Programação de Sistemas

Exclusão Mútua

Introdução

- Existem quatro classes de métodos para assegurar a exclusão mútua de tarefas:
  - Algoritmos de espera activa
    - Peterson
    - Lamport
  - Por hardware, com instruções especiais do processador
  - Por serviços do sistema operativo
    - Semáforos
    - Mutexes e Spinlocks
    - Barreiras
    - Mensagens
  - Por mecanismos de linguagens de programação
    - Monitores

Espera activa

- Nos algoritmos de espera activa ("busy waiting"), a tarefa que pretende entrar interroga o valor de uma variável partilhada enquanto a RC estiver ocupada por outra tarefa.

  Vantagens:

  – Fáceis de implementar em qualquer máquina

  Inconvenientes:

  – São da competência do programador
  – A ocupação do CPU por processos à espera é um desperdício de recurso! Seria muito melhor bloquear os processos à espera.
- Algoritmos dividem-se de acordo com o número de tarefas concorrentes
  – Peterson, para N=2
  – Lamport (ou algoritmo da padaria), para N>2

Espera activa por Peterson (1)

- Válido apenas para 2 tarefas

```
#define N 2  /* número de tarefas */
typedef enum {FALSE,TRUE} Bool;

/* Variáveis partilhadas */
int turn;                    /* vez de quem entra na RC (0 ou 1) */
Bool flag[N];                /* flag[i]=TRUE: i está pronto a entrar na RC,
                                inicialmente flag[0]=flag[1]=FALSE; */
void enter_region(int p){
  int other=1-p;    /* número do outro processo */
  flag[p]=TRUE;     /* afirma que está interessado */
  turn=p;
  while(turn==p && flag[other]==TRUE);}
```

Espera activa por Peterson (2)

```
void leave_region(int p) {
  flag[p]=FALSE; /* permite entrada do outro processo */
}
```

I. Verificação de exclusão mútua

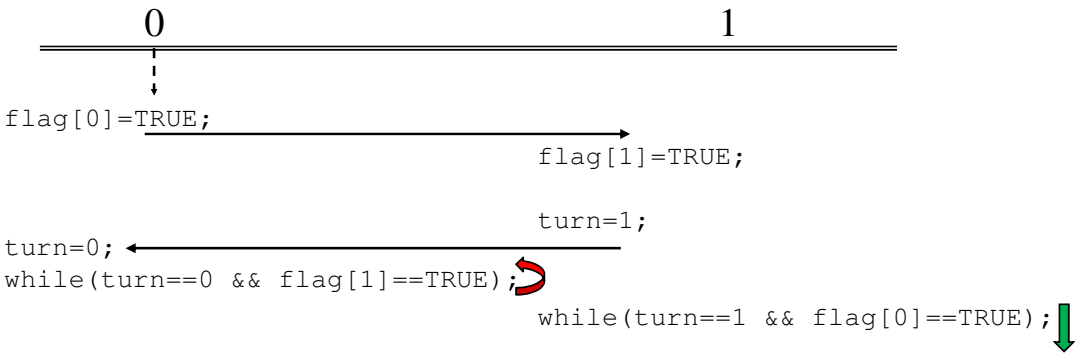
Um processo, por exemplo P1, só entra na RC se

- O outro processo não quiser (`flag[0]==FALSE`) e
- Se for a sua vez (`turn==1`)

Mesmo que ambos os processos executem as intruções `flag[0]=TRUE` e `flag[1]=TRUE`, só um dos processos entra porque `turn` só pode ter um valor (o último dos processos a executar a instrução `turn=p`).

Espera activa por Peterson (3)

Vejamos a hipótese de entrefolhagem que potencia corrida



O facto de flag [1] ter sido colocado a TRUE antes da atribuição `turn=1` faz com que

- A atribuição posterior `turn=0` não é suficiente para o processo 0 sair do while.
- A atribuição posterior `turn=0` leva o processo 1 a não ficar preso no while.

Espera activa por Peterson (4)

Nota: a instrução `flag[p]=TRUE` é transcrita por

```
MOV    %EAX,1      ; TRUE representado por 1
LEA    %EBX, flag
MOV    %ECX,p
MOV    [%EBX+%ECX],%EAX
```

a região crítica é formada apenas pela última instrução `MOV[%EBX+%ECX],%EAX` que é atómica.

II. Progresso e espera limitada

Uma tarefa espera, no máximo, que a outra tarefa saia da RC: assim que o fizer, a tarefa à espera entra na RC.

Espera activa por Lamport (1)

- Válida para qualquer número de tarefas.
- Antes de entrar na RC, a tarefa recebe uma ficha numerada (motivo porque este algoritmo é também designado por padaria).
- Entra na RC a tarefa com a ficha de número mais baixo.
- Ao contrário da realidade, várias tarefas podem receber o mesmo número de bilhete. Solução: desempatar pelo número do processo (esse sim, o sistema operativo garante ser único).

