Tema 2

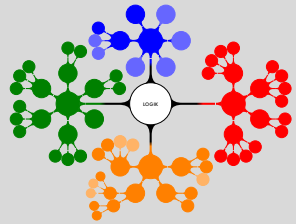
Sincronización en memoria compartida

SCD para GIIM

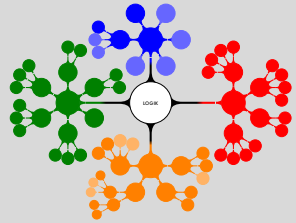
Asignatura *Sistemas Concurrentes y Distribuidos*

Fecha 11 Octubre, 2024

Departamento de Lenguajes y Sistemas Informáticos
Universidad de Granada



Introducción al problema del “exclusión mutua”



Introducción histórica al problema de la exclusión mutua

1962 Dekker propone el problema de la exclusion mutua para multiprocesadores:

"disenar un protocolo que garantice el acceso mutuamente excluyente, sin que exista interbloqueo, a una seccion critica por parte de un determinado numero de procesos que compiten por entrar a dicha seccion..."

1965 Dijkstra propone una solucion segura, libre de interbloqueo, pero que puede producir inanicion

1966 Knuth propone una solucion sin inanicion; garantiza retraso limitado de los procesos, pero no FIFO

1974 Lamport: permite a los procesos "detenerse" en la ejecucion del protocolo de adquisicion, solapar las operaciones de lectura con la escritura y retraso FIFO de los procesos que ya esperan entrar

1981 Peterson propone una solucion equitativa para 2 y "n" procesos; garantiza el retraso cuadratico de los procesos, es la solucion mas simple hasta fecha para multiprocesadores

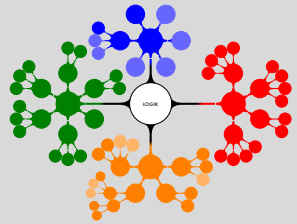
1983 Algoritmos totalmente distribuidos que resuelven el problema para multicomputadores; Ricart-Aggrawala, Suzuki-Kasami

Solución al problema con bucles de espera activa

- Los procesos iteran en un bucle vacío hasta que la entrada en Sección Crítica (SC) sea segura
- Aceptable si el sistema/aplicación no tuviera muchos procesos

Condiciones de Dijkstra para obtener una solución *parcialmente correcta* al problema de exclusión mutua:

1. No hacer ninguna suposición acerca de las instrucciones o número de procesos soportados por el multiprocesador
2. Ni tampoco acerca de la velocidad de ejecución de los procesos, excepto que no es cero (*Progreso Finito*)
3. Cuando un proceso se encuentra ejecutando código fuera de la sección crítica no puede impedir a los otros procesos entrar en ésta
4. La sección crítica siempre será alcanzada por alguno de los procesos que esperan entrar



Método de refinamiento sucesivo

Esquema de "corrutinas": no se cumple la tercera propiedad de Dijkstra!

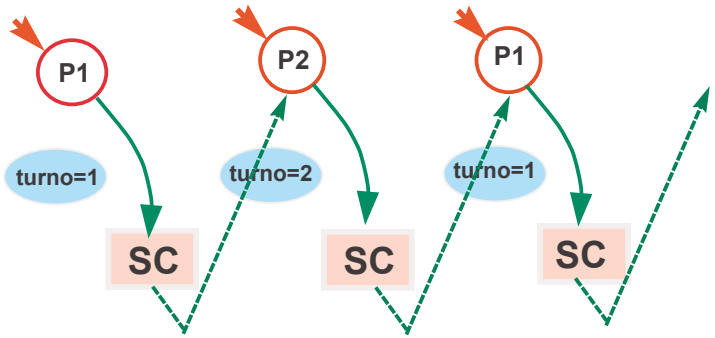
1A Etapa

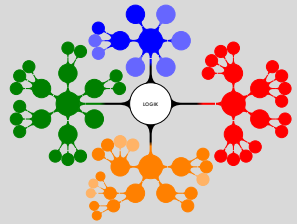
Proceso P1

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>

  while turno <> 1 do
    nothing;
  enddo;

  <<seccion critica>>
  turno:= 2;
 end
enddo;
```

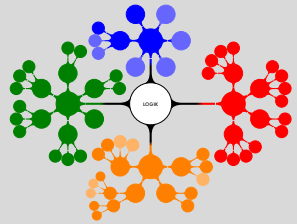
Proceso P2

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>

  while turno <> 2 do
    nothing;
  enddo;

  <<seccion critica>>
  turno:= 1;
 end
enddo;
```





Método de refinamiento sucesivo –II



2A Etapa

Proceso P1

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>
  while c2=0 do
    nothing;
  enddo;
  c1:= 0;
  <<seccion critica>>
  c1:= 1;
 end
enddo;
```

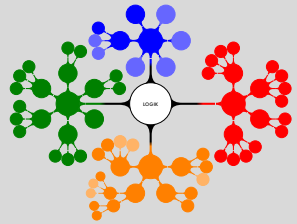
Proceso P2

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>
  while c1= 0 do
    nothing;
  enddo;
  c2:= 0;
  <<seccion critica>>
  c2:= 1;
 end
enddo;
```

La salida de la espera activa y el cambio de la clave no se realizan atomicamente

Problema!: no se cumple la propiedad de seguridad del algoritmo.

Método de refinamiento sucesivo –III



3A Etapa

Adelantando la asignacion de la clave la solucion es segura

Proceso P1

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>
  c1:= 0;

  while c2=0 do
    nothing;
  enddo;

  <<seccion critica>>
  c1:= 1;

 end
enddo;
```

Proceso P2

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>
  c2:= 0;

  while c1= 0 do
    nothing;
  enddo;

  <<seccion critica>>
  c2:= 1;
 end
enddo;
```

Nuevo problema!: el proceso que modifica la clave no sabe si el otro hace lo mismo concurrentemente con el

Método de refinamiento sucesivo –IV

4A Etapa:

Para indicar que intenta entrar en S.C., cambia su clave

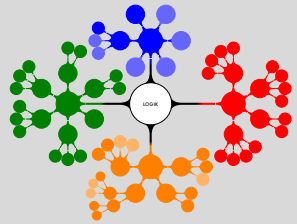
Comprueba la clave del otro; la vuelve a cambiar si el otro tambien intenta entrar,

Proceso P1

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>
  c1:= 0;

  while c2=0 do
     begin
      c1:= 1;
      while c2= 0 do
        nothing;
       enddo;
      c1:= 0;
     end
  enddo;
  <<seccion critica>>
  c1:= 1;
 end
enddo;
```

Proceso P2

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>
  c2:= 0;

  while c1= 0 do
     begin
      c2:= 1;
      while c1= 0 do
        nothing;
      enddo;
      c2:= 0;
     end
  enddo;
  <<seccion critica>>
  c2:= 1;
 end
enddo;
```

