# Arquitectura de Sistemas

## Exclusión mutua

---

Gustavo Romero López

Updated: 14 de mayo de 2025

Departamento de Ingeniería de Computadores, Automática y Robótica

# Índice

1. Introducción
2. Usuario
3. Hardware
   - 3.1 Cerrojos
   - 3.2 Gestión de interrupciones
   - 3.3 Instrucciones especiales
4. Núcleo
   - 4.1 Semáforos
   - 4.2 Monitores
   - 4.3 Variables condición
5. Problemas
6. Implementaciones

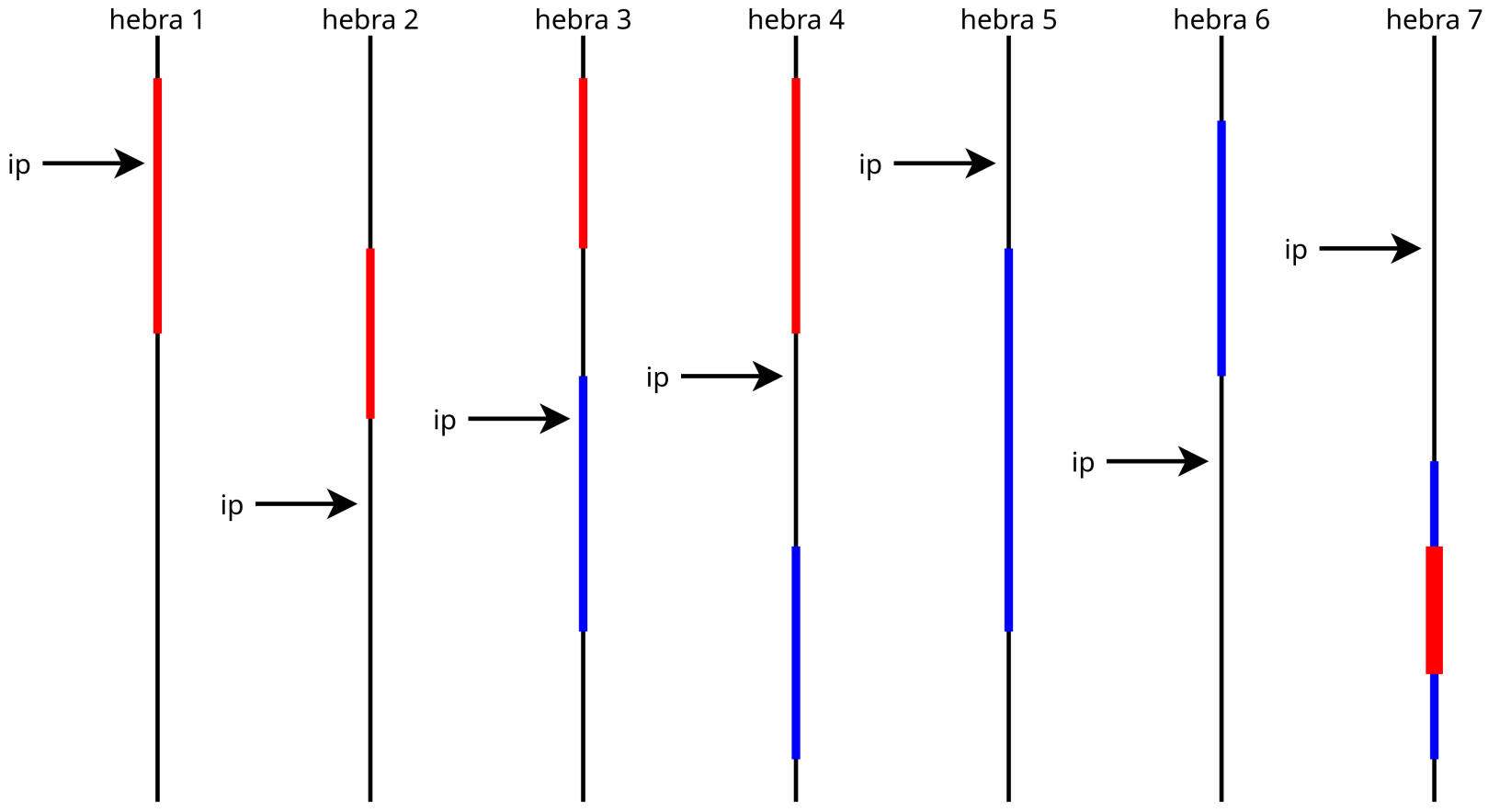
# Lecturas recomendadas

| | |
|---|---|
| J.Bacon | Operating Systems (9, 10, 11) |
| A. Silberschatz | Fundamentos de Sistemas Operativos (4, 6, 7) |
| W. Stallings | Sistemas Operativos (5, 6) |
| A. Tanuenbaum | Sistemas Operativos Modernos (2) |

# Sección crítica (1)

- Cuando una hebra/proceso accede a un recurso compartido diremos que está ejecutando una **sección crítica**.
- Una hebra puede tener **más de una** sección crítica.
- Las secciones críticas puede **anidarse**.
- Una sección crítica debe ejecutarse en **exclusión mutua**:
  - **No** puede haber **ejecución simultánea**.
  - Toda hebra debe **pedir permiso para entrar** en una sección crítica.
  - Al abandonar la sección crítica la hebra debe **asegurarse** de que otra hebra que lo necesite pueda entrar $\longrightarrow$ **avisar** de que ha **salido**.
  - Es necesario que toda hebra cumpla con este **protocolo**.

# Sección crítica (2)




- En un proceso la hebra 1 ha conseguido entrar en la sección crítica roja.
- ¿Qué otros `IP` serían válidos al mismo tiempo?

# Uso de secciones críticas: solución bloqueante (1)

¿Cómo resolver el problema de las secciones críticas?

- Establecer un **protocolo** de **serialización** o **exclusión mutua**.
- El resultado no dependerá más del entrelazado no determinista de las instrucciones de varias hebras.

Protocolo:

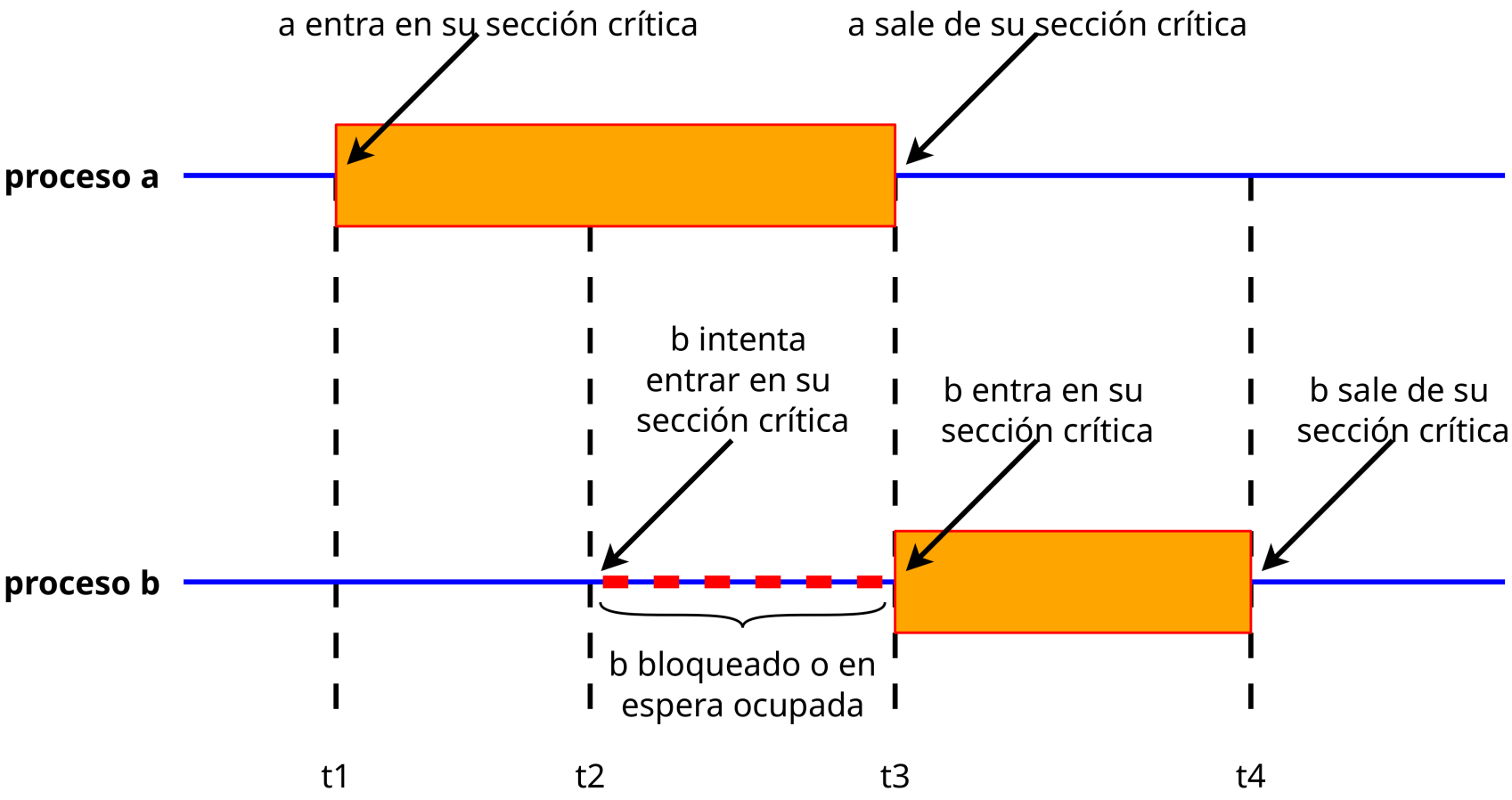
- El código que desee entrar en una `sección_crítica` debe solicitarlo mediante `entrar_sección_crítica`.
- Una vez ejecutada la sección crítica esta debe finalizarse con `salir_sección_crítica`.
- Al resto del código fuera de la sección crítica lo denominaremos `sección_no_crítica`.

# Uso de secciones críticas: solución bloqueante (2)

```
// patrón de comportamiento
// habitual de una hebra que
// ejecuta una sección crítica

while(true)
{
   entrar_sección_crítica
   sección_crítica
   salir_sección_crítica
   sección_no_crítica
}
```

- Cada hebra se ejecuta a una **velocidad no cero** pero no podemos hacer ninguna suposición acerca de su velocidad relativa de ejecución.
- Aunque dispongamos de más de un procesador la gestión de **memoria** previene el acceso simultáneo a la misma posición.

# Protocolo de exclusión mutua




Ejecución de **secciones críticas** mediante **exclusión mutua**.