  Nota: `(a,b)<(c,d)` se `a<c` ou `(a==c` e `b<d)`

Espera activa por Lamport (2)

```
#define N …   /* número de tarefas (quaisquer ≥ 2) */

/* Variáveis partilhadas */
Bool choosing[N];        /*anúncio de intenção em recolher bilhete*/
int numb[N];             /*número de bilhete atribuído a cada processo*/

void initialize() {
  int i;
  for(i=0;i<N;i++) {
     choosing[i]=FALSE;
     numb[i]=0;}
}
```


Espera activa por Lamport (3)

```
void enter_region(int p) {
  int i;
  choosing[p]=TRUE;              /* anuncia que vai recolher bilhete */
  numb[p]=max(numb[0],…,numb[N-1])+1;    /* recolhe bilhete */
  choosing[p]=FALSE;
  for(i=0;i<N;++i) {
    while (choosing[i]);         /* espera outros recolham o bilhete */
        /* espera enquanto alguem está na RC:
             – Tem bilhete,
             – Tem preferência de acesso */
    while ( numb[i]!=0 &&
              (numb[i],i)<(numb[p],p]) ) ;
  }
}
```

Espera activa por Lamport (4)

```
void leave_region(int p) {
    /* despeja o bilhete (no papelão, para reciclagem ;-) */
  numb[p]=0;}
```

I. Verificação de exclusão mútua

- Pior caso quando várias trarefas recolhem o mesmo número (lembrar que o processo pode ser substituído entre o cálculo da expressão e atribuição `numb[p]=max(numb[0],…,numb[N-1])+1`).
  No entanto, os processos que cheguem depois recebem números superiores.
- Se um processo k se encontrar na RC e p pretende entrar, então
  - numb[k]!=0
    (lembrar que apenas na região de saída numb[k] volta a 0)
  - (numb[k],k) é menor que (numb[p],p)

Logo, apenas um processo pode estar na RC.

Espera activa por Lamport (5)

II. Progresso

- Quando um processo sai da RC, na próxima vez que pretender entrar recebe um bilhete de número superior a todos os processo à espera.

III. Espera limitada

- Um processo à espera apenas tem que esperar que os restantes processos de número de bilhete inferior utilizem a RC. Sendo o número de processos limitado, a espera é limitada (se nenhum processo bloquear indefinidamente na RC).

Para além da ocupação do CPU enquanto está à espera de entrada na RC, o algoritmo da padaria tem o inconveniente de exigir um número sempre crescente de bilhetes e os inteiros são limitados. Uma possível solução é adicionar o tempo.

Soluções por hardware (1)

A. Sistemas uniprocessador
   - Uma vez que os processos são alternados por interrupções, basta inibir as interrupções nas RC.
   - No Pentium, a inibição de interrupções feita pela instrução `CLI` (CLear Interrupt flag)
   - No Pentium, a autorização de interrupções feita pela instrução `STI` (SeT Interrupt flag)

   Inconvenientes:
   - Dão poder ao programador para interferir com o sistema operativo.
   - Impraticável para computadores com vários processadores.
   - Se o processo bloquear dentro da RC, todo sistema fica bloqueado.

Soluções por hardware (2)

B. Sistemas multiprocessador
   - Necessárias instruções especiais que permirem testar e modificar uma posição de memória de forma atómica (i.e., sem interrupções).
   - Instruções de teste e modificação atómica de memória:
     - Test and Set
     - Swap

   Vantagens:
   - Rápido

   Inconvenientes:
   - Não garantem a espera limitada.
   - Exige ocupação do CPU por processos à espera.

Solução por hardware: TSL (1)

Test and Set: instrução descrita por

```
boolean TestAndSet (boolean *target) {
    boolean rv = *target;
    *target = TRUE;
    return rv; }
```

- Uma variável booleana `lock`, inicializada a `FALSE`, é partilhada por todas as tarefas.

```
do {
    while ( TestAndSet(&lock) ) ; /* RE */
    /* RC */
    lock = FALSE; /* RS */
    /* RR */
} while (TRUE);
```


Solução por hardware: TSL (2)

I. Verificação de exclusão mútua
   - `lock` possui dois valores, pelo que apenas uma tarefa pode executar a RC.
     - Se for `FALSE`, a instrução retorna `FALSE` (a tarefa entra na RC e altera atomicamente `lock` para `TRUE`).
     - Se for `TRUE`, a instrução retorna o mesmo valor e a tarefa mantém-se na RE.

II. Progresso, se as tarefas na RR não alterarem o `lock`.

III. Espera limitada: **não garantida**, por depender da forma como o sistema operativo escala as tarefas (duas podem ocupar alternadamente a RC, deixando uma terceira eternamente à espera).

Solução por hardware: Swap (1)

Swap: instrução descrita por

```
void Swap (boolean *a, boolean *b) {
   boolean temp = *a;
   *a = *b;
   *b = temp; }
```

- Uma variável booleana `lock`, inicializada a `FALSE`, é partilhada por todas as tarefas.
- Cada tarefa possui uma variável local `key`.

```
do {
  key = TRUE;
  while (key==TRUE) Swap (&lock, &key ); /* RE */
  /* RC */
  lock = FALSE; /* RS */
  /* RR */
} while (TRUE);
```


Solução por hardware: Swap (2)

I. Verificação de exclusão mútua
   - `lock` possui dois valores, pelo que apenas uma tarefa pode executar a RC.
     - Se for `FALSE`, Swap coloca `key` a `FALSE` e o teste while termina.
     - Se for `TRUE`, Swap mantém `key` a `TRUE` e o teste while é satisfeito, mantendo-se o ciclo.

I.II. Progresso e Espera limitada no Swap justificadas na mesma forma que para Test and Set.

- A Intel definiu no 486 a instrução `CMPXCHG dest,src` que atomicamente
  1. Compara acumulador com destino
  2. Se iguais, dest ← src. Se diferentes, acumulador ← destino

Sincronização no Linux

- O Linux disponibiliza muitas formas de sincronização (✓ a estudar neste capítulo).

