

Execução Concorrente de Processos

- Os processos de um SO podem executar concorrentemente, partilhando a CPU num dado intervalo de tempo.
- É o temporizador (ou scheduler), um programa do SO, quem distribui o tempo de CPU pelos vários processos prontos a executar.
- Vantagens da execução concorrente:
 - partilha de recursos físicos e lógicos – por múltiplos utilizadores.
 - maior eficiência e modularidade – podemos ter várias tarefas em simultâneo, e num sistema multiprocessador executá-las mais rápido.
- Contudo, a execução concorrente de processos que cooperam entre si, requer a existência de mecanismos de sincronização e comunicação.

Comunicação entre processos (IPC)

Métodos de comunicação entre processos:

- Sinais unidirecionais:
 - um processo-filho pode enviar sinais, através de `exit()/return()` ao processo-pai que pode fazer a recepção com `wait()`.
 - um processo pode enviar a outro (desde que relacionados) um sinal explícito, através de `kill()`. O processo que recebe o sinal deve executar um `signal()`.
- Pipes: um processo escreve e outro lê (unidirecional).
- Mensagens: um processo envia uma mensagem explícita a outro.
- Partilha de Memória: dois processos que partilhem uma variável/ficheiro, podem comunicar entre si escrevendo e lendo dessa variável/ficheiro.

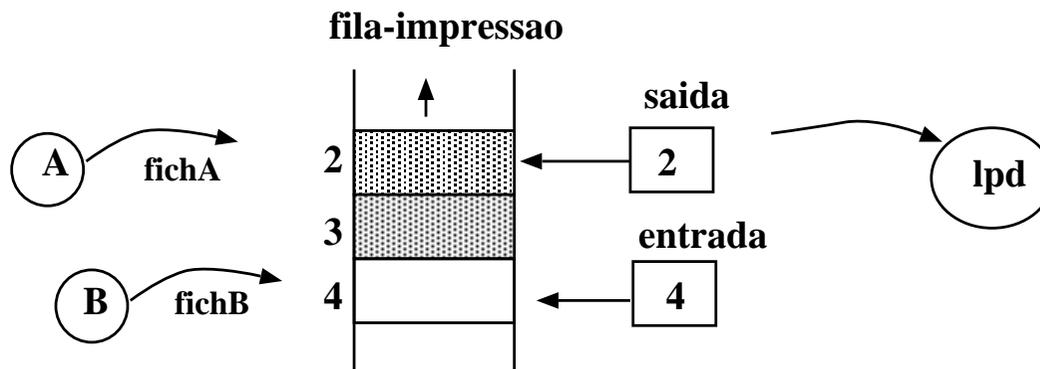
Competição entre processos (race conditions)

Existe *competição entre processos* quando o resultado depende da ordem de execução dos processos, e.g. dois processos a alterarem algo partilhado por ambos.

Exemplo: Imprimir um ficheiro

Quando um processo imprime um ficheiro, o nome deste é colocado numa fila de impressão (spool directory) e é o programa `lpd` (printer-daemon) que se encarrega de periodicamente verificar se há ficheiros na fila e se houver, imprime-os e remove os nomes respectivos da fila.

Suponhamos que dois processos A e B, quase simultaneamente, decidem imprimir um ficheiro cada. A figura ilustra a fila de execução atual:



suponha que o código a executar pelos 2 processos para adicionar os ficheiros à fila é:

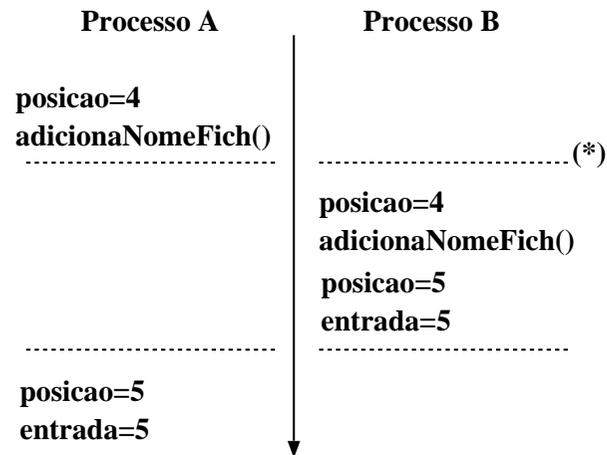
```

posição= entrada
adicionaNomeFila(nomeFich, posição)
posição++
entrada= posição

```

Exemplo de competição entre processos

Suponhamos que tínhamos o seguinte padrão de execução:



(*) Proc. A interrompido pelo scheduler.

A fila foi atualizada como se tivéssemos adicionado apenas um ficheiro, assim o sugere a variável `entrada`. O ficheiro que o processo A pretendia imprimir perde-se.

→ É necessário ter atenção à atualização concorrente da variável entrada pelos dois processos.

Zonas Críticas

- n processos a competirem para acederem a variáveis **partilhadas**.
- cada processo tem uma parte de código, *zona crítica*, na qual acede a memória partilhada.
- Problema: assegurar que quando um processo está a executar a sua zona crítica, nenhum outro processo pode executar na sua zona crítica.

Se apenas permitirmos um processo de cada vez na zona crítica, evita-se competição entre processos.

Zonas Críticas (cont.)

- Estrutura do processo P_i :

```
repeat
  entrar_zc
  zona crítica
  sair_zc
  zona restante de código
until false;
```

Como evitar competição entre processos em zonas críticas?

