Sincronización y Comunicación entre Procesos

SISTEMAS OPERATIVOS

Prof. Mirella Herrera

DEPARTAMENTO DE COMPUTACIÓN
FACYT-UC

Sincronización

- Es un conjunto de protocolos y mecanismos utilizados para preservar la integridad y consistencia del sistema, cuando varios procesos concurrentes comparten recursos que son reutilizables en serie (sólo pueden ser utilizados por un proceso a la vez). Su estado y operación pueden resultar corrompidos si son manipulados concurrentemente y sin sincronización por más de un proceso. Ej: variables compartidas para Lectura-Escritura, dispositivos físicos como impresoras, etc.

TIPOS DE PROCESOS

Un sistema operativo multiprogramado permite:

Ejecución concurrente compartición de recursos entre varios procesos activos

Tipos de procesos:

Procesos independientes

- Su estado no es compartido
- Son deterministas
- Son reproducibles

Pueden ser detenidos y reiniciados sin ningún efecto negativo

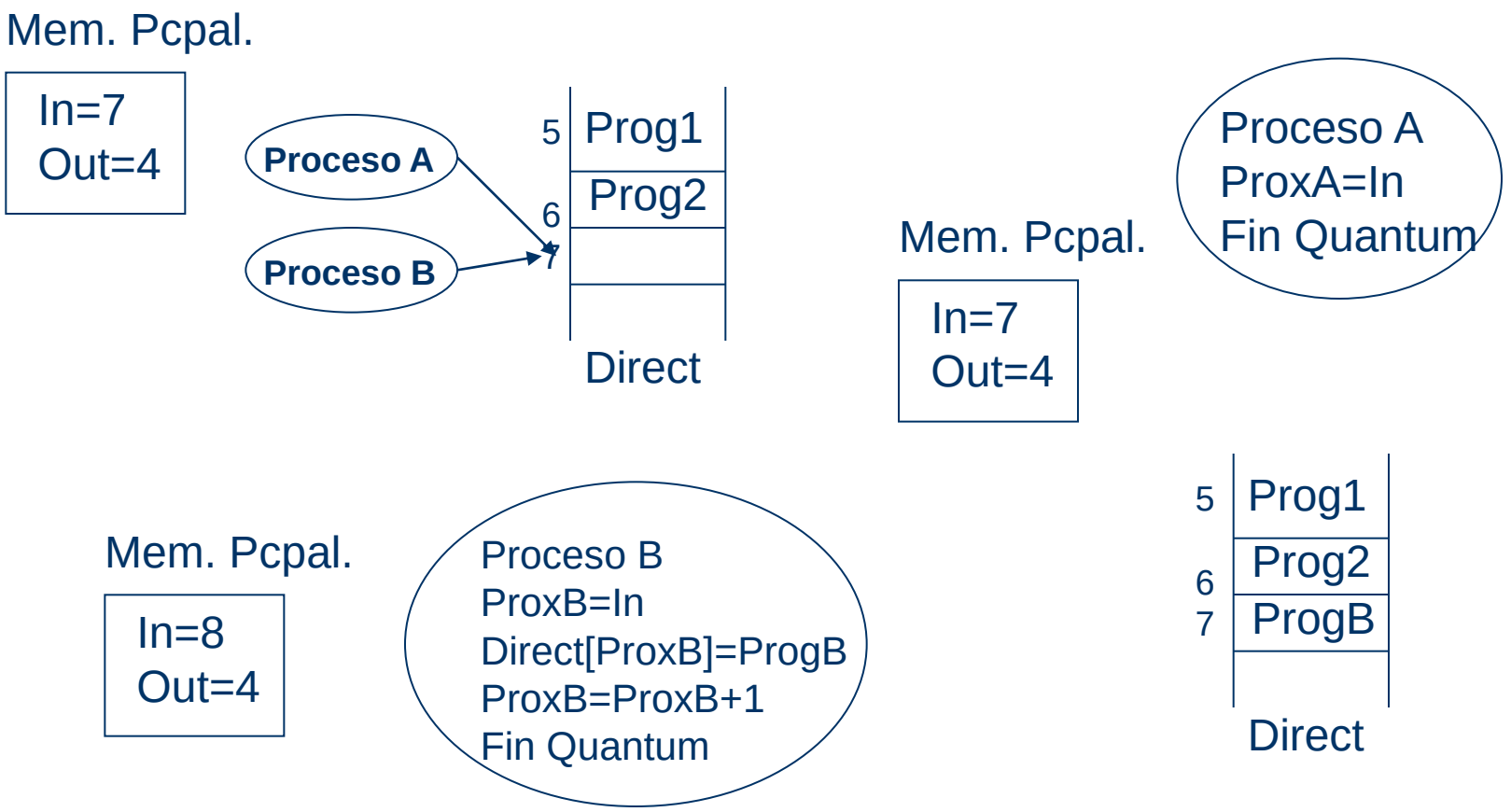
Procesos cooperantes

Su estado es compartido
Su funcionamiento no es determinista
Su funcionamiento puede ser irreproducible
Si son detenidos y posteriormente reiniciados puede que se produzcan efectos negativos

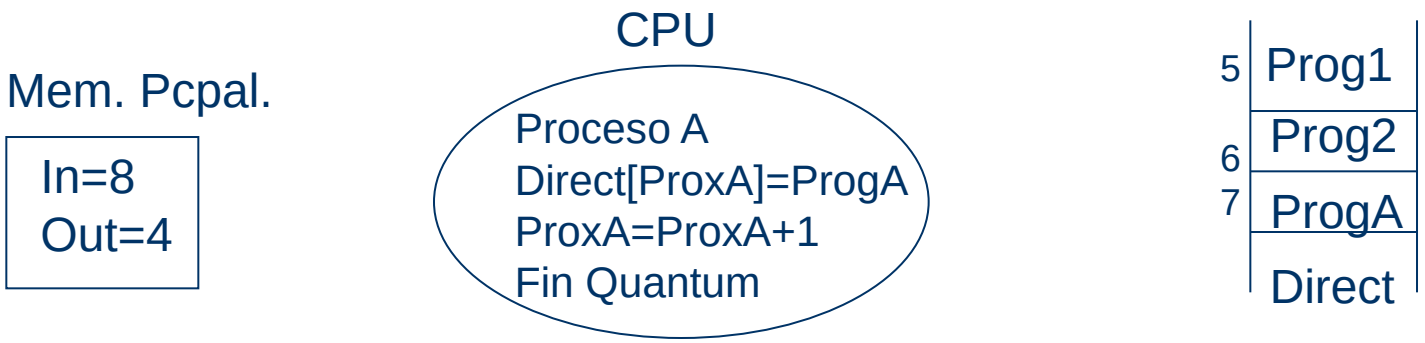
Comunicación entre procesos

- Los procesos concurrentes pueden comunicarse con propósitos tales como: intercambiar datos, transmitir información sobre los progresos respectivos y acumular resultados colectivos. Una memoria compartida accesible a todos los procesos proporciona un medio sencillo y habitual para la comunicación.