A. Variáveis de sincronização
- ✓ Semáforos
- ✓ Mutexes
- ✓ Mutexes condicionais
- • Spinlocks

B. Mecanismos de sincronização
- ✓ Implementação da região crítica
  - – por variáveis de sincronização
  - – por mensagens
- ✓ Rendez-vous
- ✓ Barreiras
- • Monitores
- • Tranca de registos

APUE 15.8

Semáforos - introdução (1)

[Def] Semáforo: abstracção de um contador e de uma lista de descritores de processos, usado para sincronização.
- – Propostos por Dijsktra, em 1965.
- – Não requerem espera activa.
- – Especificados pelo POSIX:SEM. Os SO modernos (todas as versões do Unix, Windows NT/XP/Vista) disponibilizam semáforos.

- As funções do POSIX:SEM indicam resultado no valor de retorno:
  - – Em caso de sucesso, o valor de retorno é 0.
  - – Em caso de falha, o valor de retorno é -1. O código da causa de erro é afixado na variável de ambiente `errno`.
  - – <semaphore.h> lista as causas de erro, que podem ser impressas no stderr pela função `perror(const char*)`.

Semáforos – introdução (2)

- O POSIX:SEM diferencia dois tipos de semáforos:
  - Anónimos ("unamed"), residentes em memória partilhada pelos processos. Neste caso, o semáforo é uma localização.
  - Identificados ("named") por nome IPC. Neste caso, o semáforo é uma conexão entre sistemas distintos.
- Os semáforos podem igualmente ser classificados pelo número máximo de processos N que partilham o recurso. Se N=1, o semáforo é definido como binário.

Nota: O POSIX:SEM não discrimina o tipo sem_t. Nesta disciplina usamos a seguinte definição

```
typedef struct{
   unsigned counter;
   processList *queue;} sem_t;
```

Fila de descritores de processos bloqueados

Semáforos - introdução (3)

- `S.counter` determina quantos processos podem entrar na zona crítica sem bloquear.
  Se `S.counter` for sempre limitado a 1, a exclusão mútua é assegurada.
- O comprimento da lista `S.queue` determina o número de processos bloqueados à espera de entrada na zona crítica.

Nota 1: no Linux, o editor de ligações deve indicar o arquivo realtime (librt.a), através da directiva `-lrt`.

Nota 2: as funções de gestão dos semáforos são listadas no `<semaphore.h>`.

Semáforos - introdução (4)

- Primitivas sobre um semáforo S:
  - Wait(S), down(S), ou P(S)

```
if (S.counter>0) S.counter--;
else
  Block(S); /* insere S na fila de processos bloqueados */
```

  - Signal(S), up(S), ou V(S)

```
if (S.queue!=NULL)
  WakeUp(S); /* retira processo da fila de bloqueados */
else S.counter++;
```

- As primitivas podem ser implementadas por inibição de interrupções ou por instruções test-and-set.

Nota: P(S) e V(S) provêm das palavras holandesas *prolaag*-tentar decrementar e *verhoog*-incrementar.

Semáforos - introdução (5)

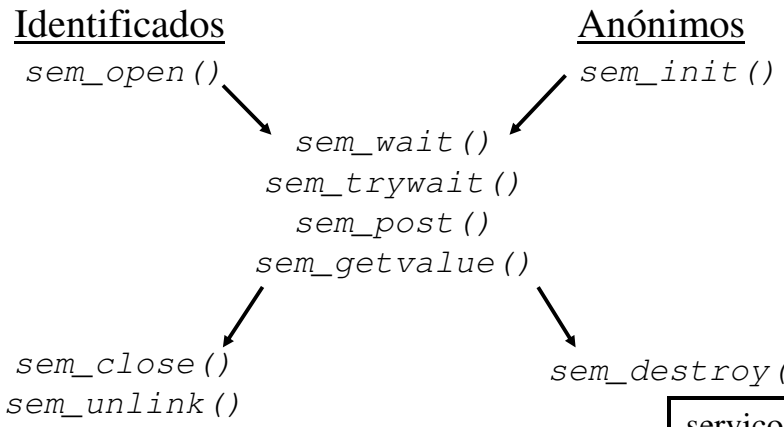
IMPORTANTE!!

- `down(S)` usada por uma tarefa para esperar por acesso (concedido por outra tarefa que executa o `up(S)`). Caso o acesso não seja possível de imediato, o SO bloqueia a tarefa numa fila.
- `up(S)` usada por uma tarefa para sinalizar disponibilidade de acesso a recurso. `up(S)` não é bloqueante.

- Quando o valor de inicialização é 0, os processos que escrevem e lêm o semáforo sincronizam-se totalmente:
  - O primeiro processo a efectuar a operação Wait/Signal fica bloqueado até o outro processo efectuar a operação complementar.
  - Sincronização de processos por semáforo de contador vazio é denominada "rendez-vouz".

Semáforos - introdução (6)

Funções disponíveis aos dois tipos de semáforos:



serviço	POSIX
up	sem_post
down	sem_wait

Sem. anónimos - definição (1)

- Um semáforo anónimo é uma localização de tipo `sem_t`

```
#include <semaphore.h>
sem_t sem;
```

- Um semáforo tem de ser inicializado antes de ser usado por processos com ascendente comum, ou threads.

POSIX:SEM `int sem_init(sem_t *,int,unsigned);`

  - 1º parâmetro: endereço da localização do semáforo.
  - 2º parâmetro: valor não negativo (0 indica que apenas pode ser usado pelos fios de execução do processo que inicializa o semáforo, positivo pode ser usado por qualquer processo com acesso à localização).
    Nota: O Linux não suporta semáforos partilhados por processos, logo o 2º parâmetro é sempre 0.
  - 3º parâmetro: valor de inicialização.

