SINCRONIZAÇÃO DE PROCESSOS

- O problema das secções críticas
- Soluções baseadas em *software*
- Soluções basedas em *hardware*
- O mecanismo de sincronização básico: semáforos
- Mecanismos de sincronização mais sofisticados: monitores, passagem de mensagens, regiões críticas
- Problemas clássicos de sincronização

Execução concorrente

- Execução concorrente
  - execução cooperante ou não-cooperante logicamente ao mesmo tempo (ex: multiprogramação)
- Execução em paralelo
  - execução cooperante ou não-cooperante fisicamente ao mesmo tempo (ex.: multiprocessamento)
- A execução concorrente pode ocorrer em
  - sistemas uniprocessador
    - interlaçamento de execução (multiprogramação)
  - sistemas multiprocessador
    - interlaçamento e sobreposição de execução (multiprogramação c/ multiprocessamento)
- Os processos concorrentes precisam frequentemente de partilhar dados / recursos.
- O acesso concorrente a dados partilhados pode resultar em inconsistência desses dados, se o acesso não ocorrer de forma controlada.
- Execução concorrente ⇒
  - mecanismos de comunicação entre processos
  - sincronização entre as suas acções

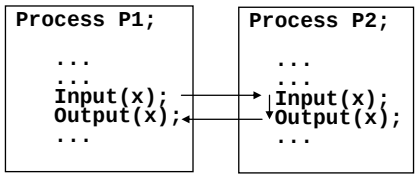
Necessidade de Sincronização - Exemplo 1

- Os processos P1 e P2 executam o seguinte código tendo acesso à mesma variável x.

```
Process P1;
 Begin
    ...
   Input(x);
   Output(x);
    ...
 End;
```

```
Process P2;
 Begin
    ...
   Input(x);
   Output(x);
    ...
 End;
```

- Os processos podem ser interrompidos em qualquer ponto.
- Se
  P1 for interrompido após a entrada de dados e
  P2 executar inteiramente
  então
  o carácter ecoado por P1 será o que foi lido por P2 !!!



Exemplo 2

- Dois processos
  - um lê caracteres do teclado
  - outro ecoa os caracteres lidos para o écran
  - os caracteres são inseridos num *buffer* circular
  - uma variável partilhada, `Count`, indica o nº de caracteres contidos no *buffer*

```
Process Keyboard;
 Begin
    ...
   Count:=Count+1;
    ...
 End;
```

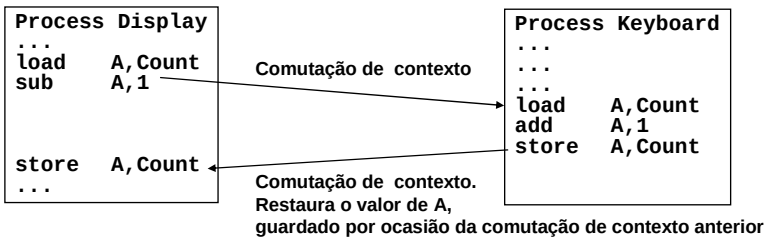
```
Process Display;
 Begin
    ...
   Count:=Count-1;
    ...
 End;
```

- O que parece uma operação única (actualização da variável `count`) pode ser traduzido numa série de instruções-máquina.
  Ex.:

```
...
Count:=Count+1;   ──►   load   A, Count
...                     add    A,1
                        store  A, Count
```

Exemplo 2 (cont.)

- A execução concorrente pode causar um problema (*race condition*):



- Admitindo que o valor inicial de `Count` era 5, qual será o valor final ?
  E qual deveria ser ?

- ***Race condition***
  - situação em que
    vários processos acedem e manipulam os mesmos dados, concorrentemente,
    e o resultado da execução depende da ordem em que se dá o acesso a esses dados.

O problema das secções críticas

- Quando um processo executa código que manipula dados / recursos partilhados, diz-se que o processo está na sua secção crítica (para esses dados / recursos).
- A execução de secções críticas deve ser mutuamente exclusiva:
  em cada instante, apenas um processo poderá estar a executar na sua secção crítica
  (mesmo com múltiplos *CPUs*).
- Por isso, cada processo deve pedir autorização para entrar na sua secção crítica (SC).
- A secção de código que implementa este pedido é chamada a secção de entrada (SE).
- A SC é seguida por uma secção de saída (SS).
- O resto do código constitui a designada secção restante (SR).
- O problema das secções críticas é
  conceber um protocolo que os processos possam usar
  para que a sua acção não dependa da ordem pela qual a sua execução é interlaçada
  (mesmo com múltiplos *CPUs*).

Pressupostos p/ a análise de soluções

- Cada processo executa com velocidade não nula mas não é feita qualquer suposição acerca da velocidade relativa dos processos.
- A estrutura geral de um processo é:

```
Repeat
   Secção de entrada;
      Secção crítica;
   Secção de saída;
      Secção restante
Until …
```

- Podem existir vários *CPU*'s mas o *hardware* de memória impede o acesso simultâneo à mesma posição de memória.
- Não são feitos pressupostos acerca da ordem de interlaçamento da execução.
- Nas soluções, é necessário especificar as secções de entrada e de saída.