Método de refinamiento sucesivo –V

5A Etapa: Algoritmo de Dekker

Proceso P1

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>
  c1:= 0;
 while c2= 0 do
   if turno= 2 then
    begin
     c1:= 1;
     while turno= 2 do
       nothing;
     enddo;
     c1:= 0;
    end
   endif
 enddo;
 <<seccion critica>>
 turno:= 2;
 c1:= 1;
end
enddo;
```

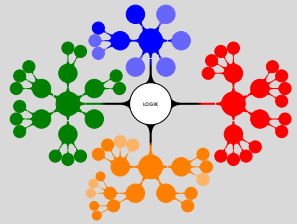
El proceso intenta entrar en S.C.

comprueba la clave del otro

si no tiene el turno hace espera activa, despues de cambiar su clave

Proceso P2

```
while true do
 begin
  <<resto instrucciones>>
  c2:= 0;
 while c1= 0 do
   if turno= 1 then
    begin
     c2:= 1;
     while turno= 1 do
       nothing;
     enddo;
     c2:= 0;
    end
   endif
 enddo;
 <<seccion critica>>
 turno:= 1;
 c2:= 1;
end
enddo;
```

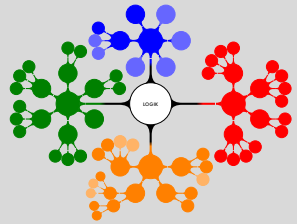



Método de refinamiento sucesivo: verificación de propiedades

Verificación de propiedades de seguridad

Exclusión mutua:

1. P_i entra en sección crítica sólo si $c[j] == 1$
2. P_i comprueba la clave del otro, $c[j]$, sólo después de asignar su propia clave
   Luego, cuando P_i entra se cumple $c[j] == 1 \land c[i] == 0$



Método de refinamiento sucesivo: verificación de propiedades –II

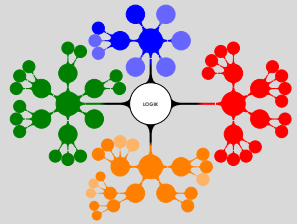
Verificación de propiedades de seguridad

Alcanzabilidad de la sección crítica:

Si P_i y P_j intentan entrar en sección crítica y `turno == i`:

1. si P_i encuentra la clave del otro c[j] == 1, entonces P_i entra;
2. si no, dependerá de quien tenga el turno:
   1. si `turno == i` espera que P_j cambie su clave y, después, entra
   2. si `turno == j` cambia su clave a 1 y se queda en espera activa

Discusión sobre la *equidad* de la solución dada por el Algoritmo de Dekker



Generalización a N procesos: Algoritmo de Dijkstra

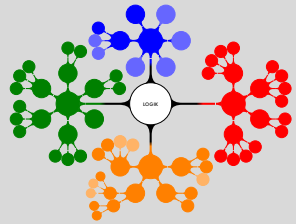
```
c: array[0..n-1] of (pasivo,solicitando,en_SC)
turno: 0.. n-1;

repeat
  repeat
    E2:c[i]:= solicitando;

    while turno <> i do
    E3:if c[turno]= pasivo
         then turno:= i
       endif;
    enddo;

    E4:c[i]:= en_SC;
    j:= 0;

    while(j<n) and (j=i or c[j] <> en_SC) do
      j:= j+1;
    enddo;
  until j>= n;

    <<Seccion Critica>>
E1:c[i]:= pasivo;
    <<Resto de instrucciones>>
until false
```

1A barrera detiene a los procesos si el que posee el turno no esta pasivo

La comprobacion del estado del que tiene el turno y el cambio de este no se hace atomicamente

Si un grupo de procesos se ve obligado a ciclar nuevamente, el que posee el turno no puede estar pasivo

2A barrera asegura que se cumple la propiedad de seguridad



Verificación de las propiedades del A. Dijkstra

Verificación de las propiedades de seguridad

Exclusión mutua:

demostración similar a la del A. Dekker

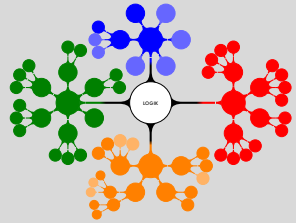
Alcanzabilidad de la sección crítica:

1. `turno` es una variable compartida, mantendrá el valor `i` del último P_i que lo asigne

2. Sean $\{P_l \ldots P_i \ldots P_m\}$ tales que `c[i]` = `en_SC` y `turno ==k` con $l \leq k \leq m$, entonces

   P_k entrará en su sección en tiempo finito y el resto

   $P_i : l \leq i \leq m \wedge i \neq k$ se quedará ciclando en el primer bucle (1A) del protocolo



Verificación de las propiedades de vivacidad del A. Dijkstra

El A. Dijkstra satisface seguridad pero no evita el peligro de inanición de los procesos del programa

posición/acción	c[1]	c[2]	c[3]	turno
Inic.:P_1, P_2, P_3 en E1	pasivo	pasivo	pasivo	3
$P_1 : E_1 \rightarrow E_2$	solicitando	pasivo	pasivo	3
$P_2 : E_1 \rightarrow E_2$	solicitando	solicitando	pasivo	3
$P_1 : E_2 \rightarrow E_3$	solicitando	solicitando	pasivo	3
$P_2 : E_2 \rightarrow E_3$	solicitando	solicitando	pasivo	3
$P_1 : E_3 \rightarrow E_4$	en_SC	solicitando	pasivo	3
$P_2 : E_3 \rightarrow E_4$	en_SC	en_SC	pasivo	3
...	...	...	...	...

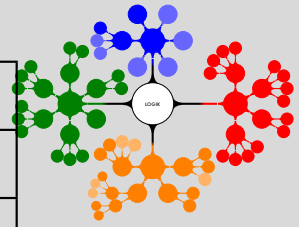
```
c: array[0..n-1] of (pasivo,solicitando,en_SC)
turno: 0.. n-1;
repeat
  repeat
    E2:c[i]:= solicitando;

    while turno <> i do
    E3:if c[turno]= pasivo
         then turno:= i
       endif;
    enddo;

    E4:c[i]:= en_SC;
    j:= 0;

    while(j<n) and (j=i or c[j] <> en_SC) do
      j:= j+1;
    enddo;
  until j>= n;
    <<Seccion Critica>>
E1:c[i]:= pasivo;
    <<Resto de instrucciones>>
until false
```

1A barrera detiene a los procesos si el que posee el turno no esta pasivo

La comprobacion del estado del que tiene el turno y el cambio de este no se hace atomicamente

Si un grupo de procesos se ve obligado a ciclar nuevamente, el que posee el turno no puede estar pasivo

2A barrera asegura que se cumple la propiedad de seguridad



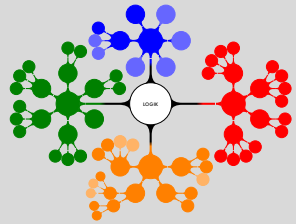
Algoritmo de Knuth para N procesos

