Modelos Teóricos de Control de la Concurrencia

Tema 4 - Programación Concurrente y de Tiempo Real

Antonio J. Tomeu[1] Manuel Francisco[2]

[1]Departamento de Ingeniería Informática
Universidad de Cádiz

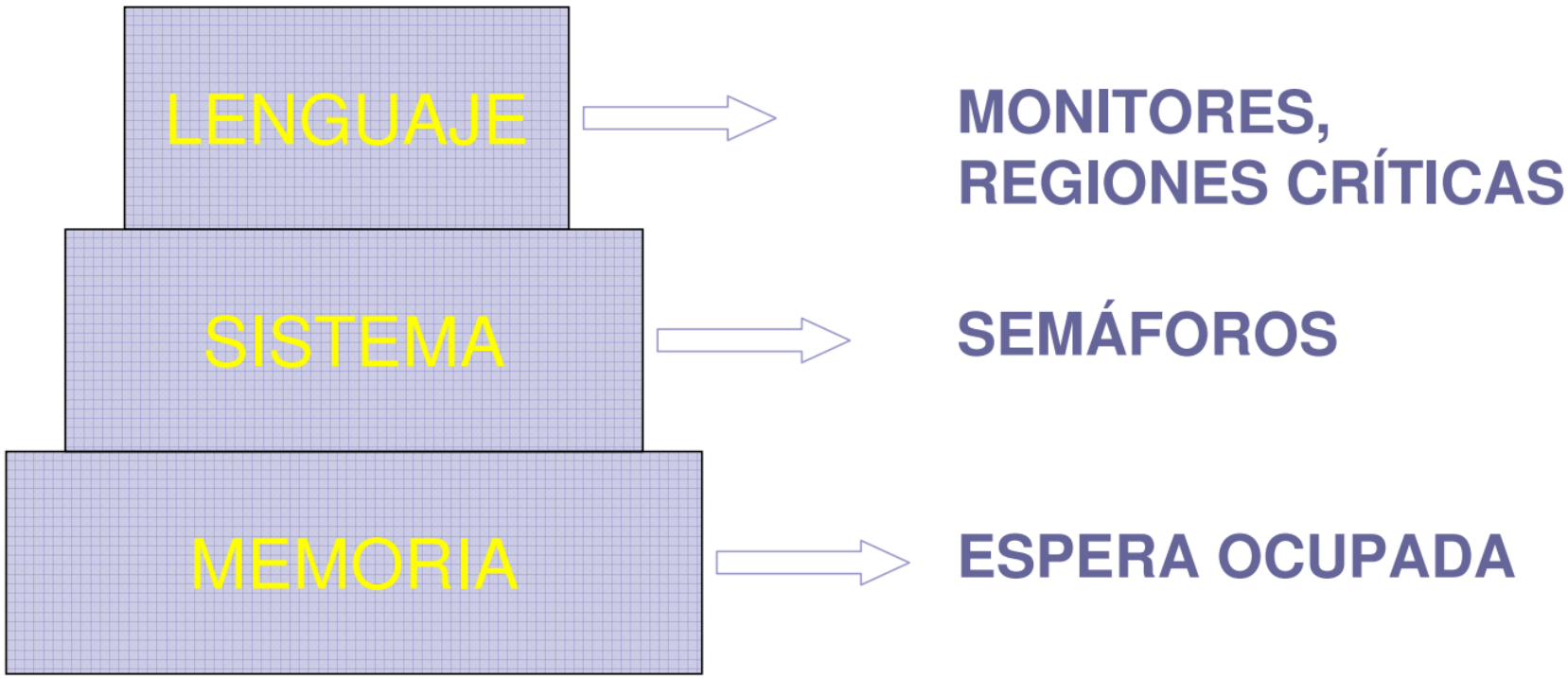
[2]Alumno colaborador de la asignatura
Universidad de Cádiz

PCTR, 2015

Contenido

1. El Problema de la Exclusión Mutua.
2. Concepto de Sección Crítica.
3. Algoritmos de Espera Ocupada.
4. Semáforos. Protocolos de Exclusión Mutua, Sincronización y Barrera.
5. Regiones Críticas.
6. Monitores.

Niveles de Exclusión Mutua-Sincronización



El Problema de la Exclusión Mutua

- N procesos concurrentes ejecutan un lazo infinito de instrucciones, divididas en sección crítica y resto de código. Los programas satisfacen la exclusión mutua.
- Sólo un proceso ejecuta su sección crítica. Para ello, se introducen protocolos de entrada y salida, que suelen requerir variables adicionales.
- Un proceso puede pararse en su zona no crítica, pero no durante la ejecución de los protocolos o de la sección crítica.
- No habrá bloqueos. Si varios procesos desean acceder a sección crítica, alguno lo conseguirá eventualmente.
- No habrá permanencia indefinida de procesos en el pre-protocolo, sino que todos deberán tener éxito en el acceso a sección crítica. No habrá procesos ansiosos.
- Si no hay contenciones, un único proceso deseoso de acceder a sección crítica lo logrará. Progreso en la ejecución.

Espera Ocupada

- Se logra la exclusión mutua mediante protocolos de entrada que consumen ciclos de CPU.
- Podemos agrupar las soluciones que utilizan esta técnica en dos grandes grupos:
  - Soluciones software. Las únicas instrucciones atómicas de bajo nivel que consideran son load/store.
  - Algoritmos de Dekker, Peterson, Knuth, Kesell, Eisenberg-McGuire, Lamport.
  - Soluciones hardware. Utilizan instrucciones específicas de lectura-escritura o intercambio de datos en memoria común cuya ejecución es garantizada como de carácter atómico.

Intento Incorrecto: Tomando Turnos

```
Turno: integer range 1..2 := 1;
```

```
task body P2 is
begin
  loop
    Resto_código_2;
    loop exit when Turno = 2;
    end loop;
    Sección_Crítica_2;
    Turno := 1;
  end loop;
end P2;
```

```
task body P1 is
begin
  loop
    Resto_código_1;
    loop exit when Turno = 1;
    end loop;
    Sección_Crítica_1;
    Turno := 2;
  end loop;
end P1;
```

Ejercicios

- Cree una condición de carrera entre dos hilos utilizando una variable común (`emVC.java`).
- Controle la exclusión mutua utilizando el protocolo anterior.
- Verifique que la exclusión mutua se preserva.

Soluciones Algorítmicas con Variables Comunes

- Algoritmo de Dekker.
- Algoritmo de Kesell.
- Algoritmo de Peterson.
- Algoritmo de Lamport.
- Algoritmo de Eisenberg-McGuire.