Sem. anónimos - definição (2)

- Um semáforo que deixe de ser útil deve ser eliminado pela função

POSIX:SEM `int sem_destroy(sem_t *);`

```
sem_t semaforo;

if (sem_init(&semaforo,0,1)==-1)
   perror("Falha na inicializacao");

if (sem_destroy(&semaforo)==-1)
   perror("Falha na eliminacao");
```


APUE 15.8

Semáforos identificados - definição (1)

- Um semáforo identificado é uma conexão que permite sincronizar processos sem memória partilhada, possuindo
  - Identificador: cadeia de caracteres na forma `/name`.
    Nota: os semáforo identificados são instalados em `/dev/shm`, com o identificador sem.name
  - ID utilizador,
  - ID grupo, e
  - permissões
- Um semáforo tem de ser aberto antes de ser acedido

POSIX:SEM `sem_t *sem_open(const char *,int,…);`

  - 1º parâmetro: identificador da conexão.
  - 2º parâmetro: bandeiras, `O_CREAT`-a conexão é criada se não existir, `O_EXCL`-com `O_CREAT` a função falha se a conexão existir.

Semáforos identificados - definição (2)

- Se o 2º parâmetro contiver o bit `O_CREAT` a 1, devem ser indicados mais dois parâmetros de modos:
  3. `mode_t`, determinado as pemissões (`S_IRUSR`, `S_IWUSR`, `S_IRGRP` ou `S_IROTH`).
  4. unsigned, especificando o valor inicial do semáforo.
- Se o 2º parâmetro contiver os bits `O_CREAT` e `O_EXCL` a 1, a função devolve erro se o semáforo já existir.
- Se o semáforo já existe e 2º parâmetro contiver o bit `O_CREAT` mas não `O_EXCL`, a função ignora os 3º e 4º parâmetros.

Semáforos identificados - definição (3)

- Quando um semáforo deixa de ser necessário a um processo, ele deve ser fechado.

  POSIX:SEM `int sem_close(sem_t *);`

- O último processo a aceder ao semáforo deve, depois de o fechar, eliminá-lo igualmente pela função.

  POSIX:SEM `int sem_unlink(const char *);`

  – Se houver um processo que mantenha o semáforo aberto, o efeito de `sem_unlink` é suspenso até o último processo fechar o semáforo.

Semáforos - operações (1)

- P(S), ou down(S) implementada nos semáforos anónimos e identificados pela função

  POSIX:SEM `int sem_wait(sem_t *);`

  – Se o contador do semáforo estiver a zero
    - Se for um processo a executar P(S), ele fica bloqueado.
    - Se for uma tarefa a executar P(S), ele fica bloqueado. O que sucede às restantes tarefas depende do conhecimento que o gestor de fios de execução tiver: se o gestor residir no núcleo (LKP), as restantes tarefas não são bloqueados.
      Nota: o programador deve confirmar o modelo de implementação dos fios de execução.

Semáforos - operações (2)

- V(S) ou up(S) implementada nos semáforos anónimos e identificados pela função

  POSIX:SEM `int sem_post(sem_t *);`

- O semáforo `sem`, inicializado a `1`, é partilhado por todas as tarefas. RC garantida pelo seguinte código

```
do {
    sem_wait( &sem ); /* RE */
      /* RC */
    sem_post( &sem ); /* RS */
      /* RR */
} while (TRUE);
```

Semáforos - operações (3)

I. Verificação de exclusão mútua
   - Se o contador do semáforo tiver valor 1, nenhuma tarefa se encontra na RC. Quando uma tarefa se encontrar na RE, entra e o contador é decrementado para 0.
   - Se o contador do semáforo tiver valor 0, uma tarefa que queira entrar na RC fica bloqueada até que a tarefa dentro da RC saia.

II. Progresso, se as tarefas na RR não alterarem o semáforo.

II. Espera limitada: **só garantida** se a o armazém de processos à espera for organizada como fila.

Semáforos - operações (4)

- Em ambos semáforos, anónimos e identificados, o processo pode alterar o valor do contador pela função

  POSIX:SEM `int sem_getvalue( sem_t *,int * );`

  - A localização onde é colocado o valor do contador é indicada pelo 2º parâmetro.
  - Se na altura da chamada o semáforo se encontrar fechado, o POSIX admite duas implementações para a forma de alterar a localização indicada pelo 2º parâmetro:
    - para um valor negativo igual ao número de processos bloqueados no semáforo.
    - para 0 (implementação adoptada pelo Linux).

Aplicações de semáforos (1)

Existem 4 situações típicas de aplicação, exigindo número variável de semáforos:

a. Um, para apropriação de recursos escassos.

Ex: consideremos o acesso a uma sala, de capacidade limitada, por vários visiantes.

```
#define CAP 10 /* capacidade da sala */
sem_t room;
sem_init( &room,0,CAP );
```

Cada visitante é uma "thread", que acede à sala com o código

```
/* Visitante */
sem_wait( &room );
   /* estadia */
sem_post( &room );
```


Aplicações de semáforos (2)

b. Dois, para sincronização da transferência de dados.