```
                c: array[0..n-1] of (pasivo,solicitando,en_SC)
                turno: 0.. n-1;
repeat
  repeat
   E0: c[i]:= solicitando;
       j:= turno; --variable local
   E1: while j <> i do
        if c[j] <> pasivo then j:= turno
          else j:= (j-1) MOD n
        endif;
       enddo;
   E2: c[i]:= en_SC;
       k:= 0
       while (k<n) and (k=i pr c[k]<>en_SC) do
         k:= k+1;
       enddo;
  until k>= n;
   E3: turno:= i;
   << Seccion Critica >>
       turno:= (i-1) MOD n;
   E4: c[i]:= pasivo;
   E5: <<resto de instrucciones>>
until false;
```

1A barrera detiene a los procesos si el que posee el turno no esta pasivo

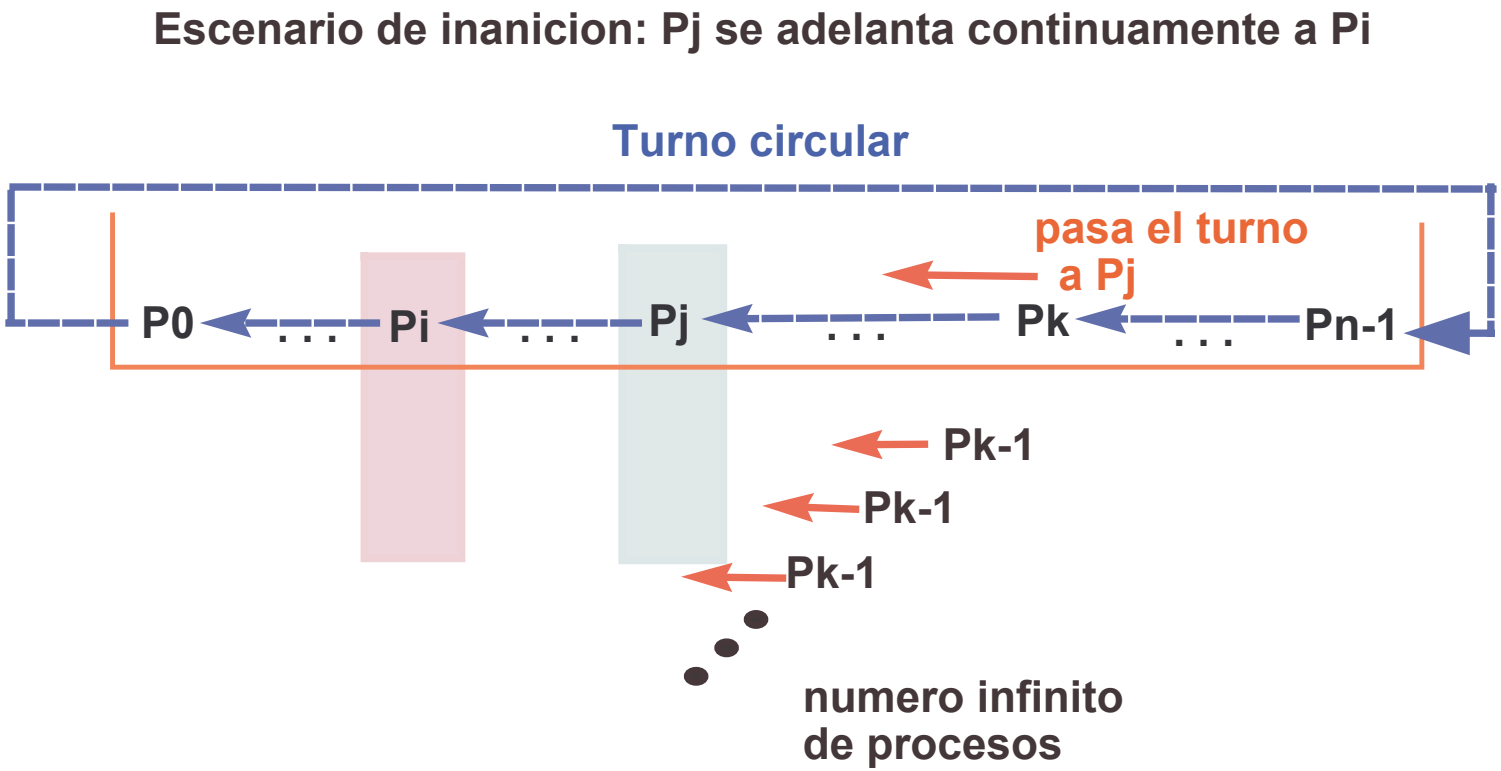
2A barrera asegura que se cumple la propiedad de seguridad

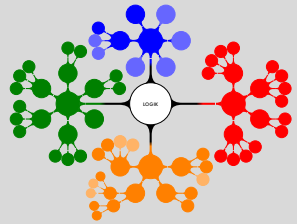
Si un grupo de procesos se ve obligado a ciclar nuevamente, el que posee el turno no puede estar pasivo



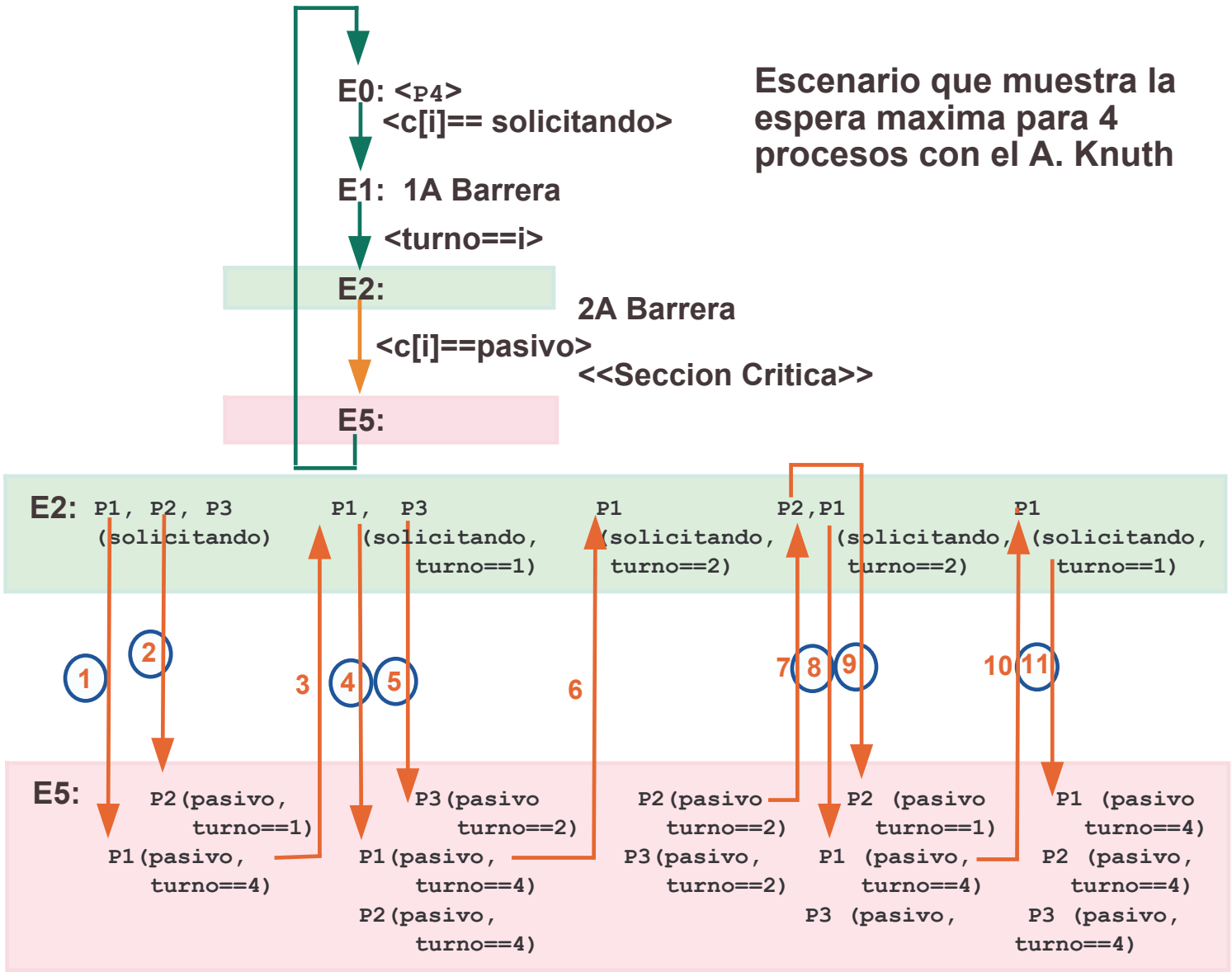
Algoritmo de Knuth para N procesos –II

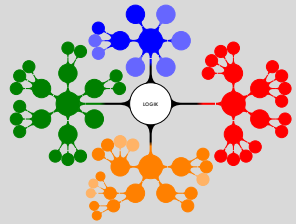
Imposibilidad de la inanición de los procesos si se supone que existe un número finito de ellos en el algoritmo





Algoritmo de Knuth para N procesos –III

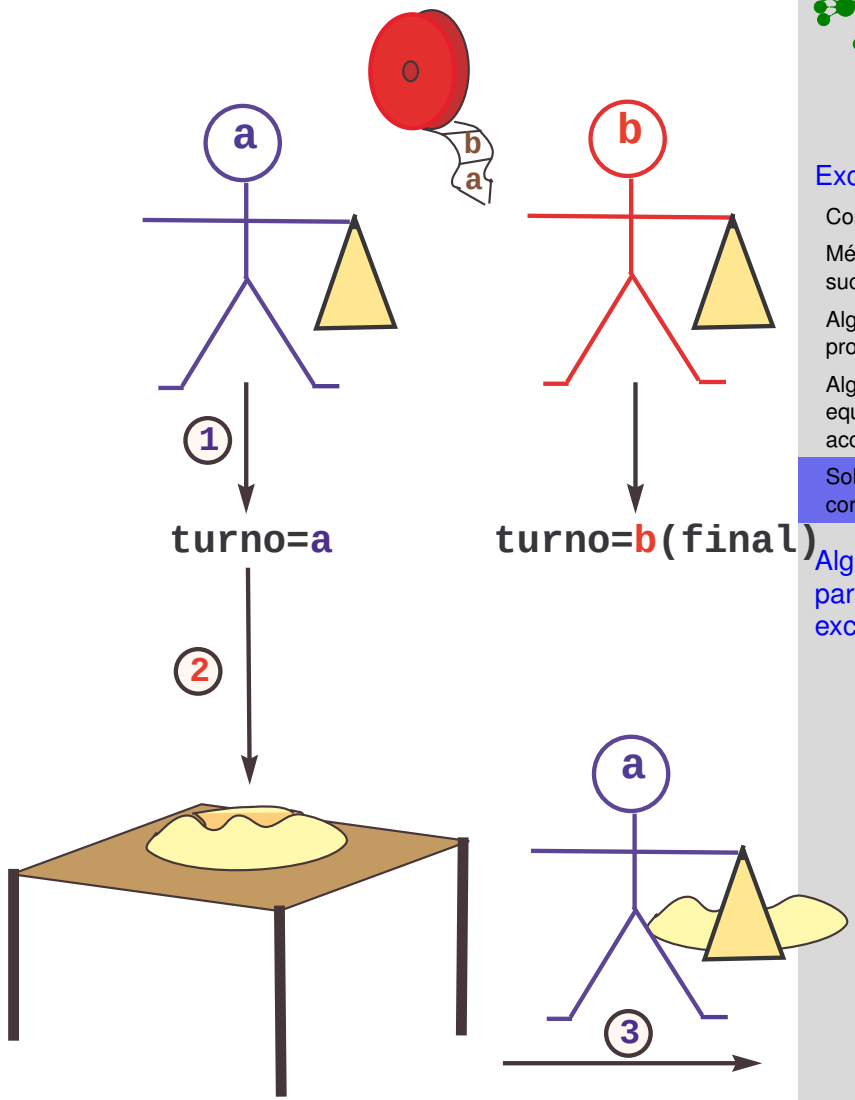




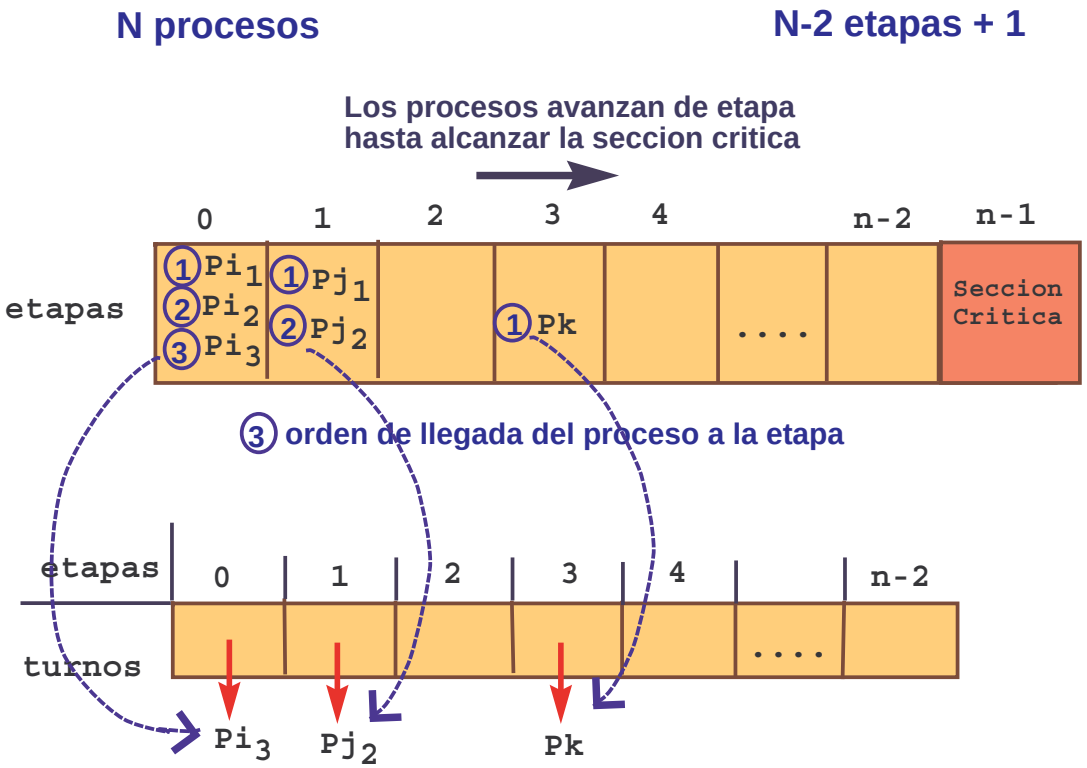
Algoritmo de Peterson

Solución para *2* procesos