Inconvenientes de los Algoritmos de Exclusión Mutua

- Utilizan espera ocupada.
- Requieren un análisis y programación muy cuidadosos.
- Están muy ligados a la máquina en que se implementan.
- No son transportables.
- No dan una interfaz directa al programador.
- Son poco estructurados.
- Son difíciles de entender a un número arbitrario de entidades concurrentes.

Semáforos: Definición y Operaciones

Definición

Un semáforo es una variable S entera que toma valores no negativos y sobre la que se pueden realizar dos operaciones. Son introducidos inicialmente por *Djisktra* en 1965.

- Operaciones soportadas:
  - `Wait (S)`: Si $S > 0$, entonces `S:=S-1`. En otro caso, la entidad concurrente es suspendida sobre S, en una cola asociada.
  - `Signal (S)`: Si hay una entidad concurrente suspendida, se le despierta. En otro caso, `S:=S+1`.
  - Notación:

```
Wait (S)=P(S)
Signal (S)=V(S)
```

Semáforos: Generalidades

- `Wait` y `Signal` son atómicas.
- El valor inicial de un semáforo es no negativo.
- `Signal` despierta a algún proceso, no especificado por la definición (aunque es habitual un FIFO).
- Hipótesis de corrección.
- Semáforos generales: $S \geq 0$
- Semáforos binarios: $S = \{0, 1\}$
- Ecuaciones de Invariancia: deben ser satisfechas por cualquier implementación del concepto de semáforo:

$$S \geq 0$$
$$S = S_0 + |Signals| - |Waits|$$

Semáforos: Implementación I

Implementación

```
Type semaforo=record of
  S: integer;
  L: lista_de_procesos;
end;
```

- La variable S mantiene el valor actual del semáforo.
- L es una estructura de datos, en principio dinámica.
- Cuando $S = 0$ y un proceso llama a `Wait` es bloqueado y mantenido en la lista S.
- Cuando otro proceso señaliza sobre S, alguno de los bloqueados sale de L según algún algoritmo de prioridad.

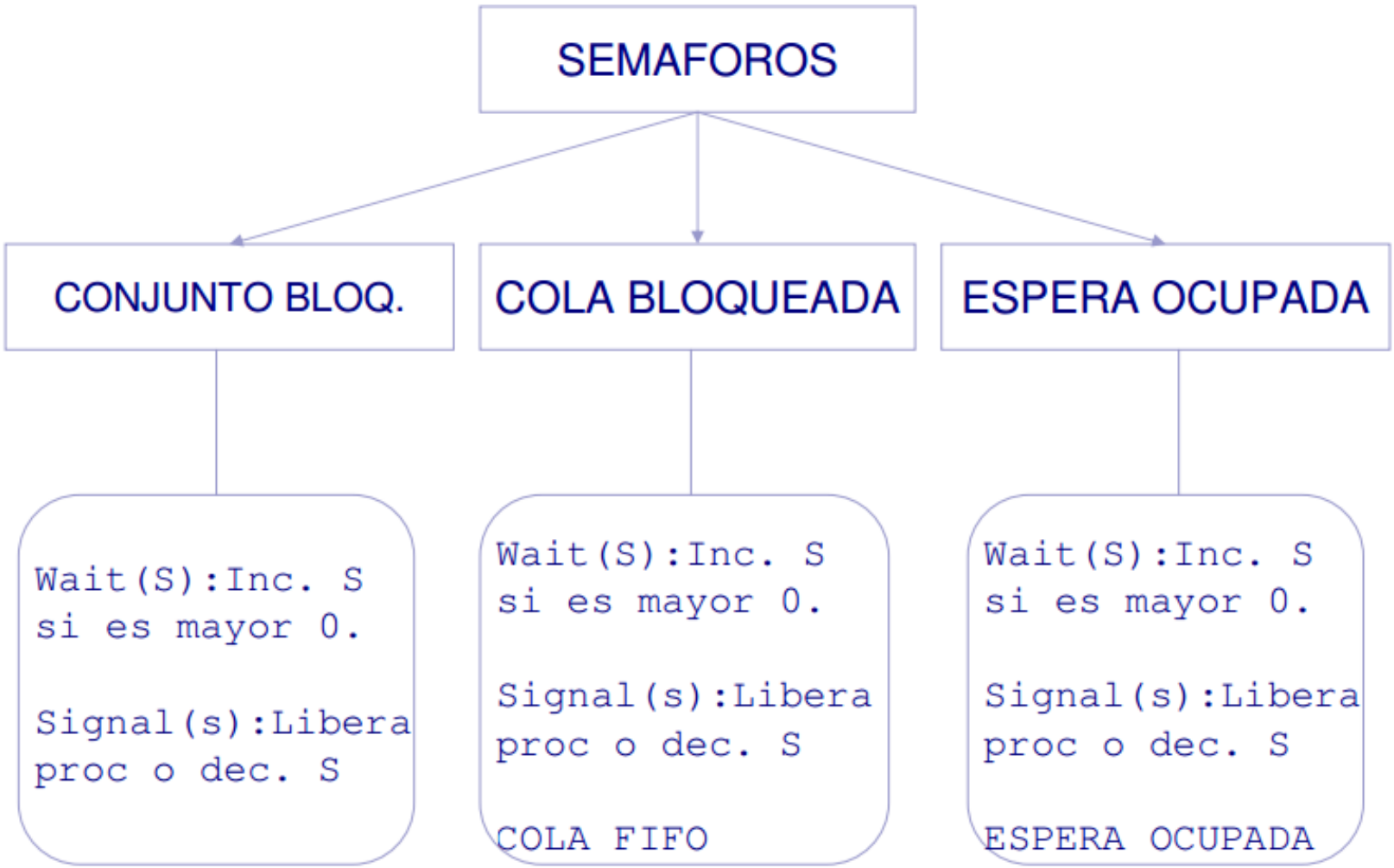
Semáforos: Implementación II

```
procedure inic(var sem:semaphore; s0:integer);
begin
  sem.s:=s0;
  inicializar(sem.L);
end;

procedure wait(var sem:semaphore);
begin
  if sem.s>0
  then
    sem.s:=sem.s-1;
  else
  begin
    sem.L.insertar(proceso);
    bloquear (proceso);
  end;
end;
```

Semáforos: Implementación III

```
procedure signal(var sem:semaphore);
begin
  if not sem.L.vacia()
  then
  begin
    sem.L.eliminar (proceso);
    desbloquear (proceso);
  end;
  else
    sem.s:=sem.s+1;
end;
```

Semáforos: Modalidades de Implementación



Semáforos en C I

- `C` dispone de la biblioteca `sem.h` en el marco de las facilidades IPC.
  - Define conjuntos de semáforos.
  - Semántica muy diferente a la estándar de Djikstra.
  - Son más expresivos.
  - Funciones `semget`, `semctl` y `semop`.