1. Exclusão Mútua: nas zonas críticas não poderão estar nunca 2 processos em simultâneo (atomicidade).
2. nenhum processo deverá ter de esperar eternamente para entrar na sua zona crítica (devemos evitar “starvation”).
3. nenhum processo que esteja fora da sua zona crítica, poderá bloquear outros processos (devemos evitar “deadlocks”).
4. não se pode assumir velocidade ou número de CPUs.

Métodos de exclusão mútua com espera ativa:

1. Desligar interrupções (solução hardware):

```
desligar_interrupções
zona crítica
ligar_interrupções
```

- com as interrupções desligadas, o CPU não poderá ser comutado para outro processo.
- *método útil a nível do kernel*, o scheduler usa-o, mas não é apropriado como mecanismo geral para garantir exclusão mútua entre processos-utilizador.
- se um processo-utilizador pudesse desligar interrupções, poderia ser o fim do sistema. Por que?

2. Variáveis de Bloqueio

- Variáveis **partilhadas**:

- boolean flag[2];
- inicialmente flag[0] = flag[1] = false;
- flag[j] == false $\Rightarrow P_i$ pode entrar na zona crítica.

Processo 0:

```
...  
while (flag[1]) ;  
flag[0]= true;  
zona_crítica();  
flag[0]= false;  
zona_não_crítica();  
...
```

Processo 1:

```
...  
while (flag[0]) ;  
flag[1]= true;  
zona_crítica();  
flag[1]= false;  
zona_não_crítica();  
...
```

- Esta solução não satisfaz exclusão mútua! Por que?

- P_0 executa o ciclo-while e encontra flag[1]=false;
- P_1 executa o ciclo-while e encontra flag[0]=false;
- P_0 executa flag[0]=true e entra na zona_crítica();
- P_1 executa flag[1]=true e entra na zona_crítica();

Depende da ordem de execução dos processos.

3. Alternância estrita

- Variáveis **partilhadas**:

- int vez; inicialmente vez = 0

- vez == i \Rightarrow P_i pode entrar na zona crítica.

Processo 0:

```
...
while (vez!=0) ;
  zona_crítica();
vez= 1;
  zona_não_crítica();
...
```

Processo 1:

```
...
while (vez!=1) ;
  zona_crítica();
vez= 0;
  zona_não_crítica();
...
```

- Esta solução satisfaz exclusão mútua, mas desperdiça CPU (a não ser que o tempo de espera seja curto).
- Só funciona se houver alternância de vez entre dois processos.
- Se um dos processos falhar o outro fica bloqueado.
- espera ativa – teste contínuo de uma variável à espera que ela tome um dado valor (while (vez!=0) ;).

4. Algoritmo de Peterson

- Em 1965, Dijkstra apresentou um algoritmo que garantia exclusão mútua de dois processos, desenvolvido pelo matemático holandês Dekker.
- Dekker combinou a ideia de alternar vez com a ideia de variáveis de bloqueio e variáveis de aviso.
- Em 1981, G.L. Peterson propôs uma solução mais simples: combina alternância estrita com uma outra variável que indica se o processo está ou não interessado em entrar na zona crítica.

4. Algoritmo de Peterson

- `boolean flag[2];`
- `int vez;`
- $(\text{flag}[j] == \text{false} \ || \ \text{vez} = i) \Rightarrow P_i$ pode entrar na zona crítica.

Processo 0:

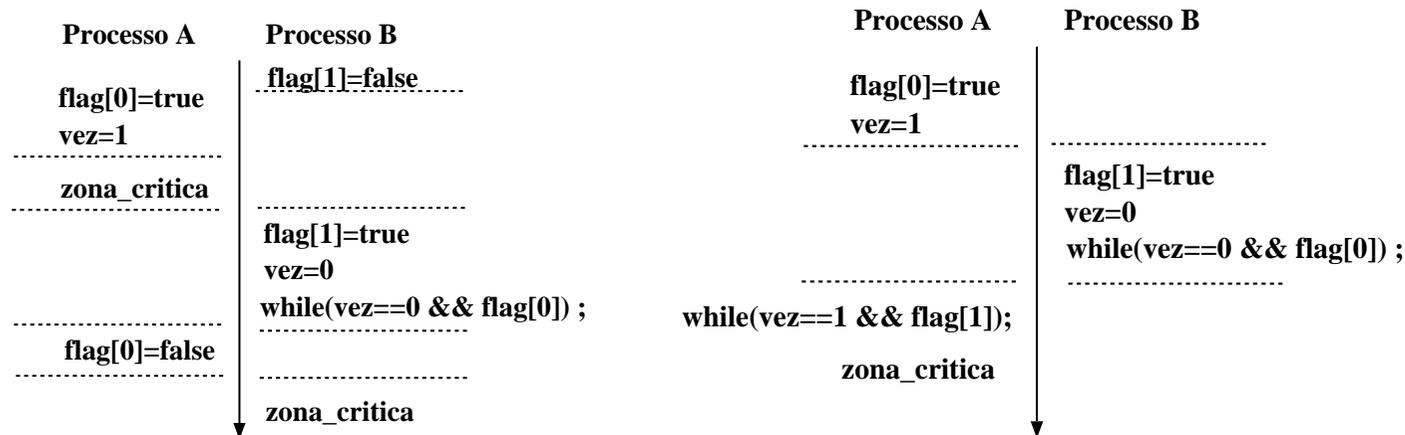
```
...
  flag[0]=true;
  vez= 1;
  while (vez==1 && flag[1]) ;
  zona_crítica();
  flag[0]=false;
  zona_não_crítica();
...
```

Processo 1:

```
...
  flag[1]=true;
  vez= 0;
  while (vez==0 && flag[0]) ;
  zona_crítica();
  flag[1]= false;
  zona_não_crítica();
...
```

Algoritmo de Peterson em funcionamento

Dois exemplos do funcionamento do algoritmo:



O processo que executar `vez=valor` em último, fica sem conseguir entrar na zona crítica.