```
var
  solicitado: array[0..1] of boolean;
  turno: 0..1;

Pi::=
 ...
 solicitado[i]:= true; --j=2, i=1
 turno:= i;
 while (solicitado[j] and turno=i) do
  nothing;
 enddo;
 <<seccion critica>>
 solicitado[i]:= false;
 ...
```



Algoritmo de Peterson-II
Solución para *N* procesos - Idea general:



Variables compartidas entre los procesos:

```
type etapas= -1..n-2;   var c: array[0..n-1] of etapas;
     procesos= 0..n-1;      turno: array[0..n-2] of procesos;
```

Algoritmo de Peterson-III

Solución para *N* procesos

```
Pi
. . .
while true do
 begin
 <<resto de instrucciones>>
 for j=0 to n-2 do
  begin
   c[i]:= j;
   turno[j]:= i;
   while ( (Exists k <> i: c[k] >= j) && turno[j] = i) do
      nothing;
  end;
 enddo;

 c[i]:= n-1; -- metainstruccion
  <<seccion critica>>
 c[i}:= -1;
```

Variables compartidas entre los procesos:

```
var c: array[0..n-1] of -1..n-2;
    turno: array[0..n-2] of 0..n-1;
```

El proceso en etapa j

Bucle de asignacion de etapas a procesos

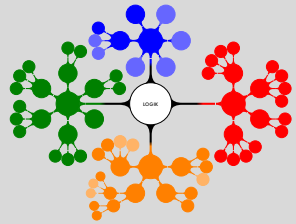
El ultimo en llegar se queda con el turno

Indica que se ha llegado a la S.C.; es una etapa ficticia

Etapa inicial de los procesos

(Exists k <> i: c[k] >= j) && turno[j] = i

No se cumple la condicion si
(a) el proceso esta en la etapa mas avanzada
o (b) ha llegado otro proceso despues a la etapa



Verificación de las propiedades del Algoritmo de Peterson

Se dice que `P_i` precede a un proceso `P_j` sii `c[i] > c[j]`

L1 Un proceso que precede a todos los demás puede avanzar al menos una etapa

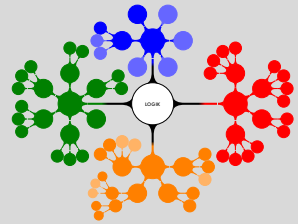
(Exists k <> i: c[k] >= j) && turno[j] = i

Ya que no se cumple la condicion del segundo bucle si:

(a) el proceso esta en la etapa mas avanzada

o (b) ha llegado otro proceso despues a la etapa

- El proceso P_i puede ser adelantado en la etapa siguiente
- Podrían llegar más de un proceso a la etapa `j`
- Pero siempre se cumplirá que P_i avanzará

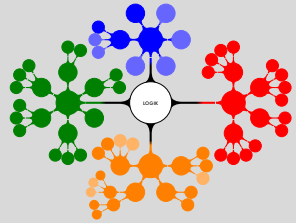


Verificación de las propiedades del Algoritmo de Peterson-II

L2 Un proceso que pasa de la etapa `j` a la `j+1` ha de verificar alguna de estas condiciones:

1. *Precede a todos los demás*
2. *No estaba solo en la etapa j*

- La condición (1) nos sitúa en las condiciones de aplicar el **Lema 1**
- Si (2) $\Rightarrow$ `turno[j] <> i`, luego al proceso se le unió otro
  - Podría suceder que, justo cuando el proceso vaya a avanzar de etapa
  - porque se cumple la condición (1), se le una otro proceso a su etapa.
  - Pero también se cumplirá



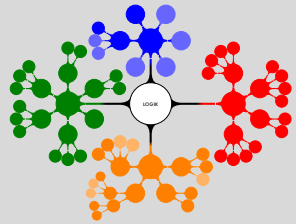
Verificación de las propiedades del Algoritmo de Peterson-III

L3 Si existe al menos dos procesos en la etapa `j`, entonces existe al menos un procesoen cada una de las etapas anteriores

- *La demostración se hace por inducción sobre la variable que representa la etapa j*

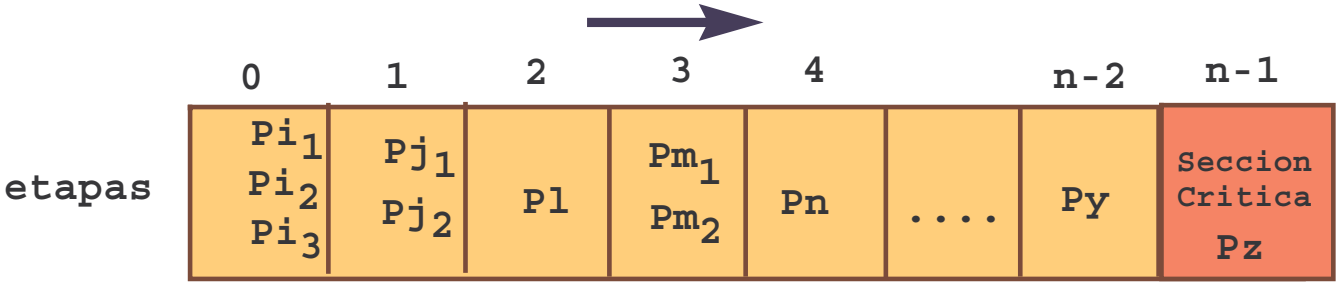
L4 El número máximo de procesos que puede haber en la etapa `j` es `n-j`, con $0 \leq j \leq n-2$

- *La demostración se hace aplicando el* **Lema 3**
- *Por tanto, a la etapa* `n-2` *llegarán como máximo 2 procesos*

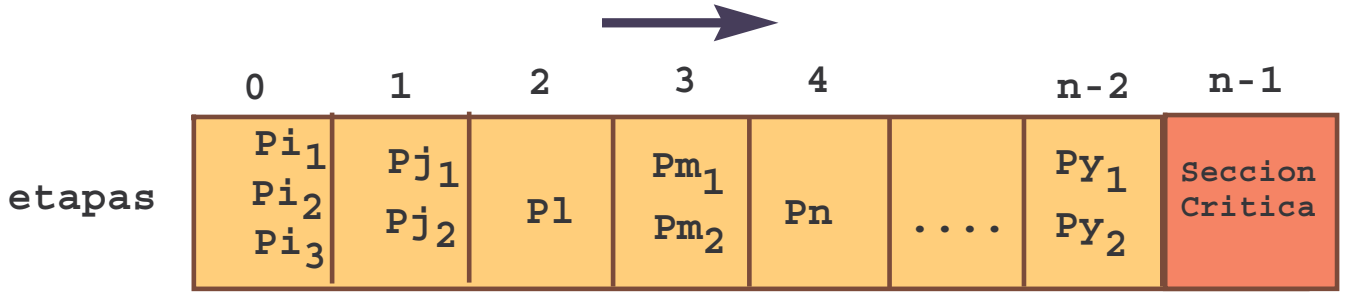


Verificación de las propiedades de seguridad del A. Peterson-IV

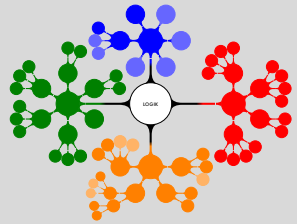
El algoritmo de Peterson cumple con la exclusion mutua en el acceso a la seccion critica



Py no puede avanzar a la siguiente etapa mientras la seccion critica este ocupada (segun las condiciones del Lema 2)

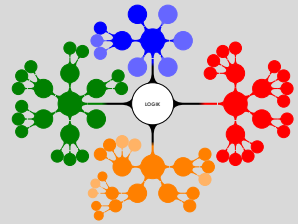


Segun el Lema 2, solo 1 de los 2 procesos en la etapa (n-2) podra avanzar a la seccion critica



Algoritmo de Peterson-IV