Condición de Competencia



Condición de Competencia



Condición de Competencia: Situación en la que dos o mas procesos intentan realizar alguna operación (Lectura-Escritura) en ciertos datos compartidos (In, Out) y el resultado final depende de quién ejecuta qué y en qué momento.

Conclusión: Se alcanza este estado incorrecto por que se permite que ambos procesos manipulen la variable In en forma concurrente generando inconsistencia en los valores de la variable compartida Para remediar esta dificultad necesitamos asegurar que sólo un proceso en cada ocasión pueda manipular la variable In y esto requiere de algún tipo de sincronización entre los procesos A y B.

EXCLUSIÓN MUTUA

Toda solución debe cumplir las siguientes condiciones:

1. Exclusión mutua: *No puede haber dos procesos simultáneamente en la región crítica. Si un proceso Pi se está ejecutando en su región crítica, ningún otro proceso se puede ejecutar en dicha región crítica.*
2. Progreso: - *Ningún proceso fuera de la región crítica puede bloquear a otros procesos.*
3. Espera acotada - *Ningún proceso debe esperar infinitamente para entrar en su región crítica.*
4. Los procesos se ejecutan a una velocidad <>0
   - *Su velocidad relativa no influye*
   - *No se realiza ninguna asunción sobre la velocidad de los procesos o sobre el número de CPUs*

EXCLUSIÓN MUTUA

Cuando un proceso ejecuta código que manipula datos compartidos (o recursos), se dice que el proceso está en su ***Sección Crítica (SC)*** (para esos datos compartidos).
La ejecución de secciones críticas debe ser mutuamente excluyente.