Requisitos que uma solução do problema das SCs deve satisfazer

- Só um processo de cada vez pode entrar na secção crítica (exclusão mútua).
- Um processo a executar numa secção não-crítica não pode impedir outros processos de entrar na secção crítica (progresso).
- Um processo que peça para entrar numa secção crítica não deve ficar à espera indefinidamente (espera limitada).

- Não são feitos pressupostos acerca da velocidade relativa dos processadores (ou do seu número)
- Supõe-se que um processo permanece numa secção crítica durante um tempo finito.

Tipos de soluções

- **Soluções baseadas em *software* (do utilizador)**
  - Código escrito pelo programador dos processos.
  - Baseadas em algoritmos cuja correcção não se baseia em nenhum pressuposto além dos anteriores.
- **Soluções baseadas em *hardware***
  - Baseadas em instruções-máquina especiais.
- **Soluções baseadas em serviços do Sistema Operativo**
  - Baseadas em funções e estruturas de dados, fornecidas pelo S.O..
    - semáforos

Soluções baseadas em *software*

- Vamos analisar a evolução de algumas tentativas para resolver o problema (escrita do código da SE e SS).
- Admite-se que
  - Os processos podem partilhar algumas variáveis globais,para sincronizar as suas acções.
  - A operação de leitura (ou de escrita) da memória é atómica.
- Consideraremos primeiro o caso de 2 processos
  - O algoritmo 1 e o algoritmo 2 são incorrectos.
  - O algoritmo 3 (algoritmo de Peterson) é correcto.
- Apresentaremos uma solução mais geral, para *n* processos
  - O algoritmo da padaria (*bakery algorithm*)

Notação:

- Começamos com 2 processos, P0 e P1.
- Ao falar do processo Pi, Pj representa sempre o outro processo ($i \neq j$)

Algoritmo 1

```
Variáveis partilhadas:
 Turn: 0..1; { Turn = i significa que o proc. Pi pode entrar na SC
               caso contrário não pode - Valor inicial: 0 ou 1 }
Process P0;                        Process P1;
 ...                                ...
 Repeat                             Repeat
  While Turn <> 0 do;                While Turn <> 1 do;
  { SecçãoCrítica };                 { SecçãoCrítica }
  Turn:=1;                           Turn:=0;
  { SecçãoRestante };                { SecçãoRestante }
 Forever;                           Forever;
 ...                                ...
```

Análise do algoritmo:

- **Garante a exclusão mútua das secções críticas:**
  - **Só um processo pode estar na sua secção crítica;**
    Pi está em espera activa (*busy waiting*) se Pj estiver na SC.
- **Não garante o progresso:**
  - **A execução das secções críticas é feita de forma estritamente alternada**
    - **Se Pi quiser entrar 2 vezes consecutivas na secção crítica não pode.**

Algoritmo 2

```
Variáveis partilhadas:
 Flag: Array[0..1] of Boolean; { Flag[I]=True significa que
                                 o proc. Pi está pronto a entrar na SC }
Inicialmente
 Flag[0] = Flag[1] = false;

Process Pi;
 ...
  Flag[i] = True;     { Pi está pronto a entrar na SC}
  While Flag[j] do;   { Se Pj tb. estiver pronto, espera}
  { SecçãoCrítica };
  Flag[i] = False;    { Permite que P0 entre}
 ...
```

Análise do algoritmo:

- **Garante a exclusão mútua das secções críticas.**
- **Não garante o progresso:**
  - **Se for executada a sequência**
    - `t0 : Flag[0] = true;`
    - `t1 : Flag[1] = true;`

    ambos os processos ficarão eternamente à espera de entrar na SC (situação de *deadlock*)

Algoritmo 3
(algoritmo de Peterson)

```
Variáveis partilhadas:
 Turn: 0..1;
 Flag: Array[0..1] of Boolean; { Flag[I]=True significa que
                                 o proc. Pi está pronto a entrar na SC }
Inicialmente
 Turn = qualquer valor, 0 ou 1;
 Flag[0] = Flag[1] = False;


Process Pi;
 ...
  Flag[i] := True;                { Pi está pronto a entrar na SC}
  Turn := j;                      { mas dá a vez a Pj, se ele precisar}
  While Flag[j] And (Turn=j) do;
  { SecçãoCrítica };
  Flag[i] = False;                { Permite que Pj entre}
 ...
```

Algoritmo 3
(algoritmo de Peterson)

Análise do algoritmo:

- **Garante a exclusão mútua das secções críticas**
  - **Um processo (ex: P1) só entra na SC se**
    - **o outro não quiser entrar (`Flag[0]=False`)**
    - **ou se for a sua vez (`Turn=1`)**
  - **Mesmo que os processos executem a sequência**
    - `t0 : Flag[0] := True;`
    - `t1 : Flag[1] := True;`

    só um deles poderá entrar porque `turn` só pode tomar um valor, 0 ou 1.
- **Garante o progresso e uma espera limitada**
  - **P1 entrará na sua secção crítica (progresso) depois de, no máximo, uma entrada de P0 (espera limitada)**

A implementação deste algoritmo para mais de 2 processos é complicada.