```
var c: array[0..N-1] of -1..N-2;
   turno: array[0..N-2] of 0..N-1;
while (true) do
  begin
   Resto de las instrucciones;
   (1) for j=0 TO N-2 do
   (2)   begin
   (3)     c[i]:= j;
   (4)     turno[j]:= i;
   (5)     for k=0 TO N-1 do
   (6)       begin
   (7)         if (k=i) then continue;
   (8)         while(c[k]>=j and turno[j]=i) do
   (9)           nothing;
   (10)          enddo;
   (11)      end;
   (12)   end;
   (13) c[i]:= n-1; /*meta-instruccion*/
   (14) <seccion critica>
   (15) c[i]:= -1
  end
```

Verificación de propiedades concurrentes adicionales

I. Alcanzabilidad de la SC:

demostración por *reducción al absurdo*

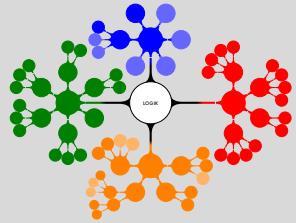
- Todos los procesos se quedan bloqueados al llegar a una etapa y no avanzan más (hipótesis de incorrección)
  1. El proceso precede a los demás $\Rightarrow$ contradice el **Lema 1**
  2. Si no, el proceso llega a una etapa ocupada al menos por otro proceso $\Rightarrow$ se contradice el **Lema 2**

II. Propiedad de equidad

demostración:

- El número máximo de turnos que un proceso cualquiera tendría que esperar con el algoritmo de Peterson es de

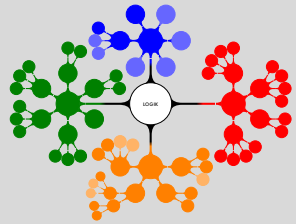
$$r(n) = n - 1 + r(n-1) = \frac{n \times (n-1)}{2} \text{ turnos}$$



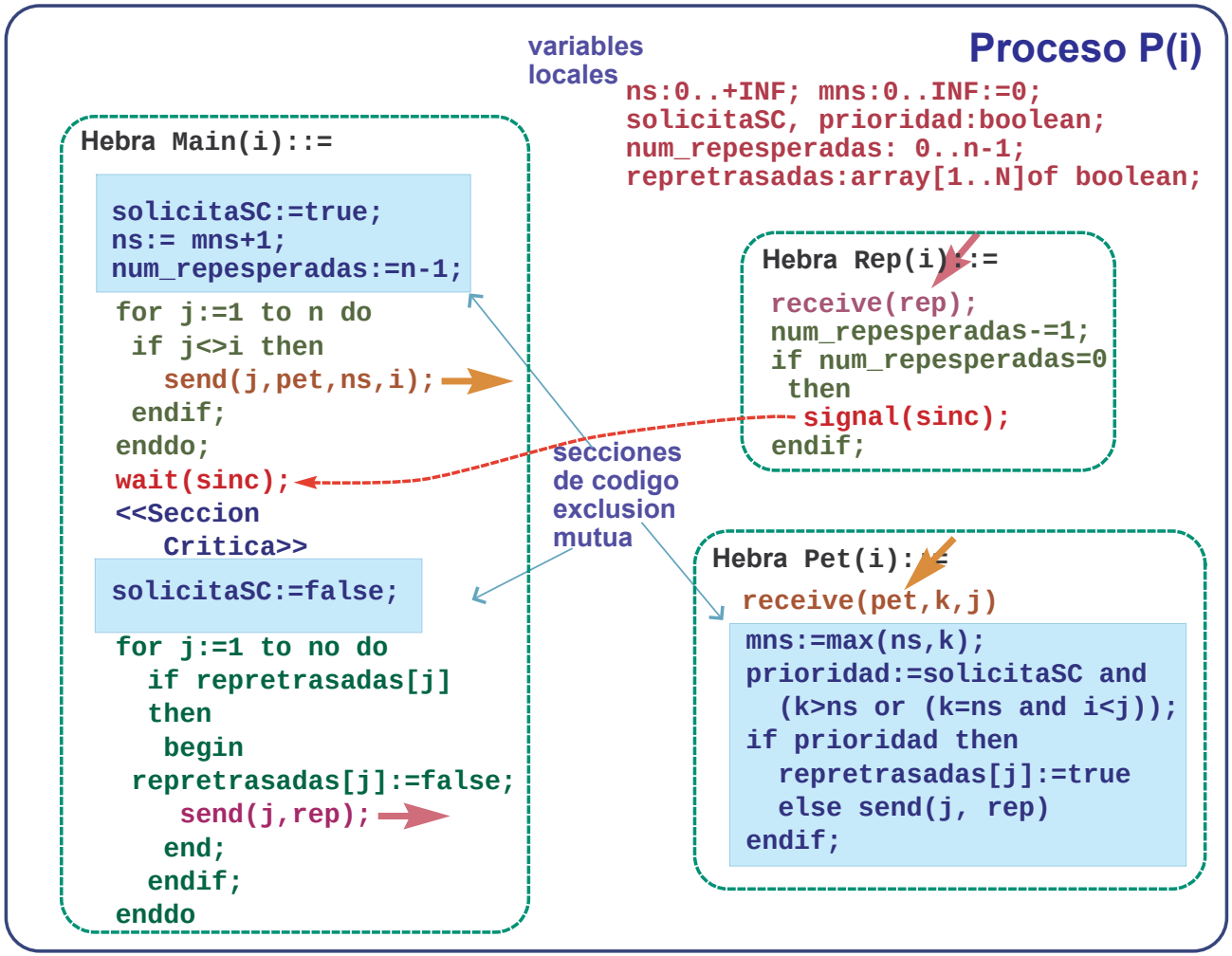
Problemática para la implementación de los algoritmos en sistemas distribuidos

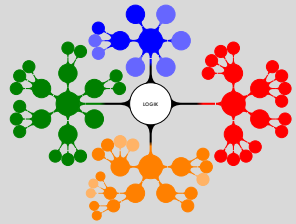
Miscelánea

- Los algoritmos no pueden utilizar sincronización global entre los procesos sólo utilizando variables en memoria compartida
- Se utilizan operaciones atómicas de paso de mensajes para sincronizarlos
- La red de comunicaciones ha de cumplir las siguientes condiciones:
  1. Red de comunicaciones completamente conectada