- En cualquier momento, sólo a un proceso se le permite ejecutar en su ***Sección Crítica*** (incluso con múltiples CPUs).
- Entonces cada proceso debe requerir el permiso para entrar en su sección crítica (SC).

EXCLUSIÓN MUTUA

- La sección de código que lleva a cabo este requerimiento se llama la sección de entrada. ***Protocolo Negociación***
- La sección crítica (CS) podría ser seguida por una sección de salida. ***Protocolo de Liberación***
- El código restante es el resto de la sección.

El problema de la sección crítica es diseñar un protocolo que los procesos puedan usar, para que su acción no dependa del orden en el cual su ejecución es entrelazada (posiblemente en muchos procesadores).

EXCLUSIÓN MUTUA

- Cada proceso se ejecuta a una velocidad diferente de cero, pero no se puede asumir nada con respecto a la velocidad relativa de n procesos.

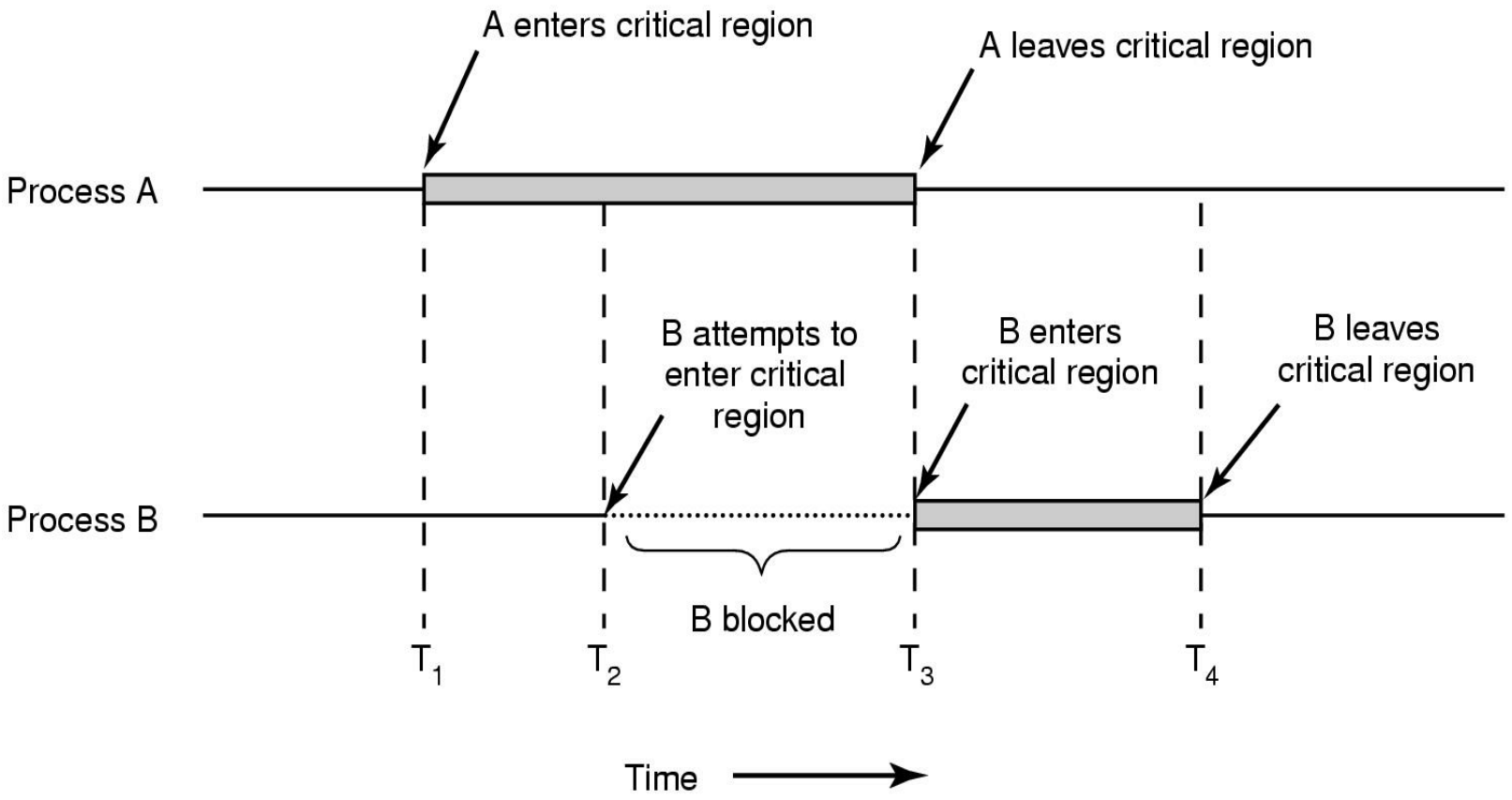
Estructura general de un proceso:

```
repeat
  entry section
   critical section
  exit section
   remainder section
forever
```

