Laboratório de Pesquisa em Redes e Multimídia

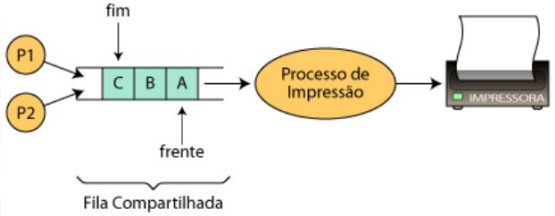
# Sincronização de Processos (1)

## Mecanismos de busy wait

Universidade Federal do Espírito Santo
Departamento de Informática



## Condições de Corrida

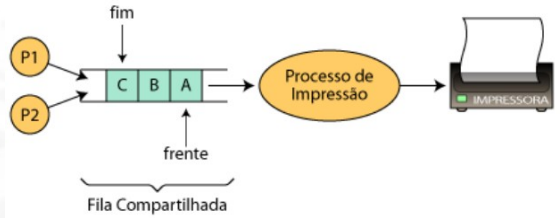



- Exemplo: Fila de impressão.
  - Qualquer processo que queira imprimir precisa colocar o seu documento na fila de impressão (compartilhada).
  - O processo de impressão retira os documentos na ordem em que chegaram na fila
  - Se a fila é compartilhada, isto significa que seus dados, assim como os indicadores de **frente** e **fim** da fila também o são





## Condições de Corrida




1. fim++ (incrementa o indicador do fim da fila)
2. coloca documento na posição do novo fim da fila

- dois processos resolvem simultaneamente imprimir um documento
- o primeiro processo foi interrompido (por ter acabado o seu quantum) entre os comandos 1 e 2
- o segundo processo insere seu documento na fila antes que o primeiro processo tenha acabado : **qual é o erro ????**
- Há uma **condição de corrida** quando dois ou mais processos estão acessando dados compartilhados e o resultado depende de quem roda quando





## Condições de Corrida

- **Condições de corrida** são situações em que dois ou mais processos acessam dados compartilhados e o resultado final depende da ordem em que os processos são executados
  - Ordem de execução é ditada pelo mecanismo de escalonamento do S.O.
  - Torna a depuração difícil.
- Condições de corrida são evitadas por meio da introdução de mecanismos de **exclusão mútua**:
  - A exclusão mútua garante que somente um processo estará usando os dados compartilhados num dado momento.
- **Região Crítica**: parte do programa (trecho de código) em que os dados compartilhados são acessados
- Objetivo da Exclusão Mútua:
  - Proibir que mais de um processo entre em sua Região Crítica

## Outro exemplo ...

```
Procedure echo();
var    out, in: character; //compartilhadas
begin
       input (in, keyboard);
       out := in;
       output (out, display);
end.
```

- P1 invoca *echo()* e é interrompido imediatamente após a conclusão da função *input()*. Suponha que *x* tenha sido o caractere digitado, que agora está armazenado na variável *in*.
- P2 é despachado e também invoca *echo()*. Suponha que *y* seja digitado (*in* recebe *y*), sendo então exibido no dispositivo de saída.
- P1 retoma a posse do processador. O caractere exibido não é o que foi digitado (*x*), pois ele foi sobreposto por *y* na execução do processo P2. Conclusão: o caractere *y* é exibido duas vezes.
- Essência do problema: o compartilhamento da variável global *in*.





## Concorrência

- Dificuldades:
  - Compartilhamento de recursos globais.
  - Gerência de alocação de recursos.
  - Localização de erros de programação (depuração de programas).
- Ação necessária:
  - Proteger os dados compartilhados (variáveis, arquivos e outros recursos globais).
  - Promover o acesso ordenado (controle de acesso) aos recursos compartilhados ⇒ *sincronização de processos*.





## Abordagens para Exclusão Mútua

- Requisitos para uma boa solução:
  - A apenas um processo é permitido estar dentro de sua R.C. num dado instante.
  - Nenhum processo que executa fora de sua região crítica deve bloquear outro processo (ex: processo pára fora da sua R.C.).
  - Nenhuma suposição pode ser feita sobre as velocidades relativas dos processos ou sobre o número de CPUs no sistema.
  - Nenhum processo pode ter que esperar eternamente para entrar em sua R.C. ou lá ficar eternamente.





