# 04. Mutexy, monitory

**ZOS 2013, L. Pešička**

## Semafory

- Ošetření kritické sekce
  - ukázka – více nezávislých kritických sekcí
- Synchronizace: Producent – konzument
  - možnost procesu zastavit se a čekat na událost
  - 2 události
    - buffer prázdný – čeká konzument
    - buffer plný – čeká producent
  - „uspání procesu“ – operace semaforu P

## Problém spícího holiče – jen zadání (The barbershop problem)

**Holičství**

- čekárna s N křesly a holičské křeslo
- žádný zákazník – holič spí
- zákazník vstoupí
  - všechna křesla obsazena – odejde
  - holič spí – vzbudí ho
  - křesla volná – sedne si na jedno z volných křesel

Napsat program, koordinující činnost holiče a zákazníků

Je celá řada podobných synchronizačních úloh, cílem je pomocí synchronizačních mechanismů ošetřit úlohu, aby fungovala korektně a nedocházelo např. k vyhladovění …

## Literatura pro samostatnou práci

The Little Book of Semaphores
(Allen B. Downey)

kniha volně dostupná na netu:
http://greenteapress.com/semaphores/

Serializace: událost A se musí stát před událostí B
Vzájemné vyloučení: události A a B se nesmí stát ve stejný čas

## Mutexy, monitory

- Mutexy, implementace
- Implementace semaforů
- Problémy se semafory
- Monitory
  - Různé reakce na signal
- Implementace monitorů

Obsah další části přednášky

## Mutexy

- Potřeba zajistit vzájemné vyloučení
  - chceme „spin-lock“ bez aktivního čekání
  - nepotřebujeme obecně schopnost semaforů čítat
- mutex – mutual exclusion
  - paměťový zámek

Mutex řeší vzájemné vyloučení a je k systému šetrnější než čistě aktivní čekání spin-lock, můžeme jej naimplementovat např. pomocí TSL instrukce a volání yield

## Implementace mutexu – podpora jádra OS

Oblíbená instrukce TSL

```
mutex_lock:TSL R, mutex     ;;  R:=mutex a mutex:=1
CMP R, 0                    ;; byla v mutex hodnota 0?
JE ok                       ;; pokud byla na OK
CALL yield                  ;; vzdáme se procesoru -
                               naplánuje se jiné vlákno
JMP mutex_lock              ;; zkusíme znovu, pozdějí
ok: RET

mutex_unlock:
LD mutex, 0                 ;; ulož  0 do  mutex
RET
```

Vzdát se CPU

## Implementace mutexu – volání yield

Šetří CPU

- volající se dobrovolně vzdává procesoru ve prospěch jiných procesů (vláken,…)
- jádro OS přesune proces mezi připravené a časem ho opět naplánuje
- použití – např. vzájemné vyloučení mezi vlákny stejného procesu
- lze implementovat jako knihovnu prog. jazyka

## Moderní OS – semafory, mutexy

Moderní OS nám dávají k dispozici určitou množinu synchronizačních nástrojů, z nichž si programátor vybírá

- obecné (čítající) semafory
  - obecnost
  - i pro řešení problémů meziprocesové komunikace
- mutexy
  - paměťové zámky, binární semafory
  - pouze pro vzájemné vyloučení
  - při vhodné implementaci efektivnější

## Spin-lock (aktivní čekání)

- spin-lock – vhodný, pokud je čekání krátké a procesy běží paralelně
- není vhodné pro použití v aplikacích
  - aplikace – doba čekání se může velmi lišit
- obvykle se používá uvnitř jádra OS, v knihovnách, ...

když víme, že budeme čekat jen krátce

## Mutex x binární semafor

- Společné – použití pro vzájemné vyloučení
- Často se v literatuře mezi nimi příliš nerozlišuje
- Někdy jsou zdůrazněny rozdíly

uvědomte si, kdy nám toto může vadit

Mutex

s koncepcí vlastnictví:

Odemknout mutex může jen stejné vlákno/proces, který jej zamkl (!)

pamatovat si co znamená pojem mutex s koncepcí vlastnictví

## Renetrantní mutex

- Stejné vlákno může získat několikrát zámek
- Stejně tolikrát jej musí zas odemknout, aby mohlo mutex získat jiné vlákno
- Viz: http://en.wikipedia.org/wiki/Reentrant_mutex