Semáforos en C II

```c
/* Antonio J. Tomeu-Dpto. LSI-Area CC. e I.A. */
/* Ejemplo de Wait sobre un semaforo IPC      */

#include<stdio.h>
#include<sys/stat.h>
#include<sys/types.h>
#include<sys/ipc.h>
#include<sys/sem.h>
#include<string.h>

#define PERMISOS S_IRUSR|S_IWUSR|S_IRGRP|S_IWGRP|S_IROTH|S_IWOTH
#define TAM 3
#define CLAVE (key_t) 666

void ajustar (struct sembuf *s, int valor, int operacion, int
    flags)
{
  s->sem_num = (short) valor;
  s->sem_op = operacion;
  s->sem_flg = flags;
}

```

Semáforos en C III

```
22  int main(void)
23  {
24    int semid;
25    struct sembuf mioper[TAM-1];
26    semid = semget(CLAVE, TAM, IPC_CREAT | PERMISOS);
27
28    /*Creacion*/
29    if(semid==-1)
30        printf("Error");
31
32    semctl(semid, 0, SETVAL, 1);
33    ajustar(&(mioper[0]), 0, -1, 0);
34    semop(semid, mioper,1);
35
36    /*Wait=>Decremento del semaforo*/
37    semop(semid, mioper,1);
38
39    /*Wait=>Bloqueo del proceso*/
40    /*Eliminacion del conjunto de semaforos*/
41    semctl(semid, NULL, IPC_RMID);
42  }
```

Semáforos en Java

- Java no dispuso de semáforos como primitivas hasta 1.5.
- Java proporciona primitivas de control de la exclusión mutua en el acceso concurrente a objetos (cerrojos).
- Java permite forzar la ejecución de métodos en exclusión mutua.

Protocolo de Exclusión Mutua con Semáforos

```
S: semaforo := 1;
```

```
Task body P1 is
begin
  loop
    Resto_1;
    Wait (S);
    Seccion_Critica_1;
    Signal (S);
  end loop;
end P1;
```

```
Task body P2 is
begin
  loop
    Resto_2;
    Wait (S);
    Seccion_Critica_2;
    Signal (S);
  end loop;
end P2;
```

Ejercicio

- Descargue `emSem.java`.
- Verifique la preservación de la exclusión mutua.

Protocolo de Sincronización con Semáforos

- Sincronizar P1 y P2 para que P2 espere a la señal de P1.

```
S: semaforo := 0;
```

```
Task body P1 is
begin
  loop
    Codigo;
    Signal (S);
    Codigo;
  end loop;
end P1;
```

```
Task body P2 is
begin
  loop
    Codigo;
    Wait (S);
    Codigo;
  end loop;
end P2;
```

Barreras con Semáforos

Barrera

Una barrera es un punto del código que ninguna entidad concurrente sobrepasa hasta que todas han llegado a ella.

Para dos procesos:

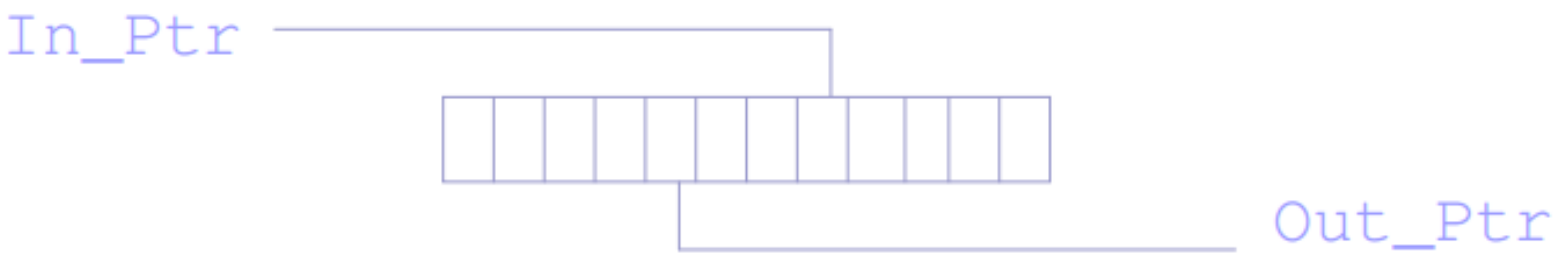
```
Barrera1: semaforo := 0;
Barrera2: semaforo := 0;
```

```
Task body P1 is
begin
  loop
    Signal (Barrera1);
    Wait (Barrera2);
    Codigo_Restante;
  end loop;
end P1;
```

```
Task body P2 is
begin
  loop
    Signal (Barrera2);
    Wait (Barrera1);
    Codigo_Restante;
  end loop;
end P2;
```

Sincronización compleja: Productor-Consumidor

- Idealmente el buffer de comunicación es infinito.
- El productor puede insertar tantos datos como desee.
- El comsumidor solo puede extraer de un buffer con datos.
- Semáforo `Elements` para controlar al consumidor.
- Variables de puntero que indican las posiciones donde se inserta o se extrae: `In_Ptr, Out_Ptr`.
- Acceso a las variables de puntero en exclusión mutua mediante el uso de un semáforo binario: `em`.



Aproximación Inicial

```
B: array (0..infinity) of integer;
In_Ptr, Out_Ptr: integer:=0;
```

```
Task body Productor is
I:Integer;
begin
  loop
    producir (I);
    B(In_Ptr):=I;
    In_Ptr:= In_Ptr+1;
  end loop;
end Productor;
```

```
Task body Consumidor is
I:Integer;
begin
  loop
    I:=B(Out_Ptr);
    Out_Ptr:= Out_Ptr+1;
    consumir (I);
  end loop;
end Consumidor;
```

Análisis de la Aproximación Inicial

- `In_Ptr` cuenta el número de elementos insertados en el *buffer*.
- `Out_Ptr` cuenta el número de elementos extraídos del *buffer*.
- Podemos definir el estado del *buffer* de acuerdo a:

$$E = In\_Ptr - Out\_Ptr$$

- Puesto que, claramente, E es siempre mayor o igual que 0, se tiene que:

$$E \geq 0$$
$$E = 0 + In\_Ptr - Out\_Ptr$$

- Que coinciden con las ecuaciones de invariancia de un semáforo.
- Cabe plantear entonces la sincronización de ambos procesos con el uso de un semáforo que controle las condiciones de acceso al buffer de los procesos productor y consumidor.