Algoritmo da padaria (*bakery algorithm, Lamport*)

- Solução para n processos.
- Antes de entrar na secção crítica, cada processo recebe um *ticket* com um número (como nas padarias, ...)
- Entra na SC o processo que tiver o número mais pequeno.
- Se vários processos receberem o mesmo número usa-se o identificador do processo para desempatar.

Notação:

- n = nº de processos
- `(a,b) < (c,d) se (a<c) ou ((a=c) e (b<d))`
  - `a,c` = nº do *ticket*
  - `b,d` = identificador do processo
- `max(`$a_0,\ldots,a_{n-1}$`)` é um número k (nº do *ticket*), tal que `k>=`a_i (a_i = nº do *ticket* de qq. um dos outros), para `i=0..n-1`

Algoritmo da padaria

```
Variáveis partilhadas:
 choosing: Array[0..n-1] of Boolean;
 number  : Array[0..n-1] of Integer;

Inicialmente
 choosing[i] = false, para i=0..n-1;
 number[i] = 0, para i=0..n-1;

Bloco de entrada na SC
 choosing[i]:=true;                                  • Anuncia intenção de tirar ticket
 number[i]:= max(number[0],..., number[n-1])+1;      • Tira o ticket
 choosing[i]:=false;                                 • Anuncia que já tirou o ticket
 For j:=0 to n-1 do
  Begin
   While choosing[j] do;                             • Espera que outros acabem de tirar o ticket
   While (number[j]<>0) And
         ((number[j],j)<(number[i],i) do;            • Espera, se alguém está a executar a SC.
  End;                                                 Esse alguém deve
                                                       • ter ticket → number[j]<>0
                                                       • e ter direito a acesso antes de Pi →
                                                         (number[j],j)<(number[i],i)
Bloco de saída da SC
  number[i]:=0;                                      • Deita fora o ticket
```

Limitações das soluções por *software*

Características das soluções algoritmicas apresentadas:

- **São da competência do programador.**
- **São complexas (principalmente, para mais do que 2 processos).**
- **Requerem espera activa *(busy waiting)***
  - **os processos que estão a pedir para entrar na sua secção crítica estão a consumir tempo do processador, desnecessariamente.**
  - **Se as SCs forem demoradas seria mais eficiente bloquear os processos que estão à espera.**

Soluções baseadas em *hardware*

- **Sistemas uniprocessador**
  - **Os processos concorrentes não podem ter execução sobreposta no tempo, mas apenas interlaçada.**
  - **Para garantir a exclusão mútua bastaria inibir as interrupções, impedindo assim qualquer processo de ser interrompido.**
    - **perigoso permitir que os processos do utilizador o façam**

```
Process Pi;
 ...
 Disable_Interrupts;
  SecçãoCrítica;
 Enable_Interrupts;
 ...
```

- **Sistemas multiprocessador**
  - **A inibição de interrupções não garante a exclusão mútua.**
  - **São necessárias instruções especiais que permitam testar e modificar uma posição de memória num único passo (sem interrupção), mesmo com vários *CPU*s.**

A instrução *Test-and-Set*

- Equivalente numa linguagem de alto nível

```
Function Test_and_Set(Var Target: Boolean): Boolean;
 Begin
  Test_and_Set := Target;
  Target := True;
 End;
```

- Executada atomicamente (sem interrupção)

- Implementação da exclusão mútua usando *Test_and_Set*:

```
Variáveis partilhadas:
 Lock: Boolean; { Valor inicial: false }
```

```
Process Pi;
 ...
 While Test_and_Set(Lock) do;
  SecçãoCrítica;
 Lock:=false;
 ...
```

Não satisfaz a condição de espera limitada.
Quando um processo deixa a sua SC e há mais do que um processo à espera, a selecção do processo que entra a seguir é arbitrária.
Por isso, um processo pode ficar indefinidamente à espera (inanição).

A instrução *Swap*

- Permite trocar entre si o valor de 2 variáveis atomicamente.

- Implementação da exclusão mútua usando *Swap*:

```
Variáveis partilhadas:
 Lock: Boolean; { Valor inicial: False }
```

```
Process Pi;
 ...
 Key:=True;
 Repeat
  Swap(Lock,Key)
 Until Key=False;
 {SecçãoCrítica };
 Lock:=False;
 ...
```

Spinlocks

- São tipos de dados abstractos, ou classes, que suportam uma solução do tipo *busy-wait* para o problema da exclusão mútua.
- As operações sobre *spinlocks* são: `InitLock`, `Lock` e `UnLock`.

```
Type Lock = Boolean;
```

```
InitLock(L: Lock)

Lock := False;
```

```
Lock(L: Lock)

While TestAndSet(L) do;
```

```
UnLock(L: Lock)

Lock := False;
```

Secção crítica:

```
...
Lock(Mutex);
   SecçãoCrítica;
Unlock(Mutex);
...
```

Características das soluções por *hardware*

+ Podem ser usadas com múltiplas secções críticas, cada secção crítica controlada por uma variável.
+ São aplicáveis a qualquer número de processos em sistemas uniprocessador ou multiprocessador

