

Sistemas Concurrentes y Distribuidos: **Enunciados de Problemas.**

Dpt. Lenguajes y Sistemas Informáticos
ETSI Informática y de Telecomunicación
Universidad de Granada

Curso 2025-26



Universidad de Granada

Índice general

1. Introducción	5
Problema 1.	5
Problema 2.	5
Problema 3.	6
Problema 4.	6
Problema 5.	7
Problema 6.	8
Problema 7.	8
Problema 8.	9
Problema 9.	10
Problema 10.	12
Problema 11.	12
Problema 12.	13
2. Sincronización en memoria compartida.	15
2.1. Soluciones software para exclusión mutua	15
Problema 13.	15
Problema 14.	15
Problema 15.	16
Problema 16.	17
2.2. Soluciones hardware para exclusión mutua	17
Problema 17.	17
Problema 18.	17
2.3. Semáforos	18
Problema 19.	18
Problema 20.	19
Problema 21.	19
Problema 22.	20
Problema 23.	20
Problema 24.	21

2.4. Monitores	22
Problema 25.	22
Problema 26.	22
Problema 27.	23
Problema 28.	24
Problema 29.	24
Problema 30.	25
Problema 31.	25
Problema 32.	26
Problema 33.	27
3. Sistemas basados en paso de mensajes.	29
3.1. Funciones de envío y recepción.	29
Problema 34.	29
Problema 35.	29
Problema 36.	30
Problema 37.	31
Problema 38.	31
3.2. Espera selectiva	32
Problema 39.	32
Problema 40.	33
Problema 41.	34
Problema 42.	35
Problema 43.	35
Problema 44.	36
Problema 45.	37
Problema 46.	38
3.3. Envios de muchos a muchos	38
Problema 47.	38
Problema 48.	39
Problema 49.	39
Problema 50.	39
4. Sistemas de Tiempo Real.	41

Problema 51.	41
Problema 52.	41
Problema 53.	41
Problema 54.	42
Problema 55.	42
Problema 56.	42
Problema 57.	42

1

Considerar el siguiente fragmento de programa para 2 procesos P_1 y P_2 :

Los dos procesos pueden ejecutarse a cualquier velocidad. ¿Cuáles son los posibles valores resultantes para x ? Suponer que x debe ser cargada en un registro para incrementarse y que cada proceso usa un registro diferente para realizar el incremento.

```
{ variables compartidas }
var x : integer := 0 ;
```

```
process P1 ;
  var i : integer ;
begin
  for i := 1 to 2 do begin
    x := x+1 ;
  end
end
```

```
process P2 ;
  var j : integer ;
begin
  for j := 1 to 2 do begin
    x := x+1 ;
  end
end
```

2

Dada la declaración de proceso secuencial (que forma parte de un programa concurrente) que aparece abajo, donde S es una sentencia que puede ser simple o compuesta, indica, razonando la respuesta, qué versiones de S son sentencias atómicas y cuáles no lo son. Para aquellas sentencias no atómicas, dar la traza detallada indicando aquel estado o estados que sean accesibles por otros procesos secuenciales.

```
{ Declaración variables globales }
var x : integer := 0;
    z : integer := 2;

{ Procesos }
process P;
  var i : integer := 0;
      j : integer := 1;
begin
  S;
end
```

- (a) $S \equiv z := i+1;$
- (b) $S \equiv z := 2*x+j;$

- (c) $S \equiv i := z + j;$
- (d) $S \equiv i := i + j; x := i + 1;$
- (e) $S \equiv x := x + j;$
- (f) $S \equiv j := z + 2; i := i * 5 + j; j := j + 1;$
- (g) $S \equiv j := i + 2; i := j + 1; x := j + i;$
- (h) $S \equiv x := 2 * z + x;$
- (i) $S \equiv i := 2 * i + j + 3; j := j + i * i;$
- (j) $S \equiv j := z + 2 * x;$

3

Dado el programa concurrente que se muestra abajo, responde a cada una de estas cuestiones:

- (a) indica cómo se descomponen las sentencias de cada proceso en secuencias de sentencias que únicamente hacen operaciones aritméticas en los registros,
- (b) indica como se descomponen las sentencias de cada proceso en un número mínimo de sentencias atómicas,
- (c) proporciona todos los posibles valores que puede tomar la variable x al finalizar la ejecución del programa,
- (d) proporciona una traza (en base a las sentencias del caso (a)) para cada valor diferente de x que se pueda obtener al finalizar la ejecución concurrente,
- (e) indica cuantas interfoliaciones posibles hay de las sentencias del caso (a) y cuantas del caso (b).

```
{ Variables compartidas }
var x : integer := 0 ;
```

```
process P0;
  var i0 : integer := 3 ;
begin
  x := 2*i0+1;
end
```

```
process P1;
  var i1 : integer := 1 ;
begin
  x := x+i1;
end
```

4

Consideramos un programa concurrente en el cual varios procesos comparten dos variables enteras x e y , y queremos que siempre se cumpla $x + y == 10$.

Apartado (a)

Dado un valor n cualquiera (puede ser una constante o una variable local), para asignarle n a la variable x (y actualizar adecuadamente y) todos los procesos usan **alguna** de estas tres sentencias alternativas (todos la misma):

<pre>{ Opción 1 } begin x:= n; y:= 10-n; end</pre>	<pre>{ Opción 2 } begin <x:= n>; <y:= 10-n>; end</pre>	<pre>{ Opción 3 } begin < x:= n; y:= 10-n; > end</pre>
--	--	--

Para cada opción: describe razonadamente si la opción es correcta. Se considera correcta una opción si, al ejecutarse la sentencia bloque en un estado previo en el cual se cumple $x+y==10$, se garantiza que siempre en el estado inmediatamente posterior se cumplirá $x+y==10$.

Apartado (b)

Para verificar que la suma de ambas variables siempre es 10, escribimos código que imprime dicha suma. Los procesos podrán ejecutar ese código en cualquier momento, de forma concurrente con los procesos que actualizan x e y . Para ello, todos los procesos usarán una variable local propia (a) y **alguna** de las siguientes sentencias alternativas (todos la misma):

<pre>{ Opción 1 } begin a:= x+y; print(a); end</pre>	<pre>{ Opción 2 } begin < a:= x+y >; print(a); end</pre>	<pre>{ Opción 3 } begin < a:= x+y; print(a); > end</pre>
--	--	--

Para cada opción: describe razonadamente si la opción es correcta. Se considera correcta una opción si, al ejecutarse la sentencia bloque en un estado previo con $x+y==10$, se garantiza que siempre se imprimirá el valor 10.

Además, responde a esta pregunta: ¿ es atómica la sentencia **begin-end** de la opción 2 ?

5

¿ Cómo se podría hacer la copia del fichero f en otro g , de forma concurrente, utilizando la instrucción concurrente **cobegin-coend** ? . Para ello, suponer que:

- los archivos son secuencia de ítems de un tipo arbitrario T , y se encuentran ya abiertos para lectura (f) y escritura (g). Para leer un ítem de f se usa la llamada a función **leer** (f) y para saber si se han leído todos los ítems de f , se puede usar la llamada **fin** (f) que devuelve verdadero si ha habido al menos un intento de leer cuando ya no quedan datos. Para escribir un dato x en g se puede usar la llamada a procedimiento **escribir** (g, x).

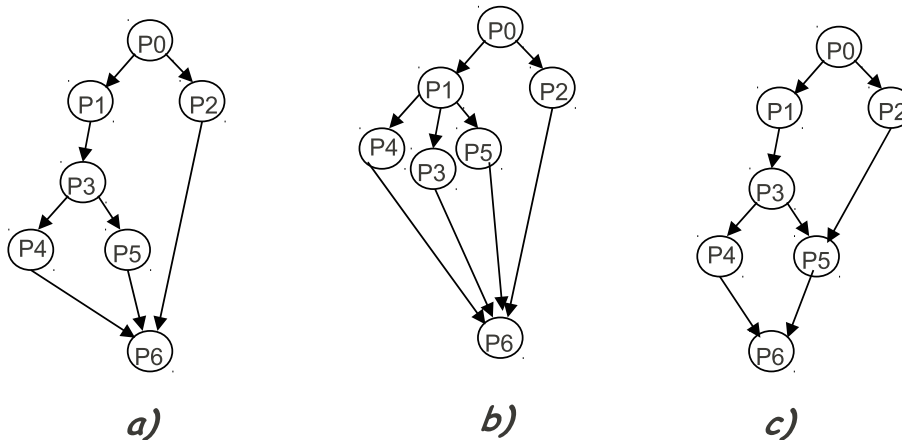
- El orden de los ítems escritos en **g** debe coincidir con el de **f**.
- Dos accesos a dos archivos distintos pueden solaparse en el tiempo.