Instrução “Test and Set” (Lock)

- Testa e modifica o conteúdo de uma posição de memória de forma atômica.
- A instrução corresponde à função:

```
int TSL(int *m) {  
    int r;  
  
    r= *m;  
    *m= 1;  
    return r;  
}
```

- a execução da função $TSL(m)$ tem de ser indivisível, i.e. nenhum outro processo pode aceder à posição de memória m até que a instrução tenha sido executada.

- Como usar a instrução `TSL()` de forma a garantir exclusão mútua no acesso a uma zona crítica?
 - usar uma variável **partilhada** `lock` que qualquer processo possa modificar;
 - obrigar um processo a ativar o `lock` antes de entrar na zona crítica;
 - usar `TSL()` para conseguir modificar `lock` de forma atómica).

Exclusão mútua com Test-and-Set

- Variável **partilhadas**:

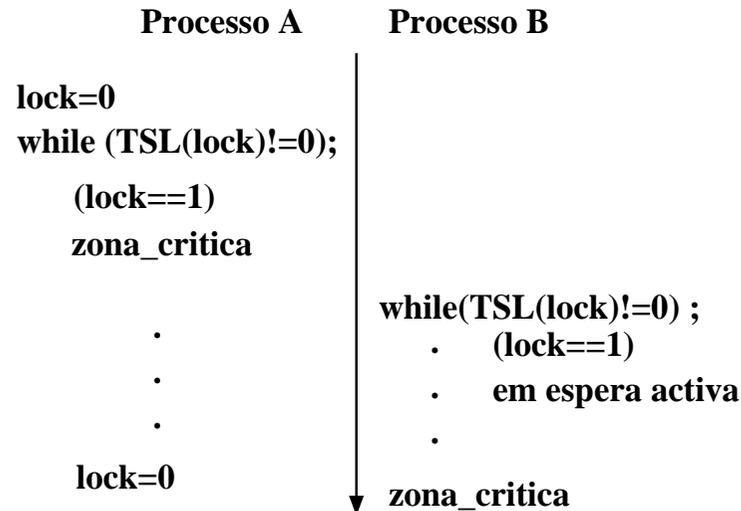
- `int lock`; inicialmente `lock=0`
- se `TSL(lock)==0` $\Rightarrow P_i$ pode aceder à zona crítica.

- Algoritmo de P_i :

...

```
while (TSL(&lock)!=0) ; % espera ativa
    zona_critica();
lock= 0;
    zona_não_crítica();
```

...



● Vantagens e inconvenientes:

- pode ser usada por um número arbitrário de processos.
- é simples e fácil de verificar.
- pode suportar zonas críticas múltiplas.
- com número maior de processos, espera ativa pode ser problema.
- é possível os processos entrarem em “starvation”.

Exclusão mútua com Test-and-Set

Exemplo de código em C usando instrução atômica `swap`, parte do conjunto de instruções dos processadores SUN: (`swap` troca o conteúdo de um endereço de memória com o conteúdo de um registrador)

```
1 #define swap_il(addr,reg) \
2 ({ int _ret; \
3     asm volatile ("swap %1,%0" \
4         : "=r" (_ret), "=m" (*(addr)) /* Output %0,%1 */ \
5         : "m" (*(addr)), "0" (reg)); /* Input (%2),%0 */ \
6     _ret; \
7 }) \
8 \
9 #define S_LOCK(p) \
10 { \
11     while (swap_il((p),1)) \
12         ; \
13 }
```

Exclusão mútua com Test-and-Set (cont.)

Outro exemplo em C usando as instruções load-linked e store-conditional, presentes no conjunto de instruções das arquiteturas MIPS.

```
1 #define swap_il(addr,reg) \
2 ({ register int r1, rout=0; \
3   asm volatile ("ll    %0,%3; \
4                 bne   %0,$0,0f; \
5                 nop; \
6                 add   %2,$0,%4; \
7                 sc    %2,%1; \
8                 0:; " \
9                 : "=r" (r1), "=m" (*(addr)), "=r" (rout) \
10                : "m" (*(addr)), "r" (reg), "r" (rout)); \
11   rout; \
12 })
```

Semáforos (Dijkstra, 1965)

- permite sincronizar processos no acesso a zonas críticas, e não envolve espera ativa.
- um semáforo é definido como um inteiro não-negativo, ao qual estão associadas duas operações atômicas (indivisíveis).

Semáforos (Dijkstra, 1965) (cont.)

down(S) ou wait(S):

```
-----  
    if (S==0)  
        suspende execução do processo  
    S--;
```

up(S) ou signal(S):

```
-----  
    S++;  
    if (S==1)  
        retoma um processo suspenso em S
```

- **Semáforos Binários:** apenas tomam valores 0 e 1. São habitualmente usados para garantir exclusão mútua no acesso a zonas críticas, e designam-se por `mutexs`.