Ex: consideremos um único produtor e consumidor, ligados por memória tampão de 1 posição.

```
/* código de preparação, antes do lançamento das "threads" */
sem_t empty,full;
sem_init( &empty,0,1 );      /* inicialmente há lugar */
sem_init( &full,0,0 );
```

```
/* Produtor */
sem_wait( &empty );
   put(buf);
sem_post( &full );
```

```
/* Consumidor */
sem_wait( &full );
   get( buf );
sem_post( &empty );
```

Aplicações de semáforos (3)

c. Três, para sincronização da transferência de dados.

Ex: Se a memória tampão de capacidade maior que 1 for acedida por várias "threads", as operações de acesso à memória tampão têm de ser protegidas por um semáforo binário extra (ou por um *mutex*).

```
sem_t emptyCount,fillCount,access;
sem_init( &access,0,1);
sem_init( &emptyCount,0,BUFFER_SIZE );
sem_init( &fillCount,0,0 );
```

/* Produtor */	/* Consumidor */
`sem_wait( &emptyCount );`	`sem_wait( &fillCount );`
`sem_wait( &access );`	`sem_wait( &access );`
`put(buf);`	`get( buf );`
`sem_post( &access );`	`sem_post( &access );`
`sem_post( &fillCount );`	`sem_post( &emptyCount );`

Aplicações de semáforos (4)

[Def] Rendez-vous : barreira em que o número de tarefas envolvidas é 2**.**
O *rendez-vous* pode ser implementado com 2 semáforos inicializados a 0.

- Inicialização

```
sem_t rvA,rvB;
sem_init( &rvA,0,0 ); sem_init( &rvB,0,0 );
```

1) Solução que provoca impasse ("deadlock") – cada thread fica à espera que a outra desbloqueie a espera.

/* Thread 1 */	/* Thread 2 */
`sem_wait(&rvB);`	`sem_wait(&rvA);`
`sem_post(&rvA);`	`sem_post(&rvB);`

Aplicações de semáforos (5)

- Para evitar bloqueio, trocar a ordem das operações numa das tarefas

  2) Solução ineficiente - processador pode comutar entre as duas tarefas mais vezes que o necessário.

```
/* Thread 1 */                  /* Thread 2 */
sem_wait( &rvB );               sem_post( &rvB );
sem_post( &rvA );               sem_wait( &rvA );
```

  3) Solução eficiente

```
/* Thread 1 */                  /* Thread 2 */
sem_post( &rvA );               sem_post( &rvB );
sem_wait( &rvB );               sem_wait( &rvA );
```


Sincronização por gestor (1)

- A região crítica pode ser transferida para um processo dedicado, o gestor de recursos.
  Serialização garantida pela ordem de leitura/resposta aos pedidos.
- Um processo que pretenda alterar dados críticos executa a seguinte sequência de passos:
  1. Gerar mensagem de pedido.
  2. Enviar mensagem para o gestor.
  3. Ficar, bloqueado, à espera da resposta do gestor.
  4. Acção dependente do resultado

Sincronização por gestor (2)

- O gestor possui o seguinte programa tipo:

```
/* Inicialização de variáveis */
while(1) {
    /* Ler, bloqueado, um pedido */
    /* Processar pedido */
    /* Preparar resposta */
    /* Enviar, ao processo que pediu alterações, a indicação do
    resultado do pedido */
}
```

Balanço dos semáforos

Vantagens dos semáforos:

- Programador não se preocupa com implementação das operações P(S) e V(S).
- Na especificação POSIX, podem ser sincronizar processos com e sem memória partilhada.

Inconvenientes dos semáforos:

- Obriga programador a inserir explicitamente instruções `sem_wait` e `sem_post`.
  Solução: usar monitores disponíveis em linguagens de programação (ex: Ada,CHILL) ou mutexes sobre condições.
- Má programação (ex:: não executar `sem_post` na RS) leva a resultados inesperados-por exemplo, bloqueio.

APUE 11.6

Mutexes - definição (1)

[Def] Mutex: variável que pode ter apenas dois valores, trancado ("locked") e destrancado ("unlocked") e de uma lista de descritores de fios de execução.

- Introduzidos no Kernel 2.6.16, correspondem a semáforos binários (0-locked, 1-unlocked).
- Mais leves (no x86, o `struct semaphore` ocupa 28B e o `struct mutex` ocupa 16B) e mais rápidos.
- Um mutex trancado pertence apenas a um único fio de execução, que é o único a poder destrancar o mutex.
- Os fios de execução que pretendam trancar um mutex que já se encontra trancado são guardados numa lista associada ao mutex (ordem de inserção depende da política de escalonamento dos fios de execução).
- Especificados pelo POSIX:THR.

Nota: mutex ::= MUTual EXclusion

Mutexes - definição (2)

- Um mutex é usado com a seguinte sequência de etapas:
  1. Criação e inicialização de um mutex.
  2. Vários fios de execução, na Região de Entrada, tentam trancar o mutex.
     Só um deles consegue, passando a ser o dono.
  3. O dono do mutex executa a Região Crítica.
  4. O dono do mutex entra na Região de Saída, destrancando o mutex, e passa para a Região Restante.
  5. Outro mutex na Região de Entrada tranca novamente o mutex, e executa os passos 3-4.
  6. …
  7. Finalmente, o mutex é eliminado.

Mutexes - definição (3)

A. Definição: localização de tipo `pthread_mutex_t`

```
#include <pthread.h>
pthread_mutex_t mux;
```

B. Inicialização: Um mutex tem de ser inicializado antes de ser usado

– Dinâmica:

POSIX:THR `int pthread_mutex_init ( pthread_mutex_t *, const pthread_mutextattr_t);`

- 1º parâmetro: endereço da localização do mutex.
- 2º parâmetro: atributos (por omissão, usar `NULL`)
- Em caso de falha, `pthread_mutex_init` retorna -1

– Se a localização for estática a inicialização pode ser feita atribuindo o valor `mux=PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;`
A inicialização estática tem como vantagens (1) ser mais eficiente (2) garante ser feita antes do arranque do fio de execução.