Para ilustrar como se accede a los archivos, aquí se encuentra una versión secuencial del código que copia **f** sobre **g**:

```
process CopiaSecuencial ;
  var v : T ;
begin
  v := leer(f) ; { lectura adelantada }
  while not fin(f) do
    begin
      escribir(g,v) ; { leer de la variable v y escribir en el archivo g }
      v := leer(f) ; { leer del archivo f y escribir variable v }
    end
  end
end
```

6

Construir, utilizando las instrucciones concurrentes **cobegin-coend** y **fork-join**, programas concurrentes que se correspondan con los grafos de precedencia que se muestran a continuación:



7

Dados los siguientes fragmentos de programas concurrentes, obtener sus grafos de precedencia asociados:

```

begin
  P0 ;
  cobegin
    P1 ;
    P2 ;
    cobegin
      P3 ; P4 ; P5 ; P6 ;
    coend
    P7 ;
  coend
  P8 ;
end

```

```

begin
  P0 ;
  cobegin
    begin
      cobegin
        P1;P2;
      coend
      P5;
    end
    begin
      cobegin
        P3;P4;
      coend
      P6;
    end
  coend
  P7 ;
end

```

8

Suponer un sistema de tiempo real que dispone de un captador de impulsos conectado a un contador de energía eléctrica. La función del sistema consiste en contar el número de impulsos producidos en 1 hora (cada *Kwh* consumido se cuenta como un impulso) e imprimir este número en un dispositivo de salida.

Para ello se dispone de un programa concurrente con 2 procesos: un proceso acumulador (lleva la cuenta de los impulsos recibidos) y un proceso escritor (escribe en la impresora). En la variable común a los 2 procesos **n** se lleva la cuenta de los impulsos. El proceso acumulador puede invocar un procedimiento **Espera_impulso** para esperar a que llegue un impulso, y el proceso escritor puede llamar a **Espera_fin_hora** para esperar a que termine una hora.

El código de los procesos de este programa podría ser el siguiente:

```

{ variable compartida: }
var n : integer; { contabiliza impulsos }

```

```

process Acumulador ;
begin
  while true do begin
    Espera_impulso();
    < n := n+1 > ; {(1)}
  end
end

```

```

process Escritor ;
begin
  while true do begin
    Espera_fin_hora();
    write( n ) ; {(2)}
    < n := 0 > ; {(3)}
  end
end

```

En el programa se usan sentencias de acceso a la variable **n** encerradas entre los símbolos **< y >**. Esto significa que cada una de esas sentencias se ejecuta en exclusión mutua entre los dos procesos, es decir, esas sentencias se ejecutan de principio a fin sin entremezclarse entre ellas.

Supongamos que en un instante dado el acumulador está esperando un impulso, el escritor está esperando el fin de una hora, y la variable **n** vale *k*. Después se produce de forma simultánea un nuevo impulso y el fin del período de una hora. Obtener las posibles secuencias de interfolicación de las instrucciones (1),(2), y (3) a partir de dicho instante, e indicar cuales de ellas son correctas y cuales incorrectas (las incorrectas son aquellas en las cuales el impulso no se contabiliza).

9

Supongamos un programa concurrente en el cual hay, en memoria compartida dos vectores **a** y **b** de enteros y con tamaño par, declarados como sigue:

```
var a,b : array[0..2*n-1] of integer ; { n es una constante predefinida (>2) }
```

Queremos escribir un programa para obtener en **b** una copia ordenada del contenido de **a** (nos da igual el estado en que queda **a** después de obtener **b**).

Para ello disponemos de la función **Sort** que ordena un tramo de **a** (entre las entradas **s**, incluida, y **t**, no incluida), usando el método de la burbuja. También disponemos la función **Copiar**, que copia un tramo de **a** (desde **s**, incluido, hasta **t**, sin incluir) sobre **b** (a partir de **o**).

```
procedure Sort( s,t : integer );
  var i, j : integer ;
begin
  for i := s to t-1 do
    for j:= s+1 to t-1 do
      if a[i] < a[j] then
        swap( a[i], a[j] ) ;
      end
    end
  end
```

```
procedure Copiar( o,s,t : integer );
  var d : integer ;
begin
  for d := 0 to t-s-1 do
    b[o+d] := a[s+d] ;
  end
```

La función **swap** intercambia dos variables. El programa para ordenar se puede implementar de dos formas:

- Ordenar todo el vector **a**, de forma secuencial con la función **Sort**, y después copiar cada entrada de **a** en **b**, con la función **Copiar**.
- Ordenar las dos mitades de **a** de forma concurrente, y después mezclar dichas dos mitades en un segundo vector **b** (para mezclar usamos un procedimiento **Merge**).

A continuación vemos el código de ambas versiones:

```
procedure Secuencial() ;
  var i : integer ;
begin
  Sort( 0, 2*n ); { ordena a }
  Copiar( 0, 0, 2*n ); { copia a en b }
end
```

```
procedure Concurrente() ;
begin
  cobegin
    Sort( 0, n );
    Sort( n, 2*n );
  coend
  Merge( 0, n, 2*n );
end
```

El código de **Merge** se encarga de ir leyendo las dos mitades de **a**. En cada paso primero se selecciona el menor elemento de los dos siguientes por leer (uno en cada mitad), y después se escribe dicho menor elemento en la siguiente mitad del vector mezclado **b**. Al acabar este bucle, será necesario copiar el resto de elementos no leídos de una de las dos mitades. El código es el siguiente:

```

procedure Merge( inferior, medio, superior: integer ) ;
  var escribir : integer := 0 ;           { siguiente posicion a escribir en b }
  var leer1    : integer := inferior ;    { siguiente pos. a leer en primera mitad de a }
  var leer2    : integer := medio      ;  { siguiente pos. a leer en segunda mitad de a }
begin
  { mientras no haya terminado con alguna mitad }
  while leer1 < medio and leer2 < superior do begin
    if a[leer1] < a[leer2] then begin { minimo en la primera mitad }
      b[escribir] := a[leer1] ;
      leer1 := leer1 + 1 ;
    end else begin { minimo en la segunda mitad }
      b[escribir] := a[leer2] ;
      leer2 := leer2 + 1 ;
    end
    escribir := escribir+1 ;
  end
  { se ha terminado de copiar una de las mitades, copiar lo que quede de la otra }
  if leer2 >= superior then Copiar( escribir, leer1, medio ) ; { copiar primera }
                                else Copiar( escribir, leer2, superior ) ; { copiar segunda }
end

```

Llamaremos $T_s(k)$ al tiempo que tarda el procedimiento **Sort** cuando actúa sobre un segmento del vector con k entradas. Suponemos que el tiempo que (en media) tarda cada iteración del bucle interno que hay en **Sort** es la unidad (por definición). Es evidente que ese bucle tiene $k(k-1)/2$ iteraciones, luego:

$$T_s(k) = \frac{k(k-1)}{2} = \frac{1}{2}k^2 - \frac{1}{2}k$$

El tiempo que tarda la versión secuencial sobre $2n$ elementos (llamaremos S a dicho tiempo) será el tiempo de **Sort** ($T_s(2n)$) más el tiempo de **Copiar** (que es $2n$, pues copiar un elemento tarda una unidad de tiempo), luego

$$S = T_s(2n) + 2n = \frac{1}{2}(2n)^2 - \frac{1}{2}(2n) + 2n = 2n^2 + n$$

con estas definiciones, calcula el tiempo que tardará la versión paralela, en dos casos:

- (1) Las dos instancias concurrentes de **Sort** se ejecutan en el mismo procesador (llamamos P_1 al tiempo que tarda).
- (2) Cada instancia de **Sort** se ejecuta en un procesador distinto (lo llamamos P_2)

escribe una comparación cualitativa de los tres tiempos (S, P_1 y P_2).

Para esto, hay que suponer que cuando el procedimiento **Merge** actúa sobre un vector con p entradas, tarda p unidades de tiempo en ello, lo cual es razonable teniendo en cuenta que en esas circunstancias **Merge** copia

p valores desde **a** hacia **b**. Si llamamos a este tiempo $T_m(p)$, podemos escribir

$$T_m(p) = p$$

.

10

Supongamos que tenemos un programa con tres matrices (**a**, **b** y **c**) de valores flotantes declaradas como variables globales. La multiplicación secuencial de **a** y **b** (almacenando el resultado en **c**) se puede hacer mediante un procedimiento **MultiplicacionSec** declarado como aparece aquí:

```
var a, b, c : array[1..3,1..3] of real ;

procedure MultiplicacionSec ()
  var i,j,k : integer ;
begin
  for i := 1 to 3 do
    for j := 1 to 3 do begin
      c[i,j] := 0 ;
      for k := 1 to 3 do
        c[i,j] := c[i,j] + a[i,k]*b[k,j] ;
      end
    end
  end
end
```

Escribir un programa con el mismo fin, pero que use 3 procesos concurrentes. Suponer que los elementos de las matrices **a** y **b** se pueden leer simultáneamente, así como que elementos distintos de **c** pueden escribirse simultáneamente.