  2. Transmisión de mensajes sin errores
  3. Retraso variable en la entrega de mensajes con tiempo acotado
  4. Posibles *desencuenciamientos* en la entrega de mensajes en transmisión



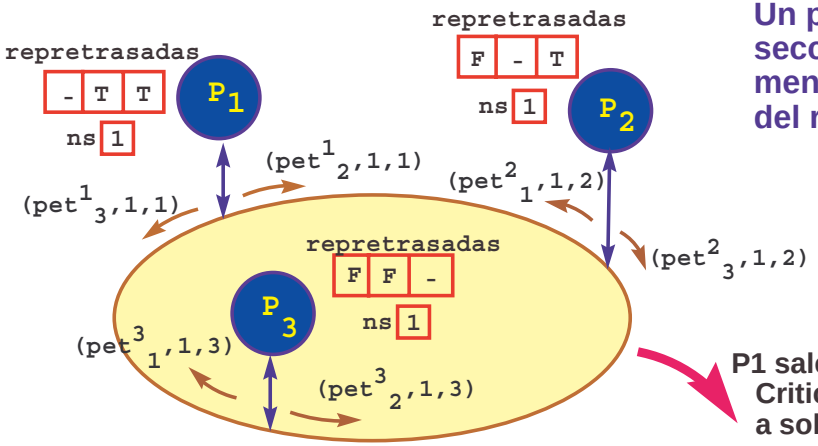
Algoritmo de Ricart-Agrawala





Algoritmo de Ricart-Agrawala-II

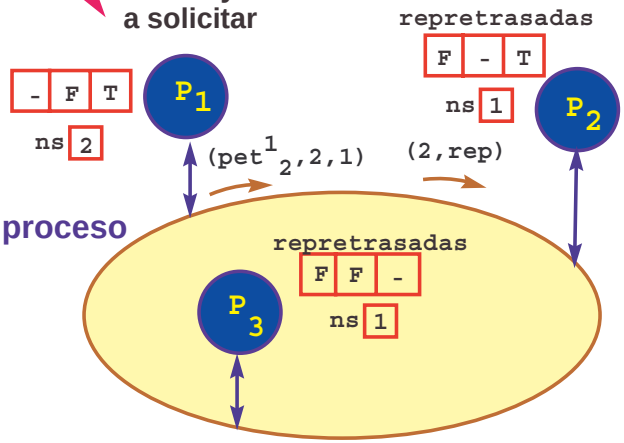
Escenario en el que 3 procesos intentan entrar en Seccion C. inicialmente



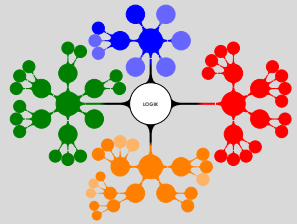
Un proceso solo puede entrar en seccion critica cuando recibe un mensaje de respuesta favorable del resto de los procesos

Se necesitan **2x(n-1) mensajes** para implementar el protocolo

P1 sale de Seccion Critica y vuelve a solicitar



Al salir de la seccion critica, un proceso enviara mensajes de respuesta favorable a los procesos que estuvieran esperando



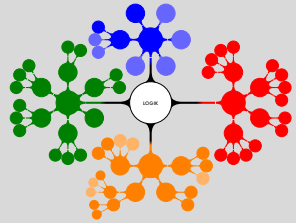
Verificación de las propiedades del algoritmo de Ricart-Agrawala

Exclusión mutua entre procesos al acceder a la sección critica

- P_i y P_j consiguen entrar a la vez en S.C. (hipótesis de incorrección)
- $\Leftrightarrow$ $P_{i,j}$ ha transmitido su petición a $P_{j,i}$, recibiendo contestación favorable
  1. P_i ha enviado contestación favorable antes de generar su número de secuencia $\Rightarrow$ P_j pospone la respuesta
  2. P_j ha enviado contestación favorable antes de generar su número de secuencia $\Rightarrow$ P_i pospone la respuesta
  3. Después de generar su número de secuencia es imposible que cada proceso envie contestación favorable al otro

Alcanzabilidad de la sección crítica

Debido a la ordenación total de las peticiones, es imposible que se retrase indefinidamente la contestación favorable a algún proceso



Algoritmo de Suzuki-Kasami-Ricart-Agrawala

Proceso P(i)

Variables locales a P(i)