– Requerem suporte de *hardware* (instruções-máquina especiais).
– Usam espera activa (*busy waiting*)
  - Um processo à espera de entrar numa SC consome tempo de *CPU*.
– Se não forem tomadas precauções (v. pág. seguinte) é possível a inanição dos processos
  - Quando um processo deixa uma SC e há mais do que um processo à espera a selecção do processo que entra a seguir é arbitrária

Solução baseada em *hardware* com espera limitada

```
Type Lock    = Boolean;
     Waiting = Array[N] of Boolean;
```

```
InitLock(L: Lock)

Lock := False;
Waiting[1..N] := False;
```

```
Lock(L: Lock)

Waiting[i] := True;
Key := True;
while (Waiting[i] And Key)
   Key := TestAndSet(Lock);
Waiting[i] := False;
```

```
UnLock(L: Lock)

j := (i+1) Mod N;
while ((j<>i) And (Not Waiting[j]))
   j := (j+1) Mod N;
if (j=i)
   Lock := False;
else
   Waiting[j] := False;
```

Semáforos (Dijkstra,1965)

- **Semáforo**
  - mecanismo de sincronização (fornecido pelo S.O.) que não requer espera activa.
- **Semáforo S**
  - Variável inteira S inicializada com um valor não-negativo (>=0)
  - Depois de inicializada só pode ser actualizada através de duas operações atómicas:
    - `wait(S)` ou `P(S)` :
      ```
      S:=S-1;
      If S<0 then Block(S);
      ```
    - `signal(S)` ou `V(S)` :
      ```
      S:=S+1;
      If S<=0 Then WakeUp(S);
      ```
      - `Block(S)` - o processo que a invocou é bloqueado
      - `WakeUp(S)` - um processo que invocou anteriormente `Block(S)` fica pronto a correr
  - Para evitar espera activa, quando um processo tem de esperar é colocado numa fila de processos bloqueados no semáforo.

Semáforos

- De facto, um semáforo é um registo (*record* ou *structure*):

```
Type Semaphore = Record
                   Count: Integer;
                   Queue: List_of_Process
                 End;

Var S: Semaphore;
```

- E as operações sobre semáforos são:

```
Wait(S) :
S.Count:=S.Count-1;
If S.Count<0 then
 Begin
  Colocar este processo em S.Queue;
  Bloquear este processo
 End;
```

```
Signal(S):
S.Count:=S.Count+1;
If S.Count<=0 then
 Begin
  Remover um processo, P, de S.Queue;
  Colocar P na fila de proc.s prontos
 End;
```

- S.Count pode ser inicializada com um valor não negativo (em geral, 1).
- Quando S.Count >=0, S.Count representa o nº de proc.s que podem executar Wait(S) sem bloquear.
- Quando S.Count <0, |S.Count| representa o nº de proc.s que estão à espera no semáforo.

Implementação dos semáforos

- A implementação dos semáforos introduz implicitamente uma secção crítica:
  - O incremento e decremento da variável introduz uma secção crítica, bem como,
  - a alteração do valor da variável seguida de um teste do seu valor na instrução seguinte.
- `Wait()` e `Signal()` têm de ser operações atómicas.
- Como implementar a secção crítica interna ?
  - Sistema uniprocessador
    - Inibir as interrupções durante a execução de Wait() e Signal()
  - Sistemas multiprocessador
    - Usar uma das "soluções por *software*", anteriormente analisadas.
      - Notar que não nos livramos da espera activa, mas ela fica limitada às operações Wait() e Signal() que são curtas.
    - Usar uma das "soluções por *hardware*", anteriormente analisadas, se disponíveis (ex: `Test_And_Set` ou `Swap`)

Utilização dos semáforos
para resolver problemas de secções críticas

- Variável partilhada pelos N processos:

```
Var Mutex: Semaphore;
```

- Valor inicial

```
Mutex.Count:= 1;
```

(só 1 processo consegue entrar na SC - exclusão mútua)

```
Process Pi;
...
Wait(Mutex);
Secção_Crítica;
Signal(Mutex);
...
```

- Um processo que não consiga entrar imediatamente na SC bloqueia e cede o processador (o valor de Mutex.Count vai sendo decrementado).
- Os processos bloqueados retomam a sua execução, à medida que os outros processos forem saindo das secções críticas correspondentes.
- Um semáforo que é inicializado com o valor 1 e é usado por 2 ou mais processos para assegurar que só um deles consegue executar uma secção crítica ao mesmo tempo é conhecido por semáforo binário ou *mutex*.

Problemas comuns c/ a utilização de semáforos *Mutex*

- Inicializar o semáforo com o valor 0, em vez de 1
  - ⇒ nenhum processo consegue executar a secção crítica
- Trocar as operações P e V (Wait e Signal não se trocam tão facilmente)
  - ⇒ não há exclusão mútua
- Aninhamento inadequado de semáforos *Mutex*
  - Ex:
    O que acontece se a ordem de execução for A, C, B, D ?