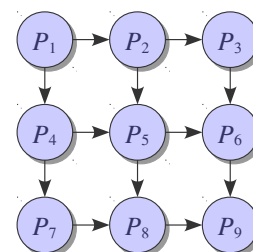
11

Un trozo de programa ejecuta nueve rutinas o actividades (P_1, P_2, \dots, P_9), repetidas veces, de forma concurrentemente con **cobegin coend** (ver la figura de la izquierda), pero que requieren sincronizarse según determinado grafo (ver la figura de la derecha):

Trozo de programa:

```
while true do
cobegin
  P1 ; P2 ; P3 ;
  P4 ; P5 ; P6 ;
  P7 ; P8 ; P9 ;
coend
```

Grafo de sincronización:



Supón que queremos realizar la sincronización indicada en el grafo, usando para ello llamadas desde cada rutina a dos procedimientos (**EsperarPor** y **Acabar**). Se dan los siguientes hechos:

- El procedimiento **EsperarPor**(*i*) es llamado por una rutina cualquiera (la número *k*) para esperar a que termine la rutina número *i*, usando espera ocupada. Por tanto, se usa por la rutina *k* al inicio para esperar la terminación de las otras rutinas que corresponda según el grafo.
- El procedimiento **Acabar**(*i*) es llamado por la rutina número *i*, al final de la misma, para indicar que dicha rutina ya ha finalizado.
- Ambos procedimientos pueden acceder a variables globales en memoria compartida.
- Las rutinas se sincronizan única y exclusivamente mediante llamadas a estos procedimientos, siendo la implementación de los mismos completamente transparente para las rutinas.

Escribe una implementación de **EsperarPor** y **Acabar** (junto con la declaración e inicialización de las variables compartidas necesarias) que cumpla con los requisitos dados.

12

En el problema anterior los procesos **P1**, **P2**, ..., **P9** se ponen en marcha usando **cobegin/coend**. Escribe un programa equivalente, que ponga en marcha todos los procesos, pero que use declaración estática de procesos, usando un vector de procesos **P**, con índices desde 1 hasta 9, ambos incluidos. El proceso **P[n]** contiene un bucle infinito, y en cada iteración se ejecuta P_n . Ejecutar P_n supone incluir las llamadas necesarias a **EsperarPor** (con la misma implementación que antes), luego una secuencia de instrucciones **Sn**, y finalmente las llamada a **Acabar**. Se incluye aquí un plantilla:

```

Process P[ n : 1..9 ]

begin
  while true do begin
    ..... { esperar (si es necesario) a los procesos que corresponda }
    Sn ;   { sentencias específicas de este proceso (desconocidas) }
    ..... { señalar que hemos terminado }
  end
end

```


Sincronización en memoria compartida.

2.1. Soluciones software para exclusión mutua

13

¿Podría pensarse que una posible solución al problema de la exclusión mutua, sería el siguiente algoritmo que no necesita compartir una variable **Turno** entre los 2 procesos?

- (a) ¿Se satisface la exclusión mutua?
- (b) ¿Se satisface la ausencia de interbloqueo?

```
{ variables compartidas y valores iniciales }
var b0 : boolean := false , { true si P0 quiere acceder o está en SC }
    b1 : boolean := false ; { true si P1 quiere acceder o está en SC }
```

<pre>1 Process P0 ; 2 begin 3 while true do begin 4 { protocolo de entrada: } 5 b0 := true ; { indica quiere entrar } 6 while b1 do begin { si el otro también: } 7 b0 := false ; { cede temporalmente } 8 while b1 do begin end { espera } 9 b0 := true ; { vuelve a cerrar paso } 10 end 11 { seccion critica } 12 { protocolo de salida } 13 b0 := false ; 14 { resto sentencias } 15 end 16 end</pre>	<pre>process P1 ; begin while true do begin { protocolo de entrada: } b1 := true ; { indica quiere entrar } while b0 do begin { si el otro también: } b1 := false ; { cede temporalmente } while b0 do begin end { espera } b1 := true ; { vuelve a cerrar paso } end { seccion critica } { protocolo de salida } b1 := false ; { resto sentencias } end end</pre>	<pre>1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11 12 13 14 15 16</pre>
---	--	---

14

Al siguiente algoritmo se le conoce como solución de Hyman al problema de la exclusión mutua. ¿Es correcta dicha solución?

```
{ variables compartidas y valores iniciales }
var c0 : integer := 1 ;
    c1 : integer := 1 ;
    turno : integer := 1 ;
```

```
1 process P0 ;
2 begin
3   while true do begin
4     c0 := 0 ;
5     while turno != 0 do begin
6       while c1 = 0 do begin end
7       turno := 0 ;
8     end
9     { seccion critica }
10    c0 := 1 ;
11    { resto sentencias }
12  end
13 end
```

```
1 process P1 ;
2 begin
3   while true do begin
4     c1 := 0 ;
5     while turno != 1 do begin
6       while c0 = 0 do begin end
7       turno := 1 ;
8     end
9     { seccion critica }
10    c1 := 1 ;
11    { resto sentencias }
12  end
13 end
```

15

Se tienen 2 procesos concurrentes que representan 2 máquinas expendedoras de tickets (señalan el turno en que ha de ser atendido el cliente), los números de los tickets se representan por dos variables **n1** y **n2** que valen inicialmente 0. El proceso con el número de ticket más bajo entra en su sección crítica. En caso de tener 2 números iguales se procesa primero el proceso número 1.

- Demostrar que se verifica la ausencia de interbloqueo (progreso), la ausencia de inanición (espera limitada) y la exclusión mutua.
- Demostrar que las asignaciones **n1:=1** y **n2:=1** son ambas necesarias. Para ello

```
{ variables compartidas y valores iniciales }
var n1 : integer := 0 ;
    n2 : integer := 0 ;
```

```
process P1 ;
begin
  while true do begin
    n1 := 1 ; { E1.1 }
    n1 := n2+1 ; { L1.1; E2.1 }
    while n2 != 0 and { L2.1 }
      n2 < n1 do begin end; { L3.1 }
    { seccion critica } { SC.1 }
    n1 := 0 ; { E3.1 }
    { resto sentencias } { RS.1 }
  end
end
```

```
process P2 ;
begin
  while true do begin
    n2 := 1 ; { E1.2 }
    n2 := n1+1 ; { L1.2; E2.2 }
    while n1 != 0 and { L2.2 }
      n1 <= n2 do begin end; { L3.2 }
    { seccion critica } { SC.2 }
    n2 := 0 ; { E3.2 }
    { resto sentencias } { RS.2 }
  end
end
```

16

El siguiente programa es una solución al problema de la exclusión mutua para 2 procesos. Discutir la corrección de esta solución: si es correcta, entonces probarlo. Si no fuese correcta, escribir escenarios que demuestren que la solución es incorrecta.

<pre> { variables compartidas y valores iniciales } var c0 : integer := 1 ; c1 : integer := 1 ; </pre>	
<pre> 1 process P0 ; 2 begin 3 while true do begin 4 repeat 5 c0 := 1-c1 ; 6 until c1 != 0 ; 7 { seccion critica } 8 c0 := 1 ; 9 { resto sentencias } 10 end 11 end </pre>	<pre> 1 process P1 ; 2 begin 3 while true do begin 4 repeat 5 c1 := 1-c0 ; 6 until c0 != 0 ; 7 { seccion critica } 8 c1 := 1 ; 9 { resto sentencias } 10 end 11 end </pre>

2.2. Soluciones hardware para exclusión mutua

17

Diseñar una solución hardware basada en espera ocupada para el problema de la exclusión mutua utilizando la instrucción **swap(x,y)** (en lugar de usar **LeerAsignar**) cuyo efecto es intercambiar **de forma atómica** los dos valores lógicos almacenados en las posiciones de memoria x e y .

18

En algunas aplicaciones es necesario tener exclusión mutua entre procesos con la particularidad de que puede haber como mucho n procesos en una sección crítica, con n arbitrario y fijo, pero no necesariamente igual a la unidad sino posiblemente mayor. Diseña una solución para este problema basada en el uso de espera ocupada y cerrojos. Estructura dicha solución como un par de subrutinas (usando una misma estructura de datos en memoria compartida), una para el protocolo de entrada y otro el de salida, e incluye el pseudocódigo de las mismas.

2.3. Semáforos

19

El cuadro que sigue nos muestra dos procesos, uno productor **P1** y otro consumidor **P2** que se comunican a través de una variable compartida *x*, según el patrón sencillo de espera única. Las sentencias **a := Producir()** y **Consumir(b)** son atómicas pues solo usan variables locales.

```
var x : integer = 0 ;
    s : semaphore = 0 ;
```

```
process P1;
  var a : integer ;
begin
  a := Producir() ;
  x := a ;
  sem_signal(s) ;
end
```

```
process P2 ;
  var b : integer ;
begin
  sem_wait(s) ;
  b := x ;
  Consumir(b) ;
end
```

Suponemos que **Producir** produce el entero 1 al ser invocado. Queremos analizar la traza del programa (interfoliación de sentencias atómicas) concurrente en dos casos:

- (a) **P1** inicia **sem_signal** antes de que **P2** llegue a **sem_wait**, y
- (b) **P2** inicia **sem_wait** antes de que **P1** llegue a **sem_signal**.