Mutexes - definição (4)

C. Eliminação: Um mutex é eliminado pela função

POSIX:THR `int pthread_mutex_destroy( pthread_mutex_t *);`

- Em caso de sucesso retorna 0.
- As etapas 1 e 7 da vida de um mutex executadas pelo seguinte código

```
int error;
pthread_mutex_t mux;

if (error=pthread_mutex_init(&mux,NULL))
   fprintf(stderr,"Falha por %s\n",strerror(error));
/* ... */
if (error=pthread_mutex_destroy(&mux))
   fprintf(stderr,"Falha por %s\n",strerror(error));
```

Mutexes - operações (1)

D. Aquisição: Aquisição de um mutex, com o respectivo trancar, é efectuada por duas funções

POSIX:THR
```
int pthread_mutex_lock(
      pthread_mutex_t *);
int pthread_mutex_trylock(
      pthread_mutex_t *);
```

- `pthread_mutex_lock` bloqueia até o mutex se encontrar disponível.
- `pthread_mutex_trylock` retorna imediatamente.
- Ambas as funções retornam 0, em caso de sucesso. A falha no trancar do mutex pela função `pthread_mutex_trylock` é indicado pelo valor `EBUSY` na variável `error`.

Nota: os mutexes devem ser trancados pelo fio de execução no mais curto intervalo de tempo possível.

Mutexes - operações (2)

E. Libertação: A primitiva de destrancar um mutex é implementada pela função

POSIX:THR
```
int pthread_mutex_unlock(
      pthread_mutex_t *);
```

- RC garantida pelo seguinte código

```
pthread_mutex_t mux=PTHREAD_MUTEX_INITIALZER;
do{
   pthread_mutex_lock( &mux );    /* RE */
      /* RC */
   pthread_mutex_unlock( &mux ); /* RS */
   /* RR */
while(TRUE);
```

Aplicações de semáforos e mutexes (1)

- A espera num semáforo pode ter de ser antecedida por uma consulta a dados protegidos por mutexes.
- O mutex tem de ser liberto (pthread_mutex_unlok) antes de ser executada a espera no semáforo (sem_wait).
- O formato do programa depende ao número de dados a consultar.
  A. Um único dado: consulta executada com instrução *if-else*.
  B. Vários dados: consulta repetida com instrução *while*.

Aplicações de semáforos e mutexes (2)

A. Um único dado

```
pthread_mutex_lock( &mux );
if ( foo(contador) ) {
   /* espera no semáforo */
   alteraContador();
   pthread_mutex_unlock( &mux );
   sem_wait( &sem ); }
else {
   /* não espera no semáforo */
   alteraContador();
   pthread_mutex_unlock( &mux ); }
```

Aplicações de semáforos e mutexes (3)

B. Vários dados: usar ciclo para verificar condições após o sem_post de outra "thread".

```
while ( 1 ) {
   pthread_mutex_lock( &mux );
   if ( foo1(cont1) && foo2(cont2) ) {
      /* espera no semáforo */
      alteraContador();
      pthread_mutex_unlock( &mux );
      sem_wait( &sem ); }
   else break; }
pthread_mutex_unlock( &mux );
```


6º EXERCÍCIO TEORICO-PRATICO

- Resolva a corrida do produtor-consumidor, usando semáforos.
  - O produtor envia para o consumidor uma sequência de inteiros entre 1 e um valor dado como parâmetro.
  - O produtor assinala o fim dos dados ao enviar um valor negativo.
  - Implemente o programa com memória tampão ("buffer") feita de uma tabela ("array") de dimensão 4.

Mutexes sobre condições - definição (1)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

- Pode haver interesse em sincronizar o acesso a dados com base em variáveis que satisfaçam determinadas condições (e.g., sensor de pressão atinge um valor limiar-"threshold").
- A espera activa-"busy waiting" consome muito CPU

```
while(1) {
   pthread_mutex_lock(&mux);
   if (var==threshlold) break;
   pthread_mutex_unlock(&mux); }
```

- O POSIX disponibiliza variáveis de condição, que actuam como uma porta:
  - Um fio de execução espera fora da porta, chamando `pthread_cond_wait()`.
  - O fio de execução à espera abre porta quando outro fio de execução chamar `pthread_cond_signal()`.

Mutexes sobre condições - definição (2)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

- Um mutex condicionado é uma localização de tipo `pthread_cont_t`

```
#include <pthread.h>
pthread_cont_t cont;
```

- O mutex condicionado tem de ser inicializado antes de ser usado

POSIX:THR

```
int pthread_cond_init(
   pthread_cond_t *,
   const pthread_condattr_t *);
```

  - 1º parâmetro: endereço da localização do mutex condicionada.
  - 2º parâmetro: atributos (por omissão, usar `NULL`)
- A inicialização estática pode ser feita atribuindo um valor `cont=PTHREAD_COND_INITIALZER;`

Mutexes sobre condições - definição (3)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

- Um mutex condicionado é eliminada pela função

  POSIX:THR
  ```
  int pthread_cond_destroy(
        pthread_cond_t *);
  ```

- Um mutex condicionado é usado na seguinte sequência de etapas:
  1. Criar e inicializar o mutex condicionado.
  2. Se a condição não for satisfeita, o fio de execução bloqueia sobre a condição.
  3. Outro fio de execução altera variáveis envolvidas na condição e assinala os fios de execução bloqueados sobre variáveis condicionadas (individualmente ou por difusão).
  4. Fio de execução assinalado volta ao ponto 2.
  5. Eliminar o mutex condicionado.