    R: *deadlock*

```
Process P1;
...
A  Wait(Mutex1);
...
B  Wait(Mutex2);
   Secção_Crítica;
   Signal(Mutex1);
...
   Signal(Mutex2);
...
```

```
Process P2;
...
C  Wait(Mutex2);
...
D  Wait(Mutex1);
   Secção_Crítica;
   Signal(Mutex2);
...
   Signal(Mutex1);
...
```

Utilização dos semáforos
para resolver problemas de sincronização

- Os semáforos que são inicializados com `S.Count=0` fornecem um mecanismo p/ sincronizar a execução de 2 processos.

Ex:
A instrução S1 do proc. P1 tem de ser executada antes da instrução S2 do proc. P2

```
Sync.Count:=0; {Inicialmente}

Process P1;
...
S1;
Signal(Sync);
...

Process P2;
...
Wait(Sync);
S2;
...
```

Ex:
Dois processos necessitam de esperar um pelo outro num determinado ponto

```
Sync1.Count:=0; {Inicialmente}
Sync2.Count:=0;

Process P1;
...
Signal(Sync1);
Wait(Sync2);
...

Process P2;
...
Signal(Sync2);
Wait(Sync1);
...
```

Problemas com os semáforos

- Os semáforos constituem um mecanismo poderoso para garantir a exclusão mútua e a sincronização de processos.
- Contudo, é fácil cometer erros na sua utilização. Quando as operações `Wait()` e `Signal()` estão espalhadas por vários processos, pode ser díficil compreender os seus efeitos.
- A sua utilização tem de ser correcta em todos os processos.
- Um processo mal escrito (ou "mal intencionado") pode contribuir para a falha de um conjunto de processos.

Problemas clássicos de sincronização
Problema do Produtor/Consumidor

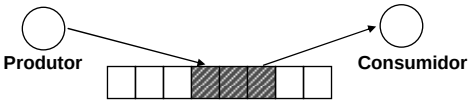
Enunciado

- Um processo produtor produz informação que é consumida por um processo consumidor.
  - ex: um programa de impressão produz caracteres que são consumidos por um *driver* de impressora
- Existe um *buffer* de itens que pode ser preenchido pelo produtor e esvaziado pelo consumidor.
- O processo produtor pode produzir um item enquanto o processo consumidor consome outro item.
- O produtor e o consumidor devem ser sincronizados de modo a que o consumidor não tente consumir um item ainda não produzido.
- Sendo o tamanho do *buffer* limitado, o produtor não pode acrescentar novos itens se o *buffer* estiver cheio.

Problema do Produtor/Consumidor

```
Var
 Buffer = ...
 Full, Empty, Mutex: Semaphore;

Inicialização:
   Full.Count:= 0;
   Empty.Count:= N;
   Mutex.Count:=1;
```



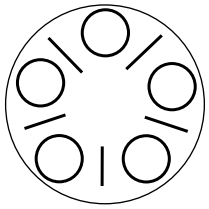

```
Process Producer;
...
Repeat
...
Produce(Item);
Wait(Empty);
Wait(Mutex);
Append(Item);
Signal(Mutex);
Signal(Full);
...
Until ...;
```

```
Process Consumer;
...
Repeat
...
Wait(Full);
Wait(Mutex);
Item=Take();
Signal(Mutex);
Signal(Empty);
Consume(Item);
...
Until ...;
```

- Full
  - p/ sincronizar os 2 processos;
  - não significa *buffer* cheio mas que tem pelo menos 1 item.
- Empty
  - p/ sincronizar os 2 processos;
  - não significa *buffer* vazio mas que se esvaziou um elem.to
- Mutex
  - p/implementar a exclusão mútua.

Problema dos filósofos a jantar

- **Enunciado:**
  - 5 filósofos estão sentados a uma mesa;
  - os filósofos passam a vida a pensar e a comer (arroz ...?!);
  - cada um precisa de 2 "pausinhos" para comer;
  - só há 5 "pausinhos";
  - só pode pegar num pausinho de cada vez (e não pode roubar um do vizinho !)



- Problema clássico de sincronização.
- Ilustra a dificuldade de alocar recursos entre processos sem provocar encravamento (*deadlock*) ou inanição (*starvation*).

Problema dos filósofos a jantar

1ª tentativa de solução

- Cada filósofo é um processo.
- Um semáforo por "pausinho":
  - `Fork: Array[0..4] of Semaphore;`
- Conduz a encravamento (*deadlock*) se, por exemplo, cada filósofo começar por pegar no "pausinho" à sua esquerda (/ direita).

```
Inicialização:

 For i:=0 to 4 do
  Fork[i].Count:=1;
```

```
Process Pi;
Repeat
 Think;
 Wait(Fork[i]);
 Wait(Fork[(i+1) Mod 5];
 Eat;
 Signal(Fork[(i+1) Mod 5];
 Signal(Fork[i];
Until ...;
```

Problema dos filósofos a jantar

2ª tentativa de solução

- Depois de pegar no "pausinho" à sua esquerda, por exemplo, vê se o "pausinho" da direita está livre.
  Se estiver pousa o da esquerda.

- **Problema:**
  - Todos pegam no "pausinho" da esquerda simultâneamente.
  - Ao verem que o "pausinho" da direita está ocupado pousam todos os da esquerda !!!
  - Conduz a inanição (*starvation*).