Aproximación con *Buffer* Infinito

```
B: array (0..infinity) of integer;
In_Ptr, Out_Ptr: integer:=0;
Elements: semaphore:=0;
em: semaphore:=1;
```

```
Task body Productor is
I:Integer;
begin
  loop
    producir (I);
    Wait (em);
    B(In_Ptr):=I;
    In_Ptr:= In_Ptr+1;
    Signal (em);
    Signal (Elements);
  end loop;
end Productor;
```

```
Task body Consumidor is
I:Integer;
begin
  loop
    Wait (Elements);
    Wait (em);
    I:=B(Out_Ptr);
    Out_Ptr:= Out_Ptr+1;
    Signal (em);
    consumir (I);
  end loop;
end Consumidor;
```

Aproximación con *Buffer* Finito

```
B: array (0..N-1) of integer;
In_Ptr, Out_Ptr: integer:=0;
Elements: semaphore:=0;
Spaces: semaphore:=N;
em: semaphore:=1;
```

```
Task body Productor is
I:Integer;
begin
  loop
    producir (I);
    Wait (Spaces);
    Wait (em);
    B(In_Ptr):=I;
    In_Ptr:= (In_Ptr+1)modN;
    Signal (em);
    Signal (Elements);
  end loop;
end Productor;
```

```
Task body Consumidor is
I:Integer;
begin
  loop
    Wait (Elements);
    Wait (em);
    I:=B(Out_Ptr);
    Out_Ptr:= (Out_Ptr+1)modN;
    Signal (em);
    Signal (Spaces);
    consumir (I);
  end loop;
end Consumidor;
```

Ejercicios

- Descargue `prodCon.java`.
- Añada un semáforo de control de recursos comunes en exclusión mutua.
- Añada semáforos de sincronización.

Inconvenientes de los Semáforos

- Bajo nivel.
- No estructurados.
- Balanceado incorrecto de operaciones.
- Semántica poco ligada al contexto.
- Mantenimiento complejo de códigos que hacen uso exhaustivo de semáforos.

Regiones Críticas

Definición

Una región crítica es una sección crítica cuya ejecución bajo exclusión mutua está garantizada (Hoare y Brinch-Hansen, 1972).

- Más alto nivel que los semáforos.
- Agrupa acceso a recursos comunes (variables) en regiones (recursos).
- Variables comunes etiquetadas como compartidas o recurso.
- Un proceso no puede entrar en una región donde ya hay otro proceso. Debe esperar.
- Son una notación de carácter sintáctico.
- Permiten detectar accesos indebidos en tiempo de compilación.

Regiones Críticas: Sintaxis

```
var V: shared T;
. . .
. . .
region V do
S; /* acceso en e.m. a V */
```

Regiones Críticas: Semántica

- Las entidades concurrentes sólo pueden acceder a variables compartidas dentro de una región crítica.
- Una entidad concurrente que desee entrar en una región lo logrará en tiempo finito.
- En tiempo t, sólo puede haber un proceso dentro de una región crítica.
- Una entidad concurrente pasa un tiempo finito dentro de una región crítica y posteriormente la abandona.
- Un proceso que no puede entrar a una región es puesto en espera.
- En general, la gestión de la cola de procesos en espera es equitativa.

Regiones Críticas: Inconvenientes

- Su anidamiento puede producir interbloqueos.

```
P: region x do
     region y do S1:
Q: region y do
     region x do S2;
```

- No dan soporte para resolver sincronización.
- Mejora: regiones críticas condicionales.

Regiones Críticas en C/C++

- No existen como tales.
- Pueden simularse a partir de otras primitivas.

Regiones Críticas en Java

- Existen mediante bloques de código `synchronized`.
- Requieren de un objeto para proveer el bloqueo (Tema 5).

Ejercicios

- Descargue `regCritica.java`
- Verifique la preservación de la exclusión mutua.