Exclusão mútua com semáforos

- Variáveis **partilhadas**:

 - semáforo `mutex`; inicialmente `mutex=1`.

- Processo P_i :

...

```
down(mutex);
zona_crítica();
up(mutex);
zona_não_crítica();
```

...

- O processo consegue aceder à zona crítica se o `mutex= 1` quando executou `wait(mutex)`. Se estivesse `mutex=0`, então o processo adormecia à espera que alguém (que está na zona crítica) sinalize o `mutex`.

Problema do Produtor/Consumidor

Consideremos dois processos que partilham um `buffer` com capacidade para N elementos.

Um processo, produtor, coloca informação no depósito, enquanto outro processo, o consumidor, retira informação do depósito.

Problemas que podem surgir:

- produtor quer adicionar um item, mas o depósito está cheio.
- consumidor quer retirar um item, mas o depósito está vazio.

Solução do Produtor/Consumidor com Semáforos

```
typedef int semaforo;
semaforo mutex= 1; /* para garantir exclusão mútua */
semaforo vazio= N; /* num. posições vazias no buffer*/
semaforo cheio= 0; /* num. posições cheias no buffer*/

produtor() {
    int item;

    while (True) {
        produz(&item);
        down(&vazio);
        down(&mutex);
        adiciona(item);
        up(&mutex);
        up(&cheio);
    }
}

consumidor() {
    int item;

    while (True) {
        down(&cheio);
        down(&mutex);
        retira(item);
        up(&mutex);
        up(&vazio);
        consome(item);
    }
}
```

Os semáforos `vazio` e `cheio` são usados para sincronizar os dois processos, permitindo-lhes suspender caso a operação que pretendem realizar não possa prosseguir.

Implementação de Semáforos

- Um semáforo é definido por uma estrutura com dois campos:

```
typedef struct {  
    int val;  
    ProcessList *L;  
} Semaforo;
```

- Assume-se duas operações simples:
 - *block()* suspende o processo que a invoca;
 - *wakeup(P)* retoma a execução do processo suspenso P.

Implementação de Semáforos (cont.)

- Operações sobre os semáforos:

Semaforo S;

```
down(S):  if (S.val==0) {
           adiciona(processID, S.L);
           block();
         }
         S.val--;
```

```
up(S):    S.val++;
           if (S.val==1) {
             pid_susp= retira_primeiro(S.L);
             wakeup(pid_susp);
           }
```

Implementação de Semáforos com a instrução TSL

```
typedef enum {False,True} BOOL;
typedef struct {
    int val;  BOOL mutex;  BOOL espera;
} Semaforo;
Semaforo S={1,False,True};
```

```
#define DOWN(S) {                \
    while (TSL(&S.mutex));       \
    if (S.val==0) {              \
        S.mutex=False;          \
        while (TSL(&S.espera)) ; \
    }                             \
    S.val--;                     \
    S.mutex=False;               \
}                                  \
                                  \
#define UP(S) {                  \
    while (TSL(&S.mutex));       \
    S.val++;                      \
    if (S.val == 1) {            \
        while (!S.espera) ;     \
        S.espera=False;         \
    }                             \
    S.mutex=False;               \
}                                  \
```

Impasse (Deadlock)

- Atenção à ordem de chamada das operações sobre um semáforo! Podemos facilmente criar uma situação favorável a impasses.
- impasse (deadlock) – verifica-se quando dois ou mais processos ficam à espera pela ocorrência de um evento que só pode ser causado por um dos processos em espera.
- Exemplo: sejam S e Q dois semáforos inicializados em 1,

P0	P1
down(S)	down(Q)
down(Q)	down(S)
...	...
up(S)	up(Q)
up(Q)	up(S)

Impasse (Deadlock)

Um conjunto de processos está em um estado de impasse se:

- Cada um dos processos está esperando por um evento que pode ser gerado somente por um outro processo do conjunto.

Os impasses em geral envolvem recursos não-preemptivos, pois:

- Se um recurso é preemptivo, os impasses podem ser evitados através da realocação dos recursos aos processos. Isso não pode ser feito com os recursos não-preemptivos, senão o resultado da tarefa cooperativa seria incorreto.

Impasse (Deadlock)

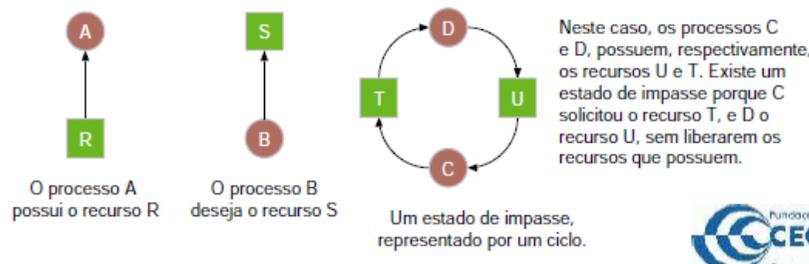
Um impasse ocorrerá somente se existirem as seguintes condições:

- Condição de exclusão mútua: cada recurso está atribuído a um único processo em um dado intervalo de tempo.
- Condição de “segura e espera”: um processo pode solicitar novos recursos quando ainda está segurando outros recursos.
- Condição de nenhuma preempção: um recurso concedido a um processo somente pode ser liberado pelo processo.
- Condição de espera circular: existe uma cadeia circular de dependência entre os processos.