```
token_presente: boolean;
en_SC: boolean;
token: array[1..N] of 0..+INF;
peticion: array[1..N] of 0..+INF;
```

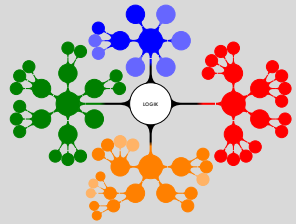
Hebra `pet(i)::=`

```
receive(pet,k,j);
peticion[j]:= max(peticion[j],k)
if token_presente and
   not en_SC then
   for j:=i+1 to n, 1 to i-1 do
     if peticion[j]>token[j] and
        token_presente then
        begin
         token_presente:= false;
         send(j,acceso,token);
        end;
     endif;
   enddo
```

secciones de codigo exclusion mutua

Hebra `main(i)::=`

```
if NOT token_presente then
  begin
   ns:= ns+1;
   broascast(pet,ns,i);
   receive(acceso,token);
   token_presente:= true;
  end;
endif;
en_SC;=true;
<<Seccion
   Critica>>
token[i]:= ns;
en_SC:= false;
for j:=i+1 to n, 1 to i-1 do
  if peticion[j]>token[j] and
     token_presente then
     begin
      token_presente:= false;
      send(j,acceso,token);
     end;
  endif;
enddo
```

Verificación del algoritmo de Suzuki-Kasami-Ricart-Agrawala

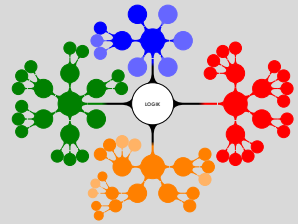
- El que todo proceso acceda en exclusión mutua es equivalente a demostrar el siguiente aserto: "globalmente, el número de variables *token_presente= true* es identicamente igual a la unidad"
  1. El aserto anterior se satisface inicialmente
  2. El aserto anterior se cumple cada vez que e transmite el token. El protocolo necesita **n** mensajes.

Alcanzabilidad de la sección crítica

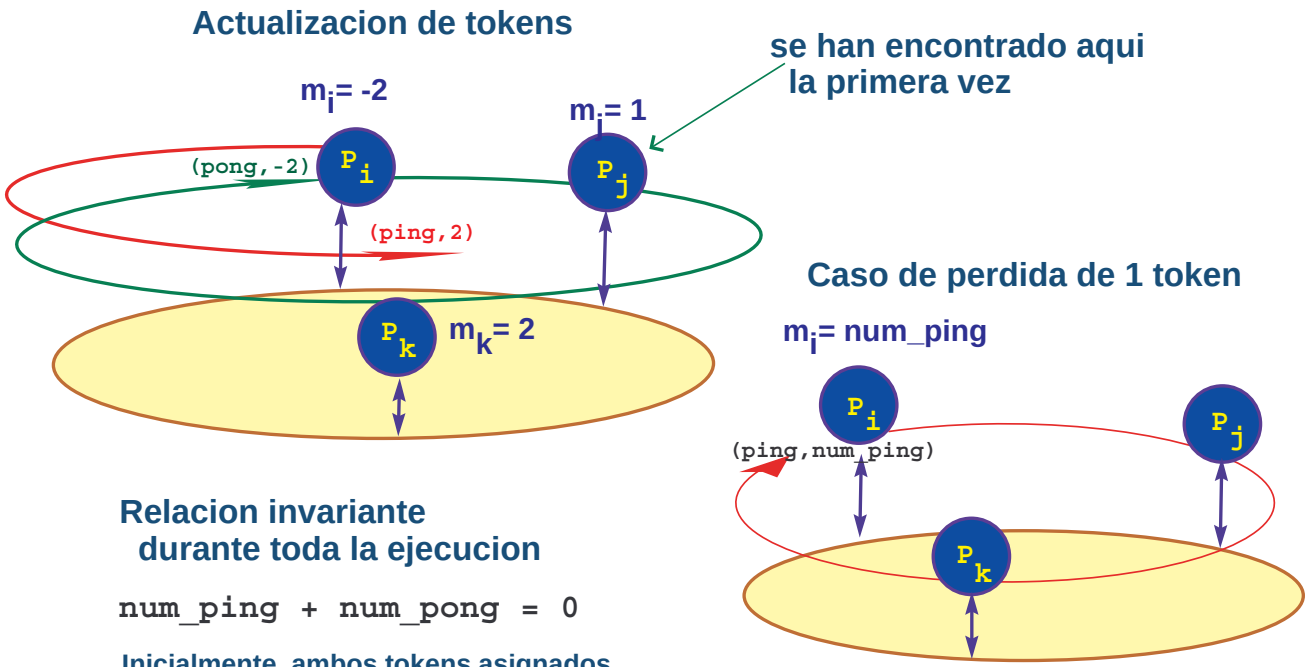
- Si ningún proceso posee el token, en un momento de la ejecución del algoritmo, este ha de estar necesariamene en transmisión

Propiedad de equidad

- Se obliga a que P_j transmita el token al primero que lo solicitó en el orden $\{j+1, j+2, \ldots, n, n-1, \ldots\}$
- ¿ Qué pasa si se pierden mensajes?



Algoritmo de regeneración de token de Misra

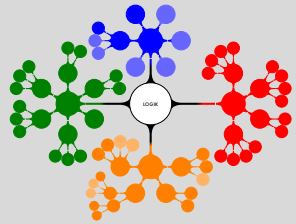


Relacion invariante durante toda la ejecucion

```
num_ping + num_pong = 0
```

Inicialmente, ambos tokens asignados a un solo nodo con:

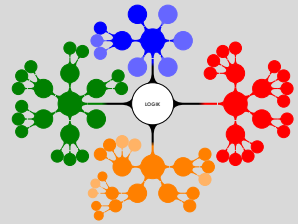
```
num_ping = 1 , num_pong= -1
```

Algoritmo de regeneración de token de Misra-II

Proceso (i)

```
while true do     variable local m_i: int:=0;
  Seleccionar
    Cuando recibido(ping,num_ping) hacer
     if m_i= num_ping then
      begin -- se ha perdido pong, hay que recuperarlo
        num_ping := (num_ping+1)mod n+1;
        num_pong := -num_ping;
      end
     else mi:= num_ping;
    endif;
    endhacer;
    Cuando recibido(pong,num_pong) hacer
     if m_i= num_pong then
      begin -- se ha perdido ping, hay que recuperarlo
        num_pong := -((-num_pong+1)mod n+1;)
        num_ping := -num_pong;
      end
     else mi:= num_pong;
    endif;
    endhacer;
    Cuando se encuentran(ping,pong) hacer
      begin -- |num_ping|=|num_pong|,llevan el "num.colisiones"
        num_ping := (num_ping+1)mod n+1;
        num_pong := -num_ping;
      end
    endhacer;
  endseleccionar;
enddo;
```

Bibliografía

Para más información, ejercicios, bibliografía adicional, o "simplemente inspiración" sobre la temática, se puede consultar:

2.1. Capel-Rodríguez Valenzuela (2012) capítulo 2

Michel Raynal (1986). Algorithms for mutual exclusion. Cambridge: MIT Press.

Andrews (2000) capítulo 5,

Ben Ari (2006) capítulo 7

Michel Raynal (2013). Distributed algorithms for message-passing systems. Springer.

“Concurrency”:
`https://web.archive.org/web/20060128114620/http://vl.fmnet.info/concurrent/`

“Concurrency Talk”:
`http://shairosenfeld.com/concurrency.html`