Mutexes sobre condições–operações(1)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

- O bloqueio de um fio de execução sobre um mutex condicionado é feito por uma das funções:

  POSIX:THR
  ```
  int pthread_cond_wait(
        pthread_cont_t *,
        pthread_mutex_t *);
  int pthread_cond_timedwait(
        pthread_cont_t *,
        pthread_mutex_t *,
        const struct timespec*);
  ```

  – `pthread_cond_wait()` bloqueia o fio de execução até outro fio de execução assinalar possível alteração da condição.
  – Na função `pthread_cond_timedwait()` a espera é temporizada por uma função.

Mutexes sobre condições–operações (2)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

- 1º parâmetro: endereço da localização do mutex condicionado.
- 2º parâmetro: mutex que tranca a região crítica (é na RC que as variáveis de condição podem ser alteradas).
- 3º parâmetro: função de temporização da espera

Nota: as funções `pthread_cond_wait()` e `pthread_cond_timedwait()` só devem ser chamadas após ter sido executado `pthread_lock()`.

Mutexes sobre condições – operações(3)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

- Outro fio de execução assinala alteração sobre variável condicionada pelas funções

POSIX:THR

```
int pthread_cond_signal(
      pthread_cont_t *);
int pthread_cond_broadcast(
      pthread_cont_t *);
```

- parâmetro: endereço da localização da variável condicionada.
- `pthread_cond_signal` destranca pelo menos um fio de execução bloqueado numa variável condicionada, `pthread_cond_broadcast` destranca todos os fios de execução bloqueados numa variável condicionada.

Mutexes sobre condições – exemplo (1)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

- Considere-se um simulador de um termómetro, que deve detectar valores superiores ao limiar TH=40ºC.
  - No exemplo, as temperaturas são geradas por um registo de deslocamento realimentado LFSR, definido pelo polinómio irredutível $x^{11}+x^2+1$.
  - O utilizado deve ser o valor de inicialização, IV, entre 0 e 2048.
  - Quando forem recolhidas IV amostras, o simulador termina.

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <pthread.h>
#include <signal.h>
#define TH 40

void *modify();
void *test();
```

```
int temperature,number,top;
unsigned int SR;

pthread_t mid,tid;

pthread_mutex_t cond_mut=PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
pthread_mutex_t count_lock=PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
pthread_cond_t cvar=PTHREAD_COND_INITIALIZER;
```


Mutexes sobre condições – exemplo (2)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

```
int main(int argc, char *argv[]) {
 if(argc!=2) {
   printf("&s numb,0<numb<2048\n",argv[0]);
   exit(1); }
 SR = atoi( argv[1] );
 if(SR<1 || SR>=2048) {
   printf("%s numb,0<numb<2048\n",argv[0]);
   exit(1); }
 temperature = 0;
 number = 0;
 top = SR;

 pthread_create(&mid,NULL,modify,NULL);
 pthread_create(&tid,NULL,test,NULL);
 pthread_join(tid,NULL);
 return 0; }
```

```
void LFSR() {
 /*gerador x^11+x^2+1*/
  SR = ( ( (
           ( SR>>10 )
         ^ ( SR>>1 )
        )
      & 0x01 )
      << 10)
      | (SR>>1);
}
```

Gerador de números pseudo-aleatórios

Mutexes sobre condições – exemplo (3)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

```
void *modify() {
  pthread_mutex_lock( &count_lock );
  while(1) {
     LFSR();
     pthread_mutex_lock( &cond_mut );
     temperature = (TH+20)*SR/7148;
     number++;
     pthread_mutex_unlock(&cond_mut);
     if (temperature>=TH) {
        pthread_cond_signal( &cvar );
        pthread_mutex_lock( &count_lock );}
  }
  return NULL; }
```

Acorda thread bloqueada na condição

Fica à espera que *temp* seja restabelecida

Mutexes sobre condições – exemplo (4)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

Thread bloqueada enquanto a condição for satisfeita

```
void *test() {

  while(1) {
     pthread_mutex_lock( &cond_mut );
     while ( temperature<TH )
        pthread_cond_wait( &cvar,&cond_mut );
     printf( "Atingida temperatura %d na %d-sima vez\n",
            temperature, number );
     temperature = TH-2;
     pthread_mutex_unlock( &cond_mut );
     pthread_mutex_unlock( &count_lock );
     if (number>=top) {
        pthread_kill( mid,SIGKILL );
        break; }
  }
  return NULL; }
```

Mutexes sobre condições – exemplo (5)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