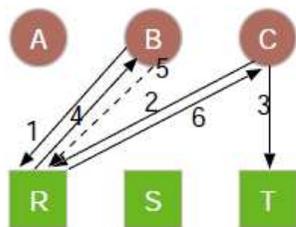
Modelagem de Impasses

Podemos usar o seguinte grafo de recursos, para modelar as solicitações e liberações dos recursos pelos processos.

- Existe um nó para cada um dos processos (os círculos).
- Existe um nó para cada um dos recursos (os quadrados).
- Se um recurso está alocado a um processo, existe um arco do nó deste recurso para o nó deste processo.
- Se um processo fez uma solicitação a um recurso, existirá um arco do nó deste processo para o nó deste recurso.

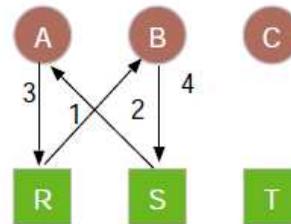


Modelagem de Impasses



Exemplo sem impasse:

1. B deseja R
2. C deseja R
3. C deseja T
4. B consegue R
5. B liberta R
6. C consegue R



Exemplo com impasse:

1. R está alocado a B
2. S está alocado a A
3. A deseja R
4. B deseja S



Modelagem de Impasses

O grafo que modela o compartilhamento dos recursos:

- Pode ser usado para detectar se uma dada sequência de solicitações e de liberações gera ou não um impasse.
- Pode ser usado pelo sistema operacional para tentar evitar a ocorrência dos impasses.
- Pode ser facilmente estendido para vários recursos de um mesmo tipo.

Modelagem de Impasses

Podemos usar quatro estratégias para tratar dos impasses:

- Ignorar totalmente a existência dos impasses.
- Detectar o impasse e recuperar o sistema após a ocorrência deste impasse.
- Evitar a ocorrência dos impasses em tempo de execução, ao alocar os recursos aos processos.
- Impedir ocorrência de impasses, definindo regras que impedem a existência de uma das quatro condições necessárias.

Detecção e Recuperação

O sistema usa o grafo de recursos para detectar os impasses e recuperar o sistema deste erro:

- O sistema atualiza o grafo a cada solicitação ou liberação de um recurso.
 - Se o sistema detectar um ciclo no grafo:
 - Um processo do ciclo, escolhido aleatoriamente, é terminado, e os seus recursos são liberados.
 - A escolha continua até que o grafo seja acíclico.
 - Problema 1: nem sempre é possível reiniciar um processo.
 - Problema 2: reverter todas as alterações feitas durante a execução de cada um dos processos terminados.

Detecção e Recuperação (cont.)

- Outra idéia, mais simples: eliminar um processo que esteja bloqueado por um longo período de tempo.
- Esta estratégia é em geral usada nos sistemas de lote dos computadores de grande porte.

Inanição (Starvation)

- Inanição (starvation) – verifica-se quando um processo fica à espera da vez de acesso a um semáforo por tempo indefinido. O processo está em execução mas não consegue acesso ao recurso.

Monitor (Hoare 1974 e Hansen 1975)

- primitiva de alto-nível para sincronização de processos concorrentes no acesso a recursos partilhados.
- é um tipo-abstrato de dados, constituído por variáveis, estruturas de dados e procedimentos que operam sobre essas variáveis e estruturas de dados.
- um programa apenas tem acesso aos procedimentos do monitor.
- goza da seguinte propriedade:
em qualquer instante, apenas pode estar um processo ativo dentro do monitor.
Esta propriedade garante exclusão mútua.

Monitor (Hoare 1974 e Hansen 1975) (cont.)

- se um processo invoca um procedimento do monitor (i.e. “pretende entrar no monitor”), e existir outro processo ativo dentro do monitor, é suspenso e colocado numa fila de espera, à entrada, até que o outro processo deixe o monitor.
- os procedimentos incluem em si as zonas críticas de código nas quais se pretende garantir exclusão mútua.
- nas zonas críticas, e quando o processo não puder continuar a executar parte do código, interessa-nos permitir que um processo possa suspender a execução numa condição:
→ *variáveis de condição* + operações *cwait()* e *csignal()*.

Monitores: variáveis de condição + *cwait()* e *csignal()*

- as variáveis de condição são definidas por (depende da linguagem!):

CondVar *x*; – *x* é variável de condição.

- *cwait(x)*: o processo que executa a operação suspende na variável de condição *x*, até que outro processo sinalize esta variável.
- *csignal(x)*: o processo que executa a operação acorda um dos processos suspensos (normalmente o primeiro da fila) nesta variável de condição.
- Quando um processo suspende dentro do monitor por ação de *cwait()*, o monitor fica livre para acesso por outro processo.