EXCLUSIÓN MUTUA

- Muchos CPUs pueden estar presente pero el hardware de memoria previene el acceso simultáneo a la misma localización de memoria.
- No se puede asumir nada sobre el orden de ejecución entrelazada.
- Para las soluciones:
  - Se necesita especificar secciones de entrada y de salida.

EXCLUSIÓN MUTUA



Soluciones a la Exclusión Mutua

SOLUCIONES

1. Basadas en variables de control: Solución de Peterson, Lamport.
2. Basadas en instrucciones máquina: HI-DI, test-and-set, compare –and-swap
3. Basadas en primitivas del SO: Semáforos
4. Basadas en regiones críticas y monitores: lenguajes de programación, Ada, Java, Pascal

Soluciones Hardware

- Habilitar/Deshabilitar Interrupciones

Muchos sistemas proporcionan soporte hardware para secciones críticas

Uniprocesadores

- Se pueden deshabilitar las interrupciones
- El código se ejecuta sin expulsión: poco recomendable
- Generalmente muy ineficiente en multiprocesadores
  - Hace que el SO no escale bien

Soluciones Hardware

- Habilitar/Deshabilitar Interrupciones

```
Process Pi:
repeat
  disable interrupts
   critical section
  enable interrupts
   remainder section
forever
```

Soluciones Hardware

Instrucciones Hw especiales de ejecución atómica:

- Atómica = no-interrumpible

- Lee una palabra o bit y escribe un valor (TAS o TSL)
- Intercambia el contenido de dos posiciones de memoria o una posición de memoria y un registro (SWAP)

Semáforos

- Es un mecanismo propuesto por Dijkstra (1965), para la exclusión mutua entre un número arbitrario de procesos.
- Un semáforo S es una variable entera, sobre la cual se definen tres (3) operaciones.
  - Inicialización en un valor no negativo.
  - Wait (s) → Disminuye el valor del semáforo.

    P (Proberen) → Probar en holandés.
  - Signal (s) → Incrementa el valor del semáforo.

    V (Verhogen) → Incrementar en holandés.

Semáforos

- Consta de dos operaciones primitivas:Señal-Signal-V y Espera-Wait- P que operan sobre el tipo especial de variable semáforo S

  - ***Wait (S):*** Decrementa el valor de su argumento semáforo S, en tanto que el resultado no sea negativo. La concusión de la operación *wait*, una vez tomada la decisión de decrementar su argumento semáforo, debe ser indivisible

  - ***Signal (S):*** Incrementa el valor de su argumento semáforo S, en una operación indivisible.

Semáforos

Binarios:

- Pueden tomar valor 0 si el RC está ocupado y 1 si está libre
- *Wait* (s) es la espera hasta que la variable semáforo sea igual a LIBRE, seguido de su modificación indivisible para que indique OCUPADO antes de devolver el control al invocador. La operación *wait* implementa por tanto la fase de negociación del protocolo de EM
- *Signal* (s) pone el valor de la variable en Libre y representa la fase de liberación

Semáforos

Generales o Contadores:

- Pueden tomar cualquier valor entero no negativo
- Son particularmente útiles cuando hay que asignar un recurso a partir de un conjunto de recursos idénticos
- Tienen como valor inicial el número de recursos del conjunto
- Cada operación Wait(s) decrementa el semáforo s en 1 indicando que se ha retirado un recurso del grupo y lo está utilizando algún proceso
- Cada operación Signal (s) incrementa en 1 el semáforo lo que indica la devolución de un recurso al grupo y que el recurso puede ser reasignado a otro proceso
- Si se intenta una operación Wait cuando el semáforo tiene valor 0, el proceso deberá esperar hasta que se libere un recurso, mediante una operación Signal(s)

Semáforos

Implantación de Semáforos con Espera Ocupada:

Wait(s): while not (s>0) do; {espera}
s:=s-1;

Signal(s): s:=s+1;