Escribe una traza para cada caso, completando la plantilla que se da en este enunciado. En las trazas debemos incluir una columna para el valor de **s** y otra para los procesos esperando en en el semáforo (además de las columnas con las sentencias de cada proceso y la columna de la variable compartida **x**).

Hay que tener en cuenta que **sem_signal** es siempre atómico, pero **sem_wait** lo es únicamente cuando el valor del semáforo es mayor que cero. Si un semáforo vale 0, entonces la llamada a **sem_wait** se descompone en dos sentencias atómicas: **ini sem_wait** y **fin sem_wait**, y además está última en realidad es simultánea a un **sem_signal** de otro proceso **en la misma fila** (ambas cosas forman una transición atómica de estado).

Plantilla:

P1	P2	x	V.s	Pr.s

20

Considera el siguiente programa concurrente:

```
var x : integer = 0 ;
    s : semaphore = 0 ;
```

```
process P1;
begin
  < x := x+1 > ;
  sem_signal(s) ;
  < print(x) >
end
```

```
process P2 ;
begin
  sem_wait(s) ;
  < x := x*2 > ;
end
```

Responde a estas cuestiones:

- ¿ Qué valores finales puede tener **x** al acabar el programa ?
- ¿ Qué valores puede imprimir el proceso **P1** ?
- Para cada valor que pueda imprimir el proceso **P1** escribe dos trazas (completas, es decir, hasta que acaba el programa) en las que se imprime dicho valor: una traza en la que **P2** no se bloquea en el semáforo en ningún momento, y otra en la que sí se bloquea durante un intervalo de tiempo. Escribe las trazas en tablas con las mismas columnas que aparecen en la plantilla del enunciado del problema anterior, e incluyendo asimismo las sentencias atómicas derivadas de las llamadas a **sem_wait** y **sem_signal**.

21

Considera el siguiente programa concurrente de tres procesos, donde algunas sentencias atómicas se han etiquetado

```
var x : integer = 0 ;
    s : semaphore = 0 ;
```

```
process PA;
begin
  {S1} sem_signal(s) ;
  {A} < x := x+1 > ;
  {S2} sem_signal(s) ;
end
```

```
process PB ;
begin
  sem_wait(s) ;
  {B} < x := x*2 > ;
end
```

```
process PC ;
begin
  sem_wait(s) ;
  {C} < x := x*3 > ;
end
```

Para cada una de las secuencias de interfoliación siguientes, indica si dicha secuencia puede ocurrir o no puede ocurrir, en caso afirmativo, indica el valor final de **x** al acabar el programa, en caso negativo, explica muy brevemente el motivo.

Interfoliación	S/N	V.x	Motivo del no.
S1 - A - S2 - B - B			
A - S1 - S2 - B - C			
B - S1 - A - S2 - C			
C - S1 - B - A - S2			
S1 - A - B - C - S2			
S1 - C - A - S2 - B			
S1 - B - A - S2 - C			
S1 - A - S2 - B - C			
S1 - A - C - S2 - B			

22

Supongamos que tres procesos concurrentes acceden a dos variables compartidas (**x** e **y**) según el siguiente esquema:

```
var x, y : integer ;
```

```
{ accede a 'x' }
process P1 ;
begin
  while true do begin
    x := x+1 ;
    { .... }
  end
end
```

```
{ accede a 'x' e 'y' }
process P2 ;
begin
  while true do begin
    x := x+1 ;
    y := x ;
    { .... }
  end
end
```

```
{ accede a 'y' }
process P3 ;
begin
  while true do begin
    y := y+1 ;
    { .... }
  end
end
```

Con este programa como referencia, realiza estas dos actividades:

- usando un único semáforo para exclusión mutua, completa el programa de forma que cada proceso realice todos sus accesos a **x** e **y** sin solaparse con los otros procesos (ten en cuenta que el proceso 2 debe escribir en **y** el mismo valor que acaba de escribir en **x**).
- la asignación **x**:=**x**+1 que realiza el proceso 2 puede solaparse sin problemas con la asignación **y**:=**y**+1 que realiza el proceso 3, ya que son independientes. Sin embargo, en la solución anterior, al usar un único semáforo, esto no es posible. Escribe una nueva solución que permita el solapamiento descrito, usando dos semáforos para dos secciones críticas distintas (las cuales, en el proceso 2, aparecen anidadas).

23

Sean los procesos P_1 , P_2 y P_3 , cuyas secuencias de instrucciones son las que se muestran en el cuadro. Usando semáforos, resuelve los siguientes problemas de sincronización (son independientes unos de otros):

- (a) P_2 podrá ejecutar e una vez por cada vez que P_1 haya ejecutado a o P_3 haya ejecutado g .
- (b) P_2 podrá ejecutar e una vez por cada vez que los procesos P_1 y P_3 hayan ejecutado una vez el par de sentencias a y g .
- (c) Por cada vez que P_1 haya ejecutado b , podrá P_2 ejecutar una vez e y podrá P_3 ejecutar una vez h .
- (d) Sincroniza los procesos de forma que las secuencias b en P_1 , f en P_2 , y h en P_3 , sean ejecutadas como mucho por dos procesos simultáneamente.

```
{ variables globales }
```

```
process P1 ;
begin
  while true do begin
    a
    b
    c
  end
end
```

```
process P2 ;
begin
  while true do begin
    d
    e
    f
  end
end
```

```
process P3 ;
begin
  while true do begin
    g
    h
    i
  end
end
```

24

El cuadro que sigue nos muestra dos procesos concurrentes, P_1 y P_2 , que comparten una variable global x (las restantes variables son locales a los procesos). Usando semáforos, queremos resolver los dos problemas de sincronización que se indican aquí:

- (a) Sincronizar los procesos para que P_1 use todos los valores x suministrados por P_2 .
- (b) Sincronizar los procesos para que P_1 utilice un valor sí y otro no de la variable x , es decir, utilice los valores primero, tercero, quinto, etc...

```
{ variables globales }
var x : integer ;
```

```
process P1 ;
  var m : integer ;
begin
  while true do begin
    m := 2*x-1 ;
    print( m );
  end
end
```

```
process P2
  var d : integer ;
begin
  while true do begin
    d := leer_teclado();
    x := 7*d+6 ;
  end
end
```

2.4. Monitores

25

Se consideran dos tipos de recursos accesibles por varios procesos concurrentes (denominamos a los recursos como recursos de tipo 1 y de tipo 2). Existen N_1 ejemplares de recursos de tipo 1 y N_2 ejemplares de recursos de tipo 2.

Para la gestión de estos ejemplares, queremos diseñar un monitor (con semántica SU) que exporta un procedimiento (**pedir_recurso**), para pedir un ejemplar de uno de los dos tipos de recursos. Este procedimiento incluye un parámetro entero (**tipo**), que valdrá 1 o 2 indica el tipo del ejemplar que se desea usar.

Asimismo, el monitor incorpora otro procedimiento (**liberar_recurso**) para indicar que se deja de usar un ejemplar de un recurso previamente solicitado (este procedimiento también admite un entero que puede valer 1 o 2, según el tipo de ejemplar que se quiera liberar). En ningún momento puede haber un ejemplar de un tipo de recurso en uso por más de un proceso. En este contexto, responde a estas cuestiones:

- (a) Implementa el monitor con los dos procedimientos citados, suponiendo que N_1 y N_2 son dos constantes arbitrarias, mayores que cero.
- (b) El uso de este monitor puede dar lugar a interbloqueo. Esto ocurre cuando más de un proceso tiene algún punto en su código en el cual necesita usar dos ejemplares de distinto tipo a la vez. Describe la secuencia de peticiones que da lugar a interbloqueo.
- (c) Una posible solución al problema anterior es obligar a que si un proceso necesita dos recursos de distinto tipo a la vez, deba de llamar a **pedir_recurso**, dando un parámetro con valor 0, para indicar que necesita los dos ejemplares. En esta solución, cuando un ejemplar quede libre, se dará prioridad a los posibles procesos esperando usar dos ejemplares, frente a los que esperan usar solo uno de ellos.