## Tipos de Soluções

- Soluções de Hardware
  - Inibição de interrupções
  - Instrução TSL (apresenta *busy wait*)
- Soluções de software com *busy wait*
  - Variável de bloqueio
  - Alternância estrita
  - Algoritmo de Decker
  - Algoritmo de Peterson
- Soluções de software com bloqueio
  - Sleep / Wakeup, Semáforos, Monitores

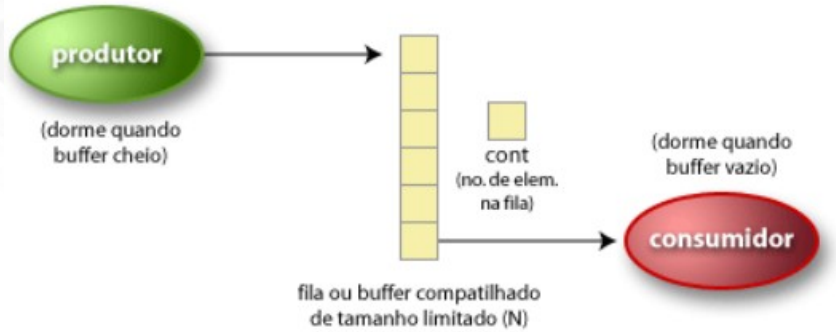
## Inibição de Interrupções

- Usa um par de instruções do tipo DI / EI.
  - DI = *disable interrupt* EI = *enable interrupt*
- O processo desativa todas as interrupções imediatamente antes de entrar na sua R.C., reativando-as imediatamente depois de sair dela.
- Com as interrupções desativadas, nenhum processo que está na sua R.C. pode ser interrompido, o que garante o acesso exclusivo aos dados compartilhados.





## Exemplo - Problema do produtor-consumidor








## Exemplo - Problema do produtor-consumidor

- variável *N* indica quantos itens ainda podem ser colocados no *buffer*.

```
Produtor          Consumidor
DI                DI
LDA N             LDA N
DCR A             INC A
STA N             STA N
EI                EI
```





## Problemas da Solução DI/EI

- É desaconselhável dar aos processos de usuário o poder de desabilitar interrupções.
- Não funciona com vários processadores.
- Inibir interrupções por um longo período de tempo pode ter consequências danosas. Por exemplo, perde-se a sincronização com os dispositivos periféricos.
  - OBS: inibir interrupções pelo tempo de algumas poucas instruções pode ser conveniente para o *kernel* (p.ex., para atualizar uma estrutura de controle).

## Tipos de Soluções

- Soluções de Hardware
  - Inibição de interrupções
  - Instrução TSL (apresenta *busy wait*)
- Soluções de software com *busy wait*
  - Variável de bloqueio
  - Alternância estrita
  - Algoritmo de Decker
  - Algoritmo de Peterson
- Soluções de software com bloqueio
  - Sleep / Wakeup, Semáforos, Monitores





## Soluções com *Busy Wait*

- *Busy wait* = espera ativa ou espera ocupada.
- Basicamente o que essas soluções fazem é:
  - Quando um processo quer entrar na sua R.C. ele verifica se a entrada é permitida. Se não for, ele espera em um laço (improdutivo) até que o acesso seja liberado.
    - Ex: while (vez == OUTRO) do {nothing};
  - Conseqüência: desperdício de tempo de CPU.
- Problema da inversão de prioridade:
  - Processo *LowPriority* está na sua R.C. e é interrompido. Processo *HighPriority* é selecionado mas entra em espera ativa. Nesta situação, o processo *LowPriority* nunca vai ter a chance de sair da sua R.C.





## 1a. Tentativa - Variável de Bloqueio

- Variável de bloqueio, compartilhada, indica se a R.C. está ou não em uso.
  - *turn = 0* ⇒ R.C. livre  *turn = 1* ⇒ R.C. em uso
- Tentativa para *n* processos:

```
var turn: 0..1
turn := 0

Process Pi:
...
while turn = 1 do {nothing};
turn := 1;
< critical section >
turn := 0;
...
```





## Problemas da 1a. Tentativa

- A proposta não é correta pois os processos podem concluir “simultaneamente” que a R.C. está livre, isto é, os dois processos podem testar o valor de *turn* antes que essa variável seja feita igual a *true* por um deles.