```
[rgc@asterix Termometro]$ CV 23
Atingida temperatura 46 na 5-sima vez
Atingida temperatura 53 na 6-sima vez
Atingida temperatura 56 na 7-sima vez
Atingida temperatura 58 na 8-sima vez
Atingida temperatura 59 na 9-sima vez
Atingida temperatura 59 na 10-sima vez
Atingida temperatura 49 na 21-sima vez
Atingida temperatura 54 na 22-sima vez
Atingida temperatura 57 na 23-sima vez
Killed
[rgc@asterix Termometro]$
```


Barreiras (1)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

[Def] Barreira: mecanismo de sincronização, em que os fios de execução ficam bloqueados até o número de threads bloqueadas atingir determinada quantidade.

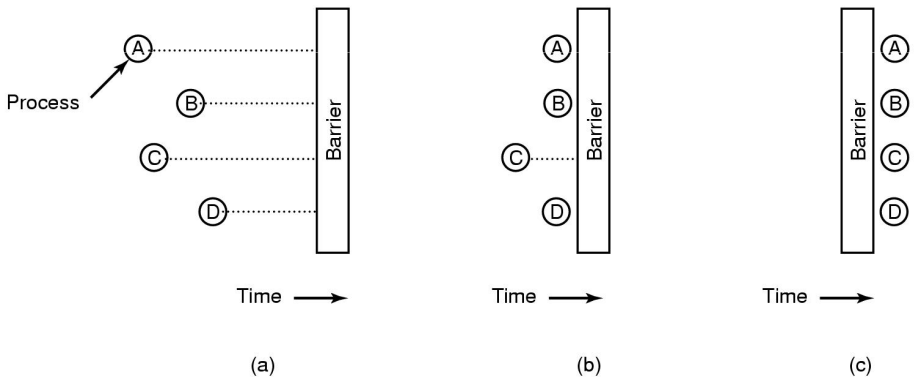


Figura 2-30, Modern Operating Systems

Barreiras (2)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

- As barreiras são usadas quando o processamento é feito por etapas, com a entrada na etapa seguinte feita após todos os fios de execução terem concluido a etapa anterior.
- Barreiras disponibilizadas no pacote *pthreads*, com tipo de dados `pthread_barrier_t`
- Funções de gestão de barreiras:
  A. Inicialização:

```
pthread_barrier_init(
    pthread_barrier_t *,
    pthread_barrierattr_t *,
    unsigned int)
```

O 2º parâmetro identifica os atributos (por omissão, usar NULL).

O 3º parâmetro determina número de threads a sincronizar.

Barreiras (3)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

B. Espera

```
int pthread_barrier_wait(
     pthread_barrier_t *)
```

Uma das threads recebe `PTHREAD_BARRIER_SERIAL_THREAD`, todas as outras recebem 0.

C. Destruição:

```
pthread_barrier_destroy(
    pthread_barrier_t *)
```

Exemplo: Lançar vários fios de execução, cada um incrementa um contador com a sua ordem. Os fios de execução sincronizam numa barreira e imprimem o resultado final do contador.

Nota: alteração do contador protegido por mutex.

Barreiras (4)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <pthread.h>

typedef struct{
   int pos;
} arguments;

pthread_barrier_t barr;
pthread_mutex_t key;
unsigned counter,  /* contador global */
         numbT;    /* número de threads */
```


Barreiras (5)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

```
void * entry_point(void *arg) {
   int rc;

   /* incrementa contador */
   pthread_mutex_lock( &key );
   counter += ((arguments *)arg)->pos;
   printf( "Inicio thread %lx com counter=%d\n",
           pthread_self(),counter );
   pthread_mutex_unlock( &key );

   /* ponto de sincronização */
   rc = pthread_barrier_wait( &barr );
   if(rc != 0 && rc != PTHREAD_BARRIER_SERIAL_THREAD) {
      fprintf( stderr,"Impossivel esperar na barreira\n");
      exit(-1); }

   printf( "Thread %lx termina com contador=%d\n",
           pthread_self(),counter );
   pthread_exit( NULL ); }
```

Barreiras (6)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

```
int main(int argc, char *argv[]) {
   pthread_t *thr;
   arguments *arg;
   int i;

   if( argc!=2 ) {
      fprintf( stderr," %s number\n",argv[0] );
      exit( -1 ); }
   numbT = atoi( argv[1] );
   thr = ( pthread_t* )malloc( numbT*sizeof(pthread_t) );

   /* Inicialização da barreira */
   if( pthread_barrier_init( &barr,NULL,numbT ) ) {
      fprintf( stderr,"Impossivel criar barreira\n" );
      return -1; }

   /* Inicialização de variáveis */
   pthread_mutex_init( &key,NULL );
   counter = 0;
```


Barreiras (7)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

```
   /* Lança threads */
   for( i=0;i<numbT;i++ ) {
     arg = (arguments *)malloc(sizeof(arguments));
     arg->pos = i;
     if( pthread_create( &(thr[i]),NULL,entry_point,
         (void *) arg) ) {
        fprintf( stderr,"Erro no lancamento de thread %d\n",i );
        exit( 20 ); }
   }

   /* Espera pela conclusão das threads */
   for( i = 0;i<numbT;++i ) {
      if( pthread_join(thr[i],NULL) ) {
         fprintf( stderr,"Nao pude juntar thread %d\n",i );
         exit( 21 ); }
   }

   pthread_barrier_destroy( &barr ); }
```

Barreiras (8)

Curiosidade, não faz parte da avaliação

```
[rgc@asterix Barrier]$ barrier 6
Inicio thread b7faeb90 com counter=0
Inicio thread b75adb90 com counter=1
Inicio thread b6bacb90 com counter=3
Inicio thread b61abb90 com counter=6
Inicio thread b57aab90 com counter=10
Inicio thread b4da9b90 com counter=15
Thread b4da9b90 termina com contador=15
Thread b75adb90 termina com contador=15
Thread b57aab90 termina com contador=15
Thread b61abb90 termina com contador=15
Thread b6bacb90 termina com contador=15
Thread b7faeb90 termina com contador=15
[rgc@asterix Barrier]$
```