Na ukázku různých variant: reentrantní mutex, futex, …

## Futex

- Userspace mutex, v Linuxu
- V kernel space: wait queue (fronta)
- V user space: integer (celé číslo, zámek)

Vždy se řeší otázka rychlosti, ceny

Systémové volání je obvykle nákladná záležitost, proto snaha minimalizovat jejich počet

- Vlákna/procesy mohou operovat nad číslem v userspacu s využitím atomických operací a systémové volání (které je drahé) jen pokud je třeba manipulovat s frontou čekajících procesů (vzbudit čekající proces, dát proces do fronty čekajících)
- Viz http://en.wikipedia.org/wiki/Futex

Dále bude ukázána obecná implementace semaforu a implementace semaforu s využitím mutexu

## Implementace semaforu obecná – datové struktury

```
typedef struct  {
        int value;                  // hodnota semaforu
        struct process *list;       // fronta zablokovaných
}                                   // procesů
```

Zatímco předpokládáme, že hodnota semoforu je >= 0 pro vnitřní implementaci můžeme připustit i záporné hodnoty (udávají počet blokovaných procesů)

## Implementace semaforu obecná - P

```
P (semaphore s) {
   s.value--;
   if (s.value < 0)
        blokuj(s.list);
}
```

blokuj – zablokuje volající proces, zařadí jej do fronty čekajících na daný semafor s.list

## Implementace semaforu obecná - V

```
V (semaphore s) {
   s.value++;
   if (s.value <= 0)
      if (s.list != NULL) {   // někdo spí nad S
        vyjmi_z_fronty(p);
        vzbud (p);            // blokovaný -> připrav.
   }
}
```

## Semafory implementace s využitím mutexu

- S každým semaforem je sdruženo:
- celočíselná proměnná **s.c**
  - pokud může nabývat i záporné hodnoty
  - |s.c| vyjadřuje počet blokovaných procesů
- binární semafor **s.mutex**
  - vzájemné vyloučení při operacích nad semaforem
- seznam blokovaných procesů **s.L**

## Seznam blok. procesů

- Proces, který nemůže dokončit operaci P bude zablokován a uložen do seznamu procesů s.L blokovaných na semaforu s
- Pokud při operaci V není seznam prázdný
  - vybere ze seznamu jeden proces a odblokuje se

## Uložení datové struktury semafor

- semafory v jádře OS
  - přístup pomocí služeb systému
- semafory ve sdílené paměti

## Popis implementace

```
type semaphore = record
   m: mutex;        // mutex pro přístup k semaforu
   c: integer;      // hodnota semaforu
   L: seznam procesu
end
```

## Popis implement. – operace P

```
P(s): mutex_lock(s.m);
   s.c := s.c - 1;
   if s.c < 0 then
        begin
              zařad' volající proces do seznamu s.L;
              označ volající proces jako "BLOKOVANÝ";
              naplánuj některý připravený proces;
              mutex_unlock(s.m);
              přepni kontext na naplánovaný proces
        end
   else
        mutex_unlock(s.m);
```

## Popis implement. – operace V

```
V(s): mutex_lock(s.m);
        s.c := s.c + 1;
        if s.c <= 0 then
          begin
              vyber a vyjmi proces ze sez. s.L;
              odblokuj vybraný proces
          end;
      mutex_unlock(s.m);
```

## Popis implementace

- Pseudokód
- Skutečná implementace řeší i další detaily
  - Organizace datových struktur
    - Pole, seznamy, …
  - Kontrola chyb
    - Např. jeli při operaci V záporné s.c a přitom s.L je prázdné

## Popis implementace

- Implementace v jádře OS
  - Obvykle používá aktivní čekání (spin-lock nad s.mutex)
  - Pouze po dobu operace nad obecným semaforem – max. desitky instrukcí - efektivní

## Mutexy vs. semafory

- Mutexy – vzájemné vyloučení vláken v jednom procesu
  - Např. knihovní funkce
  - Často běží v uživatelském režimu
- Obecné semafory – synchronizace mezi procesy
  - Implementuje jádro OS
  - Běží v režimu jádra
  - Přístup k vnitřním datovým strukturám OS