## Tipos de Soluções (cont.)

- Soluções de Hardware
  - Inibição de interrupções
  - Instrução TSL (apresenta *busy wait*)
- Soluções de software com *busy wait*
  - Variável de bloqueio
  - Alternância estrita
  - Algoritmo de Dekker
  - Algoritmo de Peterson
- Soluções de software com bloqueio
  - Sleep / Wakeup, Semáforos, Monitores





## 2a. Tentativa – Alternância Estrita

- Variável global indica de quem é a vez na hora de entrar na R.C.
- Tentativa para 2 processos:

```
var turn: 0..1;

P0:                                  P1:
.                                    .
.                                    .
while turn ≠ 0 do {nothing};         while turn ≠ 1 do {nothing};
< critical section >                 < critical section >
turn := 1;                           turn := 0;
.                                    .
```





## Problemas da 2a. Tentativa

- O algoritmo garante a exclusão mútua, mas obriga a alternância na execução das R.C.
- Não é possível a um mesmo processo entrar duas vezes consecutivamente na sua R.C.
  - Logo, a "velocidade" de entrada na R.C. é ditada pelo processo mais lento.
- Se um processo falhar ou terminar, o outro não poderá mais entrar na sua R.C., ficando bloqueado permanentemente.





## 3a. Tentativa

- O problema da tentativa anterior é que ela guarda a *identificação* do processo que pode entrar na R.C.
  - Entretanto, o que se precisa, de fato, é de informação de *estado* dos processos (i.e., se eles *querem* entrar na R.C.)
- Cada processo deve então ter a sua própria "chave de intenção". Assim, se falhar, ainda será possível a um outro entrar na sua R.C.
- A solução se baseia no uso de uma variável ***array*** para indicar a intenção de entrada na R.C.

## 3a. Tentativa

- Antes de entrar na sua R.C, o processo examina a variável de tipo ***array***. Se ninguém mais tiver manifestado interesse, o processo indica a sua intenção de ingresso ligando o bit correspondente na variável de tipo ***array*** e prossegue em direção a sua R.C.

```
var flag: array[0..1] of boolean;
flag[0]:= false; flag[1]:= false;
```

```
Process P0:
...
while flag[1] do {nothing};
flag[0] := true;
< critical section >
flag[0] := false;
...
```

```
Process P1:
...
while flag[0] do {nothing};
flag[1] := true;
< critical section >
flag[1] := false;
...
```





## Problemas da 3a. Tentativa

- Agora, se um processo falha fora da sua R.C. não haverá nenhum problema, nenhum processo ficará eternamente bloqueado devido a isso. Entretanto, se o processo falhar dentro da R.C., o problema ocorre.
- Não assegura exclusão mútua, pois cada processo pode chegar à conclusão de que o outro não quer entrar e, assim, entrarem simultaneamente nas R.C.
  - Isso acontece porque existe a possibilidade de cada processo testar se o outro não quer entrar (comando *while*) *antes* de um deles marcar a sua intenção de entrar.





## 4a. Tentativa

- A idéia agora é que cada processo marque a sua intenção de entrar *antes* de testar a intenção do outro, o que elimina o problema anterior.
- É o mesmo algoritmo anterior, porém com uma troca de linha.

```
Process P0:
...
flag[0] := true;
while flag[1] do
{nothing};
< critical section >
flag[0] := false;
...
```

```
Process P1:
...
flag[1] := true;
while flag[0] do
{nothing};
< critical section >
flag[1] := false;
...
```





## Problemas da 4a. Tentativa

- Garante a exclusão mútua mas se um processo falha dentro da sua R.C. (ou mesmo após *setar* o seu *flag*) o outro processo ficará eternamente bloqueado.
- Uma falha fora da R.C. não ocasiona nenhum problema para os outros processos.
- Problemão:
  - Todos os processos ligam os seus *flags* para *true* (marcando o seu desejo de entrar na sua R.C.). Nesta situação todos os processos ficarão presos no *while* em um *loop* eterno (situação de *deadlock*).

## 5a. Tentativa

- Na tentativa anterior o processo assinalava a sua intenção de entrar na R.C. sem saber da intenção do outro, não havendo oportunidade dele mudar de ideia depois (i.e., mudar o seu estado para "*false*").
- A 5a. tentativa corrige este problema:
  - Após testar no *loop*, se o outro processo também quer entrar na sua R.C, em caso afirmativo, o processo com a posse da CPU declina da sua intenção, dando a vez ao parceiro.