Problema dos filósofos a jantar

Uma solução

- Admitir que
  só 4 filósofos tentam comer simultaneamente.
- Usar um outro semáforo `M`
  que limita a 4 o número de filósofos que podem tentar comer.

  Inicialização:
  `M.Count:=4;`
- Então 1 filósofo pode sempre estar a comer enquanto os outros 3 seguram 1 "pausinho".

  Quando aquele terminar, um dos outros pode comer.

```
Inicialização:

M.Count:=4;
```

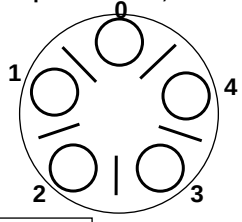
```
Process Pi;
Repeat
 Think;
 Wait(M);
 Wait(Fork[i]);
 Wait(Fork[(i+1) Mod 5];
 Eat;
 Signal(Fork[(i+1) Mod 5];
 Signal(Fork[i];
 Signal(M);
Until ...;
```

Problema dos filósofos a jantar

Outra solução ("melhor que a anterior, pois garante máximo paralelismo", *Tanenbaum*)

```
#define N 5 /* Número de filósofos */
#define RIGHT(i) (((i)+1) %N)
#define LEFT(i) (((i)==0) ? (N-1) : (i)-1)
#define THINKING 0
#define HUNGRY 1
#define EATING 2

semaphore mutex =1;
semaphore s[N]; /* inicializados com zero */
```




```
void take_forks(int i) {
  wait(&mutex);
  state[i]= HUNGRY;
  test(i);
  signal(&mutex);
  wait(&s[i]);
}
```

```
void test(int i) {
  if ( state[i] == HUNGRY &&
       state[LEFT(i)] != EATING &&
       state[RIGHT(i)] != EATING ) {
            state[i] = EATING;
            signal(&s[i]);
  }
}
```

```
void put_forks(int i) {
  wait(&mutex);
  state[i]= THINKING;
  test(LEFT(i));
  test(RIGHT(i));
  signal(&mutex);
}
```

```
void philosopher(int i) {
  while(.....) {
    think();
    take_forks(i); /*obtém 2 pausinhos ou bloqueia*/
    eat();
    put_forks(i);
  }
}
```

Problema dos Leitores/Escritores

- **O problema**
  - leitores e escritores acedem a informação comum
  - leitores - apenas leêm a informação
  - escritores - modificam a informação
- **<u>Solução 1</u> - os leitores têm prioridade (mais simples)**
  - Enquanto um escritor estiver a aceder à informação nenhum outro escritor ou leitor pode aceder.
  - Quando um leitor estiver a aceder à informação outros leitores que entretanto cheguem podem aceder livremente.
- **<u>Solução 2</u> - os escritores têm prioridade**
  - Impedir qualquer leitor de aceder à informação sempre que haja algum escritor à espera de a actualizar.
  - Quando o leitor/escritor actual terminar o acesso um escritor que esteja à espera tem prioridade sobre outros leitores.

Solução 1 - Prioridade aos leitores

```
Program ReadersWriters;
Var ReadCount: Integer;
    X, WSem: Semaphore (:=1);

Procedure Reader;
 Begin
  Repeat
   Wait(X);
    ReadCount:=ReadCount+1;
    If ReadCount=1 Then Wait(WSem);
   Signal(X);
   READUNIT;
   Wait(X);
    ReadCount:=ReadCount-1;
    If ReadCount=0 Then Signal(WSem);
   Signal(X)
  ForEver
 End;


Begin
 ReadCount:=0;
 ParBegin
  Reader;
  Writer;
 ParEnd
End.
```

```
Procedure Writer;
 Begin
  Repeat
   Wait(WSem);
    WRITEUNIT;
   Signal(WSem);
  ForEver
 End;
```

```
WSem - garante a exclusão mútua
       no acesso à informação partilhada;
       desde que um escritor esteja a aceder aos dados
       nenhum outro escritor ou leitor pode aceder;
       leitores ou escritores que cheguem entretanto
       têm de esperar em WSem.
X    - garante que a actualização de ReadCount
       é feita correctamente
ReadCount - para tomar nota do número de leitores;
            desde que haja pelo menos um leitor
            os leitores que cheguem entretanto
            não têm de esperar.
```