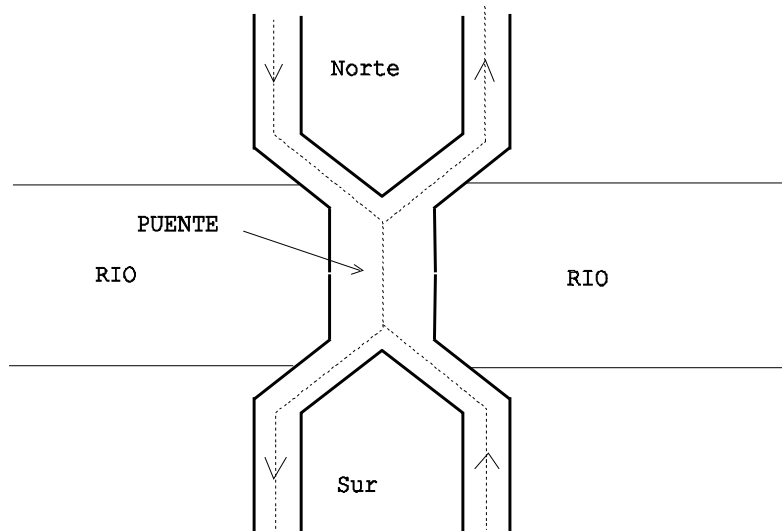
26

Escribir una solución al problema de *lectores-escriptores* con monitores:

- a) Con prioridad a los lectores. Quiere decir que, si en un momento puede acceder al recurso tanto un lector como un escritor, se da paso preferentemente al lector.
- b) Con prioridad a los escritores. Quiere decir que, si en un momento puede acceder tanto un lector como un escritor, se da paso preferentemente al escritor.
- c) Con prioridades iguales. En este caso, los procesos acceden al recurso estrictamente en orden de llegada, lo cual implica, en particular, que si hay lectores leyendo y un escritor esperando, los lectores que intenten acceder después del escritor no podrán hacerlo hasta que no lo haga dicho escritor.

27

Varios coches que vienen del norte y del sur pretenden cruzar un puente sobre un río. Solo existe un carril sobre dicho puente. Por lo tanto, en un momento dado, el puente solo puede ser cruzado por uno o más coches en la misma dirección (pero no en direcciones opuestas).



- a) Completar el código del siguiente monitor que resuelve el problema del acceso al puente suponiendo que llega un coche del norte (sur) y cruza el puente si no hay otro coche del sur (norte) cruzando el puente en ese momento.

```

Monitor Puente

var ... ;

procedure EntrarCocheDelNorte ()
begin
    ...
end
procedure SalirCocheDelNorte ()
begin
    ....
end
procedure EntrarCocheDelSur ()
begin
    ....
end
procedure SalirCocheDelSur ()
begin
    ...
end

```

```
{ Inicializacion }
begin
    ....
end
```

- b) Mejorar el monitor anterior, de forma que la dirección del tráfico a través del puente cambie cada vez que lo hayan cruzado 10 coches en una dirección, mientras 1 ó más coches estuviesen esperando cruzar el puente en dirección opuesta.

28

Una tribu de antropófagos comparte una olla en la que caben M misioneros. Cuando algún salvaje quiere comer, se sirve directamente de la olla, a no ser que ésta esté vacía. Si la olla está vacía, el salvaje despertará al cocinero y esperará a que éste haya rellenado la olla con otros M misioneros.

Para solucionar la sincronización usamos un monitor llamado **Olla**, que se puede usar así:

```
monitor Olla ;
....
begin
    ....
end
```

```
process ProcSalvaje[ i:1..N ] ;
begin
    while true do begin
        Olla.Servirse_1_misionero();
        Comer(); { es un retraso aleatorio }
    end
end
```

```
process ProcCocinero ;
begin
    while true do begin
        Olla.Dormir();
        Olla.Rellenar_Olla();
    end
end
```

Diseña el código del monitor **Olla** para la sincronización requerida, teniendo en cuenta que:

- La solución no debe producir interbloqueo.
- Los salvajes podrán comer siempre que haya comida en la olla,
- Solamente se despertará al cocinero cuando la olla esté vacía.

29

Una cuenta de ahorros es compartida por varias personas (procesos). Cada persona puede depositar o retirar fondos de la cuenta. El saldo actual de la cuenta es la suma de todos los depósitos menos la suma de todos los reintegros. El saldo nunca puede ser negativo.

Queremos usar un monitor para resolver el problema. El monitor debe tener 2 procedimientos: **depositar** (c) y **retirar** (c). Suponer que los argumentos de las 2 operaciones son siempre positivos, e indican las cantidades a depositar o retirar. El monitor usará la semántica *señalar y espera urgente* (SU). Se deben de escribir varias versiones de la solución, según las variaciones de los requerimientos que se describen a continuación:

- (a) Todo proceso puede retirar fondos mientras la cantidad solicitada c sea menor o igual que el saldo disponible en la cuenta en ese momento. Si un proceso intenta retirar una cantidad c mayor que el saldo, debe quedar bloqueado hasta que el saldo se incremente lo suficiente (como consecuencia de que otros procesos depositen fondos en la cuenta) para que se pueda atender la petición. Hacer dos versiones:
 - (a.1) colas normales (FIFO), sin prioridad.
 - (a.2) con colas de prioridad.
- (b) El reintegro de fondos a los clientes se hace únicamente según el orden de llegada, si hay más de un cliente esperando, solo el primero que llegó puede optar a retirar la cantidad que desea, mientras esto no sea posible, esperarán todos los clientes, independientemente de cuanto quieran retirar los demás. Por ejemplo, suponer que el saldo es 200 unidades y un cliente está esperando un reintegro de 300 unidades. Si llega otro cliente debe esperarse, incluso si quiere retirar 200 unidades. De nuevo, resolverlo de dos formas:
 - (b.1) colas normales (FIFO), sin prioridad.
 - (b.2) con colas de prioridad.

30

Los procesos P_1, P_2, \dots, P_n comparten un único recurso R , pero solo un proceso puede utilizarlo cada vez. Un proceso P_i puede comenzar a utilizar R si está libre; en caso contrario, el proceso debe esperar a que el recurso sea liberado por otro proceso. Si hay varios procesos esperando a que quede libre R , se concederá al proceso que tenga mayor prioridad. La regla de prioridad de los procesos es la siguiente: el proceso P_i tiene prioridad i , (con $1 \leq i \leq n$), donde los números menores implican mayor prioridad (es decir, si $i < j$, entonces P_i pasa por delante de P_j) Implementar un monitor que implemente los procedimientos **Pedir** y **Liberar**.

31

En un sistema hay dos tipos de procesos: A y B . Queremos implementar un esquema de sincronización en el que los procesos se sincronizan por bloques de 1 proceso del tipo A y 10 procesos del tipo B . De acuerdo con este esquema:

- Si un proceso de tipo A llama a la operación de sincronización, y no hay (al menos) 10 procesos de tipo B bloqueados en la operación de sincronización, entonces el proceso de tipo A se bloquea.

- Si un proceso de tipo *B* llama a la operación de sincronización, y no hay (al menos) 1 proceso del tipo *A* y 9 procesos del tipo *B* (aparte de él mismo) bloqueados en la operación de sincronización, entonces el proceso de tipo *B* se bloquea.
- Si un proceso de tipo *A* llama a la operación de sincronización y hay (al menos) 10 procesos bloqueados en dicha operación, entonces el proceso de tipo *A* no se bloquea y además deberán desbloquearse exactamente 10 procesos de tipo *B*. Si un proceso de tipo *B* llama a la operación de sincronización y hay (al menos) 1 proceso de tipo *A* y 9 procesos de tipo *B* bloqueados en dicha operación, entonces el proceso de tipo *B* no se bloquea y además deberán desbloquearse exactamente 1 proceso del tipo *A* y 9 procesos del tipo *B*.
- No se requiere que los procesos se desbloqueen en orden FIFO.

Implementar un monitor (con semántica SU) que implemente procedimientos para llevar a cabo la sincronización requerida entre los diferentes tipos de procesos. El monitor puede exportar una única operación de sincronización para todos los tipos de procesos (con un parámetro) o una operación específica para los de tipo *A* y otra para los de tipo *B*.

32

El siguiente monitor (**Barrera2**) proporciona un único procedimiento de nombre **entrada**, que provoca que el primer proceso que lo llama sea suspendido y el segundo que lo llama despierte al primero que lo llamó (a continuación ambos continúan), y así actúa cíclicamente. Obtener una implementación de este monitor usando semáforos.

```

Monitor Barrera2 ;

    var n : integer;      { num. de proc. que han llegado desde el signal }
        s : condition ;   { cola donde espera el segundo           }

procedure entrada () ;
begin
    n := n+1 ;            { ha llegado un proceso mas }
    if n < 2 then         { si es el primero:      }
        s.wait()          { esperar al segundo   }
    else begin            { si es el segundo:      }
        n := 0;           { inicializa el contador }
        s.signal()        { despertar al primero  }
    end
end
{ Inicializacion }
begin
    n := 0 ;
end

```

33

Este es un ejemplo clásico que ilustra el problema del *interbloqueo*, y aparece en la literatura con el nombre de **el problema de los filósofos-comensales**. Se puede enunciar como se indica a continuación:

Sentados a una mesa están cinco filósofos. La actividad de cada filósofo es un ciclo sin fin de las operaciones de pensar y comer. Entre cada dos filósofos hay un tenedor. Para comer, un filósofo necesita obligatoriamente dos tenedores: el de su derecha y el de su izquierda. Se han definido cinco procesos concurrentes, cada uno de ellos describe la actividad de un filósofo. Los procesos usan un monitor, llamado **MonFilo**.