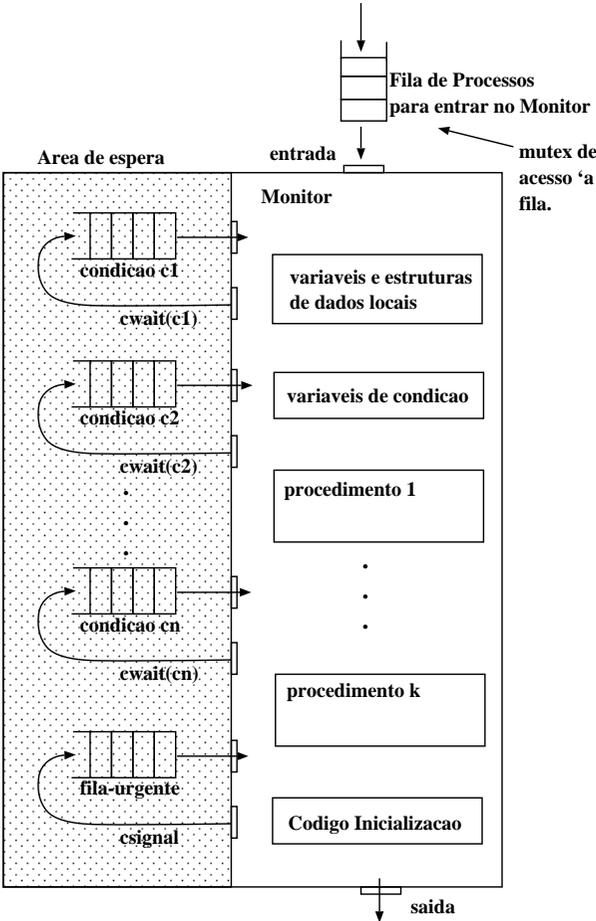
Monitores: variáveis de condição + `cwait()` e `csignal()`

- como `csignal(x)` acorda um dos processos suspensos em `x`, como evitar que estejam dois processos ativos dentro do monitor. Duas estratégias:
 - (*Hansen*) o processo que faz o `csignal()` deixa de imediato o monitor.
→ `csignal()` é a última instrução do procedimento!
 - (*Hoare*) o processo que foi acordado deve executar de imediato, suspendendo-se o processo que fez o `csignal()`.

A solução de Hansen é a mais simples de concretizar e normalmente é a usada.

- as variáveis de condição não acumulam os sinais.

Estrutura de um monitor



Exemplo com monitores: Produtor/Consumidor

```
1 MONITOR  PC {
2   int  buf[N],first,last;    /*buffer e vars. de acesso*/
3   int  ctr;                  /*num. elementos no buffer*/
4   CondVar  naoCheio,naoVazio; /*vars. de condição */
5
6   void adicionar(int val) {
7     if (ctr==N)              /* buffer-cheio ?          */
8       cwait(naoCheio);
9     buf[first]= val;        /* adiciona valor a buffer */
10    first= (first+1) % N;
11    ctr++;
12    if (ctr==1)              /* deixou de estar vazio ? */
13      csignal(naoVazio);
14  }
```

Exemplo com monitores: Produtor/Consumidor

```
1  int retirar() {
2      int val;
3
4      if (ctr==0)           /* buffer-vazio ?          */
5          cwait(naoVazio);
6      val=buf[last];       /* retira valor do buffer */
7      last= (last+1) % N;
8      ctr--;
9      if (ctr==(N-1))      /* deixou de estar cheio ? */
10         csignal(naoCheio);
11     return val;
12 }
13
14 void init() {
15     first=last=ctr= 0;
16 }
17 } /* FimMonitor */
```

Exemplo com monitores: (cont.)

```
1 produtor() {
2   int v;
3
4   while (true) {
5     produz_item(&v);
6     PC.adicionar(v);
7   }
8 }
9
10 main() {
11   PC.init();
12   if (fork()==0)
13     produtor();
14   else
15     consumidor();
16 }
```

```
consumidor() {
  int v;

  while (true) {
    v= PC.retirar();
    consome_item(v);
  }
}
```

Exemplo com monitores: (cont.)

- um dos problemas com monitores é que poucas linguagens oferecem esta primitiva.
- contudo, é possível implementá-la usando *mutexs* ou *semáforos*.
- outro problema é que não funciona para sistemas distribuídos, pois requer memória partilhada na sua implementação.

Troca de Mensagens

- método de comunicação e sincronização entre processos, pode ser usado em sistemas de memória partilhada ou distribuída.
- baseia-se em duas operações:
 - *send(destino, mensagem)*:
 - envia a *mensagem* para o processo *destino*. Este processo pode esperar ou não esperar que haja um processo pronto a receber.
 - *receive(origem, mensagem)*:
 - recebe uma mensagem previamente enviada pelo processo *origem*. Se não existir mensagem em *origem*, o processo ou espera que a mensagem chegue ou prossegue e ignora o *receive*.

Troca de Mensagens (cont.)

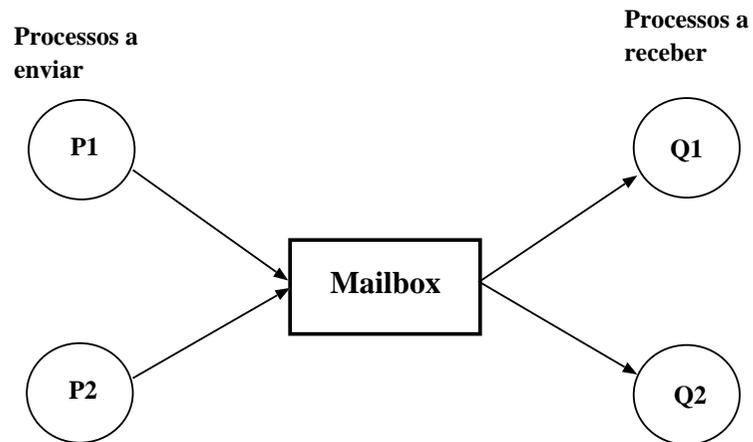
O que conduz às seguintes formas de sincronização:

- envio com bloqueio; recepção com bloqueio: ambos emissor e receptor bloqueiam até que consigam sincronizar para o envio/recepção da mensagem. Estratégia designada por *rendez-vous*.
- envio sem bloqueio; recepção com bloqueio: apenas o receptor bloqueia à espera de receber a mensagem. É o método mais útil, pois o envio é mais rápido.
- envio sem bloqueio; recepção sem bloqueio: nenhuma das partes espera.