Semáforos

```
Program Exclusion_Semaforo
Var mutex: semaforo;
Process P1
      begin
         wait(mutex)
            seccion_critica_1;
         signal(mutex);
         otras_tareas_P1;
      end;
end;
```

```
Process P2
      begin
         wait(mutex)
            seccion_critica_2;
         signal(mutex);
         otras_tareas_P2;
      end;
end;
```

```
Process P3
      begin
         wait(mutex)
            seccion_critica_3;
         signal(mutex);
         otras_tareas_P3;
      end;
end;
```

```
{Programa Principal}
      begin
         mutex:= 1; {LIBRE}
         initiate P1, P2, P3;
      end;
```

Semáforos

Tiempo	Estado/Actividad de los Procesos				Procesos en SC
	P1	P2	P3	1=L,0=O	
M1	--------	---------	----------	1	---;---
M2	Wait(mutex)	Wait(mutex)	Wait(mutex)	0	-;P1,P2,P3
M3	SC	esperando	esperando	0	P1,P2,P3
M4	Signal(mutex)	esperando	esperando	1	-;P2,P3
M5	Otras_tareas _p1	SC	esperando	0	P2;P3
M6	Wait(mutex)	SC	esperando	0	P2;P3,P1
M7	esperando	Signal(mutex)	esperando	1	-;P3,P1
M8	SC	Otras_tareas _p2	esperando	0	P1;P3

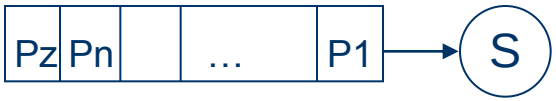
Semáforos

Implantación de Semáforos con Colas:

Wait(s): Si no (s>0) entonces
Suspender al proceso invocador en S
en caso contrario
s:=s-1;

Signal(s): Si no cola vacía (al menos un proceso espera) entonces
Reanudar uno de los procesos en la cola de s
en caso contrario
s:=s+1;

Estructura del Semáforo:



Semáforos

- Las operaciones de semáforos se pueden incluir en el núcleo del SO para evitar la espera activa
- Un semáforo se implanta con una variable protegida y una cola de PCBs en la cual los procesos esperan por operaciones V
- Cuando un proceso intenta una operación P sobre un semáforo en 0, renuncia al procesador y se bloquea a sí misma para esperar por una operación V sobre el semáforo
- El SO inserta el PCB del proceso en la cola del semáforo asociado al recurso con una política FIFO

Semáforos

- Cuando el recurso quede finalmente disponible, una operación V sobre el semáforo permite reanudar al proceso suspendido (quita el proceso de la cola de bloqueados y lo pasa a la cola de listos)
- La operación V intenta despertar un proceso que espera y solo cuando no hay ninguno incrementa la variable semáforo (la variable semáforo se encuentra en estado ocupado mientras haya procesos esperando en la cola)
- Un proceso nuevo que ejecute P será insertado en la cola siempre que el semáforo esté ocupado.

Semáforos

Señalización de Procesos con Semáforos:

```
Program Exclusion_Semaforo
Var evento: semaforo;
Process P1
    begin
        tareas_prelim_p1
        wait(evento)
        otras_tareas_P1;
    end;

Process P2
    begin
     tareas_prelim_p2
        signal(evento)
        otras_tareas_P2;
    end;

PROGRAMA PRINCIPAL
    begin
    inicia_semaforo(evento,0)
    initiate P1,P2;
    end;
```

Esta idea esta basada en el hecho de que los semáforos son muy útiles y convenientes para intercambiar señales de sincronización entre procesos cooperativos

La pareja wait y signal se usa por separado entre dos procesos

P1 ejecuta wait para esperar a que ocurra el evento. P2 ejecuta signal para señalar que ha ocurrido el evento lo que permite que P1 continúe

Este mecanismo funciona aunque P2 realice signal sin que P1 ejecute wait.

Semáforos

Ventajas del uso de Semáforos

- Potente Mecanismo para la sincronización y señalización entre procesos
- Es una herramienta simple y relativamente fácil de comprender

Desventajas del uso de Semáforos

- No son estructurados. La sincronización e integridad del sistema dependen de la estricta adherencia de todos los programadores al orden de las operaciones wait y signal. Invertir el orden de y signal, olvidar alguna de ellas o simplemente saltarlas puede corromper o bloquear fácilmente el sistema entero
- No soportan abstracción de datos. Solo pueden proteger el acceso a la SC y no pueden restringir el tipo de operaciones sobre el RC
- No están relacionados sintacticamente a los recursos que protegen

Regiones Críticas

Regiones Críticas:

Es una construcción de lenguaje propuesta por Brinch Hansen (1972). Una Región Crítica protege a una estructura de datos compartida haciéndola conocida al compilador, el cual puede entonces generar código que garantice el acceso mutuamente exclusivo a los datos afectados. El compilador inserta alrededor de la SC un par de operaciones P y V o sus equivalentes.