Antes de comer cada filósofo debe disponer de su tenedor de la derecha y el de la izquierda, y cuando termina la actividad de comer, libera ambos tenedores. El filósofo i alude al tenedor de su derecha como el número i , y al de su izquierda como el número $i + 1 \bmod 5$.

El monitor **MonFilo** exportará dos procedimientos: **coge_tenedor**(num_tenedor,num_proceso) y **libera_tenedor**(num_tenedor,num_proceso) para indicar que un proceso filósofo desea coger un tenedor determinado.

El código del programa (sin incluir la implementación del monitor) es el siguiente:

```
monitor MonFilo ;
....
procedure coge_tenedor( num_ten, num_proc : integer );
....
procedure libera_tenedor( num_ten : integer );
....
begin
....
end

process Filosofo[ i: 0..4 ] ;
begin
  while true do begin
    MonFilo.coge_tenedor(i,i);           { argumento 1=codigo tenedor }
    MonFilo.coge_tenedor(i+1 mod 5,i);   { argumento 2=numero de proceso }
    comer();
    MonFilo.libera_tenedor(i);
    MonFilo.libera_tenedor(i+1 mod 5);
    pensar();
  end
end
```

Con este interfaz para el monitor, responde a las siguientes cuestiones:

- Diseña una solución para el monitor **MonFilo**
- Describe la situación de interbloqueo que puede ocurrir con la solución que has escrito antes.
- Diseña una nueva solución, en la cual se evie el interbloqueo descrito, para ello, esta solución no debe permitir que haya más de cuatro filósofos simultáneamente intentado coger su primer tenedor

Sistemas basados en paso de mensajes.

3.1. Funciones de envío y recepción.

34

Supongamos que tenemos un programa distribuido con tres procesos de forma que queremos que cada uno pase un dato (el valor de una variable) al siguiente para que el siguiente lo imprima, siendo indiferente el orden en el que se realizan las operaciones de paso de mensaje, y también siendo indiferente el orden en el que se imprimen los valores. Esto se ha programado usando el siguiente esquema usando un paso de mensajes síncrono:

```
Process P0 ;
  var x,y : integer;
begin
  x := .... ;
  s_send( x, P1 );
  receive( y, P2 );
  imprime( y );
end
```

```
Process P1 ;
  var x,y : integer;
begin
  x := .... ;
  s_send( x, P2 );
  receive( y, P0 );
  imprime( y );
end
```

```
Process P2 ;
  var x,y : integer;
begin
  x := .... ;
  s_send( x, P0 );
  receive( y, P1 );
  imprime( y );
end
```

Contesta a las siguientes cuestiones:

- Este programa produce interbloqueo. Describe brevemente a qué se debe esto.
- Si el envío de los mensajes es asíncrono seguro, ¿se podría producir un interbloqueo? Razonar brevemente.
- Describe brevemente los cambios que harías en los procesos para cumplir los requisitos del enunciado y evitar el interbloqueo manteniendo un paso de mensajes síncrono.

35

Dado el siguiente ejemplo de paso de mensajes entre dos procesos,

```

Process PA ;
  var env : integer;
begin
  env := 40 ;
  ENVIAR( env, PB );
  env := 20;
end

```

```

Process PB ;
  var rec : integer;
begin
  rec := 30 ;
  RECIBIR( rec, PA );
  imprime( rec );
end

```

Para cada uno de los siguientes casos, indica qué valor o valores se pueden transferir por el SPM, y que valor o valores puede imprimir PB:

- (a) ENVIAR es send y RECIBIR es i_receive.
- (b) ENVIAR es i_send y RECIBIR es i_receive.
- (c) ENVIAR es s_send y RECIBIR es receive.

36

En un sistema distribuido se ejecutan dos procesos *A* y *B*. Para cada uno de los valores enteros 1,2,3 y 4, indica si el proceso *A* puede imprimir o no puede imprimir ese valor. En caso negativo, justifica tu respuesta, en caso afirmativo, indica la secuencia de accesos a variables que llevan a dicho resultado. Cada acceso puede ser uno de estos:

- (a) una asignación atómica a una variable, por ejemplo *x:=34*,
- (b) la lectura del valor de un variable por el SPM, por ejemplo *leer 35 en y*
- (b) la escritura de un valor en una variable por el SPM, por ejemplo *escribir 46 en z*,
- (d) imprimir un valor, por ejemplo *imprime 72* (lo que ocurra después da igual, así que esto es siempre lo último)

(suponemos que estos accesos son todos ellos atómicos)

```

process A ;
  var a : integer ;
begin
  a := 1 ;
  i_send( a, B );
  a := 2 ;
  receive( a, B );
  print(a);
end

```

```

process B ;
  var b : integer ;
begin
  b := 3 ;
  i_receive( b, A );
  b := 4 ;
  s_send( b, A );
end

```

37

Considerar un estanco en el que hay tres fumadores y un estancoero. Cada fumador continuamente lía un cigarro y se lo fuma. Para liar un cigarro, el fumador necesita tres ingredientes: tabaco, papel y cerillas. Uno de los fumadores tiene solamente papel, otro tiene solamente tabaco, y el otro tiene solamente cerillas. El estancoero tiene una cantidad infinita de los tres ingredientes.

- El estancoero coloca aleatoriamente dos ingredientes diferentes de los tres que se necesitan para hacer un cigarro, desbloquea al fumador que tiene el tercer ingrediente y después se bloquea. El fumador seleccionado, se puede obtener fácilmente mediante una función `genera_ingredientes` que devuelve el índice (0,1, ó 2) del fumador escogido.
- El fumador desbloqueado toma los dos ingredientes del mostrador, desbloqueando al estancoero, lía un cigarro y fuma durante un tiempo.
- El estancoero, una vez desbloqueado, vuelve a poner dos ingredientes aleatorios en el mostrador, y se repite el ciclo.

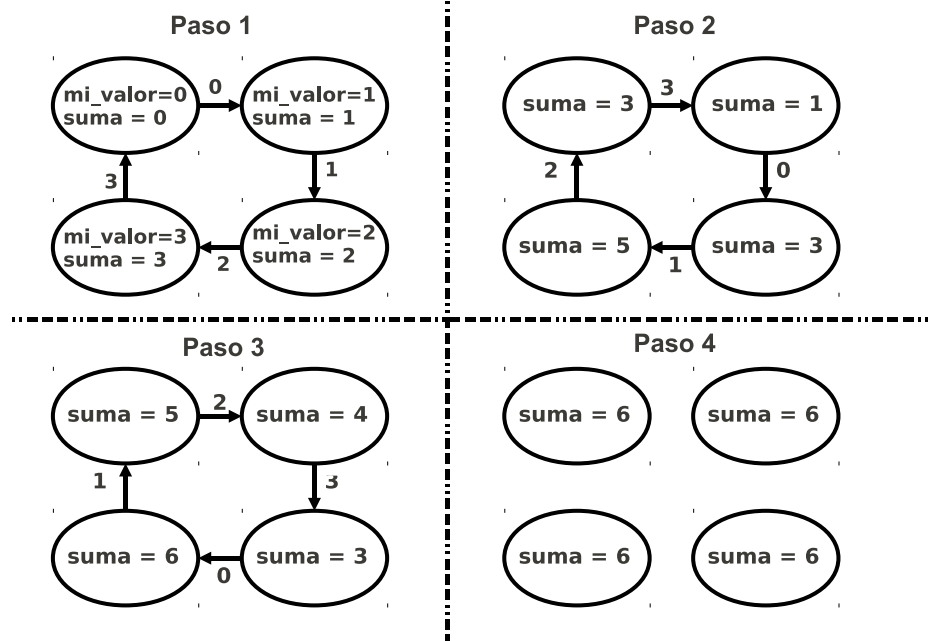
Describir una solución distribuida que use envío asíncrono seguro y recepción síncrona, para este problema usando un proceso `Estancoero` y tres procesos fumadores `Fumador(i)` (con $i=0,1$ y 2).

```
process Estancoero ;
begin
  while true do begin
    ....
  end
end
```

```
process Fumador[ i : 0..2 ] ;
begin
  while true do begin
    ....
  end
end
```

38

Considerar un conjunto de N procesos, $P[i]$, ($i = 0, \dots, N - 1$) que se pasan mensajes cada uno al siguiente (y el primero al último), en forma de anillo. Cada proceso tiene un valor local almacenado en su variable local `mi_valor`. Deseamos calcular la suma de los valores locales almacenados por los procesos de acuerdo con el algoritmo que se expone a continuación.



Los procesos realizan una serie de iteraciones para hacer circular sus valores locales por el anillo. En la primera iteración, cada proceso envía su valor local al siguiente proceso del anillo, al mismo tiempo que recibe del proceso anterior el valor local de éste. A continuación acumula la suma de su valor local y el recibido desde el proceso anterior. En las siguientes iteraciones, cada proceso envía al siguiente proceso siguiente el valor recibido en la anterior iteración, al mismo tiempo que recibe del proceso anterior un nuevo valor. Después acumula la suma. Tras un total de $N - 1$ iteraciones, cada proceso conocerá la suma de todos los valores locales de los procesos.