# El problema de la exclusión mutua

**1965**
- Dijkstra define el problema.
- Primera solución por Dekker.
- Solución general por Dijkstra.

**196x**
- Soluciones por Fischer, Knuth, Lynch, Rabin, Rivest...

**1974**
- Algoritmo de la panadería de Lamport.

**1981**
- Algoritmo de Peterson.

**2025**
- Cientos de soluciones publicadas.
- Muchos problemas relacionados.

# Soluciones para lograr exclusión mutua

Soluciones a nivel de **usuario**:

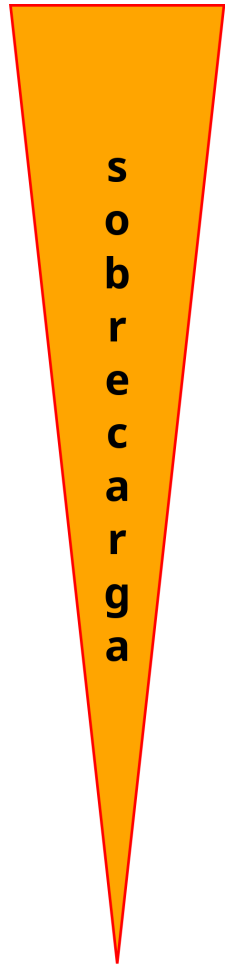
- Algoritmos no basados en el uso de instrucciones especiales del procesador ni con ayuda del núcleo $\longrightarrow$ **espera ocupada**.

Soluciones **hardware**:

- Instrucciones especiales del procesador.

Soluciones a nivel del **núcleo**:

- Bajo nivel: cerrojos y semáforos binarios.
- Alto nivel: semáforos y monitores.




La mejor solución depende del modelo de procesamiento.

# **Requisitos necesarios** de una sección crítica (1)

1. **Exclusividad**: Como máximo una hebra puede entrar en una sección crítica.
2. **Progreso**: Ninguna hebra fuera de una sección crítica puede impedir que otra entre en la misma.
3. **Espera acotada** (no inanición): El tiempo de espera ante una sección crítica debe ser limitado.

# Requisitos necesarios de una sección crítica (1)

1. **Exclusividad**: Como máximo una hebra puede entrar en una sección crítica.
2. **Progreso**: Ninguna hebra fuera de una sección crítica puede impedir que otra entre en la misma.
3. **Espera acotada** (no inanición): El tiempo de espera ante una sección crítica debe ser limitado.
4. Portabilidad:
   - El funcionamiento correcto no puede basarse en...
     - la velocidad de ejecución.
     - el número o tipo de los procesadores.
     - la política de planificación del SO.
   - No todos los autores dan igual importancia a este requisito.

# Requisitos necesarios de una sección crítica (2)

1. Exclusividad:
   - Si no se cumple la solución es **incorrecta**.
2. Progreso:
   - Los protocolos más sencillos a veces violan este requisito.
3. Espera acotada (no inanición):
   - La espera ocupada y las políticas de prioridad estáticas son típicos candidatos para violar este requisito.
4. Portabilidad:
   - Algunas soluciones dependen de...
     - el número o tipo de los procesadores.
     - la política de planificación del SO.

# Propiedades deseables de las secciones críticas

- Eficiencia:
  - La sobrecarga de entrar y salir de la sección crítica debería ser pequeña en comparación con el trabajo útil realizado en su interior.
  - En general, suele ser buena idea evitar la espera ocupada.
- Justicia:
  - Si varias hebras esperan para entrar en una sección crítica deberíamos permitir que todas accedan equilibradamente.
- Escalabilidad:
  - Debe funcionar igual de bien para cualquier número de hebras.
- Simplicidad:
  - Deben ser fáciles de usar $\longrightarrow$ el esfuerzo de programación debe ser el mínimo posible.

# Soluciones a nivel **usuario**

- La sincronización sólo es posible a través de **variables globales**.
- Estas soluciones utilizan **espera ocupada**:

```
while(condición) { /* espera ocupada */ };
```

- Simplificación:
  - Empezaremos resolviendo el problema para 2 procesos/hebras: $H_0$ y $H_1$.
  - Cuando hablemos de más de dos hebras $H_i$ y $H_j$ denotarán a dos hebras diferentes ($i \neq j$).
- Exclusión mutua para 2 hebras:
  - Algoritmo de **Dekker**.
  - Algoritmo de **Peterson**.
- Exclusión mutua para más de 2 hebras:
  - Algoritmo de la panadería (**Lamport**).

# Algoritmo 1: exclusión mutua mediante espera ocupada

## variables compartidas

```
int turno = 0;
```

## Hebra 0

```
while(true)
{
    while (turno != 0);
    sección_crítica();
    turno = 1;
    sección_no_crítica();
}
```

## Hebra 1

```
while(true)
{
    while (turno != 1);
    sección_crítica();
    turno = 0;
    sección_no_crítica();
}
```

- Primer intento de solución al problema.
- Versión 1 del algoritmo de Dekker... ¡la buena es la 5ª!

# Análisis del algoritmo 1: ¿funciona? (1)

**variables compartidas**

```
turno = 0;
```

**hebra$_i$**

```
while (true)
{
    while (turno != i);
    sección_crítica();
    turno = j;
    sección_no_crítica();
}
```

- Inicializar `turno`.
- La hebra $H_i$ ejecuta su sección crítica si y sólo si `turno == i`.
- $H_i$ se mantiene en **espera ocupada** mientras $H_j$ está en su sección crítica $\longrightarrow$ **exclusividad satisfecha**.
- El requisito de **progreso no es satisfecho** porque estamos obligando la alternancia estricta de las 2 hebras.

progreso no satisfecho $\longrightarrow$ solución no válida

# Análisis del algoritmo 1: ¿es correcto? (2)

- Supongamos $SNC_0$ larga y $SNC_1$ corta.
- Si `turno == 0`, $H_0$ entrará en su $SC_0$, la abandonará haciendo `turno = 1` y comenzará a ejecutar su larga $SNC_0$.
- Ahora $H_1$ entrará en su $SC_1$, la abandona haciendo `turno = 0` y ejecuta su corta $SNC_1$.
- Si de nuevo $H_1$ intenta entrar en su $SC_1$, debe esperar hasta que $H_0$ finalice su larga $SNC_0$ y pase de nuevo por $SC_0$.

# Análisis del algoritmo 1

| **requisito** | **cumple** | **motivo** |
|---|---|---|
| exclusividad | si | debido a turno sólo una hebra entra en su sección crítica |
| progreso | no | alternancia estricta, además el tamaño de la sección_no_crítica afecta a la otra hebra |
| espera acotada | si | espera igual al tiempo de ejecución de la otra sección crítica |
| portabilidad | no | 1 procesador + prioridad estática = circulo vicioso |
| eficiencia | no | espera ocupada |
| escalabilidad | no | el problema se acentúa al aumentar el número de hebras |

# Algoritmo 2

¿Cuál es el principal problema del primer algoritmo?

- Almacenamos el identificador de hebra en la variable compartida usada para sincronizar y el identificador de cada hebra ha de establecerlo la otra → **cooperan**.

¿Podemos hacerlo mejor?

- Hagamos que cada hebra sea responsable de modificar la variable compartida para permitirse el uso de la sección crítica.
- Ahora las hebras **competirán** por el uso de la sección crítica en lugar de cooperar.

# Algoritmo 2

## variables compartidas

```
bool bandera[2] = {false,
                   false};
```

## hebra$_i$

```
while (true)
{
    while (bandera[j]);
    bandera[i] = true;
    sección_crítica();
    bandera[i] = false;
    sección_no_crítica();
}
```

- Necesitamos una variable lógica por cada hebra.
- $H_i$ muestra su deseo de entrar en su sección crítica haciendo `bandera[i] = true;`
- No satisface el requisito de exclusividad.
- Satisface el requisito de progreso.

# Análisis del algoritmo 2

| **requisito** | **cumple** | **motivo** |
|---|---|---|
| exclusividad | no | condición de carrera en el protocolo de acceso a la sección crítica |
| progreso | si | |
| espera acotada | no | |
| portabilidad | no | |
| eficiencia | no | usa espera ocupada |
| escalabilidad | no | más hebras requiere recodificación |

# Algoritmo 3

**variables compartidas**

```
bool bandera[2] = {false, false};
```

**hebra$_i$**

```
while (true)
{
   bandera[i] = true;
   while (bandera[j]);
   sección_crítica();
   bandera[i] = false;
   sección_no_crítica();
}
```

- Necesitamos una variable lógica por cada hebra.
- $H_i$ muestra su deseo de entrar en su sección crítica haciendo `bandera[i] = true;`
- Satisface el requisito de exclusividad.
- Satisface el requisito de progreso.

# Algoritmo 3: ¿es correcto?

Imaginemos la siguiente secuencia de ejecución:

- $H_0$ : `bandera[0] = true;`
- $H_1$ : `bandera[1] = true;`

¿Qué pasaría?

Ambas hebras esperarían para siempre y ninguna podría entrar en su sección crítica $\Longrightarrow$ **interbloqueo**.

# Análisis del algoritmo 3

| **requisito** | **cumple** | **motivo** |
|---|---|---|
| exclusividad | si | |
| progreso | si | |
| espera acotada | no | interbloqueo en el protocolo de entrada |
| portabilidad | no | |
| eficiencia | no | utiliza espera ocupada |
| escalabilidad | no | más hebras requiere recodificación |

# Algoritmo 4

¿Cuál es el principal problema del algoritmo 3?

- Cada hebra establece su estado sin preocuparse del estado de la otra hebra.
- Si las dos hebras insisten en entrar simultáneamente se produce un interbloqueo.

¿Podemos hacerlo mejor?

- Cada hebra activa su bandera indicando que desea entrar pero la desactiva si ve que la otra también quiere entrar.

# Algoritmo 4

## variables compartidas

```
bool bandera[2] = {false, false};
```

## hebra$_i$

```
while (true) {
    bandera[i] = true;
    while (bandera[j]) {
       bandera[i] = false;
       // retardo
       bandera[i] = true;
    };
    sección_crítica();
    bandera[i] = false;
    sección_no_crítica();
}
```

- `bandera[i]` expresa el deseo de entrar en la sección crítica.
- $H_i$ hace `bandera[i] = true;` pero puede dar marcha atrás.
- Satisface el requisito de exclusividad.
- Satisface el requisito de progreso.
- No satisface el requisito de espera acotada.

# Análisis del algoritmo 4

| **requisito** | **cumple** | **motivo** |
|---|---|---|
| exclusividad | si | |
| progreso | si | |
| espera acotada | no | |
| portabilidad | no | |
| eficiencia | no | utiliza espera ocupada |
| escalabilidad | no | empeora con el número de hebras y requiere recodificación |

# Algoritmo de Dekker (5ª versión)

## variables compartidas

```
bool bandera[2] = {false,
                   false};
int turno = 0; // desempate
```

- bandera expresa la intención de entrar en la sección crítica.
- turno sirve para desempatar.
- $H_i$ hace `bandera[i] = true;` pero está dispuesta a dar marcha atrás con la ayuda de turno.