Implementação de Troca de Mensagens

Duas formas possíveis, associadas ao tipo de endereçamento dos processos:

- endereçamento-direto – os endereços dos processos destino e origem são conhecidos e fixos à partida. Útil em sistemas concorrentes.
- endereçamento-indireto – usa-se uma estrutura de dados intermédia, em memória partilhada, conhecida dos dois processos e através da qual enviam e recebem mensagens. Um exemplo típico são as *caixas-de-correio* (mailboxes).



- uma relação muitos-um (muitos a enviar e um a receber) é útil para interação do tipo cliente/servidor. Neste caso a mailbox é designada por *porta* (port).
- relação um-muitos é útil para *broadcast*.

Exclusão mútua com troca de mensagens

Considere um conjunto de processos $P_1 \dots P_n$ e uma mailbox, `mutex`, partilhada pelos processos.

A mailbox é inicializada com uma mensagem de conteúdo vazio.

Um processo para entrar na zona crítica, tenta primeiro receber uma mensagem. Se a mailbox estiver vazia o processo bloqueia. Após conseguir receber a mensagem, executa a zona crítica e envia a mensagem nula para a mailbox.

```
1  ...
2  receive(mutex, msg);
3  zona_crítica();
4  send(mutex, msg);
5  zona_não_crítica();
6  ...
```

A mensagem funciona como um testemunho que passa de processo

para processo, e só quem tiver o testemunho é que entra na zona crítica.

Pressupostos desta solução:

- se existir uma mensagem na mailbox, ela é entregue a apenas um processo enquanto os outros ficam bloqueados.
- se a mailbox estiver vazia, todos os processos ficam bloqueados; quando chega uma mensagem, apenas um processo é ativado e recebe a mensagem.

Exemplo de Troca de Mensagens: Produtor/Consumidor

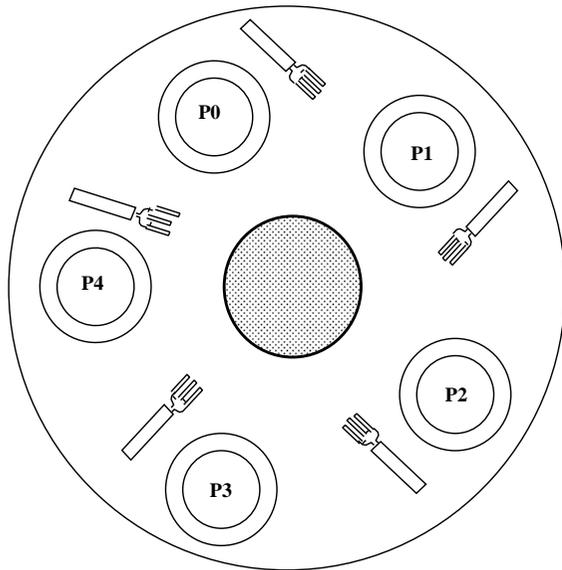
```
1 produtor() {
2   ...
3   while(1) {
4       receive(podeproduzir, pmsg);
5       pmsg= produz();
6       send(podeconsumir, pmsg);
7   }
8 }
9
10 main() {
11   ...
12   create_mailbox(podeproduzir);
13   create_mailbox(podeconsumir);
14   for (i=0; i<N; i++)
15       send(podeproduzir, null);
16   if (fork()==0)
17       produtor();
18   else
19       consumidor();
20 }
```

Observações

- A forma mais geral de comunicação entre processos é através de memória partilhada.
- Os processos têm normalmente um espaço de endereçamento distinto, é no entanto possível definir zonas de memória comuns a dois ou mais processos, como já visto anteriormente.
- A vantagem da memória partilhada é que podemos definir variáveis ou estruturas de dados nesse espaço e fazer uso como se de variáveis locais se tratasse.
- O inconveniente é que a sincronização entre os processos, com vista a garantir exclusão mútua, tem de ser feita por um dos métodos vistos antes (test-and-set, semáforos, etc.).
- As trocas de mensagens com recurso a *mailboxes* é algo que se situa, em termos de funcionalidade, entre as *pipes* e a memória partilhada.

Problemas clássicos de IPC: O Jantar dos Filósofos

O problema deve-se a (Dijkstra 1965) e modela processos em competição para acesso exclusivo a um número limitado de recursos.



Descrição:

- 5 filósofos sentados a uma mesa;
- cada filósofo tem um prato com esparguete;
- para comer, um filósofo precisa de dois garfos;
- entre dois pratos existe apenas um garfo (no. garfos = no. filósofos).

O Jantar dos Filósofos (cont.)

A vida de um filósofo consiste em períodos alternados de comer e pensar. Quando tem fome, tenta obter o garfo esquerdo e depois o direito, um de cada vez. Caso consiga os dois garfos, come durante algum tempo, depois pouisa os garfos e continua a pensar.

Será possível escrever um programa que simule o comportamento dos filósofos (processos concorrentes) sem deixar que cheguem a uma situação de deadlock ou starvation?

deadlock – todos pegam em um garfo e ficam à espera de conseguir o segundo!

starvation – pegar e largar o garfo sem nunca conseguir os dois (os processos estão em execução, mas não conseguem aceder aos recursos).