Dar una descripción en pseudocódigo de los procesos siguiendo un estilo SPMD y usando operaciones de envío y recepción síncronas.

```
process P[ i : 0..N-1 ] ;
    var mi_valor : integer := ... ; { valor arbitrario (== i en la figura, por ejemplo) }
        suma      : integer := mi_valor ; { suma inicializada a 'mi_valor' }
begin
    for j := 0 to N-1 do begin
        ...
    end
end
```

3.2. Espera selectiva

En un sistema distribuido, 6 procesos clientes necesitan sincronizarse de forma específica para realizar cierta

tarea, de forma que dicha tarea sólo podrá ser realizada cuando tres procesos estén preparados para realizarla. Para ello, envían peticiones a un proceso controlador del recurso y esperan respuesta para poder realizar la tarea específica. El proceso controlador se encarga de asegurar la sincronización adecuada. Para ello, recibe y cuenta las peticiones que le llegan de los procesos, las dos primeras no son respondidas y producen la suspensión del proceso que envía la petición (debido a que se bloquea esperando respuesta) pero la tercera petición produce el desbloqueo de los tres procesos pendientes de respuesta. A continuación, una vez desbloqueados los tres procesos que han pedido (al recibir respuesta), inicializa la cuenta y procede cíclicamente de la misma forma sobre otras peticiones.

El código de los procesos clientes aparece aquí abajo. Los clientes usan envío asíncrono seguro para realizar su petición, y esperan con una recepción síncrona antes de realizar la tarea.

<pre> process Cliente[i : 0..5] ; begin while true do begin send(peticion, Controlador); receive(permiso, Controlador); Realiza_tarea_grupal(); end end </pre>	<pre> process Controlador ; begin while true do begin ... end end </pre>
---	--

Describir en pseudocódigo el comportamiento del proceso controlador, utilizando una orden de espera selectiva que permita implementar la sincronización requerida entre los procesos. Es posible utilizar una sentencia del tipo `select for i=... to ...` para especificar diferentes ramas de una sentencia selectiva que comparten el mismo código dependiente del valor de un índice `i`.

40

En un sistema distribuido, 3 procesos productores producen continuamente valores enteros y los envían a un proceso buffer que los almacena temporalmente en un array local de 4 celdas enteras para ir enviándoselos a un proceso consumidor. A su vez, el proceso buffer realiza lo siguiente, sirviendo de forma equitativa al resto de procesos:

- Envía enteros al proceso consumidor siempre que su array local tenga al menos dos elementos disponibles.
- Acepta envíos de los productores mientras el array no esté lleno, pero no acepta que cualquier productor pueda escribir dos veces consecutivas en el búfer.

El código de los procesos productor y consumidor es el siguiente, asumiendo que se usan operaciones síncronas.

```

process Productor[ i : 0..2 ] ;
  var dato : integer ;
begin
  while true do begin
    dato := Producir();
    send( dato, Buffer );
  end
end

```

```

process Consumidor ;
begin
  while true do begin
    receive ( dato, Buffer );
    Consumir( dato );
  end
end

```

Describir en pseudocódigo el comportamiento del proceso Buffer, utilizando una orden de espera selectiva que permita implementar la sincronización requerida entre los procesos.

```

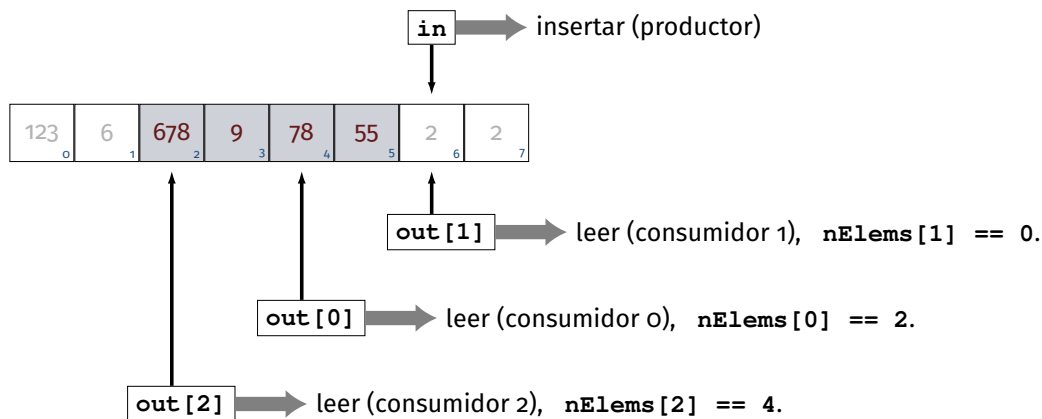
process Buffer ;
begin
  while true do begin
    ...
  end
end

```

41

Suponer un proceso productor y 3 procesos consumidores que comparten un buffer acotado de tamaño **B**. Cada elemento depositado por el proceso productor debe ser retirado por todos los 3 procesos consumidores para ser eliminado del buffer. Cada consumidor retirará los datos del buffer en el mismo orden en el que son depositados, aunque los diferentes consumidores pueden ir retirando los elementos a ritmo diferente unos de otros. Por ejemplo, mientras un consumidor ha retirado los elementos 1, 2 y 3, otro consumidor puede haber retirado solamente el elemento 1. De esta forma, el consumidor más rápido podría retirar hasta **B** elementos más que el consumidor más lento.

Describir en pseudocódigo el comportamiento de un proceso que implemente el buffer de acuerdo con el esquema de interacción descrito usando una construcción de espera selectiva, así como el del proceso productor y de los procesos consumidores. Comenzar identificando qué información es necesario representar, para después resolver las cuestiones de sincronización. Una posible implementación del buffer mantendría, para cada proceso consumidor, el puntero de salida (**out**) y el número de elementos que quedan en el buffer por consumir (**nElems**). En la figura se ve un esquema de un estado del buffer, a modo de ejemplo:



42

Una tribu de antropófagos comparte una olla en la que caben M misioneros. Cuando algún salvaje quiere comer, se sirve directamente de la olla, a no ser que ésta esté vacía. Si la olla está vacía, el salvaje despertará al cocinero y esperará a que éste haya rellenado la olla con otros M misioneros.

```
process Salvaje [ i : 0..2 ] ;
begin
  while true do begin
    { esperar a servirse un misionero: }
    .....
    { comer }
    Comer () ;
  end
end
```

```
process Cocinero ;
begin
  while true do begin
    { dormir esperando solicitud para llenar: }
    .....
    { confirmar que se ha rellenado la olla }
    .....
  end
end
```

Implementar los procesos salvajes y cocinero usando paso de mensajes, usando un proceso olla que incluye una construcción de espera selectiva que sirve peticiones de los salvajes y el cocinero para mantener la sincronización requerida, teniendo en cuenta que:

- La solución no debe producir interbloqueo.
- Los salvajes podrán comer siempre que haya comida en la olla,
- Solamente se despertará al cocinero cuando la olla esté vacía.

43

En un sistema distribuido, un gran número de procesos clientes usa frecuentemente un determinado recurso y se desea que puedan usarlo simultáneamente el máximo número de procesos. Para ello, los clientes

envían peticiones a un proceso controlador para usar el recurso y esperan respuesta para poder usarlo (véase el código de los procesos clientes). Cuando un cliente termina de usar el recurso, envía una solicitud para dejar de usarlo y espera respuesta del Controlador. El proceso controlador se encarga de asegurar la sincronización adecuada imponiendo una única restricción por razones supersticiosas: nunca habrá 13 procesos exactamente usando el recurso al mismo tiempo.

```
process Cli[ i : 0...n ] ;
var pet_usar      : integer := +1 ;
    pet_liberar   : integer := -1 ;
    permiso       : integer := ... ;
begin
    while true do begin
        send( pet_usar, Controlador );
        receive( permiso, Controlador );

        Usar_recurso( );

        send( pet_liberar, Controlador );
        receive( permiso, Controlador );
    end
end
```

```
process Controlador ;
begin
    while true do begin
        select

            ...

        end
    end
end
```

Describir en pseudocódigo el comportamiento del proceso controlador, utilizando una orden de espera selectiva que permita implementar la sincronización requerida entre los procesos. Es posible utilizar una sentencia del tipo `select for i=... to ...` para especificar diferentes ramas de una sentencia selectiva que comparten el mismo código dependiente del valor de un índice i .

44

En un sistema distribuido, tres procesos **Productor** se comunican con un proceso **Impresor** que se encarga de ir imprimiendo en pantalla una cadena con los datos generados por los procesos productores. Cada proceso productor (**Productor**[i] con $i = 0, 1, 2$) genera continuamente el correspondiente entero i , y lo envía al proceso **Impresor**.