## hebra$_i$

```
while (true) {
  bandera[i] = true;
  while (bandera[j])
    if (turno == j)
    {
      bandera[i] = false;
      while (turno == j);
      bandera[i] = true;
    }
  sección_crítica();
  turno = j;
  bandera[i] = false;
  sección_no_crítica();
}
```

# Análisis del algoritmo de Dekker (5)

| **requisito** | **cumple** | **motivo** |
|---|---|---|
| exclusividad | si | |
| progreso | si | |
| espera acotada | si | |
| portabilidad | no | |
| eficiencia | no | utiliza espera ocupada |
| escalabilidad | no | empeora con el número de hebras y requiere recodificación |

# Algoritmo de Peterson

## variables compartidas

```
bool bandera[2] = {false,
                   false};
int turno = 0; // desempate
```

## hebra$_i$

```
while (true)
{
    bandera[i] = true;
    turno = j;
    while (bandera[j] & turno == j);
    sección_crítica();
    bandera[i] = false;
    sección_no_crítica();
}
```

- La hebra $i$ muestra su deseo de entrar en su sección crítica haciendo `bandera[i] = true;`.
- Si ambas hebras intentan entrar a la vez en su sección crítica la variable `turno` decide quien va a pasar.
- Más eficiente, simple y fácil de extender a más de 2 hebras que el algoritmo de Dekker.

# Algoritmo de Peterson: ¿es correcto?

## Exclusividad:

- $H_0$ y $H_1$ sólo pueden alcanzar su sección crítica si `bandera[0] == true` y `bandera[1] == true` y sólo si `turno == i` para cada hebra $H_i$, lo que es imposible.

## Progreso y espera acotada:

- $H_i$ podría evitar que $H_j$ entre en su sección crítica sólo si está atrapado en `while (bandera[j] && turno == j);`.
- Si $H_j$ no está intentando entrar en su sección crítica `bandera[j] == false` y $H_i$ puede entrar en su sección crítica.
- Si $H_j$ ha hecho `bandera[j] == true` y está atrapado en el bucle `while` entonces `turno == i` o `turno == j`.
  - Si `turno == i` $H_i$ podrá entrar en su sección crítica.
  - Si `turno == j` $H_j$ entrará en su sección crítica y hará `bandera[j] = false` a la salida y permitirá a $H_i$ entrar.
- Si a $H_j$ le da tiempo a hacer `bandera[j] = true`, hará `turno = i`.
- Como $H_i$ no cambia el valor de `turno` mientras está esperando en el `while`, $H_i$ podrá entrar en su sección crítica tras como mucho una ejecución de la sección crítica de $H_j$.

# Análisis del algoritmo de Peterson

| **requisito** | **cumple** | **motivo** |
|---|---|---|
| exclusividad | si | |
| progreso | si | |
| espera acotada | si | |
| portabilidad | no | |
| eficiencia | no | espera ocupada |
| escalabilidad | si | pero requiere recodificación |

# El problema de las hebras defectuosas

- Si una hebra falla fuera de su sección crítica no afectará a otra:
  - Si una solución cumple los 3 requisitos, exclusividad, progreso y espera acotada, entonces proporcionará robustez frente a fallos en el exterior de la sección crítica.
- Sin embargo, ninguna solución proporcionará robustez frente a una hebra que falle en su sección crítica... ¿Por qué?
  - Una hebra que falle en su sección crítica no podrá ejecutar `salir_de_sección_crítica()` con lo que impedirá a cualquier otra hebra entrar en su sección crítica porque no podrán finalizar `entrar_en_sección_crítica()`.
- ¿Qué puede hacerse en este caso?
- ¿Deberíamos hacer algo?

# El algoritmo de la panadería de Lamport (1)

- Cada hebra recibe un número para intentar entrar.
- El propietario del menor número entra en su sección crítica.
- En caso de que dos hebras $H_i$ y $H_j$ reciban el mismo número si $i < j$ entonces $H_i$ pasa primero.
- $H_i$ pone su número a **cero** al abandonar la sección crítica.
- Notación: $(a, b) < (c, d)$ si $(a < c)$ o $((a = c)$ y $(b < d))$.
- La corrección se basa en el uso de identificadores de hebra únicos.

## variables compartidas

```
const size_t N = ...; // número de hebras
bool escoger[N] = {false, false,... false};
int número[N] = {0, 0,... 0}; // quiero entrar?
```

# El algoritmo de la panadería de Lamport (2)

## hebra$_i$

```
while (true)
{
  escoger[i] = true;
  número[i] = max(número[0],..., número[N - 1]) + 1;
  escoger[i] = false;
  for (size_t j = 0; j < N; ++j)
  {
    while (escoger[j]);
    while (número[j] != 0 && (número[j],j) < (número[i], i));
  }
  sección_crítica();
  número[i] = 0; // no quiero entrar
  sección_no_crítica();
}
```

# Inconvenientes de las soluciones a nivel de usuario

- Las hebras intentando entrar en una **sección crítica ocupada** se mantienen en **espera ocupada** $\Longrightarrow$ se desperdicia tiempo del procesador.
- Si la sección crítica tarda mucho tiempo en ejecutarse puede ser más **eficiente** bloquear a la hebra.
- Con un único procesador y una política de prioridad estática, la espera ocupada puede llevar a la **inanición**.

# Primera solución HW: un simple cerrojo (1)

- Un `cerrojo` es un **objeto en memoria principal** sobre el que podemos realizar dos operaciones:
  - `adquirir()`: antes de entrar en la sección crítica.
    - Puede requerir algún tiempo de espera a la entrada de la sección crítica.
  - `liberar()`: tras abandonar la sección crítica.
    - Permite a otra hebra acceder a la sección crítica.
- Tras cada `adquirir()` debe haber un `liberar()`:
  - Entre `adquirir()` y `liberar()` la hebra **posee** el cerrojo.
  - `adquirir()` sólo retorna cuando el llamador se ha convertido en el dueño del cerrojo... ¿Por qué?
- ¿Qué podría suceder si existieran llamadas a `adquirir()` sin su correspondiente `liberar()` emparejado?
- ¿Qué pasa si el propietario de un cerrojo trata de adquirirlo por segunda vez?

# Usando un cerrojo (1)

**retirar** fondos de una cuenta bancaria

```
while (true)
{
   cerrojo.adquirir();
   saldo = conseguir_saldo(cuenta);
   saldo = saldo - cantidad;
   almacenar_saldo(cuenta, saldo);
   cerrojo.liberar();
   return saldo;
}
```

# Usando un cerrojo (2)

Hebra 1

```
cerrojo.adquirir();
saldo = conseguir_saldo(cuenta);
saldo = saldo - cantidad;
almacenar_saldo(cuenta, saldo);
cerrojo.liberar();
return saldo;
```

Hebra 2

```
cerrojo.adquirir();
saldo = conseguir_saldo(cuenta);
saldo = saldo - cantidad;
almacenar_saldo(cuenta, saldo);
cerrojo.liberar();
return saldo;
```

# Implementación de un cerrojo “giratorio” (“*spinlock*”) (1)

```
class cerrojo {
public:
  cerrojo(): cerrado(false) {} // inicialmente abierto
  void adquirir()
    {
      while (cerrado); // espera ocupada [1]
      cerrado = true;  // cerrar
    }
  void liberar()
    {
      cerrado = false; // abrir
    }
private:
  bool cerrado; // ¿¿¿atomic/volatile/optimización???
};
```

[1] condición de carrera

# Implementación de un cerrojo “giratorio” (“*spinlock*”) (2)

Problema:

- Las operaciones `adquirir()` y `liberar()` añaden en su interior nuevas **secciones críticas**.
- Estas operaciones deberían ser **atómicas**.

Aparece un **dilema** de difícil solución:

- Creamos el cerrojo para implementar un protocolo de exclusión mutua que resuelva el problema de las secciones críticas pero la solución contiene otro problema de sección crítica en su interior.
- ¿Qué podemos hacer para resolver este **problema recursivo**?
  - Utilizar el algoritmo de la panadería de Lamport.
  - Utilizar la arquitectura del procesador.

# Implementación de operaciones atómicas

El hardware puede facilitar la tarea:

- **Deshabilitar las interrupciones**: `cli`/`sti`
  - ¿Funciona?
  - ¿Evita el cambio de hebra?
  - ¿Funcionaría en cualquier tipo de sistema? → **no**, válido sólo en sistemas con un **único procesador**.
- **Instrucciones atómicas**:
  - Existen instrucciones para las que el **procesador** y el **bus** garantizan su ejecución atómica.

| | | |
|---|---|---|
| `TAS` | Test And Set: | `lock xchg %al,(%edx)` |
| `FAA` | Fetch And Add: | `lock xadd %eax,(%edx)` |
| `CAS` | Compare And Swap: | `lock cmpxchg %ecx,(%edx)` |
| `LL/SC` | Load Linked/Store Conditional: | `ldrex`/`strex` |

# Bloqueo mediante la deshabilitación de las interrupciones

Mecanismo primitivo y sólo válido en sistemas monoprocesador.

- No cumple con el requisito de la portabilidad.
- Deshabilitar las interrupciones en un procesador no evita que en otro se ejecute la sección crítica.
- Solución aceptable sólo en el caso de secciones críticas **extremadamente cortas** dentro del **núcleo** y en sistemas **monoprocesador**.
- Si no podemos atender la interrupción del reloj no podremos cambiar de hebra tal y como hacen la mayoría de los sistemas de tiempo compartido.

Protocolo:

- Entrada: deshabilitas las interrupciones (`cli`).
- Salida: volver a habilitar las interrupciones (`sti`).

**hebra$_i$**

```
while(true)
{
  deshabilitar_interrupciones();
  sección_crítica();
  habilitar_interrupciones();
  sección_no_crítica();
}
```

Se preserva la exclusión mutua pero se degrada la latencia del sistema: mientras está en la sección crítica no se atenderán interrupciones.

- No habrá tiempo compartido.
- El retraso en la atención de las interrupciones podría afectar al sistema completo. $\Longleftrightarrow$ ¿Por qué?
- Las aplicaciones podrían abusar o contener fallos $\Longrightarrow$ cuelgue del sistema.

**Multiprocesador:**

- No es efectivo en absoluto porque...
  - Aunque las deshabilitásemos en todos los procesadores no arregla nada porque...
  - Varios procesadores podrían acceder a la vez a un mismo recurso → no garantiza la exclusión mutua.

**En resumen:**

- Los efectos laterales son inaceptables.
- La buena noticia es que esta operación es **privilegiada**

# Deshabilitar las interrupciones a nivel del núcleo (1)

**variable compartida**

```
cerrojo_t cerrojo;
```

**hebra$_i$**

```
while(true)
{
  cerrojo.adquirir();
  sección_crítica();
  cerrojo.liberar();
  sección_no_crítica();
}
```

- Vamos a crear un objeto **cerrojo** que permita implementar el protocolo de exclusión mutua necesario para las secciones críticas.
- Protocolo:
  - `adquirir()`: la primera hebra que ejecuta este método puede continuar ejecutando su sección crítica. Las siguientes deben esperar a que la primera la abandone.
  - `liberar()`: la hebra que abandona la sección crítica lo ejecuta para comunicar que queda libre y dejar pasar a otra hebra.