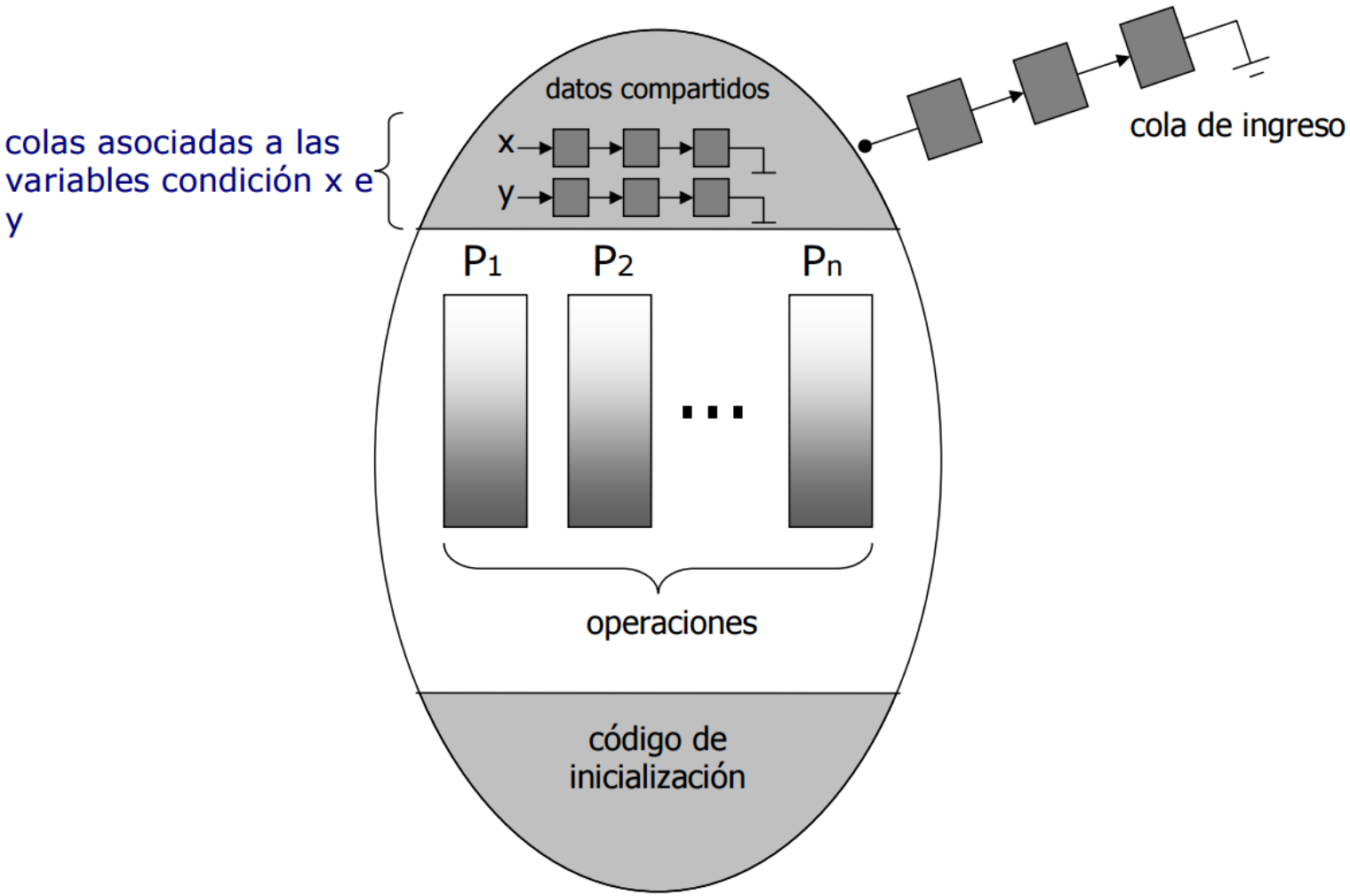
Monitores

Definición

Un monitor es una construcción sintáctica de un lenguaje de programación concurrente que encapsula un recurso crítico a gestionar en exclusión mutua, junto con los procedimientos que lo gestionan. Por tanto, se da una centralización de recursos y una estructuración de los datos [Hoare, 1974].

- Encapsulación de los datos.
- Alta estructuración.
- Exclusión mutua de procesos internos por definición.
- Sincronización mediante el uso del concepto de señal.
- Compacidad y eficacia.
- Transparencia al usuario.
- Tienen las mismas capacidades que los semáforos.
- Son más expresivos.

Monitores: Idealización Gráfica



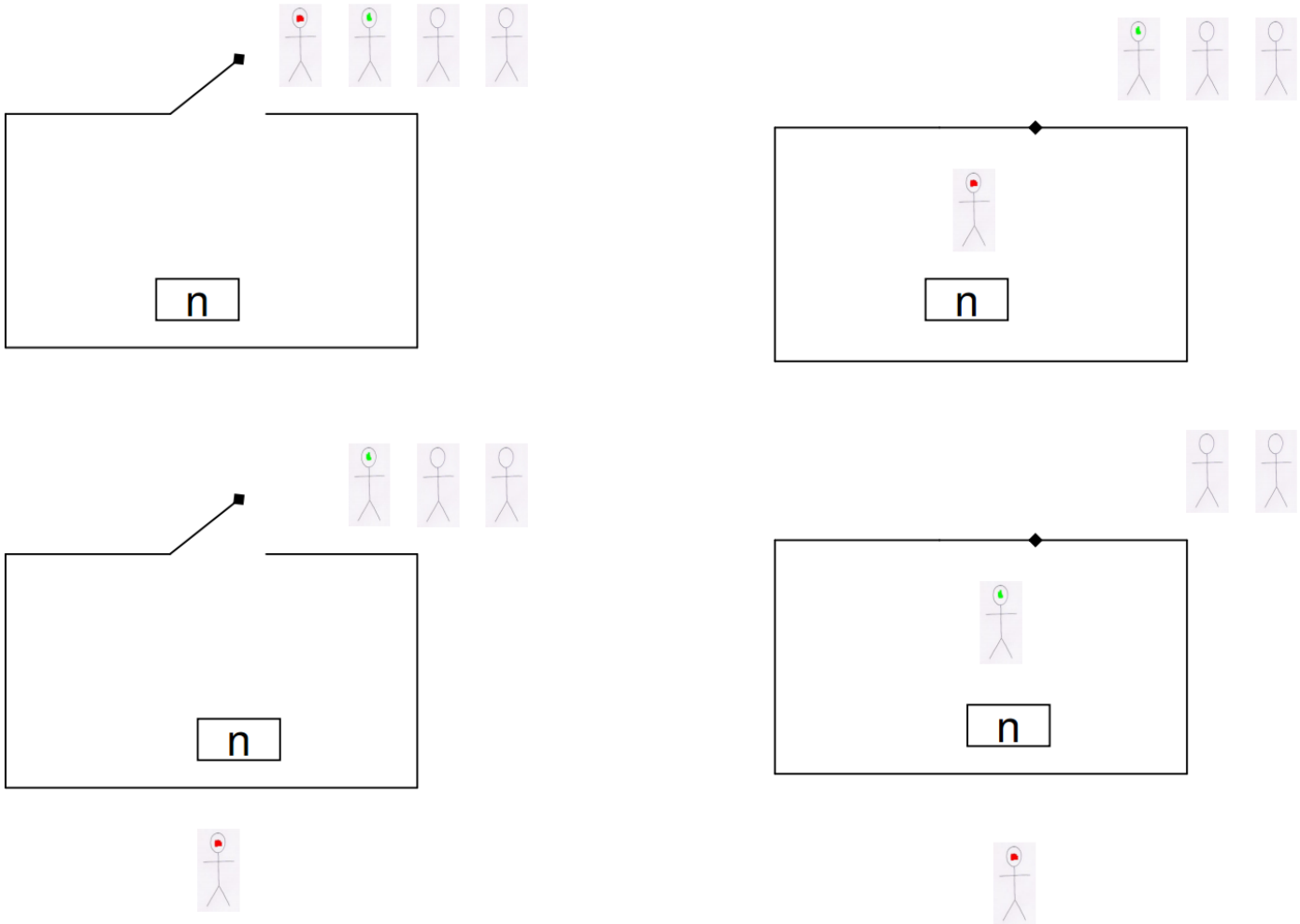
Monitores: Estructura Sintáctica

```
type nombre-monitor=monitor
  declaraciones de variables

  procedure entry P1(...)
  begin ... end;
  ...
  procedure entry PN(...)
  begin ... end;

begin
  codigo de inicializacion
end;
```

Monitores: Modelo Semántico

- El acceso de las entidades concurrentes al monitor es en exclusión mutua.
- Las variables de condición (señales) proveen sincronización.
- Una entidad concurrente puede quedar en espera sobre una variable de condición. En ese momento, la exclusión mutua se libera y otras entidades pueden acceder al monitor.
- Disciplinas de señalización más utilizadas:
  - Señalar y salir: la entidad que señaliza abandona el monitor.
  - Señalar y seguir: la entidad que señaliza sigue dentro del monitor.