## 5a. Tentativa (cont.)

```
Process P0:
...
flag[0] := true;
while flag[1] do
  begin
    flag[0] := false;
    <delay for a short time>
    flag[0] := true
  end;
< critical section >
flag[0] := false;
...
```

```
Process P1:
...
flag[1] := true;
while flag[0] do
  begin
    flag[1] := false;
    <delay for a short time>
    flag[1] := true
  end;
< critical section >
flag[1] := false;
...
```





## 5a. Tentativa (cont.)

- Esta solução é quase correta. Entretanto, existe um pequeno problema: a possibilidade dos processos ficarem cedendo a vez um para o outro "indefinidamente" (problema da "mútua cortesia")
  - Livelock
- Na verdade, essa é uma situação muito difícil de se sustentar durante um longo tempo na prática, devido às velocidades relativas dos processos. Entretanto, ela é uma possibilidade teórica, o que invalida a proposta como solução geral do problema.





## 5a. Tentativa – Exemplo

$P_0$ seta *flag[0]* para *true*.

$P_1$ seta *flag[1]* para *true*.

$P_0$ testa *flag[1]*.

$P_1$ testa *flag[0]*.

$P_0$ seta *flag[0]* para *false*.

$P_1$ seta *flag[1]* para *false*.

$P_0$ seta *flag[0]* para *true*.

$P_1$ seta *flag[1]* para *true*.

## Solução de Dekker

- Trata-se da primeira solução correta para o problema da exclusão mútua de dois processos (proposta na década de 60).
- O algoritmo combina as ideias de variável de bloqueio e *array* de intenção.
- É similar ao algoritmo anterior mas usa uma variável adicional (*vez/turn*) para realizar o desempate, no caso dos dois processos entrarem no *loop* de mútua cortesia.





## Algoritmo de Dekker

```
var flag: array[0..1] of boolean;
    turn: 0..1; //who has the priority

flag[0] := false
flag[1] := false
turn := 0   // or 1
```

```
Process p0:
     flag[0] := true
     while flag[1] {
         if turn ≠ 0 {
            flag[0] := false
            while turn ≠ 0 {}
            flag[0] := true
         }
     }

    // critical section
    ...
    // end of critical section
    turn := 1
    flag[0] := false
```

```
Process  p1:
    flag[1] := true
    while flag[0] {
       if turn ≠ 1 {
          flag[1] := false
          while turn ≠ 1 {}
          flag[1] := true
       }
    }

    // critical section
    ...
    // end of section
    turn := 0
    flag[1] := false
```





## Algoritmo de Dekker (cont.)

- Quando *P0* quer entrar na sua R.C. ele coloca seu *flag* em *true*. Ele então vai checar o *flag* de *P1*.
- Se o *flag* de *P1* for *false*, então *P0* pode entrar imediatamente na sua R.C.; do contrário, ele consulta a variável *turn*.
- Se *turn = 0* então *P0* sabe que é a sua vez de insistir e, deste modo, fica em *busy wait* testando o estado de *P1*.
- Em certo ponto, *P1* notará que é a sua vez de declinar. Isso permite ao processo *P0* prosseguir.
- Após *P0* usar a sua R.C. ele coloca o seu *flag* em *false* para liberá-la, e faz *turn = 1* para transferir o direito para *P1*.





## Algoritmo de Dekker (cont.)

- Algoritmo de Dekker resolve o problema da exclusão mútua
- Uma solução deste tipo só é aceitável se houver um número de CPUs igual (ou superior) ao número de processos que se devam executar no sistema. Porquê?
  - Poderíamos nos dar 'ao luxo' de consumir ciclos de CPU,
  - Situação rara na prática (em geral, há mais processos do que CPUs)
  - Isto significa que a solução de Dekker é pouco usada.
- Contudo, a solução de Dekker mostrou que é possível resolver o problema inteiramente por software, isto é, sem exigir instruções máquina especiais.
- Devemos fazer uma modificação significativa do programa se quisermos estender a solução de 2 para N processos:
  - flag[] com N posições; variável turn passa a assumir valores de 1..N; alteração das condições de teste em todos os processos

## Solução de Peterson

- Proposto em 1981, é uma solução simples e elegante para o problema da exclusão mútua, sendo facilmente generalizado para o caso de *n* processos.
- O truque do algoritmo consiste no seguinte:
  - Ao marcar a sua intenção de entrar, o processo já indica (para o caso de empate) que a vez é do outro.
- Mais simples de ser verificado