# Deshabilitar las interrupciones a nivel del núcleo (2)

```
class cerrojo {
public:
  cerrojo(): cerrado(false) {}
  void adquirir() {
    deshabilitar_interrupciones();
*   while (cerrado);
    cerrado = true;
    habilitar_interrupciones();
  }
  void liberar() {
    deshabilitar_interrupciones();
    cerrado = false;
    habilitar_interrupciones();
  }
private:
  bool cerrado;
};
```

Permite implementar **cerrojos** (*"spinlocks"*) de forma atómica:

- ¿Existe alguna condición de carrera? ⟶ no.
- ¿Utilizaría esta solución para resolver un problema de sección crítica general? ⟶ no.
- ¿Cuál es su principal desventaja? → espera ocupada con **efectos laterales** sobre el sistema.
- ¿Es capaz de detectar un **grave error**? *

# Deshabilitar las interrupciones a nivel del núcleo (3)

```
class cerrojo
{
private:
  bool cerrado;
public:
  cerrojo(): cerrado(false) {}
  void adquirir()
   {
    deshabilitar_interrupciones();
    while (cerrado)
    {
     habilitar_interrupciones();
     deshabilitar_interrupciones();
    }
    cerrado = true;
    habilitar_interrupciones();
   }
  void liberar()
   {
    deshabilitar_interrupciones();
    cerrado = false;
    habilitar_interrupciones();
   }
};
```

- Con esta solución es posible el cambio de hebra.
- Para algunos autores no es una solución válida porque no es portable y depende del número de procesadores, pero se ha utilizado durante muchos años.

# Instrucciones atómicas

- Lectura/modificación/escritura en memoria:
  - `lock xchg %eax,(%edx)`: intercambia de forma atómica el valor de un registro con una dirección de memoria.
  - `lock xadd %eax,(%edx)`: intercambia y suma, `%eax = (%edx), (%edx) = %eax + (%edx)`.
  - `lock cmpxchg %ecx,(%edx)`: compara el `%eax` con `(%edx)`. Si son iguales activa `ZF = 1` y hace `(%edx) = %ecx`. En otro caso limpia `ZF = 0` y hace `%eax = (%edx)`.
- Carga enlazada y almacenamiento condicional:
  - `ldrex r1, [r0]`: carga en `r1` el contenido de la dirección de memoria `r0` y el procesador se vuelve sensible a dicha dirección de memoria mediante el seguimiento de su bloque de caché.
  - `strex r2, r1, [r0]`: almacena r1 en [r0] si ningún otro procesador ha modificado el contenido de `[r0]` y coloca en r2 si la operación ha tenido éxito.

# TAS: implementación en linux 6.13.5

- La instrucción TAS se ejecuta siempre de forma atómica independientemente del número de cachés que se tengan.
- c es un parámetro tanto de entrada como de salida.

**Test And Set (v1)**

```
bool test_and_set(bool *c)
{
    bool prev = *c;
    if (prev == false)
        *c = true;
    return prev;
}
```

**Test And Set (v2)**

```
int test_and_set(int *c)
{
    int prev = *c;
    if (prev == 0)
        *c = 1;
    return prev;
}
```

# CAS ≈ TAS on steroids: implementación en linux 6.13.5

## Compare And Swap (C)

```c
long compare_and_swap(long *p, long viejo, long nuevo)
{
        long tmp = *p;
        if (tmp == viejo)
                *p = nuevo;
        return tmp;
}
```

## Compare And Swap (C++ std::atomic<T>)

```cpp
bool std::atomic<T>::compare_exchange_weak(T &expected, T desired)
{
    T current = this->load();
    if (current == expected) { this->store(desired); return true; }
    else { expected = current; return false; }
}
```

# Antigua implementación: i386/{futex,cmpxchg}.h

```
long int testandset(int *spinlock)
{
    long int ret;
    __asm__ __volatile__("xchgl %0, %1"
                         : "=r"(ret), "=m"(*spinlock)
                         : "0"(1), "m"(*spinlock)
                         : "memory");
    return ret;
}

int compare_and_swap(long int *p, long int oldval, long int newval)
{
    char ret;
    long int readval;
    __asm__ __volatile__ ("lock; cmpxchgl %3, %1; sete %0"
                         : "=q" (ret), "=m" (*p), "=a" (readval)
                         : "r" (newval), "m" (*p), "a" (oldval)
                         : "memory");
    return ret;
}
```

# Implementación de un cerrojo mediante TAS

```
class cerrojo
{
public:
 cerrojo(): ocupado(false) {}

 adquirir()
 {
  while (test_and_set(&ocupado));
 }

 liberar()
 {
  ocupado = false;
 }

private:
 bool ocupado;
};
```

- ¿Existe condición de carrera? → no.
- ¿Es portable? → no.
- ¿Es eficiente? → no.
- ¿Qué sucede cuando muchas hebras intentan adquirir el cerrojo? → baja la tasa de aprovechamiento del procesador debido a la espera ocupada.
- ¿Podemos `adquirir()` recursivamente?

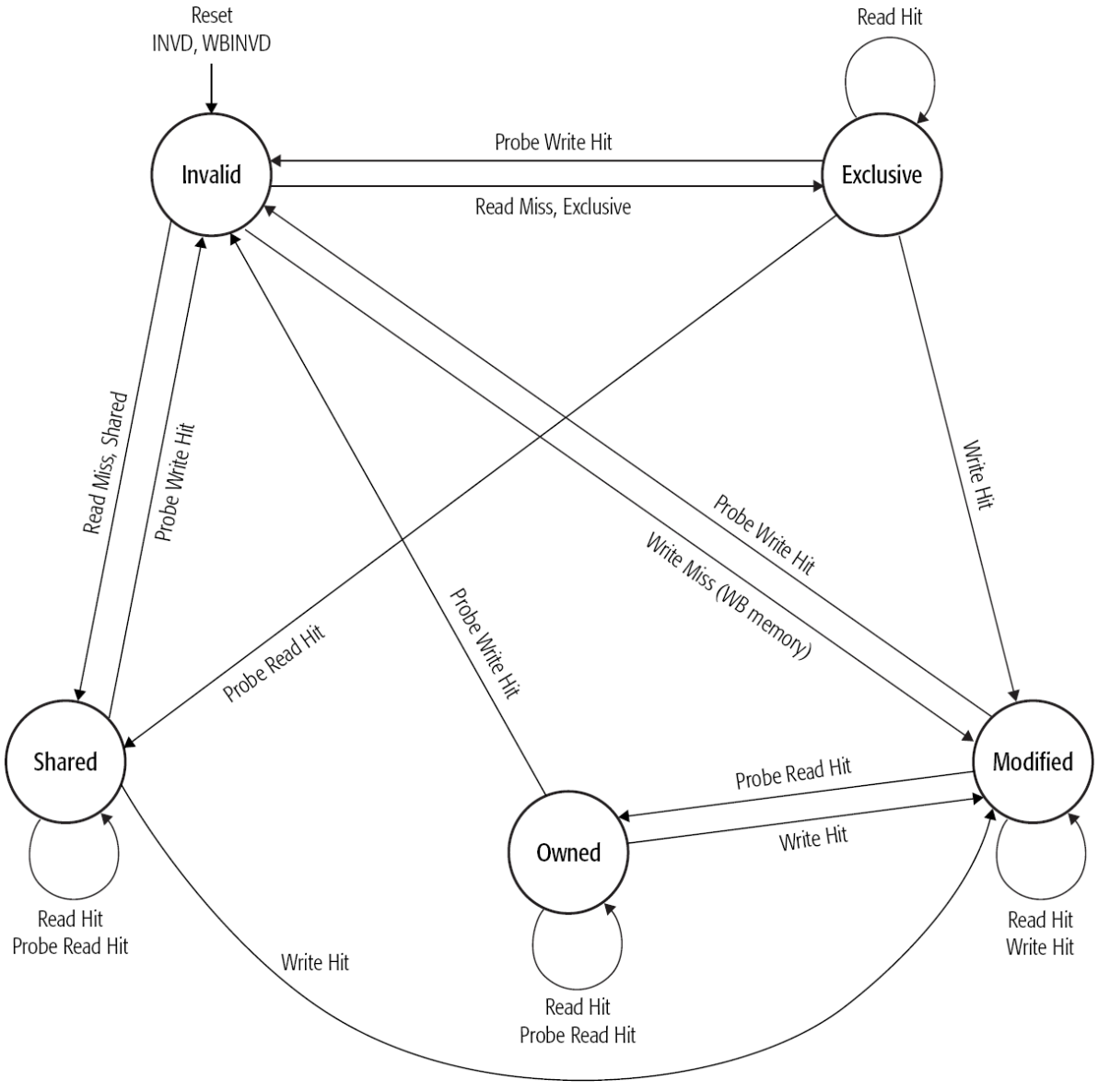
# Análisis del cerrojo (1)

- La exclusión mutua se preserva.
- Si $H_i$ entra en su sección crítica las demás hebras $H_j$ realizan **espera ocupada** $\Longrightarrow$ **problema de eficiencia**.
- Cuando $H_i$ sale de su sección crítica, la elección de la siguiente hebra $H_j$ es arbitraria lo que viola el requisito de **espera acotada** $\Longrightarrow$ posible **inanición**.
- Algunos procesadores proporcionan instrucciones atómicas como `xchg` o `cmpxchg` que sufren los mismo inconvenientes que `TAS`.
- Sin embargo, ¿Cuál es el mayor problema con este tipo de cerrojos?