El proceso **Impresor** se encarga de ir recibiendo los datos generados por los productores y los imprime por pantalla (usando el procedimiento `imprime(entero)`) generando una cadena dígitos en la salida. No obstante, los procesos se han de sincronizar adecuadamente para que la impresión por pantalla cumpla las siguientes restricciones:

- Los dígitos 0 y 1 deben aceptarse por el impresor de forma alterna. Es decir, si se acepta un 0 no podrá volver a aceptarse un 0 hasta que se haya aceptado un 1, y viceversa, si se acepta un 1 no podrá volver a aceptarse un 1 hasta que se haya aceptado un 0.
- El número total de dígitos 0 o 1 aceptados en un instante no puede superar el doble de número de dígitos 2 ya aceptados en dicho instante.

Cuando un productor envía un dígito que no se puede aceptar por el impresor, el productor quedará bloqueado esperando completar el `s_send`.

El pseudocódigo de los procesos productores (**Productor**) se muestra a continuación, asumiendo que se usan operaciones bloqueantes no buferizadas (síncronas).

```
process Productor[ i : 0,1,2 ]
while true do begin
    s_send( i, Impresor ) ;
end
```

Escribir en pseudocódigo el código del proceso **Impresor**, utilizando un bucle infinito con una orden de espera selectiva `select` que permita implementar la sincronización requerida entre los procesos, según este esquema:

```
Process Impresor
var
    .....
begin
    while true do begin
        select
            .....
        end
    end
end
```

45

En un sistema distribuido hay un vector de `n` procesos iguales que envían con `send` (en un bucle infinito) valores enteros a un proceso receptor, que los imprime.

Si en algún momento no hay ningún mensaje pendiente de recibir en el receptor, este proceso debe de imprimir "no hay mensajes. duermo.z después bloquearse durante 10 segundos (con `sleep_for(10)`), antes de volver a comprobar si hay mensajes (esto podría hacerse para ahorrar energía, ya que el procesamiento de mensajes se hace en ráfagas separadas por 10 segundos).

Este problema no se puede solucionar usando `receive` o `i_receive`. Indica a que se debe esto. Sin embargo, sí se puede hacer con `select`. Diseña una solución a este problema con `select`.

```
process Emisor[ i : 1..n ]
    var dato : integer ;
begin
    while true do begin
        dato := Producir() ;
        send( dato, Receptor ) ;
    end
end
process Receptor()
    var dato : integer ;
begin
```

```

    while true do
        .....
    end

```

46

En un sistema tenemos N procesos emisores que envían de forma segura un único mensaje cada uno de ellos a un proceso receptor, mensaje que contiene un entero con el número de proceso emisor. El proceso receptor debe de imprimir el número del proceso emisor que inició el envío en primer lugar. Dicho emisor debe terminar, y el resto quedarse bloqueados.

```

process Emisor[ i : 1.. N ]
begin
    s_send(i, Receptor);
end
process Receptor ;
    var ganador : integer ;
begin
    { calcular 'ganador' }
    ....
    ....
    print "El primer envio lo ha realizado: ....", ganador ;
end

```

Para cada uno de los siguientes casos, describir razonadamente si es posible diseñar una solución a este problema o no lo es. En caso afirmativo, escribe una posible solución:

- (a) el proceso receptor usa exclusivamente recepción mediante una o varias llamadas a **receive**
- (b) el proceso receptor usa exclusivamente recepción mediante una o varias llamadas a **i_receive**
- (c) el proceso receptor usa exclusivamente recepción mediante una o varias instrucciones **select**

3.3. Envíos de muchos a muchos

47

Supongamos que tenemos N procesos concurrentes semejantes:

```

process P[ i : 1..N ] ;
    ....
begin
    ....
end

```

Cada proceso produce $N-1$ caracteres (con $N-1$ llamadas a la función **ProduceCaracter**) y envía cada carácter a los otros $N-1$ procesos. Además, cada proceso debe imprimir todos los caracteres recibidos de los otros procesos (el orden en el que se escriben es indiferente).

- (a) Describe razonadamente si es o no posible hacer esto usando exclusivamente **s_send** para los envíos. En caso afirmativo, escribe una solución.
- (b) Escribe una solución usando **send** y **receive**

48

Escribe una nueva solución al problema anterior en la cual se garantice que el orden en el que se imprimen los caracteres es el mismo orden en el que se inician los envíos de dichos caracteres (pista: usa **select** para recibir).

49

Supongamos de nuevo el problema anterior en el cual todos los procesos envían a todos. Ahora cada ítem de datos a producir y transmitir es un bloque de bytes con muchos valores (por ejemplo, es una imagen que puede tener varios megabytes de tamaño). Se dispone del tipo de datos **TipoBloque** para ello, y el procedimiento **ProducirBloque**, de forma que si b es una variable de tipo **TipoBloque**, entonces la llamada a **ProducirBloque** (b) produce y escribe una secuencia de bytes en b . En lugar de imprimir los datos, se deben consumir con una llamada a **ConsumirBloque** (b).

Cada proceso se ejecuta en un ordenador, y se garantiza que hay la suficiente memoria en ese ordenador como para contener simultáneamente al menos hasta N bloques. Sin embargo, el sistema de paso de mensajes (SPM) podría no tener memoria suficiente como para contener los $(N-1)^2$ mensajes en tránsito simultáneos que podría llegar a haber en un momento dado con la solución anterior.

En estas condiciones, si el SPM agota la memoria, debe retrasar los **send** dejando bloqueados los procesos y en esas circunstancias se podría producir interbloqueo. Para evitarlo, se pueden usar operaciones inseguras de envío, **i_send**. Escribe dicha solución, usando como orden de recepción el mismo que en el problema anterior (3).

50

En los tres problemas anteriores, cada proceso va esperando a recibir un ítem de datos de cada uno de los otros procesos, consume dicho ítem, y después pasa a recibir del siguiente emisor (en distintos órdenes). Esto implica que un envío ya iniciado, pero pendiente, no puede completarse hasta que el receptor no haya consumido los anteriores bloques, es decir, se introducen esperas que son innecesarias.

Escribe una solución en la cual cada proceso inicia sus envíos y recepciones y después espera a que se completen todas las recepciones antes de iniciar el primer consumo de un bloque recibido. De esta forma todos

los mensajes pueden transferirse potencialmente de forma simultánea (hay más paralelismo potencial y por tanto el programa puede ejecutarse más rápido).

Suponer que cada proceso puede almacenar como mínimo $2N$ bloques en su memoria local, y que el orden de recepción o de consumo de los bloques es indiferente.

Sistemas de Tiempo Real.

51

Dado el conjunto de tareas periódicas y sus atributos temporales que se indica en la tabla de aquí abajo, determinar si se puede planificar el conjunto de dichas tareas utilizando un esquema de planificación basado en planificación cíclica. Diseña el plan cíclico determinando el marco secundario, y el entrelazamiento de las tareas sobre un cronograma.

Tarea	C_i	T_i	D_i
T1	10	40	40
T2	18	50	50
T3	10	200	200
T4	20	200	200

52

El siguiente conjunto de tareas periódicas se puede planificar con ejecutivos cíclicos. Determina si esto es cierto calculando el marco secundario que debería tener. Dibuja el cronograma que muestre las ocurrencias de cada tarea y su entrelazamiento. ¿Cómo se tendría que implementar? (escribe el pseudo-código de la implementación)

Tarea	C_i	T_i	D_i
T1	2	6	6
T2	2	8	8
T3	3	12	12

53

Comprobar si el conjunto de procesos periódicos que se muestra en la siguiente tabla es planificable con el algoritmo RMS utilizando el test basado en el factor de utilización del tiempo del procesador. Si el test no se cumple, ¿debemos descartar que el sistema sea planificable?

Tarea	C_i	T_i
T1	9	30
T2	10	40
T3	10	50

54

Considérese el siguiente conjunto de tareas compuesto por tres tareas periódicas:

Tarea	C_i	T_i
T1	10	40
T2	20	60
T3	20	80

Comprueba la planificabilidad del conjunto de tareas con el algoritmo RMS utilizando el test basado en el factor de utilización. Calcular el hiperperiodo y construir el correspondiente cronograma.

55

Comprobar la planificabilidad y construir el cronograma de acuerdo al algoritmo de planificación RMS del siguiente conjunto de tareas periódicas.

Tarea	C_i	T_i
T1	20	60
T2	20	80
T3	20	120

56

Determinar si el siguiente conjunto de tareas puede planificarse con la política de planificación RMS y con la política EDF, utilizando los tests de planificabilidad adecuados para cada uno de los dos casos. Comprobar también la planificabilidad en ambos casos construyendo los dos cronogramas.

Tarea	C_i	T_i
T1	1	5
T2	1	10
T3	2	20
T4	10	20
T5	7	100

57

Describe razonadamente si el siguiente conjunto de tareas puede planificarse o no puede planificarse en

un sistema monoprocesador usando un ejecutivo cíclico o usando algún algoritmo basado en prioridades estáticas o dinámicas.

Tarea	C_i	T_i
T1	1	5
T2	1	10
T3	2	10
T4	10	20
T5	7	100