## Problémy se semafory

- primitiva P a V – použita kdekoliv v programu
- Snadno se udělá chyba
  - Není možné automaticky kontrolovat při překladu

## Chyby – přehození P a V

Přehození P a V operací nad mutexem:

1. V()
2. kritická sekce
3. P()

Důsledek – více procesů může vykonávat kritickou sekci současně

## Chyby – dvě operace P

1. P()
2. Kritická sekce
3. P()

Důsledek - deadlock

## Chyby – vynechání P, V

- Proces vynechá P()
- Proces vynechá V()
- Vynechá obě

Důsledek – porušení vzájemného vyloučení nebo deadlock

## Monitory

- Snaha najít primitiva vyšší úrovně, která zabrání části potenciálních chyb
- Hoare (1974) a Hansen (1973) nezávisle na sobě navrhli vysokoúrovňové synchronizační primitivum nazývané monitor
- Odlišnosti v obou návrzích

## Monitor

- Monitor – na rozdíl od semaforů – jazyková konstrukce
- Speciální typ modulu, sdružuje data a procedury, které s nimi mohou manipulovat
- Procesy mohou volat proceduru monitoru, ale nemohou přistupovat přímo k datům monitoru

## Monitor

- V monitoru může být v jednu chvíli AKTIVNÍ pouze jeden proces
- Ostatní procesy jsou při pokusu o vstup do monitoru pozastaveny

## Terminologie OOP

- Snaha chápat kritickou sekci jako přístup ke sdílenému objektu
- Přístup k objektu pouze pomocí určených operací – metod
- Při přístupu k objektu vzájemné vyloučení, přístup po jednom

## Monitory

příklad se vztahuje k syntaxi Pascalu, tak jak monitor implementoval např. sw Baci

- Monitor – Pascalský blok podobný proceduře nebo funkci
- Uvnitř monitoru definovány proměnné, procedury a funkce
- Proměnné monitoru – nejsou viditelné zvenčí
  - Dostupné pouze procedurám a funkcím monitoru
- Procedury a funkce – viditelné a volatelné vně monitoru

## Příklad monitoru

```
monitor m;
   var proměnné ...
       podmínky ...

   procedure p; { procedura uvnitř monitoru }
   begin
       ...
   end;
begin
   inicializace;
end;
```

## Příklad

- Použití pro vzájemné vyloučení

```
monitor m;              // příklad – vzájemné vyloučení
   var x: integer;
   procedure inc_x;                 { zvětší x }
   begin
        x:=x+1;
   end;
   function get_x: integer;         { vrací x }
   begin
        get_x:=x
   end
begin
   x:=0
end; { inicializace x };
```

## Problém dosavadní definice

- Výše uvedená definice (částečná) – dostačuje pro vzájemné vyloučení
- ALE nikoliv pro synchronizaci – např. řešení producent/konzument
- Potřebujeme mechanismus, umožňující procesu se pozastavit a tím uvolnit vstup do monitoru
- S tímto mechanismem jsou monitory úplné

## Synchronizace procesů v monitoru

- Monitory – speciální typ proměnné nazývané podmínka (condition variable)
- Podmínky
  - definovány a použity pouze uvnitř monitoru
  - Nejsou proměnné v klasickém smyslu, neobsahují hodnotu
  - Spíše odkaz na určitou událost nebo stav výpočtu (mělo by se odrážet v názvu podmínky)
  - Představují frontu procesů, které na danou podmínku čekají

## Operace nad podmínkami

- Definovány 2 operace – wait a signal

**C.wait**

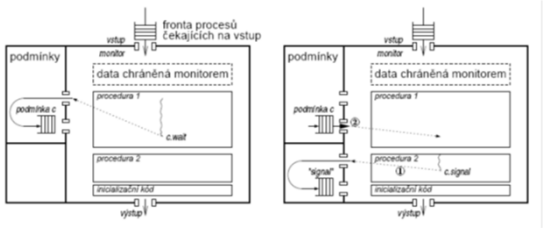
- Volající bude pozastaven nad podmínkou C
- Pokud je některý proces připraven vstoupit do monitoru, bude mu to dovoleno