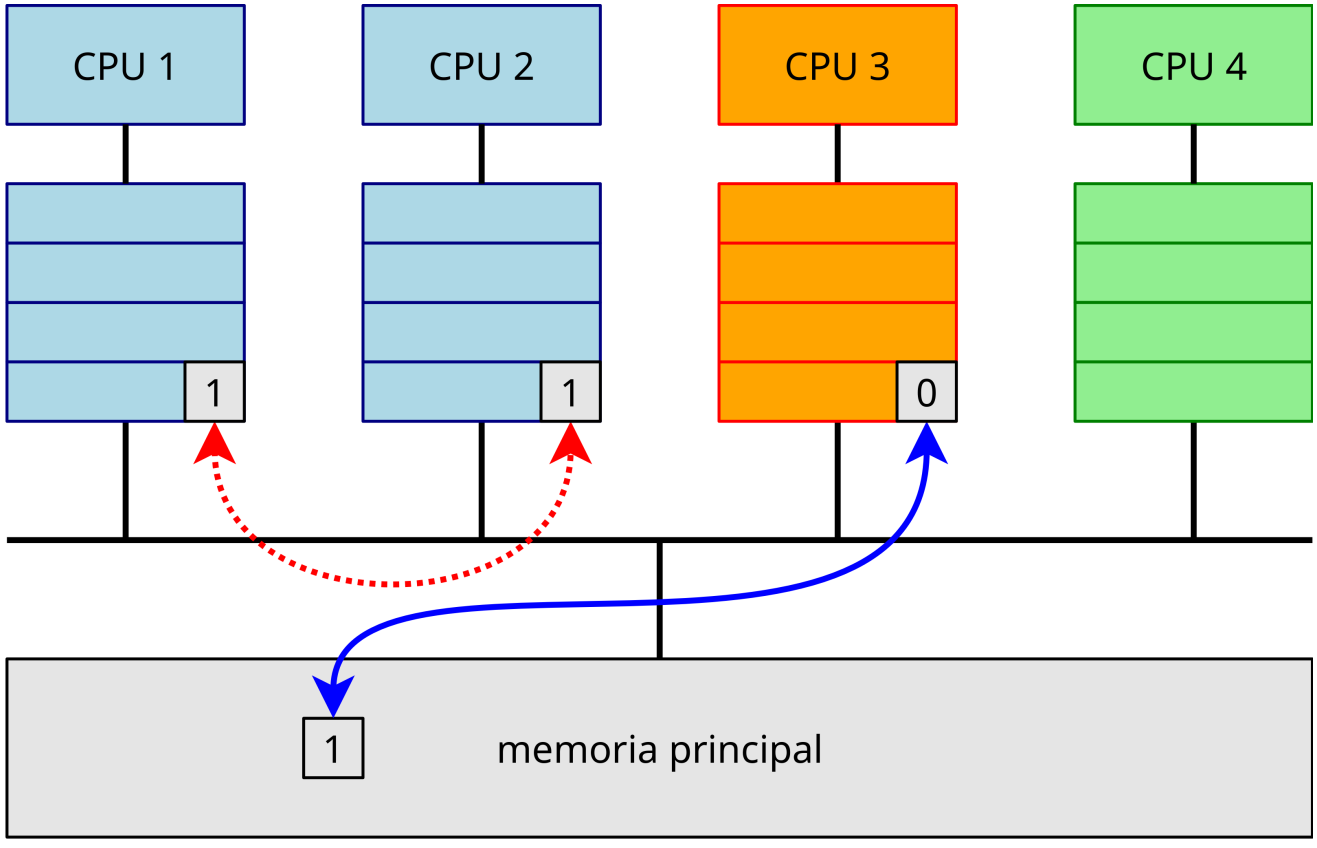
# Análisis del cerrojo (2)

- Repetidas llamadas a `test_and_set()` pueden **monopolizar el bus del sistema** afectando a otras tareas independientemente de si están relacionadas o no con el uso de la sección crítica.
- ¿Qué pasará con la coherencia de caché? → garantizada.
  - `write-through`: Intel 486.
  - `write-back`: MESI(pentium), MOESI(k8), MESIF(nehalem). **M**odified/**O**wned/**E**xclusive/**S**hared/**I**nvalid/**F**orwarding
- Además hay un **grave peligro** de otra clase de **inanición** en sistemas con un sólo procesador. Recordar lo que pasaba al utilizar espera ocupada a nivel de usuario y existían diferentes tamaños de `sección_no_crítica`.

# Protocolos de coherencia de caché MOESI



# Efecto ping-pong




- El efecto ping-pong entre la caché 1 y la caché 2 monopoliza, y desperdicia, el uso del bus del sistema.
- Es necesario implementar cerrojos más eficientes (ej: `ttas`).

# Conclusiones sobre TAS

Ventajas:

- El número de hebras involucradas en la sección crítica puede ser **ilimitado**.
- Puede utilizarse para controlar **varias** secciones críticas sin más que utilizar un cerrojo diferente para cada una ellas.
- Solución válida en sistemas **mono** y **multiprocesador**.
- Solución **simple** y fácil de comprender.

Inconvenientes:

- Las espera ocupada es **ineficiente**.
- Una proceso o hebra tipo núcleo puede padecer **inanición** si tiene baja prioridad (planificador basado en prioridades).
- Susceptible a **interbloqueo** e **inversión de prioridad** en secciones críticas anidadas.

# Test and TestAndSet

Existe una variante prácticamente idéntica pero con mejor patrón de accesos a memoria bajo alta demanda.

## ttas v1

```
void adquirir()
{
    do
        while (ocupado == true);   // :)
    while (test_and_set(ocupado)); // :(
}
```

## ttas v2

```
void adquirir()
{
    while (ocupado == true || test_and_set(ocupado));
}
```

# La instrucción de intercambio: xchg

- Disponible en la práctica totalidad de los procesadores.
- ¿Permite crear un protocolo de sección crítica? ⟶ si.

⇓

- ¿Soluciona el problema de la portabilidad? ⟶ en la práctica si.

**instrucción de intercambio**

```
template<class T> void intercambiar(T *a, T *b)
{
    T t = *a;
    *a = *b;
    *b = *t;
}
```

# Soluciones con ayuda del núcleo: semáforos con contador

Valor de un semáforo con contador:

**positivo**: máximo número de hebras que pueden entrar en una sección crítica, para lograr exclusión mutua $\leq 1$.

**negativo**: número de hebras que han intentado entrar en su sección crítica y han sido bloqueadas en la cola de espera.

**cero**: ninguna hebra está esperando para entrar y dentro de la sección crítica hay tantas hebras como el valor al que se inicializó el semáforo.

¿Cómo conseguir que las operaciones sobre semáforos sean **atómicas**?

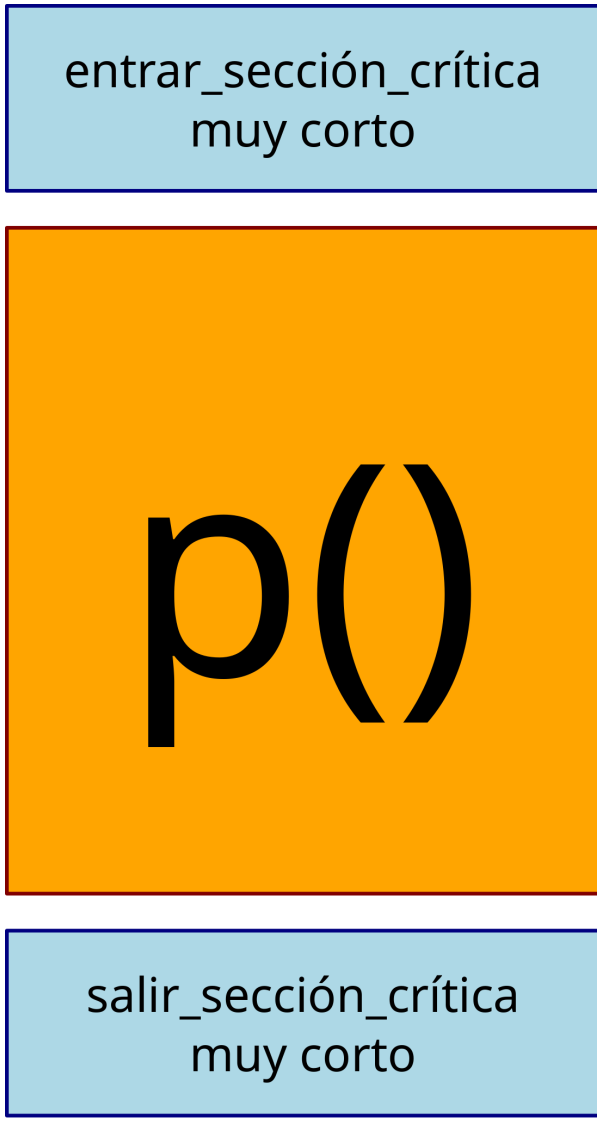
# Semáforos con contador: implementación

```
class semáforo
{
public:
  semáforo(int _valor):
    valor(_valor),
    bloq(vacía) {}

void esperar() // p()
 {
   valor = valor - 1;
   if (valor < 0)
   {
     bloq.meter(esta);
     bloquear(esta);
   }
 }

void señalar() // v()
 {
   valor = valor + 1;
   if (valor <= 0)
   {
     desbloquear(bloq.sacar());
   }
 }

private:
  int valor;
  lista<hebra> bloq;
};
```

# Operaciones atómicas sobre semáforos (1)

Problema: `esperar()` y `señalar()` constan de múltiples instrucciones máquina que deben ejecutarse de forma atómica.

Solución: Utilizar otro tipo de secciones críticas con la esperanza de que tenga tiempos de ejecución más cortos y que permitan la atomicidad y exclusividad de las operaciones sobre el semáforo.



# Operaciones atómicas sobre semáforos (2)

- Son deseables secciones críticas cortas al implementar `esperar()` y `señalar()` de forma atómica.
- Posibles soluciones, ya vistas pero con renovada validez en este nuevo contexto:

  **Monoprocesador:**
  - **Deshabilitar las interrupciones** mientras se ejecutan las operaciones sobre semáforos.
  - No contradice la recomendación general de no manipular las interrupciones desde el nivel de usuario (SO).
  - Solución válida porque sabemos que se van a deshabilitar durante **muy poco tiempo** $\Longleftrightarrow$ conocemos el tamaño de la sección crítica.

  **Multiprocesador:**
  - Emplear **instrucciones atómicas**: `TAS`, `CAS`, `LL/SC`,...

# Semáforos con contador: implementación monoprocesador

```
class semáforo {
public:
  semáforo(int _valor):
    valor(_valor), bloq(vacía) {}
  void esperar() // p()
  {
    deshabilitar_interrupciones();
    valor = valor - 1;
    if (valor < 0)
    {
      bloq.meter(esta);
      bloquear'(esta); [2]
    }
    habilitar_interrupciones();
  }
  void señalar() // v()
  {
    deshabilitar_interrupciones();
    valor = valor + 1;
    if (valor <= 0)
    {
      desbloquear(bloq.sacar());
    }
    habilitar_interrupciones();
  }
private:
  int valor;
  lista<hebra> bloq;
};
```

¿Qué sucede al cambiar de hebra? ¿Siguen las interrupciones deshabilitadas?