Monitores: Control de la exclusión mutua



Monitores: Variables de Condición (señales)

- Permiten sincronizar a las entidades concurrentes que acceden al monitor.
- Declaración: `nombre_variable: condition;`
- Operaciones soportadas:
  - `wait(variable_condición)`: la entidad concurrente que dentro del monitor hace la llamada es suspendida en una cola FIFO asociada a la variable en espera de que se cumpla la condición. Exclusión mutua liberada.
  - `send(variable_condición)`: proceso situado al frente de la cola asociada a la variable despertado.
  - `non_empty(variable_condición)`: devuelve verdadero si la cola asociada a la variable no está vacía.

NOTA: En ocasiones, la sintaxis podrá ser `c.wait`, `c.send` para una variable de condición `c`.

Monitores: Disciplinas de Señalización I

Tipo	Carácter	Clase de Señal
SA	Señales automáticas	Señales implícitas, incluidas por el compilador. No hay que programar send.
SC	Señalar y continuar	Señal explícita no desplazante. El proceso señalador no sale.
SX	Señalar y salir	Señal explícita desplazante. El proceso señalador sale. Send debe ser la última instrucción del monitor.
SW	Señalar y esperar	Señal explícita desplazante. El proceso señalador sale y es enviado a la cola de entrada del monitor.
SU	Señalar con urgencia	Señal explícita desplazante. El proceso señalador sale y es enviado a una cola de procesos urgentes, prioritaria sobre la de entrada.