Solução 2 - Prioridade aos escritores

```
Program ReadersWriters;
Var ReadCount, WriteCount: Integer;
    X, Y, Z, WSem, RSem: Semaphore (:=1);

Procedure Reader;
 Begin
  Repeat
   Wait(Z);
    Wait(RSem);
     Wait(X);
      ReadCount:=ReadCount+1;
      If ReadCount = 1 Then Wait(WSem);
     Signal(X);
    Signal(RSem);
   Signal(Z);
   READUNIT;
   Wait(X);
    ReadCount:=ReadCount-1;
    If ReadCount=0 Then Signal(WSem);
   Signal(X)
  ForEver
 End;


Begin
 ReadCount:=0; WriteCount:=0;
 ParBegin
  Reader;
  Writer;
 ParEnd
End.
```

```
Procedure Writer;
 Begin
  Repeat
   Wait(Y);
    WriteCount:=WriteCount+1;
    If WriteCount=1 Then Wait(RSem);
   Signal(Y);
   Wait(WSem);
   WRITEUNIT;
   Signal(WSem);
   Wait(Y);
    WriteCount:=WriteCount-1;
    If WriteCount=0 Then Signal(RSem);
   Signal(Y);
  ForEver
 End;
```

```
Além dos semáforos e variáveis anteriores temos:
RSem - impede o acesso dos leitores
       enq.to houver pelo menos um escritor
       a querer aceder à informação partilhada
Y    - garante que a actualização de WriteCount
       é feita correctamente
WriteCount - controla o Signal a Rsem
Z    - só um leitor pode fazer fila em RSem
       os outros fazem fila em Z
```

```
Procedure Reader;
...
   Wait(Z);
    Wait(RSem);
     Wait(X);
      ReadCount:=ReadCount+1;
      If ReadCount = 1 Then Wait(WSem);
     Signal(X);
    Signal(RSem);
   Signal(Z);
   READUNIT;
   Wait(X);
    ReadCount:=ReadCount-1;
    If ReadCount=0 Then Signal(WSem);
   Signal(X)
...
```

```
Procedure Writer;
...
   Wait(Y);
    WriteCount:=WriteCount+1;
    If WriteCount=1 Then Wait(RSem);
   Signal(Y);
   Wait(WSem);
   WRITEUNIT;
   Signal(WSem);
   Wait(Y);
    WriteCount:=WriteCount-1;
    If WriteCount=0 Then Signal(RSem);
   Signal(Y);
...
```

Estado das filas dos semáforos:

Só leitores no sistema	WSem activado Não existem filas
Só escritores no sistema	WSem e RSem activados Os escritores fazem fila em WSem
Leitores e escritores, com leitor a aceder em 1º lugar	WSem activado pelo leitor RSem activado pelo escritor Todos os escritores fazem fila em WSem Um leitor faz fila em RSem Outros leitores fazem fila em Z
Leitores e escritores, com escritor a aceder em 1º lugar	WSem activado pelo escritor RSem activado pelo escritor Os escritores fazem fila em WSem Um leitor faz fila em RSem Outros leitores fazem fila em Z

Construções de alto nível p/ exclusão mútua e sincronização

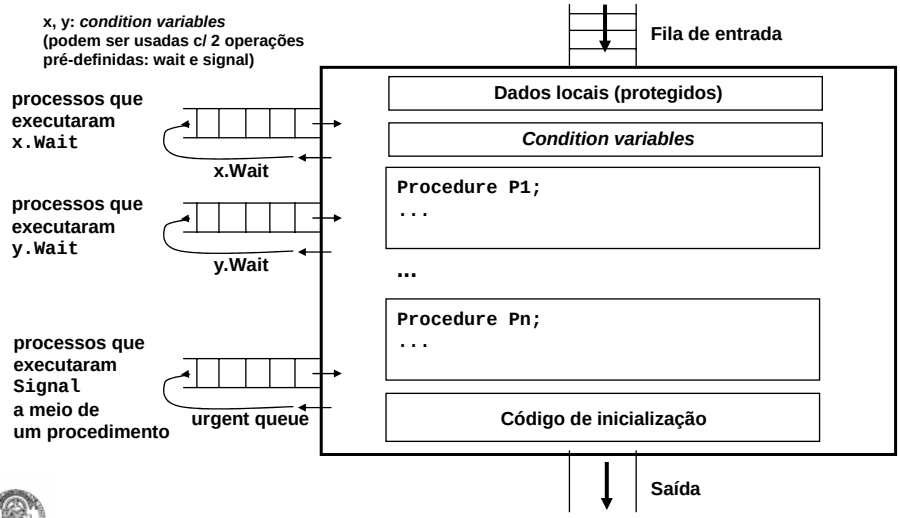
- Monitores
- Passagem de mensagens
- Regiões críticas

FEUP

Monitores

- Monitor
  - módulo de *software* constituído por
    - 1 ou mais procedimentos
    - 1 secção de inicialização
    - dados locais (escondidos)
- O "mundo exterior" só "vê" os procedimentos.
- Os dados locais só podem ser manipulados no interior dos procedimentos.
- A entrada no monitor faz-se através de uma chamada a um procedimento.
- Só um processo pode estar a executar no monitor de cada vez.
- Deste modo
  os monitores permitem implementar facilmente a exclusão mútua.
- As variáveis de tipo condição (*condition variables*) permitem a sincronização.

Monitores



Exemplo (Problema do produtor/consumidor)

```
Monitor Bounded_Buffer;
Var
 Buffer: Array[0..N-1] of Char;
 NextIn, NextOut, Count: Integer;
 NotFull, NotEmpty: Condition;

Procedure Append (X: Char);
 Begin
  If Count=N then NotFull.Wait;
  Buffer[NextIn]:=X;
  NextIn:=(NextIn+1) Mod N;
  Count:=Count+1;
  NotEmpty.Signal;
 End;

Procedure Take (X: Char);
 Begin
  If Count=0 then NotEmpty.Wait;
  X:=Buffer[NextOut];
  NextOut:=(NextOut+1) Mod N;
  Count:=Count-1;
  NotFull.Signal;
 End;

Begin {Monitor initialization}
 NextIn:=0; NextOut:=0; Count:=0;
End;
```

```
(* Programa que usa o monitor *)
...
Procedure Producer;
 Var
  X: Char;
 Begin
  Repeat
   Produce(X);
   Append(X);
  Until ...
 End;

Procedure Consumer;
 Var
  X: Char;
 Begin
  Repeat
   Take(X);
   Consume(X);
  Until ...
 End;

Begin
 ParBegin
  Producer; Consumer;
 ParEnd;
End.
```