[2] `bloquear'() = bloquear() + sti`

# Semáforos con contador: implementación multiprocesador

```
class semáforo {
public:
  semáforo(int _valor = 0):
    ocupado(false),
    valor(_valor),
    bloq(vacía) {}

  void esperar() // p()
  {
    while(TAS(ocupado) == true);
    valor = valor - 1;
    if (valor < 0)
    {
      bloq.meter(esta);
      bloquear'(esta); [3]
    }
    ocupado = false;
  }

  void señalar() // v()
  {
    while(TAS(ocupado) == true);
    valor = valor + 1;
    if (valor <= 0)
    {
      desbloquear(bloq.sacar());
    }
    ocupado = false;
  }

private:
  bool ocupado;
  int valor;
  lista<hebra> bloq;
};
```

[3] bloquear'() = bloquear() + ocupado = false

# Semáforo débil (no garantiza la espera acotada)

```
class semáforo_débil
{
public:
  semáforo_débil(int _valor):
    valor(_valor),
    bloq(vacía) {}

  void esperar() // p()
  {
    valor = valor - 1;
    if (valor < 0)
    {
      bloq.meter(esta);
      bloquear(esta);
    }
  }

  void señalar() // v()
  {
    valor = valor + 1;
    if (valor <= 0)
    {
      desbloquear(bloq.sacar());
    }
  }

private:
  int valor;
  contenedor<hebra> bloq;
};
```

**¡No respeta el orden de llegada!**

# Semáforo fuerte o estricto

```
class semáforo_fuerte
{
public:
  semáforo_fuerte(int _valor):
    valor(_valor),
    bloq(vacía) {}

  void esperar() // p()
  {
    valor = valor - 1;
    if (valor < 0)
    {
      bloq.meter(esta);
      bloquear(esta);
    }
  }

  void señalar() // v()
  {
    valor = valor + 1;
    if (valor <= 0)
    {
      desbloquear(bloq.sacar());
    }
  }

private:
  int valor;
  cola<hebra> bloq;
};
```

Garantiza primero en llegar, primero en ser servido $\Longrightarrow$ **espera acotada.**

# Aplicaciones de los semáforos con contador

- Supongamos **n hebras** concurrentes:
- Si inicializamos $s.valor = 1$ sólo una hebra podrá entrar en su sección crítica $\Longrightarrow$ **exclusión mutua**.
- Si inicializamos $s.valor = k$ con $k > 1$ entonces $k$ hebras podrán acceder a su sección crítica $\Longleftrightarrow$ ¿Cuándo utilizar así un semáforo? $\Longrightarrow$ **sincronización**, ejemplo: gestión de recursos divisibles.

**variable global**

```
semáforo s = 1;
```

**$hebra_i$**

```
while(true)
{
    s.esperar();
    sección_crítica();
    s.señalar();
    sección_no_crítica();
}
```

# Productor/Consumidor (búfer ilimitado) (1)

- Necesitamos un semáforo, `s`, para conseguir la exclusión mutua en el acceso al búfer.
- Necesitamos otro semáforo, `n`, para sincronizar el número de elementos del búfer por parte del productor y el consumidor: solo podemos consumir después de haber producido.
- El productor es libre para añadir nuevos elementos al búfer en cualquier instante, pero antes debe hacer `s.esperar()`. Tras añadir un elemento debe hacer `s.señalar()` para garantizar la exclusión mutua.
- El productor debe hacer `n.señalar()` después de cada ejecución de su sección crítica para avisar al consumidor que hay elementos para consumir.
- El consumidor debe hacer `n.esperar()` antes de ejecutar su sección crítica para asegurarse de que el búfer contiene elementos.

# Productor/Consumidor (búfer ilimitado) (2)

```
semáforo s = 1;           // exclusión mutua búfer
semáforo n = 0;           // número de elementos
elemento búfer[];         // búfer ilimitado
int entra = 0, sale = 0; // posiciones del búfer
```

```
void* productor(void*)
{
  while(true)
  {
    elemento e = producir();
    s.esperar();
    búfer[entra++] = e;
    s.señalar();
    n.señalar();
  }
}
```

```
void* consumidor(void*)
{
  while(true)
  {
    n.esperar(); // el orden
    s.esperar(); // importa!!![4]
    elemento e = búfer[sale++];
    s.señalar();
    consumir(e);
  }
}
```

[4] ¿Por qué es importante el orden de las 2 llamadas a `esperar()`?

# Productor/Consumidor (búfer ilimitado) (3)

- ¿Necesitamos exclusión mutua para el búfer? → si.
- ¿Por qué hace `n.señalar()` el productor? → permite al consumidor acceder a su sección crítica.
- ¿Por qué es importante el orden de las llamadas a `esperar()` en el consumidor? → evita interbloqueo.
- ¿Es el orden de las llamadas a `señalar()` en el productor importante? → si, por eficiencia, acorta la sección crítica.
- ¿Es esta solución extensible a más de dos productores y/o consumidores? → si.
- ¿Cómo modificaría esta implementación para el caso del búfer limitado? → añadir un nuevo semáforo para evitar producir sobre un búfer lleno.

# Productores/Consumidores (búfer limitado)

```
const unsigned N = 100;    // tamaño del búfer
elemento búfer[N];         // búfer limitado
int entra = 0, sale = 0;   // posiciones del búfer
semáforo exclusión = 1;    // exclusión mutua búfer
semáforo elementos = 0;    // número de elementos introducidos
semáforo huecos = N;       // número de huecos libres
```

```
void* productor(void*)
{
  while(true)
  {
    elemento e = producir();
    huecos.esperar();
    exclusión.esperar();
    búfer[entra] = e;
    entra = (entra + 1) % N;
    exclusión.señalar();
    elementos.señalar();
  }
}
```

```
void* consumidor(void*)
{
  while(true)
  {
    elementos.esperar();
    exclusión.esperar();
    elemento e = búfer[sale];
    sale = (sale + 1) % N;
    exclusión.señalar();
    huecos.señalar()
    consumir(e);
  }
}
```

# Semáforos binarios y cerrojos

- En lugar de implementar `adquirir()` mediante espera ocupada podríamos utilizar el API del núcleo: `bloquear()` y `desbloquear()`.
- Cuando el cerrojo ya está en posesión de una hebra, cualquier otra que llame a `adquirir()` será bloqueada.
- La hebra debería permanecer bloqueada hasta que pueda adquirir el cerrojo.
- El procesador queda libre para ejecutar otras tareas.
- También es necesario modificar `liberar()` para tener en cuenta las hebras bloqueadas.
- Cada semáforo binario tiene asociada una cola de hebras bloqueadas.

# Semáforo binario

```
class semáforo_binario
{
public:
  semáforo_binario():
    ocupado(false),
    bloq(vacía) {}

  void señalar()
  {
    if (bloq.vacía())
      ocupado = false;
    else
      desbloquear(bloq.primero());
  }

  void esperar()
  {
    if (!ocupado)
      ocupado = true;
    else
    {
      bloq.añadir(esta);
      bloquear(esta);
    }
  }

private:
  bool ocupado;
  cola<hebra> bloq;
};
```

# Semáforo binario

```
class semáforo_binario
{
public:
  semáforo_binario():
    ocupado(false),
    bloq(vacía) {}

  void señalar()
  {
    if (bloq.vacía())
      ocupado = false;
    else
      desbloquear(bloq.primero());
  }

  void esperar()
  {
    if (!ocupado)
      ocupado = true;
    else
    {
      bloq.añadir(esta);
      bloquear(esta);
    }
  }

private:
  bool ocupado;
  cola<hebra> bloq;
};
```

Esta solución tiene graves efectos negativos sobre el sistema.

# Semáforo binario: conflicto de depuración

```
void esperar()
{
  if (!ocupado)
    ocupado = true;
  else
  {
    bloq.añadir(esta);
    bloquear(esta);
  }
}

void señalar()
{
  if (cola.vacía())
    ocupado = false;
  else
    desbloquear(bloq.primero());
}
```

```
void depurador(hebra h)
{
  bloquear(h);
  operaciones de depuración sobre h;
  desbloquear(h);
}
```

**Conflicto** entre depurador y depurado:

- Doble `bloquear()` $\Longrightarrow$ uno es "olvidado".
- `desbloquear()` en el `depurador()` **viola la exclusión mutua** al permitir el acceso a su sección crítica a la hebra que ejecutó `esperar()`.
- `desbloquear()` en `señalar()` viola el funcionamiento del depurador.

# Independencia conceptual (1)

- `bloquear()` y `desbloquear()` son operaciones de **planificación**...
  - sin embargo las estamos utilizando para **transferir información** entre hebras.
  - el simple hecho de que alguien **desbloquee** una hebra le **indica** que **posee** acceso a la sección crítica.
- Consecuencias:
  - la planificación y los semáforos son **operaciones fuertemente acopladas**.
  - Cualquier método de sincronización que utilice `bloquear()` y `desbloquear()` debería tener en cuenta sus consecuencias sobre las operaciones de sincronización.
- Todo método de sincronización, aunque lógicamente independiente de la planificación, debe ser implementado en un único módulo.

# ¿Cómo arreglarlo?

Intento 1:

- **Contar las llamadas** a `bloquear()` y `desbloquear()`:
  - n × `bloquear()` ⟶ n × `desbloquear()`.
- `esperar()`, `señalar()`, depuración y planificación deben coexistir.
- Sin embargo el sistema podría dejar de funcionar si no emparejamos de forma correcta las llamadas a `bloquear()` y `desbloquear()` ⟶ solución no válida.

Intento 2:

- **No transferir información** a través de `desbloquear()`.
- Transferir la información acerca de quien **posee** el semáforo de forma **explícita**.
- Utilizar `bloquear()` y `desbloquear()` tan solo como optimización.

# Semáforo binario

```
class semáforo_binario {
public:
  semáforo_binario():
    propietaria(nadie),
    bloq(vacía) {}

void señalar()
{
 if (bloq.vacía())
   propietaria = nadie;
 else
 {
   propietaria = bloq.primero();
   desbloquear(propietaria);
 }
}
```

```
void esperar()
{
 if (propietaria == nadie)
   propietaria = esta;
 else
 {
   bloq.añadir(esta);
   do
     bloquear(esta);
   while (propietaria != esta);
 }
}

private:
  hebra propietaria;
  cola<hebra> bloq;
};
```

# Independencia conceptual: conclusiones

Como reglas de diseño...

- Mantener independientes las cosas independientes.
- Evitar cualquier técnica que induzca efectos laterales.

Consecuencias:

- El diseño y la implementación de semáforos requiere habilidad y visión de futuro.
- Modificar las operaciones del núcleo es justo lo contrario.

# En resumen...

- Los semáforos son una herramienta de coordinación primitiva:
  - para garantizar la **exclusión mutua**.
  - para **sincronizar** hebras.
- Las llamadas a `esperar()` y `señalar()` suelen estar dispersas por varias hebras con lo que es difícil comprender todos sus efectos.
- El uso debe ser correcto en todas estas las hebras.
- Una hebra defectuosa o maliciosa puede estropear el funcionamiento del resto.

Algunos autores recomiendan evitar su uso $\Longrightarrow$ ¿Qué utilizar en su lugar? ¿Existen mejores métodos de sincronización?

# Monitores

- Construcciones de alto nivel de algunos lenguajes de programación.
  - Funcionamiento parecido al de los semáforos binarios.
  - Gestión automática por parte del lenguaje.
- Ofrecido en lenguajes de programación concurrente como C++, Java, Modula-3, Pascal concurrente, Python, Rust,...
- Internamente puede ser implementado mediante semáforos u otros mecanismos de sincronización.