Declaración de variable compartida:

var mutex: **shared** T; **shared** informa al compilador que la variable mutex de tipo T definida por el usuario, es compartida por varios procesos

Regiones Críticas

Construcción *Region*

Los procesos acceden a una variable protegida por medio de la construcción *region*

```
Process P1;
        var mutex:shared T;
        begin
           Region mutex do
              begin
                 SC
              end;
        end;
```

El compilador asegura que las operaciones wait y signal no se invierten ni se omiten

Solo ayudan a estructurar la EM pero la señalización no puede ser efectuada ya que el par P y V se forma entre dos procesos que son compilados en momentos distintos

Se conservan los semáforos trayendo la coexistencia de dos herramientas

Regiones Críticas Condicionales

Regiones Críticas Condicionales

- Sintácticamente similar a una Región Critica, pero permite controlar si el RC presenta una cierta condición
- Hasta tanto la condición ***B*** no se cumpla, el proceso queda suspendido en una cola especial
- Cada vez que un proceso abandona la SC se evalúan todas las condiciones que han suspendido a los procesos y si estas cumplen se despierta a uno de los procesos
- Se concede la precedencia a los procesos que esperan con respecto a las nuevas entradas.

Regiones Críticas Condicionales

```
Process P1;
    var mutex:shared T;
    begin
        Region mutex when B do S;
     end;
```

B expresión Booleana que gobierna el acceso al RC. ***S*** conjunto de instrucciones

Regiones Críticas Condicionales

Ventajas:

- Es una construcción de lenguaje de alto nivel, el compilador se encarga de generar el código necesario para garantizar el acceso exclusivo a los datos
- La declaración de la construcción indica el lugar dentro del código donde se garantiza la Exclusión Mutua
- Las RCC permiten que un proceso que espera por una condición, no impida a otros usar el recurso

Desventajas:

- Solo ayudan a estructurar la Exclusión Mutua y no la señalización entre procesos
- Las RCC son costosas cuando se evalúan las condiciones.

Monitores

Definición:

Son estructuras de un lenguaje de programación que ofrecen funcionalidad equivalente a los semáforos pero mas fáciles de controlar. Definidos por Hoare (1974), se han implantado en lenguajes como Pascal Concurrente, Modula-2, Modula-3, Pascal Plus.

Es un modulo software que consta de uno o más procedimientos, una secuencia de inicialización y unos datos locales.

Monitores

Se caracterizan por:

- Las variables de datos solo son accesibles a los procedimientos del monitor y no por los procedimientos externos
- Un proceso entra al monitor invocando uno de los procedimientos
- Un solo procedimiento puede estar ejecutándose en el monitor en un instante dado; cualquier otro proceso que haya invocado al monitor quedara suspendido, esperando que el monitor se libere

Monitores

Mecanismo de Sincronización

Es provisto a través de las variables de tipo ***condition***, con dos operaciones

cwait(c): Suspende la ejecución del proceso llamado bajo la condición c. El monitor queda disponible para ser usado por otro proceso

csignal(c): Reanuda la ejecución de algún proceso suspendido después de un *cwait* bajo la misma condición. Si hay varios procesos elige uno de ellos y si no hay no se hace nada.

