Programación Concurrente ATIC
Programación Concurrente (redictado)

Clase 3

Facultad de Informática

UNLP

Herramientas para la concurrencia

- **Memoria Compartida**
  - Variables compartidas
  - Semáforos
  - *Regiones Críticas Condicionales*
  - Monitores

- **Memoria distribuida (pasaje de mensajes)**
  - Mensajes asincrónicos
  - Mensajes sincrónicos
  - Remote Procedure Call (RPC)
  - Rendezvous

Sincronización por Variables Compartidas

Locks - Barreras

Locks y barreras

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

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

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

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

El problema de la Sección Crítica

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

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

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

El problema de la Sección Crítica

Propiedades a cumplir

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

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

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

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

- Las 3 primeras son propiedades de seguridad, y la 4° de vida.
- Solución trivial ⟨SC⟩. Pero, ¿cómo se implementan los ⟨ ⟩?

El problema de la Sección Crítica.
Solución hardware: deshabilitar interrupciones

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

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

El problema de la Sección Crítica.
Solución de "grano grueso"

bool in1=false, in2=false # MUTEX: ¬(in1 ∧ in2) #

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

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

- No asegura el invariante MUTEX ⇒ solución de "grano grueso"

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

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

- **¿Satisface las 4 propiedades?**

El problema de la Sección Crítica.
Solución de "grano grueso" - ¿Cumple las condiciones?

Exclusión mutua: por construcción, P1 y P2 se excluyen en el acceso a la SC.

bool in1=false, in2=false # MUTEX: ¬(in1 ∧ in2) #

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

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

Ausencia de deadlock: si hay deadlock, P1 y P2 están bloqueados en su protocolo de entrada ⇒ **in1** e **in2** serían *true* a la vez. Esto NO puede darse ya que ambas son falsas en ese punto (lo son inicialmente, y al salir de SC, cada proceso vuelve a serlo).

Ausencia de demora innecesaria: si P1 está fuera de su SC o terminó, **in1** es *false*; si P2 está tratando de entrar a SC y no puede, **in1** es *true*; (¬ **in1** ∧ **in1** = *false*) ⇒ ***no hay demora innecesaria***.

El problema de la Sección Crítica.
Solución de "grano grueso" - ¿Cumple las condiciones?

bool in1=false, in2=false # MUTEX: ¬(in1 ∧ in2) #

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

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

Eventual Entrada:

- Si P1 está tratando de entrar a su SC y no puede, P2 está en SC (**in2** es *true*). Un proceso que está en SC eventualmente sale → **in2** será *false* y la guarda de P1 *true*.
- Análogamente para P2.
- Si los procesos corren en procesadores iguales y el tiempo de acceso a SC es finito, las guardas son *true* con infinita frecuencia.

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

El problema de la Sección Crítica.
Solución de "grano grueso"

```
bool in1=false, in2=false   # MUTEX: ¬(in1 ∧ in2)  #
```

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

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

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

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

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

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

El problema de la Sección Crítica.
Solución de "grano grueso"

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

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

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

- Generalizar la solución a *n* procesos

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

El problema de la Sección Crítica.
Solución de "grano fino": *Spin Locks*

***Objetivo**:* hacer "atómico" el *await* de grano grueso.

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

¿Como funciona ***Test & Set***?

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

El problema de la Sección Crítica.

Solución de "grano fino": *Spin Locks*

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

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

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

Cumple las 4 propiedades si el scheduling es fuertemente fair.

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

El problema de la Sección Crítica.
Solución de "grano fino": *Spin Locks*

- Baja performance en multiprocesadores si varios procesos compiten por el acceso.
- *lock* es una variable compartida y su acceso continuo es muy costoso ("*memory contention*").
- Además, podría producirse un alto overhead por cache inválida

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

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

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

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

El problema de la Sección Crítica.
Implementación de sentencias *await*

- Cualquier solución al problema de la SC se puede usar para implementar una acción atómica incondicional ⟨ S;⟩ ⇒ **SCEnter ; S; SCExit**

- Para una acción atómica condicional ⟨await (B) S;⟩ ⇒
  SCEnter ; while (not B) {SCExit; SCEnter;} S; SCExit;

- Si ***S*** es *skip*, y ***B*** cumple *ASV*, ⟨await (B);⟩ puede implementarse por medio de ⇒ **while (not B) skip;**

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

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

Problema de la Sección Crítica.
Solución Fair: algoritmo *Tie-Breaker*

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

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

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

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

Problema de la Sección Crítica.
Solución Fair: algoritmo *Tie-Breaker*

Solución de "*Grano Grueso*" al Algoritmo ***Tie-Breaker***

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

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

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

Problema de la Sección Crítica.
Solución Fair: algoritmo *Tie-Breaker*

Solución de "*Grano Fino*" al Algoritmo ***Tie-Breaker***

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

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

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

Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Tie-Breaker*

Generalización a *n* procesos:

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

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

Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Ticket*

Tie-Breaker n-proceso ⇒ complejo y costoso en tiempo.