## Algoritmo de Peterson

```
flag[0]   := false
flag[1]   := false
turn      := 0

Process P0:
    flag[0] := true
    turn := 1
    while ( flag[1] && turn == 1 ){
        // do nothing
    }
    // critical section
    ...
    // end of critical section
    flag[0] := false
```

```
Process P1:
    flag[1] := true
    turn := 0
    while ( flag[0] && turn == 0 ){
        // do nothing
    }
    // critical section
    ...
    // end of critical section
    flag[1] := false
```





## Solução de Peterson (cont.)

- Exclusão mútua é atingida.
  - Uma vez que *P0* tenha feito *flag[0] = true*, *P1* não pode entrar na sua R.C.
  - Se *P1* já estiver na sua R.C., então *flag[1] = true* e *P0* está impedido de entrar.
- Bloqueio mútuo (deadlock) é evitado.
  - Supondo *P0* bloqueado no seu *while*, isso significa que *flag[1] = true* e que *turn = 1*
  - se flag[1] = true e que turn = 1, então P1 por sua vez entrará na sua seção crítica
  - Assim, *P0* só pode entrar quando **ou** *flag[1]* tornar-se *false* **ou** *turn* passar a ser 0.





## Tipos de Soluções (cont.)

- Soluções de Hardware
  - Inibição de interrupções
  - Instrução TSL (apresenta *busy wait*)
- Soluções de software com *busy wait*
  - Variável de bloqueio
  - Alternância estrita
  - Algoritmo de Dekker
  - Algoritmo de Peterson
- Soluções de software com bloqueio
  - Sleep / Wakeup, Semáforos, Monitores

A alteração do valor p/ "trancado" APÓS o teste permite que dois processos executem a R.C. ao mesmo tempo!
O TESTE e a ALTERAÇÃO necessitam ser feitos de forma **indivisível**...

## A Instrução TSL (1)

- TSL = "Test and Set Lock"
- Solução de hardware para o problema da exclusão mútua em ambiente com vários processadores.
  - O processador que executa a TSL bloqueia o barramento de memória, impedindo que outras CPUs acessem a MP até que a instrução tenha terminado.
- A instrução TSL faz o seguinte:
  - Lê o conteúdo de um endereço de memória (variável compartilhada "*lock*", usada para proteger a R.C.) para um registrador e armazena um valor diferente de zero (normalmente 1) nesse endereço.





## A Instrução TSL (2)

- Se *lock = 0* ⇒ R.C. livre;
  Se *lock = 1* ⇒ R.C. ocupada.
  (*Lock* é iniciada com o valor 0).
- A instrução TSL é executada de forma atômica.
  - As operações de leitura e armazenamento da variável *lock* são garantidamente indivisíveis, sem interrupção.
  - Nenhuma outra CPU pode acessar *lock* enquanto a instrução não tiver terminado.





## A Instrução TSL (3)

- Em ling. de alto nível, seria o mesmo que fazer o seguinte de forma atômica:

```
boolean testset (int lock) {
     if (lock == 0) {
          lock = 1;
          return true;
     }
     else {
          return false;
     }
}
```





## A Instrução TSL (4)

```
enter_region:
   tsl register, flag       | copia flag p/
                            | registrador e faz flag = 1
   cmp register, #0         | o flag é zero?
   jnz enter_region         | se não,lock e setado;loop
   ret                      | retorna, entrou na R.C.

leave_region:
   mov flag, #0             | guarda um 0 em flag
   ret                      | retorna a quem chamou
```

## A Instrução TSL (5)

- Vantagens da TSL:
  - Simplicidade de uso (embora sua implementação em hardware não seja trivial).
  - Não dá aos processos de usuário o poder de desabilitar interrupções.
  - Presente em quase todos os processadores atuais.
  - Funciona em máquinas com vários processadores.
- Desvantagens:
  - Espera ocupada (*busy wait*).
  - Possibilidade de postergação infinita (starvation)
    - "processo azarado" sempre pega a variável *lock* com o valor 1





## Referências


- Silberschatz A. G.; Galvin P. B.; Gagne G.; ''Fundamentos de Sistemas Operacionais'', 6a. Edição, Editora LTC, 2004.
  - Capítulo 7 (até seção 7.3 inclusa)
- A. S. Tanenbaum, ''Sistemas Operacionais Modernos'', 3a. Edição, Editora Prentice-Hall, 2010.
  - Seção 2.3 (até 2.3.3 inclusa)
- Deitel H. M.; Deitel P. J.; Choffnes D. R.; "Sistemas Operacionais", 3ª. Edição, Editora Prentice-Hall, 2005
  - Capítulo 5 (até seção 5.4.2 inclusa)