mecanismos de E/S como parte del lenguaje, pero provee mecanismos para ligar canales de E/S a dispositivos).

```
CHAN OF BYTE comm :
  PAR
    WHILE TRUE
      BYTE ch :
      SEQ
        keyboard ? ch
        comm ! ch
    WHILE TRUE
      BYTE ch :
      SEQ
        comm ? ch
        screen! ch
```

El lenguaje OCCAM .
El constructor ALT

Puede usarse un replicador como abreviatura (por ej. para esperar recibir entrada de uno de un arreglo de canales).

Ej: alocador de recursos simple:

```
ALT i = 0 FOR n
    avail > 0 & acquire[i] ? unitid
       SEQ
            avail := avail - 1  -- and select unit to allocate
            reply[i] ! Unitid
    release[i] ? unitid
      avail := avail + 1    -- and return unit
```

Acquire, reply y release arreglos de canales (un elemento x cliente)
Son arreglos pues un canal puede ser usado por sólo 2 procesos.

No se permiten output processes en guardas de un ALT $\Rightarrow$ algunos algoritmos duros de programar, pero simplifica la implementación.

El lenguaje OCCAM . Relojes.

Occam también contiene una facilidad de **timer**.
Un timer es una clase especial de canal.
Un proceso hardware está siempre listo para enviar hacia algún canal timer declarado en un programa.
Si un proceso declara el canal timer *myclock*, puede leer la hora ejecutando:

myclock ? time

El proceso también puede demorarse hasta que el reloj alcance un cierto valor ejecutando:

myclock ? time* AFTER *value

Aquí, *value* es un tiempo absoluto, no un intervalo.

Un timer también puede usarse en una guarda en un constructor ALT; esto sirve para programar un interval timer.

Programación Paralela con el concepto de *Bag of Tasks*

Idea: tener una “bolsa” de tareas que pueden ser compartidas por procesos “worker”.

C/ worker ejecuta un código básico

```
while (true) {
    obtener una tarea de la bolsa
    if (no hay más tareas)
        BREAK;    # exit del WHILE
    ejecutar tarea (incluyendo creación de tareas);
 }
```

Puede usarse p/ resolver problemas con un n° fijo de tareas y p/ soluciones recursivas con nuevas tareas creadas dinámicamente.

El paradigma de “bag of tasks” es sencillo, escalable (aunque no necesariamente en performance) y favorece el balance de carga entre los procesos.

Multiplicación de matrices con *Bag of Tasks*

Multiplicación de 2 matrices a y b de nxn $\Rightarrow$ **n^2** productos internos e/ filas de a y columnas de b.
C/ producto interno es independiente y se puede realizar en paralelo.

Sup. máquina con PR procesadores (PR < n)$\Rightarrow$ PR procesos *worker*.

Para balancear la carga, c/u debería computar casi el mismo número de productos internos (buscando trabajo cuando no tiene).

Si PR << n, un buen tamaño de tarea sería una o unas pocas filas de la matriz resultado *c*. Por simplicidad, suponemos 1 fila.
Inicialmente, la bolsa contiene n tareas, una por fila.

Pueden estar ordenadas de cualquier manera $\Rightarrow$ se puede representar la bolsa, simplemente contando filas: **INT proxfila = 0;**
Un worker saca una tarea de la bolsa con: **<fila=proxfila; proxfila++; >** donde fila es una variable local (Fetch and Add).

Multiplicación de matrices con *Bag of Tasks*

```
INT proxfila =0              # "bolsa" de tareas
DOUBLE a[n,n], b[n,n], c[n,n];

PROCESS Worker [w=1 TO PR]  {
    INT fila;
    DOUBLE suma;
    WHILE (true) {
            # obtener una tarea
            < fila = proxfila; proxfila++; >
             IF (fila >= n)
                 BREAK;
             Calcular los productos internos para c[fila, *] ;
     }
}
```

Para terminar el proceso se pueden contar los BREAK, al llegar a n se tiene la matriz c completa y se puede finalizar el cálculo.

LINDA. Primitivas para concurrencia

LINDA ⇒ aproximación distintiva al procesamiento concurrente que combina aspectos de MC y PMA.

NO es un lenguaje de programación, sino un conjunto de 6 primitivas que operan sobre una MC donde hay "**tuplas nombradas**" (*tagged tuples*) **que pueden ser *pasivas* (datos) o *activas* (tareas)**.

Puede agregarse como biblioteca a un lenguaje secuencial.

El núcleo de LINDA es el *espacio de tuplas* compartido (TS) que puede verse como un único canal de comunicaciones compartido, *pero en el que no existe orden*:

- Depositar una tupla (**OUT**) funciona como un **SEND**.
- Extraer una tupla (**IN**) funciona como un **RECEIVE.**
- **RD** permite "leer"como un RECEIVE pero sin extraer la tupla de TS.
- **EVAL** permite creación de procesos (tuplas activas) dentro de TS.
- Por último **INP y RDP** permiten hacer IN y RD no bloqueantes.