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

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

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

{ TICKET: proximo > 0 ^ (∀i: 1≤ i ≤ n: (SC[i] está en su SC) ⇒ (turno[i]== proximo) ^
    (turno[i] >0) ⇒ (∀j: 1 ≤ j ≤ n, j ≠ i: turno[i] ≠ turno[j] ) )}

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

Problema de la Sección Crítica.
Solución Fair: algoritmo *Ticket*

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

Cumplimiento de las propiedades:

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

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

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

Problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Ticket*

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

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

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

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

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

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

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

El problema de la Sección Crítica.
Solución Fair: algoritmo *Bakery*

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

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

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

- El algoritmo ***Bakery*** es más complejo, pero es *fair* y no requiere instrucciones especiales.
- No requiere un contador global ***proximo*** que se "entrega" a cada proceso al llegar a la SC.
- Esta solución de grano grueso no es implementable directamente.

El problema de la Sección Crítica.

Solución Fair: algoritmo *Bakery*

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

{BAKERY: (∀i: 1≤ i ≤ n: (SC[i] está en su SC) ⇒ (turno[i] > 0) ∧ ( ∀j : 1 ≤ j ≤ n, j
≠  i: turno[j] = 0 ∨ turno[i] < turno[j] ) ) }

process SC[i = 1 to n]
{   while (true)
        {     ⟨ turno[i] = max(turno[1:n]) + 1; ⟩
              for [j = 1 to n st j <> i]  ⟨ await (turno[j] == 0 or turno[i] < turno[j]); ⟩
              sección crítica
              turno[i] = 0;
              sección no crítica
        }
}
```

Esta solución de grano grueso no es implementable directamente:

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

El problema de la Sección Crítica.
Solución Fair: algoritmo *Bakery*

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

{BAKERY: (∀i: 1≤ i ≤ n: (SC[i] está en su SC) ⇒ (turno[i] > 0) ∧ ( ∀j : 1 ≤ j ≤ n, j
≠ i: turno[j] = 0 ∨ turno[i] < turno[j] ) ) }

process SC[i = 1 to n]
{   while (true)
        {  turno[i] = 1;   //indica que comenzó el protocolo de entrada
           turno[i] = max(turno[1:n]) + 1;
           for [j = 1 to n st j != i]        //espera su turno
                 while (turno[j] != 0)  and (  (turno[i],i) > (turno[j],j) ) →  skip;
            sección crítica
            turno[i] = 0;
            sección no crítica
        }
}
```

Sincronización *Barrier*

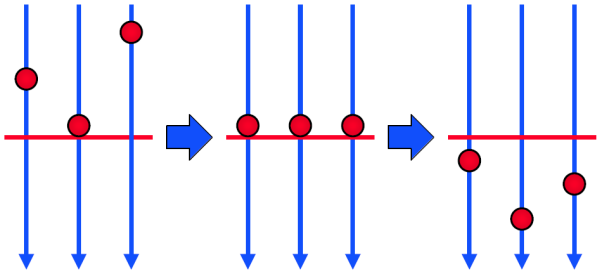
Algoritmo *Iterativo*: computan sucesivas mejores aproximaciones a una respuesta, y terminan al encontrarla o al converger. En cada iteración todos los procesos realizan el mismo trabajo sobre diferentes datos y requieren que haya finalizado el paso previa.

- Ignorando terminación, y asumiendo *n* tareas paralelas en cada iteración, se tiene la forma general:

```
while (true)
    { co [i=1 to n] código para implementar la tarea i;  oc}
```

- Ineficiente, ya que produce *n* procesos en cada iteración ⇒ crear procesos al comienzo y sincronizarlos al final de cada iteración.

```
Procces Worker[i=1 to n]
{  while (true)
      { código para implementar la tarea i;
        esperar a que se completen las n tareas;
      }
}
```



***Sincronización barrier*:** el punto de demora al final de cada iteración es una barrera a la que deben llegar todos antes de permitirles pasar.