# Definición de monitor

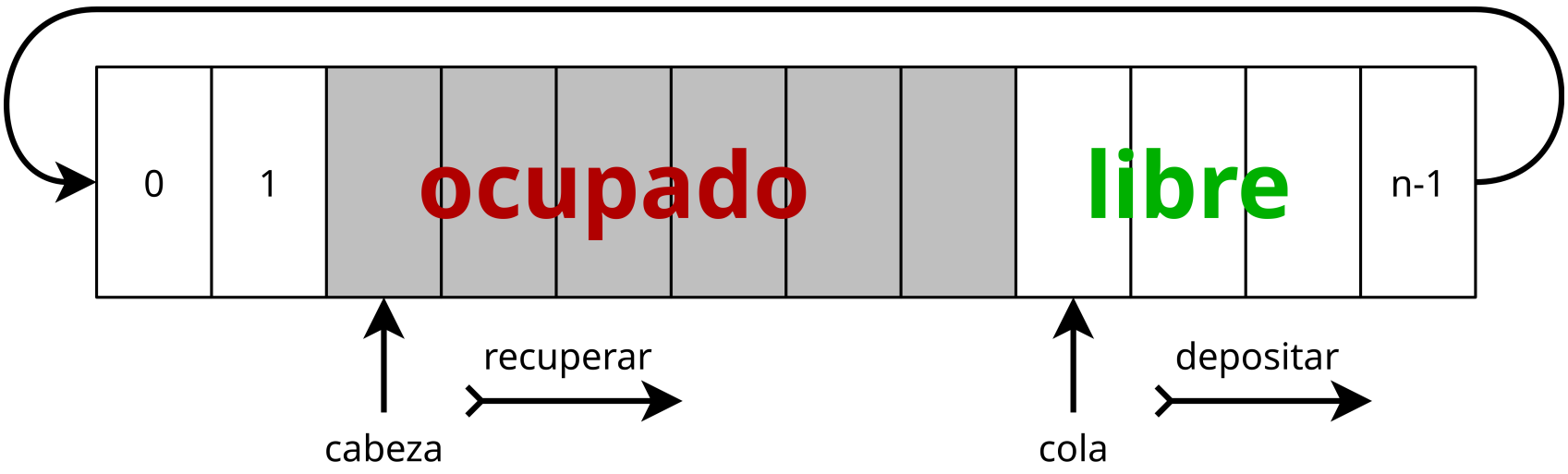
- Un módulo software (clase) que contiene:
  - Una interfaz con uno o más **procedimientos**.
  - Una secuencia de **inicialización**.
  - **Variables** de datos locales.
- Características:
  - Las variables locales sólo son accesibles mediante los procedimientos del monitor.
  - Una hebra entra en el monitor mediante la invocación de uno de sus procedimientos.
  - Sólo una hebra puede estar ejecutando algún procedimiento del monitor $\longrightarrow$ los monitores proporcionan **exclusión mutua** de forma automática.

# Características de los monitores

- Los monitores aseguran la **exclusión mutua** $\Longrightarrow$ **no** es necesario programar esta restricción **explícitamente**.
- Los **datos compartidos** son **protegidos automáticamente** si los colocamos dentro de un monitor.
- Los monitores **bloquean** sus datos cuando una hebra entra.
- **Sincronización** adicional puede conseguirse **dentro** de un monitor mediante el uso de **variables condición**.
- Una variable condición representa un evento que tiene que cumplirse antes de que una hebra pueda **continuar** la ejecución de algun procedimiento del monitor.

# Ejemplo: búfer circular

- Utilización de un vector contiguo de `N` posiciones como búfer circular.
- Interfaz con operaciones: `recuperar()` y `depositar()`



# Ejemplo: búfer circular (v1) sin variables condición

```
monitor búfer_circular
{
public:
  búfer_circular():
    búfer(vacío), cabeza(0),
    cola(0), contador(0) {}

  void depositar(elemento e)
  {
    búfer[cola] = e;
    cola = (cola + 1) % N;
    contador = contador + 1;
  }

  void recuperar(elemento e)
  {
    e = búfer[cabeza];
    cabeza = (cabeza + 1) % N;
    contador = contador - 1;
  }

private:
  elemento búfer[N];
  int cabeza, cola, contador;
};
```

- Exclusión mutua automática entre hebras.
- Operaciones **serializadas** pero aun podemos `depositar()` sobre un **búfer lleno** o `recuperar()` desde un **búfer vacío** $\longrightarrow$ 2 restricciones más.

# Ejemplo: búfer circular (v2) con colas de hebras

```
monitor búfer_circular {
public:
  búfer_circular():
    búfer(vacío), cabeza(0),
    cola(0), contador(0),
    dep(vacía), rec(vacía) {}

  void depositar(elemento e)
  {
    while (contador == N)
    * bloquear(dep.meter(esta));
    búfer[cola] = e;
    cola = (cola + 1) % N;
    contador = contador + 1;
    if (!rec.vacía())
      desbloquear(rec.sacar());
  }

  void recuperar(elemento e)
  {
    while (contador == 0)
    * bloquear(rec.meter(esta));
    e = búfer[cabeza];
    cabeza = (cabeza + 1) % N;
    contador = contador - 1;
    if (!dep.vacía())
      desbloquear(dep.sacar());
  }

private:
  elemento búfer[N];
  int cabeza, cola, contador;
  cola<hebra> dep, rec;
};
```

Ya no podemos depositar sobre un búfer lleno o recuperar desde un búfer vacío pero... **podemos bloquear el monitor** (*).

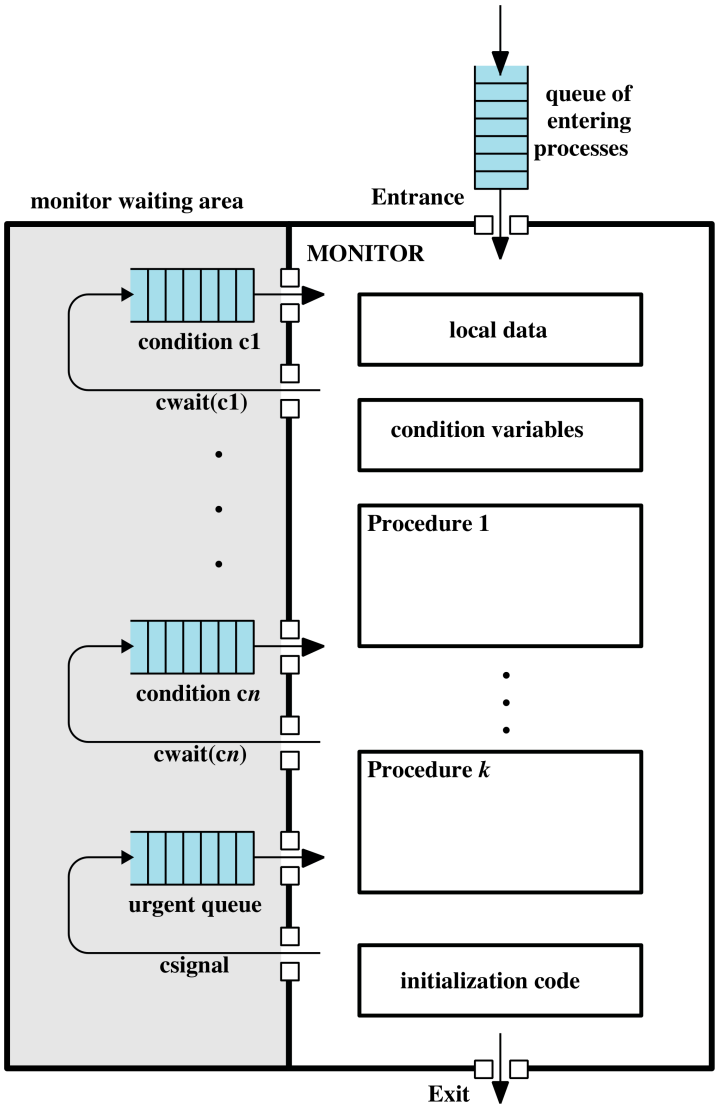
# Variables condición

- Variables locales al monitor y solo **accesibles** desde su **interior** mediante las operaciones:

`esperar()`: Bloquea la ejecución de la hebra llamadora sobre la variable condición. La hebra bloqueada solo puede continuar su ejecución si otra ejecuta `señalar()`. Antes de bloquearse **libera el monitor**.

`señalar()`: Reactiva la ejecución de alguna hebra bloqueada en la variable condición. Si hay varias podemos escoger una cualquiera. Si no hay ninguna no hace nada.

# Monitores y variables condición




- Las hebras pueden esperar en la cola de entrada o de alguna variable condición.
- Una hebra se pone en la cola de espera al invocar `esperar()` sobre una variable condición.
- `señalar()` permite a una hebra que estuviese bloqueada en la cola de una condición continuar.
- `señalar()` bloquea a la hebra llamadora y la pone en la cola urgente a menos que sea la última operación del procedimiento (¿?).

# Ejemplo: búfer circular (v3) con variables condición

```
monitor búfer_circular
{
public:
  búfer_circular():
    búfer(no_vacío), cabeza(0),
    cola(0), contador(0) {}

  void depositar(elemento e)
  {
    while (contador == N)
      no_lleno.esperar();

    búfer[cola] = e;
    cola = (cola + 1) % N;
    contador = contador + 1;

    no_vacío.señalar();
  }

  void recuperar(elemento e)
  {
    while (contador == 0)
      no_vacío.esperar();

    e = búfer[cabeza];
    cabeza = (cabeza + 1) % N;
    contador = contador - 1;

    no_lleno.señalar();
  }

private:
  elemento búfer[N];
  int cabeza, cola, contador;
  variable_condición no_lleno, no_vacío;
};
```

**No bloquea el monitor, sólo hebras.**

# Productor/consumidor con monitores

- Dos tipos de hebras:
  1. productor
  2. consumidor
- La sincronización queda confinada en el interior del monitor.
- `depositar()` y `recuperar()` son métodos del monitor.
- Si estos métodos se implementan correctamente cualquier hebra podrá utilizarlos para sincronizarse de forma correcta.