Solução para o Jantar dos Filósofos

A execução de um filósofo poderia corresponder a:

```
1  pensar();
2  pegar_garfo(dir);
3  pegar_garfo(esq);
4  comer();
5  pousar_garfo(esq);
6  pousar_garfo(dir);
```

contudo esta solução não funciona, porque permite situações em que todos os filósofos peguem no garfo direito ao mesmo tempo, ficando depois à espera de conseguirem o garfo esquerdo.

→ proteger o acesso à zona crítica (i.e pegar nos dois garfos).

Solução para o Jantar dos Filósofos (cont.)

Se usarmos apenas um *mutex*, resolvemos o problema mas ficamos com os filósofos a comer à vez. Alternativas:

- associar um semáforo por filósofo, permitindo-lhe suspender caso não consiga os dois garfos e esperar ser acordado por outros.
- associar um estado (pensar=0, fome=1, comer=2) a cada filósofo;

assim, um filósofo só consegue os dois garfos, se:

- estiver com fome, e se
- o filósofo da esquerda e da direita não estiverem a comer.

Jantar dos Filósofos usando Semáforos

```
1 Semáforo mutex=1; /* controla acesso zona_crítica */
2 Semáforo s[N]; /* um semáforo por filósofo */
3 int estado[N]; /* PENSAR=0, FOME=1, COMER=2 */
4 filosofo(int i) {
5     while(True) {
6         pensar();
7         pegar_garfos(i);
8         comer();
9         pousar_garfos(i);
10    }
11 }
12 pegar_garfos(int i) {
13     DOWN(&mutex); /* entrar na zona crítica */
14     estado[i]=FOME;
15     tentativa(i); /* tenta apanhar 2 garfos */
16     UP(&mutex);
17     DOWN(&s[i]); /* bloqueia se não conseguir*/
18 }
19 tentativa(int i) {
20     if (estado[i]==FOME && estado[ESQ]!=COMER
21         && estado[DIR]!=COMER) {
22         estado[i]=COMER;
23         UP(&s[i]);
24     }
```

```
25 }
26 pousar_garfos(int i) {
27     DOWN(&mutex);
28     estado[i]=PENSAR;
29     tentativa(ESQ);      /* vizinho ESQ está comer ? */
30     tentativa(DIR);      /* vizinho DIR está comer ? */
31     UP(&mutex);
32 }
33 main() { int i;
34     for (i=0;i<N;i++) if (fork()==0) {filósofo(i);}
35 }
```

Problemas clássicos de IPC: Leitores e Escritores

→ modela o acesso a uma base de dados. Ex: sistema de reserva de passagens aéreas.

- vários leitores a acederem em simultâneo;
- apenas um escritor pode estar a atualizar a base de dados, sem que qualquer outro processo, escritor ou leitor, tenha acesso.

Soluções:

- *prioridade aos leitores*. Se um escritor quiser atualizar a BD e existirem leitores a aceder, o escritor espera!
- *prioridade dos escritores*. enquanto houver um escritor que queira ou esteja a atualizar a BD, nenhum leitor pode conseguir o acesso.
- *Qualquer das soluções pode conduzir a starvation!*

```

1 Semaforo mutex=1;      leitor() {
2 Semaforo  bd=1;        while (True) {
3 int numLeit=0;         down(&mutex);
4                         numLeit++;
5 escritor() {          if (numLeit==1) down(&bd);
6   while (True) {      up(&mutex);
7     produz_dado()     le();
8     down(&bd);         down(&mutex);
9     escreve_dado_bd() numLeit--;
10    up(&bd);           if (numLeit==0) up(&bd);
11   }                  up(&mutex);
12 }                    process_data_read();
13                       }
14                       }

```

Problemas clássicos de IPC: o Barbeiro dorminhoco

- 1 barbeiro; 1 cadeira de barbeiro
- N cadeiras para os clientes esperarem.

Se não existirem clientes, o barbeiro senta-se e dorme.

Quando chega um cliente, acorda o barbeiro. Se chegarem mais clientes enquanto o barbeiro estiver a cortar um cabelo, sentam-se, caso tenham cadeiras livres, ou deixam a barbearia (se as cadeiras estiverem ocupadas).

Como evitar competição entre os processos cliente e barbeiro?

Problemas clássicos de IPC: o Barbeiro dorminhoco (cont.)

```
1 Semaforo clientes=0; /* #clientes à espera de vez */
2 Semaforo barbeiros=0; /* #barbeiros à espera de clientes */
3 Semaforo mutex=1; /* sem. binário exclusão mútua */
4 int sentados=0; /* #clientes sentados */
5 barbeiros() {
6     while(1) {
7         down(clientes); /* existem clientes? se não adormece */
8         down(mutex);
9         sentados--; /* menos um cliente à espera */
10        up(barbeiros); /* menos um barbeiro adormecido */
11        up(mutex);
12        cortar(); }
13 }
14 clientes() {
15     down(mutex); /* se não existem cadeiras livres */
16     if (sentados < NCads) { /* vai embora; se existem entra */
17         sentados++; /* mais um cliente à espera */
18         up(clientes); /* acorda barbeiro se necessário */
19         up(mutex); /* liberta zona crítica */
20         down(barbeiros); /* adormece se não há barbeiros */
21         sentar_e_cortar(); /* livres */
22     } else
23         up(mutex);
24 }
```