## Operace nad podmínkami

**C.signal**

- Pokud existuje 1 a více procesů pozastavených nad podmínkou C, reaktivuje jeden z pozastavených procesů, tj. bude mu dovoleno pokračovat v běhu uvnitř monitoru
- Pokud nad podmínkou nespí žádný proces, nedělá nic ☺
  - Rozdíl oproti semaforové operaci V(sem), která si “zapamatuje”, že byla zavolána

## Schéma monitoru




## Problém s operací signal

- Pokud by signál pouze vzbudil proces, běžely by v monitoru dva
  - Vzbuzený proces
  - A proces co zavolal signal
- ROZPOR s definicí monitoru
  - V monitoru může být v jednu chvíli aktivní pouze jeden proces
- Několik řešení

## Řešení reakce na signal

- Hoare
  - proces volající c.signal se pozastaví
  - Vzbudí se až poté co předchozí rektivovaný proces opustí monitor nebo se pozastaví
- Hansen
  - Signal smí být uveden pouze jako **poslední** příkaz v monitoru
  - Po volání signal musí proces opustit monitor

## Jak je to v BACI?

- Monitory podle Hoara
- Waitc (cond: condition)
- Signalc (cond: condition)
  - semantika dle Hoara
- Waitc (cond: condition, prio: integer)
  - Čekajícímu je možné přiřadit prioritu
  - Vzbuzen bude ten s nejvyšší prioritou
    Nejvyšší priorita – nejnižší číslo prio

## Monitory v jazyce Java

- Existují i jiné varianty monitorů, např. zjednodušené monitory s primitivy wait a notify v jazyce Java a dalších
- S každým objektem je sdružen monitor, může být i prázdný
- Metoda nebo blok patřící do monitoru označena klíčovým slovem synchronized

## Monitory - Java

```
class jméno {
   synchronized void metoda() {
        ....
   }
}
```

## Monitory - Java

- S monitorem je sdružena jedna podmínka, metody:
- wait() – pozastaví volající vlákno
- notify() – označí jedno spící vlákno pro vzbuzení, vzbudí se, až volající opustí monitor (x c.signal, které pozastaví volajícího)
- notifyAll() – jako notify(), ale označí pro vzbuzení všechna spící vlákna

## Monitory - Java

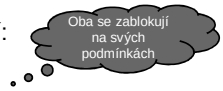
- Pozn. Jde vlastně o třetí řešení problému, jak ošetřit volání signal
- Čekající může běžet až poté, co proces volající signál opustí monitor

## Monitory Java – více podmínek

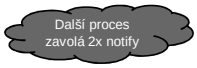
- Více podmínek, může nastat následujcií (x od Hoarovských monitorů)
- Pokud se proces pozastaví, protože proměnná B byla false, nemůže počítat s tím, že po vzbuzení bude B=true

## Více podmínek - příklad

- 2 procesy, nastalo zablokování:
  - P1: if not B1 then c1.wait;
  - P2: if not B2 then c2.wait;




- Proces např. P3 běžící v monitoru způsobí splnění obou podmínek a oznámí to pomocí
  - If B1 then c1.notify;
  - If B2 then c2.notify;




## Více podmínek - příklad

- Po opuštění monitoru se vzbudí P1
- Proces1 způsobí, že B2=false
- Po vzbuzení P2 bude B2 false, i když by logicky předpokládal, že tomu tak není
- Volání metody wait by mělo být v cyklu (x od Hoarovskych)
- While not B do c.wait;

## Java – volatile proměnné

- poznámka
- Vlákno v Javě si může vytvořit soukromou pracovní kopii sdílené proměnné
- Zapíše zpět do sdílené paměti pouze při vstupu/výstupu z monitoru
- Pokud chceme zapisovat proměnnou při každém přístupu – deklarovat jako volatile

## Shrnutí - monitory

- Základní varianta – Hoarovské monitory
- V reálných prog. jazycích varianty
  - Prioritní wait (např. BACI)
  - Primitiva wait a notify (Java, Borland Delpi)
- Výhoda monitorů
  - Automaticky řeší vzájemné vyloučení
  - Větší odolnost proti chybám programátora
- Nevýhoda
  - Monitory – koncepce programovacího jazyka, překladač je musí umět rozpoznat a implementovat