**$productor_i$**

```
while (true)
{
  producir(e);
  depositar(e);
}
```

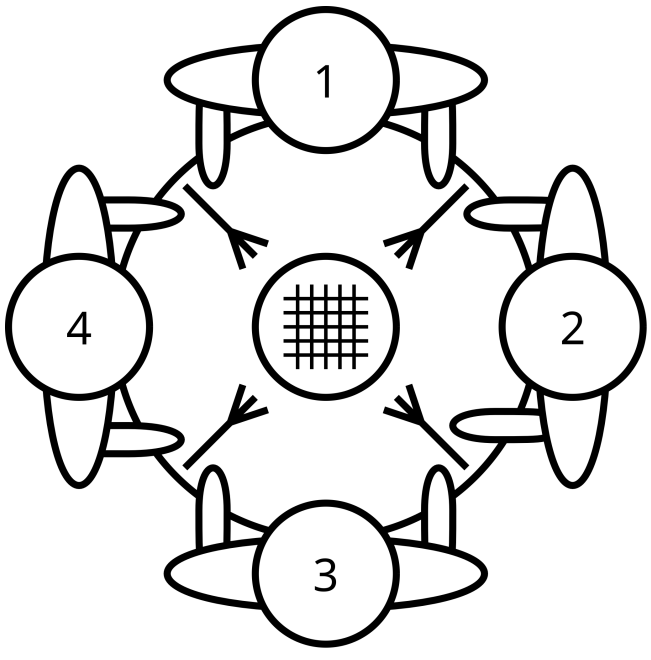
**$consumidor_i$**

```
while (true)
{
  recuperar(e);
  consumir(e);
}
```

# Comentarios y problemas sin resolver

- Si una hebra ejecuta `señalar()` mientras existe otra bloqueada en `esperar()`, ¿Cuál debería ejecutarse? → estilos Hoare/Mesa.
  - **Hoare**: la que señala cede el mutex y se ejecuta inmediatamente después de la que esperaba.
  - **Mesa**: la que señala sigue ejecutándose y cambia a la que espera a la cola de preparadas.
- Un monitor debería permanecer cerrado si algún evento iniciado externamente ocurriese, por ejemplo el fin del quantum asignado. De otra forma no podríamos garantizar la exclusión mutua ↔ otra hebra podría ejecutar el monitor.
- ¿Qué hacer si un método de un monitor $M_i$ invoca un método de otro monitor $M_j$?

# El problema de la cena de los filósofos (1)




**vida de un filósofo**

```
repetir
{
    pensar
    estar hambriento
    coger tenedores
    comer
    soltar tenedores
}
```

# El problema de la cena de los filósofos (2)

Posibles soluciones:

**Turno cíclico** Se empieza por un filósofo, si quiere comer lo hace y, en cualquier caso, pasa el turno al siguiente.

**Colas de tenedores** Cada tenedor tiene asociada una cola de peticiones. Si el filósofo no puede coger los dos tenedores devuelve el que tiene y espera una cantidad de tiempo aleatorio antes de volver a intentarlo.

**Camarero** Deja que como máximo se sienten a comer $n - 1$ filósofos con lo que se garantiza que al menos uno de ellos pueda comer.

**Jerarquía de recursos** Numerar los tenedores y coger siempre el de menor valor antes de coger el de mayor. Devolverlos en orden contrario.

# El problema de la cena de los filósofos (3)

## Algoritmo (Solución de Chandy/Misra, 1984):

1. Para cada par de filósofos que compiten por un tenedor dárselo al de menor identificador.
2. Cuando un filósofo quiere comer debe obtener los dos tenedores de sus vecinos. Por cada tenedor que no tenga debe enviar un mensaje para solicitarlo.
3. Cuando un filósofo posee un tenedor y recibe una petición pueden pasar dos cosas:
   - Si está limpio lo conserva.
   - Si está sucio lo limpia y lo pasa.
4. Después de comer los dos tenedores de un filósofo están sucios. Si otro filósofo solicita alguno de ellos lo limpia y lo pasa.

Notas:

- Cada tenedor puede estar limpio o sucio. Inicialmente todos los tenedores están sucios.
- El sistema debe inicializarse de forma no perfectamente simétrica, ej: todos los filósofos poseen el tenedor izquierdo.

# El problema de la cena de los filósofos (4)

¿Libre de interbloqueos?

- Supongamos un interbloqueo: todos los filósofos tienen el tenedor izquierdo limpio.
- El $F_1$ obtuvo su tenedor de $F_2$ porque...
  - el tenedor estaba sucio después de que $F_2$ comiera.
  - los tenedores sólo se limpian al pasarse.
  - los tenedores limpios nunca se pasan.
- $F_2$ comió después de $F_1$, $F_3$ comió después de $F_2$, $F_4$ comió después de $F_3$ y $F_1$ comió después de $F_4 \Longrightarrow F_1$ comió después de $F_1 \Longrightarrow$ contradicción.
- El interbloqueo es imposible

# El problema de la cena de los filósofos (5)

## ¿Libre de inanición?

- Un filósofo pasa hambre si...
  - tiene un tenedor limpio.
  - no tiene ningún tenedor.
- Imaginemos que el $F_1$ acaba sin ningún tenedor, entonces...
  - el $F_2$ pasa hambre con el tenedor derecho limpio.
  - el $F_4$ pasa hambre con el tenedor izquierdo limpio.
  - el $F_3$ también pasaría hambre porque no puede estar comiendo eternamente $\Longrightarrow$ contradicción con interbloqueo.
- Supongamos entonces que el $F_1$ tiene el tenedor izquierdo limpio, entonces...
  - el $F_2$ pasa hambre con el tenedor izquierdo limpio.
  - los $F_3$ y $F_4$ también pasarían hambre por la misma causa $\Longrightarrow$ contradicción con interbloqueo.
- La inanición es imposible.

# Los **lectores** tienen prioridad (W. Stallings)

```
unsigned numero_lectores = 0; // número de lectores
semaforo no_lectores = 1;     // exclusión mutua para numero_lectores
semaforo no_escritor = 1;     // exclusión mutua datos compartidos

void* lector(void*)
{
  while(true)
  {
    no_lectores.esperar();
    ++numero_lectores;
    if (numero_lectores == 1)
      no_escritor.esperar();
    no_lectores.señalar();
    leer();
    no_lectores.esperar();
    --numero_lectores;
    if (numero_lectores == 0)
      no_escritor.señalar();
    no_lectores.señalar();
  }
}
```

```
void* escritor(void*)
{
  while(true)
  {
    no_escritor.esperar();
    escribir();
    no_escritor.señalar();
  }
}
```

.

# Los **lectores** tienen prioridad (W. Stallings)

```
void* lector(void*) {
  while(true) {
    no_lectores.esperar();
    ++numero_lectores;
    if (numero_lectores == 1)
      no_escritor.esperar();
    no_lectores.señalar();
    leer();
    no_lectores.esperar();
    --numero_lectores;
    if (numero_lectores == 0)
      no_escritor.señalar();
    no_lectores.señalar();
  }
}
```

```
void* escritor(void*)
{
  while(true)
  {
    no_escritor.esperar();
    escribir();
    no_escritor.señalar();
  }
}
```

# Los **escritores** tienen prioridad (J. Bacon)

```
class RWProtocol
{
private:
  semáforo
    R,      // lecturas
            pendientes
    W,      // escrituras
            pendientes
    WGUARD, // escritura
            exclusiva
    CGUARD; // exclusión
            contadores
  int
    ar, // lectores activos
    rr, // lectores leyendo
    aw, // escritores activos
    ww; // escritores
            escribiendo

public:
  RWProtocol()
    : ar(0), rr(0), aw(0), ww
            (0)
  {
    sem_init(R     , 0, 0);
    sem_init(W     , 0, 0);
    sem_init(WGUARD, 0, 1);
    sem_init(CGUARD, 0, 1);
  }
```

```
void adquirir_lector()
{
  sem_wait(CGUARD);
  ar = ar + 1;
  if (aw == 0)
  {
          rr = rr + 1;
          sem_post(R);
  }
  sem_post(CGUARD);
  sem_wait(R);
}

void liberar_lector()
{
  sem_wait(CGUARD);
  rr = rr - 1;
  ar = ar - 1;
  if (rr == 0)
  while (ww < aw)
  {
    ww = ww + 1;
    sem_post(W);
  }
  sem_post(CGUARD);
}

void adquirir_escritor()
{
  sem_wait(CGUARD);
  aw = aw + 1;
  if (rr == 0)
  {
      ww = ww + 1;
      sem_post(W);
  }
  sem_post(CGUARD);
  sem_wait(W);
  sem_wait(WGUARD);
}

void liberar_escritor()
{
    sem_post(WGUARD);
    sem_wait(CGUARD);
    ww = ww - 1;
    aw = aw - 1;
    if (aw == 0)
        while (rr < ar)
        {
            rr = rr + 1;
            sem_post(R);
        }
  sem_post(CGUARD);
  }
};
```

# Semáforos binarios: **mutex** en Pthreads

`#include <pthreads.h>` Cabecera C/C++.

`pthread_mutex_t` Tipo mutex, inicializable a PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER.

`pthread_mutex_init(mutex, attr)` Crea e inicializa `mutex` con los atributos `attr`.

`pthread_mutex_destroy(mutex)` Destruye `mutex`.

`pthread_mutex_lock(mutex)` Adquiere `mutex` en caso de estar libre. En otro caso bloquea la hebra.

`pthread_mutex_unlock(mutex)` Desbloquea `mutex`.

`pthread_mutex_trylock(mutex)` Intenta bloquear `mutex` y en caso de no poder continua sin bloquear la hebra.

# Semáforos: semáforos POSIX

`#include <semaphore.h>` Cabecera C/C++.

`sem_t` Tipo semáforo.

`sem_init(sem, attr, valor)` Inicializa el semáforo `sem` al valor `valor` con los atributos `attr`.

`sem_destroy(sem)` Destruye el semáforo `sem`.

`sem_wait(sem)` Si el valor del semáforo `sem` es positivo lo decrementa y retorna inmediatamente. En otro caso se bloquea hasta poder hacerlo.

`sem_trywait(sem)` Versión no bloqueante de `sem_wait(sem)`. En cualquier caso retorna inmediatamente. Es necesario comprobar la salida antes de continuar.

`sem_post(sem)` Incrementa el valor del semáforo `sem`. En caso de cambiar a un valor positivo desbloquea a alguno de los llamadores bloqueados en `sem_wait(sem)`.

# Variables condición: Pthreads

`pthread_cond_t` Tipo variable condición. Inicializable a PTHREAD_COND_INITIALIZER.

`pthread_cond_init(cond,attr)` Inicializa la variable condición `cond` con los atributos `attr`.

`pthread_cond_destroy(cond)` Destruye la variable condición `cond`.

`pthread_cond_wait(cond, mutex)` Bloque a la hebra llamadora hasta que se señale `cond`. Esta función debe llamarse mientras `mutex` está ocupado y ella se encargará de liberarlo automáticamente mientas espera. Después de la señal la hebra es despertada y el cerrojo es ocupado de nuevo. El programador es responsable de desocupar `mutex` al finalizar la sección crítica para la que se emplea.

`pthread_cond_signal(cond)` Función para despertar a otra hebra que espera que se señale sobre la variable condición `cond`. Debe llamarse después de que `mutex` esté ocupado y se encarga de liberarlo en `pthread_cond_wait(cond, mutex)`.

`pthread_cond_broadcast(cond)` Igual que la función anterior para el caso de que queramos desbloquear a varias hebras que esperan.

# Hebras y variables condición en C++11

- `#include <thread>`: Cabecera.
- `std::thread`: Clase hebra.

- `#include <condition_variable>`: Cabecera.
- `std::condition_variable`: Tipo variable condición.
- `wait()`: Bloquea la hebra hasta que es despertada... **cuidado**, no sabemos si por alguna llamada a `notify()`, por un temporizador o por un despertar engañoso.
- `notify_one()`: despierta a una hebra bloqueada.
- `notify_all()`: despierta a todas las hebra bloqueadas.