Si bien hablamos de MC, TS puede estar físicamente distribuida en una arq. multiprocesador (más coomplejo) ⇒ puede usarse para almacenar estr. de datos distribuidas, y ≠ procesos pueden acceder concurrentemente diferentes elementos de las mismas

LINDA. Primitivas para concurrencia

TS $\Rightarrow$ colección no ordenada de tuplas pasivas y activas.

- Tuplas de datos (pasivas): registros tagged que contienen el estado compartido de una computación.
- Tuplas activas (de proceso): rutinas que ejecutan asincrónicamente.
- Cuando una tupla proceso termina se convierte en tupla de datos

Interacción $\Rightarrow$ leyendo, escribiendo y generando tuplas de datos.

Cuando una tupla proceso termina, se convierte en tupla de datos.

Cada tupla de datos en TS tiene la forma:

("tag", value$_1$, ..., value$_n$)

"tag" es un string literal para distinguir entre tuplas que representan distintas estructuras de datos.

Las primitivas básicas (*y atómicas*) para manipular tuplas de datos son OUT, IN y RD

LINDA. Primitivas para depositar y extraer del TS

Un proceso deposita una tupla en TS ejecutando:

out("tag", $expr_1$, ..., $expr_n$)

- La ejecución de out termina cuando las expresiones fueron evaluadas y la tupla de datos resultante fue depositada en TS.
- Similar a send, pero la tupla se almacena en un TS no ordenado en lugar de ser agregada a un canal específico.

Un proceso extrae una tupla de datos de TS ejecutando:

in("tag", $field_1$, ..., $field_n$)

- Cada $field_i$ o es una expresión o un parámetro formal de la forma *?var* donde *var* es una vble local en el proceso ejecutante.
- Los argumentos p/ in son llamados *template*. El proc que ejecuta in se demora hasta que TS contenga al menos 1 tupla que matchee el template, y luego remueve una de TS.
- El *tag* actúa como un nombre de canal.

LINDA. Primitivas para depositar y extraer del TS

Ejemplo 1: semáforo
La cantidad de tuplas “sem” en TS da el valor del semáforo “sem”)

OUT(“sem”) ≡ V(sem)
IN(“sem”) ≡ P(sem)

Ejemplo 2: arreglo de semáforos

IN(“forks”, i) ≡ P(forks[i])
OUT(“forks”,i) ≡ V(forks[i])

rd se usa para examinar tuplas de datos.

- Si ***t*** es un template, **rd(t)** demora al proceso hasta que TS contiene una tupla de datos que matchee. Como con in, las vbles en *t* son asignadas con los valores de los campos de la tupla de datos.
- La tupla permanece en TS.

LINDA. Primitivas para examinar tuplas de datos

inp y rdp son variantes no bloqueantes de **in** y **rd.**

- Son predicados que retornan true si hay una tupla matching en TS, y false en otro caso.
- Si retornan true, tienen el mismo efecto que in y rd respectivamente.

Brindan una manera de que un proceso haga polling sobre TS.

Ejemplo: contador barrera para **n** procesos.

```
OUT("barrier", 0);        # inicialización por parte de algún proceso

IN ("barrier", ?counter)          # toma la tupla barrier
OUT("barrier", counter+1)         # pone el nuevo valor
RD("barrier", n);                 # espera a que lleguen los n
```

LINDA. Primitivas para tuplas proceso

eval crea tuplas proceso. Tiene la misma forma que **out** y también produce una nueva tupla:

eval("tag", $expr_1$, ..., $expr_n$)

- Al menos una expresión es un call a función o procedimiento. Todos los campos de **eval** pueden ser tratados concurrentemente por procesos diferentes y el proceso que escribe el **eval** no espera.

- Cuando todos los campos son tratados (incluida la ejecución del o los procedimientos/funciones) la tupla se convierte en pasiva (quedan sólo datos) y se agrega a TS.

***eval* provee el medio para incorporar concurrencia en un programa Linda.**

LINDA. Primitivas para tuplas proceso

Ejemplo: sea la sentencia concurrente:

co [i := 1 to n] a[i] := f(i);

Evalúa *n* llamados de f en paralelo y asigna los resultados al arreglo compartido *a*.

El código *C-Linda* es:

for (i = 1; i ≤ n; i++)
eval ("a", i, f(i));

Dispara (forks) n tuplas proceso; c/u evalúa un llamado de f(i).

Cuando una tupla proceso termina, se convierte en tupla de datos con: nombre del arreglo, índice y valor de ese elemento del arreglo ***a*.**