## Práce s vlákny v C

- Některé myšlenky i v rozhraní LINUXu pro práci s vlákny
- Úsek kódu ohraničený
  - pthread_mutex_lock(m) .. pthread_mutex_unlock(m)
- Uvnitř lze používat obdobu podmínek z monitorů

## Práce s vlákny v C

- pthread_cond_wait(c, m) - atomicky odemkne m a čeká na podmínku
- pthread_cond_signal(c) - označí 1 vlákno spící nad c pro vzbuzení
- pthread_cond_broadcast(c) - označí všechna vlákna spící nad c pro vzbuzení

## Řešení producent/konzument pomocí monitoru

```
Monitor ProducerConsumer
var
   f, e: condition;
   i: integer;
```

```
procedure enter;
begin
if i=N then wait(f);        {pamět je plná, čekám }
enter_item;                 { vlož položku do bufferu }
i:=i+1;
if i=1 then signal(e);      { prvnií položka => vzbudím konz. }
end;

procedure remove;
begin
if i=0 then wait(e);        { pamět  je prázdná => čekám }
remove_item;                { vyjmi položku z bufferu }
i:=i-1;
if i=N-1 then signal(f);    { je zase místo }
end;
```

## Inicializační sekce

```
begin
i:=0; { inicializace }
end
end monitor;
```

{ A vlastní použití monitoru dále: }

```
begin                          // začátek programu
   cobegin
        while true do     { producent}
        begin
          produkuj zaznam;
          ProducerConsumer.enter;
        end {while}
        ||
        while true do     { konzument }
        begin
          ProducerConsumer.remove;
          zpracuj zaznam;
        end {while}
   coend
end.
```

## Implementace monitorů pomocí semaforů

- Monitory musí umět rozpoznat překladač programovacího jazyka
- Přeloží je do odpovídajícího kódu
- Pokud např. OS poskytuje semafory může je využít pro implementaci monitoru

## Co musí implementace zaručit

1. Běh procesů v monitoru musí být vzájemně vyloučen (pouze 1 aktivní v monitoru)
2. Wait musí blokovat aktivní proces v příslušné podmínce
3. Když proces opustí monitor, nebo je blokován podmínkou AND existuje >1 procesů čekajících na vstup do monitoru
   => musí být jeden z nich vybrán

## Implementace monitoru

- Existuje-li proces pozastavený jako výsledek operace signal, pak je vybrán
- Jinak je vybrán jeden z procesů čekajících na vstup do monitoru

4. Signal musí zjistit, zda existuje proces čekající nad podmínkou
   - Ano –aktuální proces pozastaven a jeden z čekajících reaktivován
   - Ne – pokračuje původní proces

## Implementace monitoru

```
Semafory
   m = 1;        // chrání přístup do monitoru
   u = 0;        // pozastavení procesu při signal()
  w[i] = 0;      // pozastavení při wait()
                 // pole t semaforů, kolik je podmínek
Čítače
   ucnt = 0;     // počet pozastavení pomocí signal
   wcnt[i]       // počet pozastavených na dané
                 // podmínce voláním wait
```

## Vstup do monitoru, výstup z monitoru

Každý proces vykoná následující kód

```
P(m);                  // vstup – zamkne semafor
…                      // tělo procedury v monitoru
                       // výstupní kód
if ucnt > 0 then       // byl někdo zablokovaný
   V(u);               //že volal signal? Ano – pustíme ho
else                   // jinak pustíme další
   V(m);               // proces do monitoru
```

## Implementace volání c.wait()

```
wcnt [i] = wcnt [i] + 1;
if ucnt > 0 then          // někdo bude pokračovat
   V(u);                  // blokovaný na signál
else                      // nebo ze vstupu
   V(m);
P(w[i]);                  // čekáme na podmínce
wcnt [i] = wcnt [i] - 1;  // čekání skončilo
```

## Implementace volání c.signal()

```
ucnt = ucnt + 1;
If wcnt [i] > 0 then      // někdo čekal nad ci
begin
   V(w[i]);               // pustíme čekajícího
   P(u);                  // sami čekáme
end;
ucnt = ucnt-1;            // čekání skončilo
```