Monitores

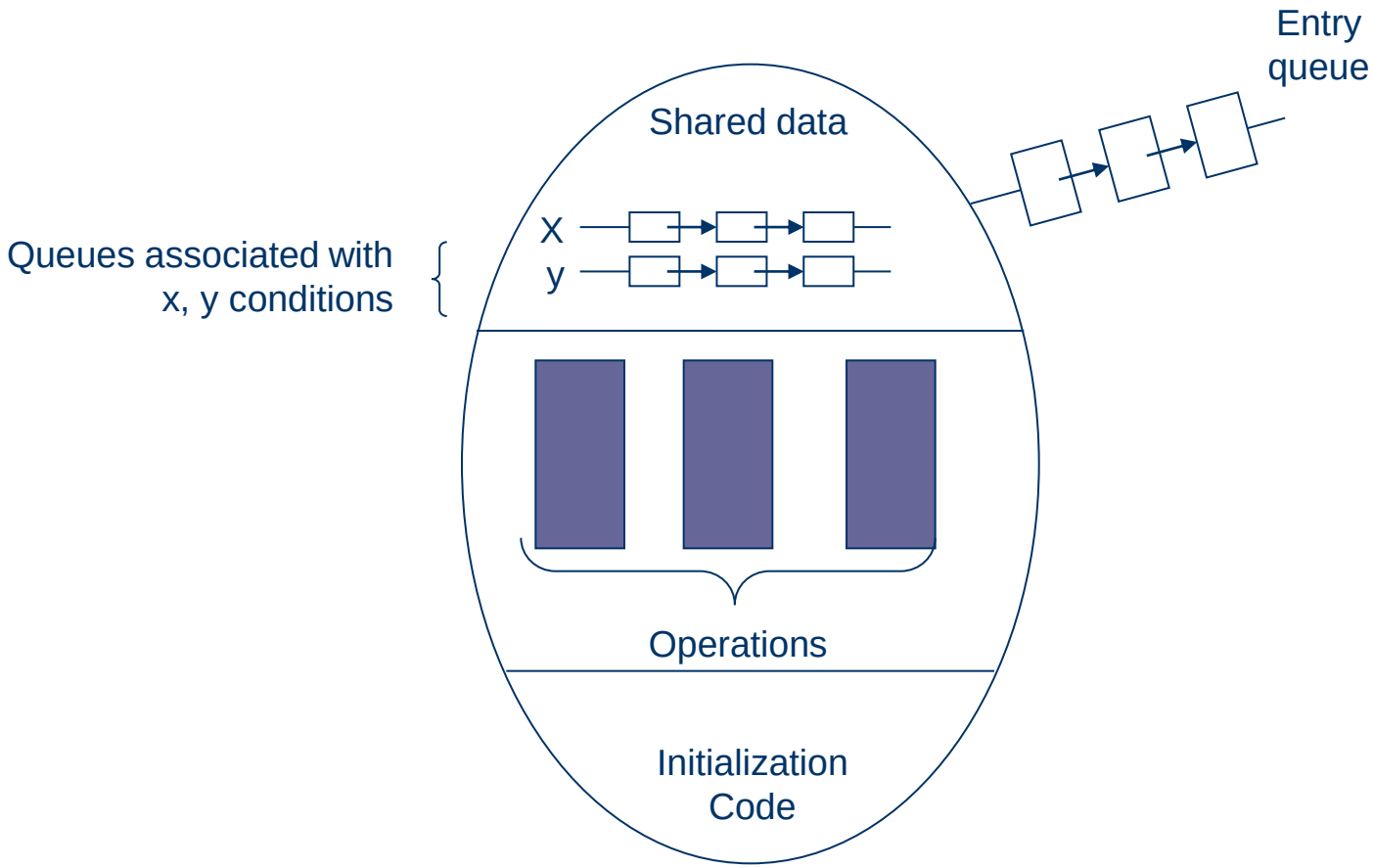
```
Type monitor-name = monitor
Variable declarations

Procedure entry P1 (…);
    begin …. end;

Procedure entry P2(…);
    begin …. end;

begin
    initialization code
end;
```

Monitores


Entry
queue
Shared data
Queues associated with
x, y conditions
x
y
Operations
Initialization
Code

Comunicación entre procesos

Paso de mensajes

- Son un mecanismo relativamente sencillo, adecuado para garantizar tanto la EM como la comunicación entre procesos en entornos centralizados y distribuidos
- El envío y recepción de mensajes es una forma estándar de comunicación entre nodos de una red de computadores.
- Un **mensaje** es una colección de información que puede ser intercambiada entre un proceso emisor y receptor, puede contener datos, ordenes de ejecución e incluso código a transmitir entre dos o mas procesos
- Un mensaje se caracteriza por tipo, longitud, identificadores de emisor y receptor y un campo datos.

Paso de mensajes

Aspectos de Implementación:

- Denominación Directa: Cuando se invoca a una operación de mensajes, cada emisor debe designar al receptor especifico y a la inversa, cada receptor debe designar a la fuente desde la cual se desea recibir un mensaje, por lo cual es una comunicación simétrica

  Problema: Inconveniente para rutinas de servicio, por ejemplo un gestor de impresoras que debe especificar el id de cada cliente.