Monitores: Disciplinas de Señalización II

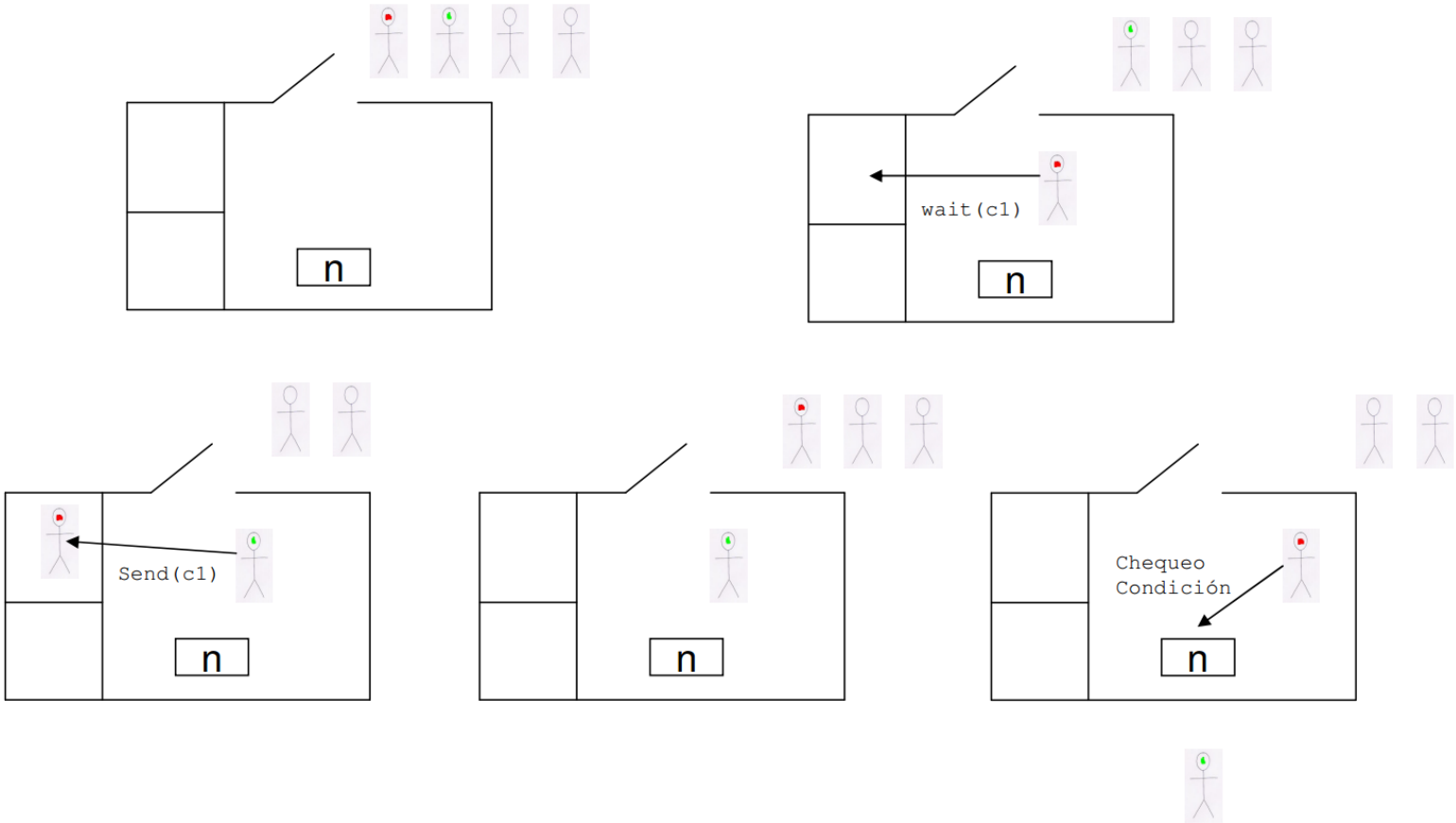


Figura: Señalar y Continuar

Monitores: Disciplinas de Señalización III

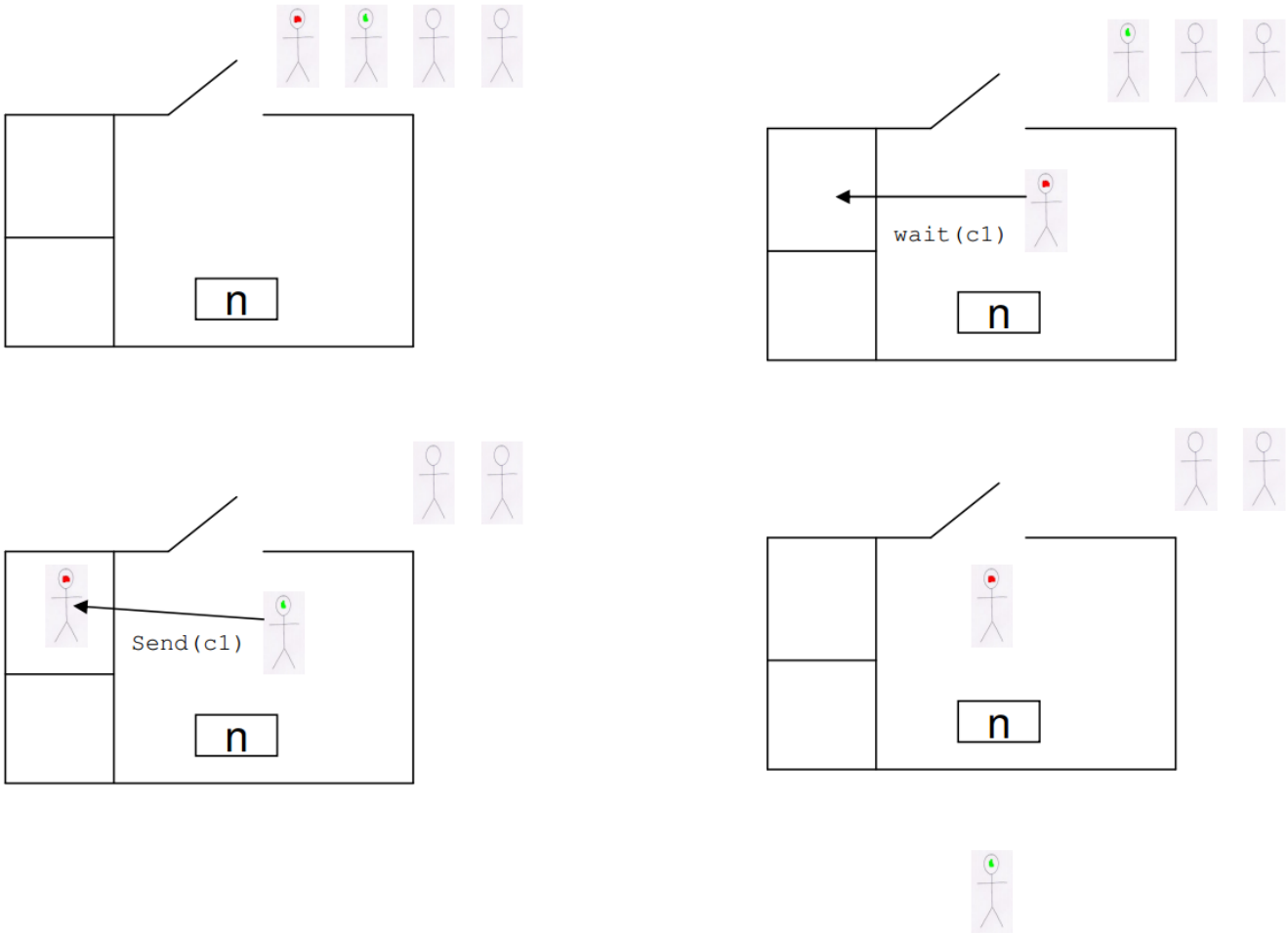


Figura: Señalar y Salir

Monitores: Disciplinas de Señalización IV

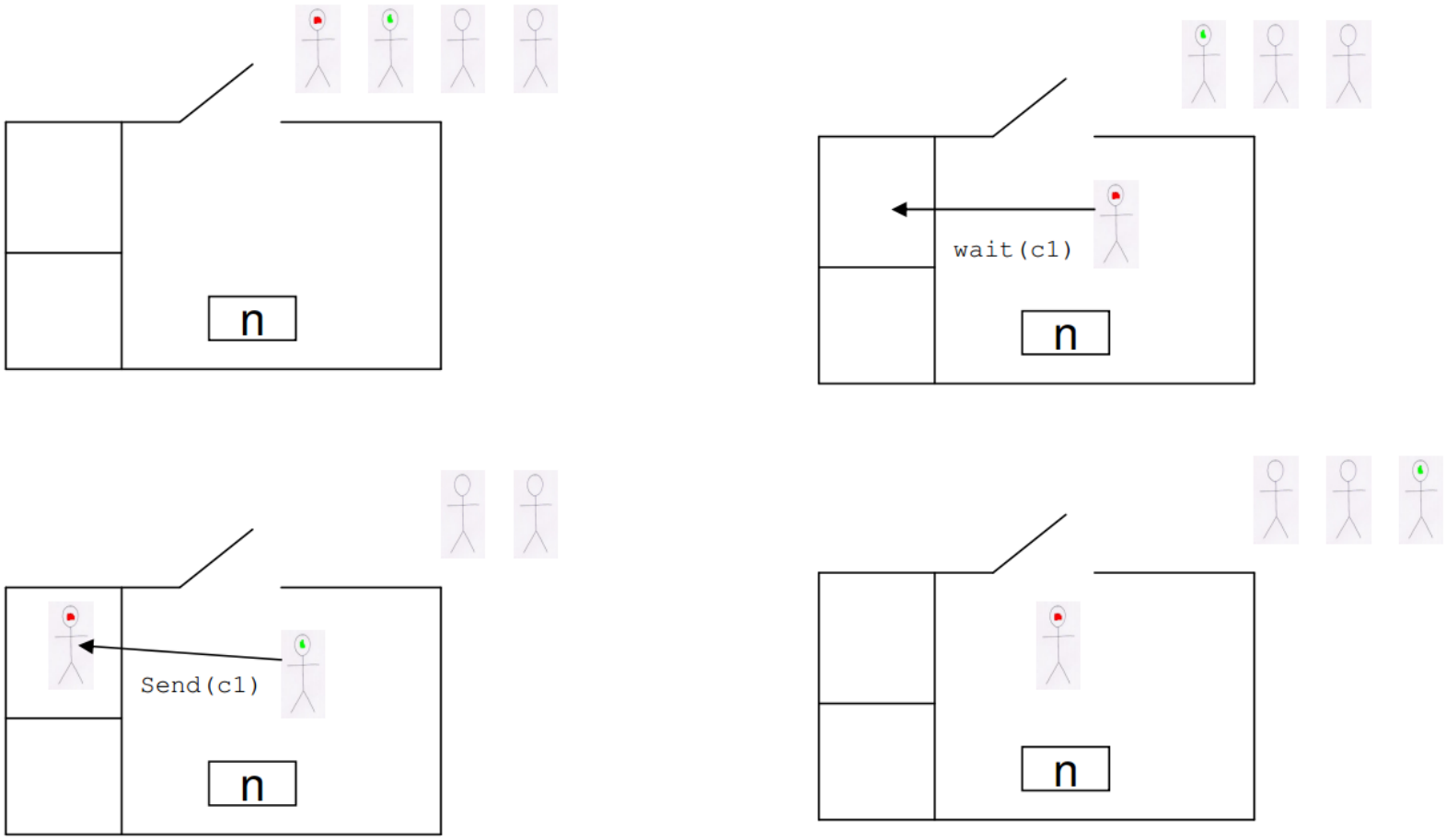


Figura: Señalar y Esperar

Monitores: Disciplinas de Señalización V

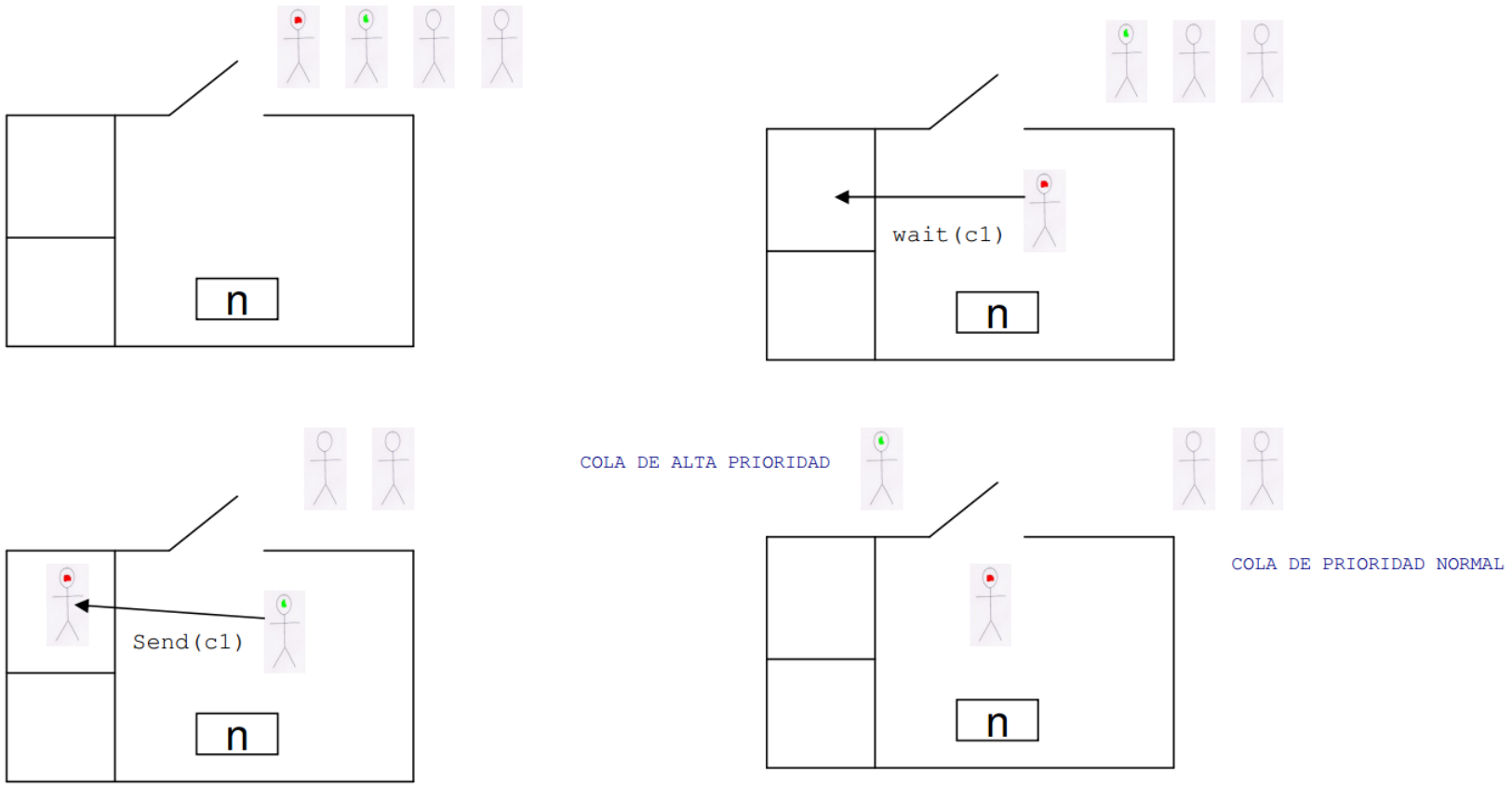


Figura: Señalar con Urgencia

Monitor Productor-Consumidor

```
monitor prod_con is
B: array(0..N-1) of Integer;
In_Ptr, Out_Ptr: Integer:=0;
Count: Integer:=0;
Not_Full, Not_Empty: Condition;

Procedure Añadir(I:in Integer) is
begin
  if Count=N then wait(Not_Full);
  end if;

  B(In_Ptr):=I;
  In_Ptr:=(In_Ptr+1) mod N;
  Send(Not_Empty);
end;

Procedure Coger(I:out Integer) is
begin
  if Count=0 then wait(Not_Empty);
  end if;

  I:=B(Out_Ptr);
  Out_Ptr:=(Out_Ptr+1) mod N;
  Send(Not_Full);
end;
end prod_con;
```

Monitores en C/C++

- C++11 proporciona (¡por fin!) clases que dan soporte a:
  - Cerrojos.
  - Variables de condición.
- Es posible implantar monitores mediante su uso combinado.

Monitores en Java

- Todo objetos es un monitor potencial.
- Clase `Object`: métodos `wait`, `notify`, `notifyAll`.
- Clases con métodos `synchronized`.
- Sólo soporta variables de condición a partir de Java 1.5.
- En otro caso, hay que *simular* la sincronización con los métodos de la clase `Object`.
- Equivalen a una única variable de condición.

Ejercicios

- Descargue `incDecMonitor.java`.
- Escriba una condición de carrera sobre un objeto de la clase anterior.
- Verifique la preservación de la exclusión mutua.

En el Próximo Tema...

- Control de la Concurrencia en Java.
- API estándar.
- Códigos y Métodos `synchronized`.
- Protocolos de exclusión mutua.
- Sincronización.
- Diseño de Monitores en Java.

Bibliografía


Ben-Ari, M.
Principles of Concurrent and Distributed Programming
Add. Wesley, 2006


Raynal, M.
Algorithms for Mutual Exclusion
MIT Press, 1986


Palma, J.
Programación Concurrente