Monitores

- Tal como acontece com os semáforos é possível cometer erros de sincronização com os monitores.
  - Ex: omitir `NotFull.Signal`, no exemplo anterior
- A vantagem que os monitores têm sobre os semáforos é que todas as funções de sincronização ficam confinadas ao interior do monitor
  - mais fácil detectar e corrigir os erros de sincronização
- Os monitores podem ser implementados recorrendo a semáforos e vice-versa.

Regiões críticas

- Uma região crítica protege uma estrutura de dados partilhada.
  O compilador encarrega-se de gerar código que
  garante a exclusão mútua no acesso aos dados.
- Requer uma variável V, de tipo T, declarada como segue:
  - `var V: Shared T;  {ex: var I: Shared Integer;}`
- A variável V só pode ser acedida dentro de uma instrução do tipo:
  - `Region V When B do S;`
    onde B é uma expressão booleana e
    S é uma instrução (simples ou composta);
- Enquanto S estiver a ser executada, nenhum outro processo
  pode executar esta ou outra região "guardada" pela variável V.
- Quando um processo executar a instrução Region, a expressão Booleana B é avaliada.
  - Se B for True, a instrução S é executada.
  - Se B for False, o processo é retardado até que
    (B seja True) e (nenhum outro processo esteja a executar numa região associada a V).

Exemplo (Problema do produtor/consumidor)

```
Var
 Buffer = Shared Record
                    Pool: Array[0..N-1] of Item;
                    Count, In, Out: Integer;
                  End;
```

```
Process Producer;
...
{Insere ItemP no buffer partilhado}
Region Buffer When Count<N do
 Begin
  Pool[In] := ItemP;
  In := (In+1) Mod N;
  Count := Count+1;
 End;
...
```

```
Process Consumer;
...
{Remove ItemC no buffer partilhado}
Region Buffer When Count>0 do
 Begin
  ItemC := Pool[Out];
  Out := (Out+1) Mod N;
  Count := Count-1;
 End;
...
```

Passagem de mensagens

- Semáforos e monitores
  - resolvem o problema da exclusão mútua em sistemas com 1 ou mais *CPU*s que tenham acesso a uma memória comum
  - não podem ser usados em sistemas distribuídos
- Semáforos
  - são construções de mais baixo nível
- Monitores
  - só estão disponíveis em algumas linguagens
- Passagem de mensagens
  - pode ser usada em sistemas c/ memória partilhada (uniprocessador ou multiprocessador), bem como em sistemas distribuídos

Passagem de mensagens

- Os sistemas operativos implementam geralmente um sistema de mensagens que permite que os processos
  - comuniquem
  - sincronizem as suas acções
- Há pelo menos 2 operações que devem ser suportadas:
  - `send(destination,message)`
  - `receive(source,message)`
- Depois de executar `Send()/Receive()` os processos podem bloquear ou não.
- *Sender* (transmissor) o mais natural é não bloquear após executar `Send()`.
- *Receiver* (receptor) o mais natural é bloquear após executar `Receive()`.
- Por vezes, existem outras possibilidades
  - Ex: `Send()` c/bloqueio e `Receive()` c/bloqueio

Exemplo (resolução de problemas de exclusão mútua)

- Criar uma *mailbox* (ex. `Mutex`) partilhada por N processos.
- `Send()` não bloqueia.
- `Receive()` bloqueia quando `Mutex` estiver vazia.
- Inicialização: `Send(Mutex,Anything)`
- O 1º processo que executar `Receive()` entra na secção crítica. Os outros ficam bloqueados até que ele reenvie a mensagem.

```
Process Pi;

Var
 Msg: Message;
...
 Repeat
  Receive(Mutex,Msg);
  {Secção Crítica}
  Send(Mutex,Msg);
  ...
 Until ...
...
```

Exemplo (Problema do produtor/consumidor)

Usa-se 2 *mailboxes* capacidade igual a `Capacity`

`MayConsume`
- contém os itens

`MayProduce`
- contém mensagens nulas

```
...
Begin
 Create_Mailbox(MayProduce);
 Create_Mailbox(MayConsume);
 For I:=1 to Capacity do
  Send(MayProduce,Null);
 ParBegin
  Producer; Consumer
 ParEnd
End.
```

```
...
Procedure Producer;
 Var
  PMsg: Message;
 Begin
  Repeat
   Receive(MayProduce,PMsg);
   PMsg:=produce();
   Send(MayConsume,PMsg);
  Until ...
 End;

Procedure Consumer;
 Var
  CMsg: Message;
 Begin
  Repeat
   Receive(MayConsume,CMsg);
   Consume(CMsg);
   Send(MayProduce,Null);
  Until ...
 End;
```