- Denominación Indirecta: Los mensajes son enviados y recibidos a través de depósitos especializados llamados buzones. Es necesario disponer de servicios del sistema para el mantenimiento de los buzones (crear_buzon, eliminar_buzon.
  - La operación send deposita el mensaje producido en el buzon1 y la operación receive retira un mensaje del buzon1 y lo entrega al proceso receptor.

Paso de mensajes

Aspectos de Implementación:

Copia: El intercambio de mensajes entre procesos transfiere el contenido del mensaje desde el espacio del de direcciones del emisor al del receptor. Debe haber un compromiso entre seguridad y eficiencia.

- Copia todo el mensaje al espacio de direcciones del receptor: Se transfiere el mensaje por valor. Es inevitable en sistemas distribuidos sin memoria común. Las modificaciones del emisor y el receptor sobre el mensaje se realizan sobre la copia local.

  Problema: Consume memoria y ciclos de procesador ya que pueden requerir que el mensaje sea copiado desde el espacio del emisor a un buffer del SO y desde allí al espacio del receptor. El SO debe disponer de un espacio de memoria dinámico para el proceso de copia.

Paso de mensajes

- Pasa un puntero al mensaje entre los dos procesos: Se transfiere el mensaje por referencia. Es la solución menos segura pero mas rápida, proporciona al receptor una ventana al espacio de direcciones del emisor

  Problema: Mientras el receptor este utilizando el mensaje el receptor no puede modificarlo.

- Hibrido: Inicialmente el So intenta optimizar el rendimiento compartiendo una sola copia del mensaje que es accesible tanto al espacio de direcciones del emisor como al receptor siempre que ambos accedan solo para lectura. Si alguno de ellos intenta modificar el mensaje el SO interviene y crea una copia física separada del mensaje para cada proceso.

Paso de mensajes

Intercambio sincronizado o o asíncrono de mensajes:

- Sincronizado: El emisor y el receptor deben proceder juntos a completar la transferencia. La operación send es bloqueante, es decir, el emisor queda suspendido hasta que el receptor acepte el mensaje.

  Ventaja: Facilidad de implementación, el emisor esta seguro de la recepción de su mensaje cuando prosigue la instrucción send.

  Desventaja: Obligada operación sincronizada de emisores y receptores.

Paso de mensajes

Intercambio síncrono o asíncrono de mensajes:

- Asíncrono: El emisor no se bloque por receive pendientes. El SO almacena temporalmente los mensajes pendientes por receive. El emisor continua su ejecución independientemente de los receptores.

  Problema: Posibilidad útil pero peligrosa si se abusa de ella pues un proceso pudiera generar tantos mensajes sin control y agotar la memoria temporal del sistema. Una solución es asignar un espacio de almacenamiento temporal para cada emisor/receptor.

  Aplazamiento indefinido Bloqueo entre procesos cuando se envía un mensaje y nunca se recibe por que el receptor se cancela o cuando el receptor espera por un mensaje que nunca se produce.

  Otra solución pudiera ser receive sin bloqueo o con espera temporizada en este ultimo se especifica un limite de tiempo durante el cual debe completarse un intercambio de mensaje sino llega ninguno el SO devuelve el control al receptor indicando que el plazo ha finalizado.

Paso de mensajes

- Longitud de los mensajes: Debe haber un compromiso entre el recargo y la flexibilidad. No es de gran importancia la longitud en sistemas donde la transferencia se realiza mediante punteros pero cuando los mensajes son copiados debe ser cuidadosamente evaluado.
- Fija: Producen bajo recargo dado que los buffers del sistema serán también de tamaño fijo, lo que hace la asignación sencilla y eficaz.

  Problema: Los mensajes son naturalmente de tamaño variable y encajarlos en buffers de tamaño mas pequeño desperdician espacio y los mas largos deben ser divididos y enviados por partes.
- Variable: Crea buffers dinámicamente para que se ajusten al tamaño de cada mensaje individual.

  Problema: La gestión del fondo de memoria dinámica por parte del SO, lo cual es costos en términos de tiempo de CPU y también puede producir fragmentación de la memoria.

Exclusión Mutua con PM

Protocolo de Exclusión Mutua con Paso de Mensajes

Receive (msj,…n)	Negociación
SC	
Send (msj,…,n)	Liberación