Sincronización *Barrier*
Contador Compartido

n procesos necesitan encontrarse en una barrera:

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

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

- Se puede implementar con:

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

- **Problemas:** cantidad necesita ser 0 en cada iteración, puede haber contención de memoria, coherencia de cache, ...

Sincronización *Barrier*

Contador Compartido

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

¿Cuando se reinicia *Cantidad* en 0?

Sincronización *Barrier*

Flags y Coordinadores

- Si no existe FA → Puede distribuirse *Cantidad* usando *n* variables (arreglo *arribo[1..n]*).
- El *await* pasaría a ser:
  ⟨**await (arribo[1] + … + arribo[n] == n);**⟩
- Reintroduce contención de memoria y es ineficiente.

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

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

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

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

Sincronización *Barrier*

Flags y Coordinadores

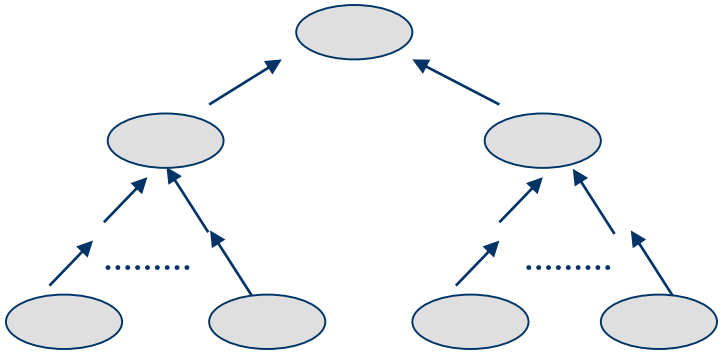
```
int arribo[1:n] = ([n] 0), continuar[1:n] = ([n] 0);

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

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

Sincronización *Barrier*
Árboles

- **Problemas:**
  - Requiere un proceso (y procesador) extra.
  - El tiempo de ejecución del coordinador es proporcional a *n*.
- **Posible solución**:
  - Combinar las acciones de *Workers* y *Coordinador*, haciendo que cada *Worker* sea también *Coordinador*.
  - Por ejemplo, *Workers* en forma de árbol: las señales de arribo van hacia arriba en el árbol, y las de continuar hacia abajo $\Rightarrow$ ***combining tree barrier*** (más eficiente para *n* grande).



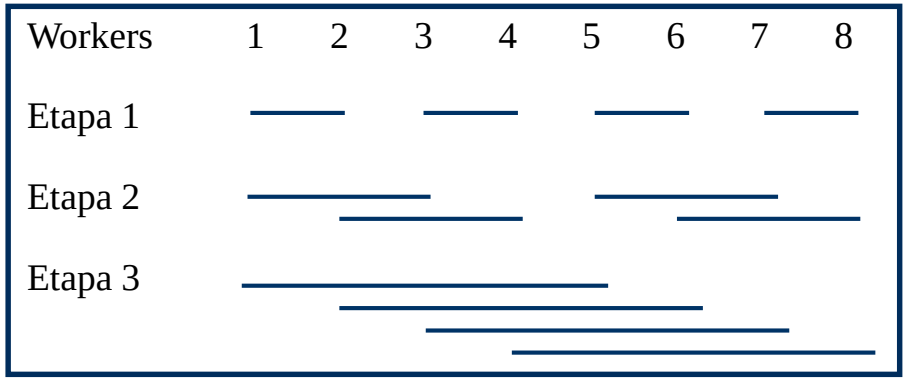
Sincronización *Barrier*

Barreras Simétrica

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

```
W[i]:: ⟨ await (arribo[i] == 0); ⟩        W[j]:: ⟨ await (arribo[j] == 0); ⟩
       arribo[i] = 1;                             arribo[j] = 1;
       ⟨ await (arribo[j] == 1); ⟩                ⟨ await (arribo[i] == 1); ⟩
       arribo[j] = 0;                             arribo[i] = 0;
```

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



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

Sincronización *Barrier*

Barreras Simétrica – *Butterfly barrier*

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

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

Defectos de la sincronización por ***busy waiting***

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

Necesidad de herramientas para diseñar protocolos de sincronización.

Tareas propuestas

- Investigar los semáforos como herramienta de sincronización entre procesos
- Buscar información sobre problemas clásicos de sincronización entre procesos y su resolución con semáforos.