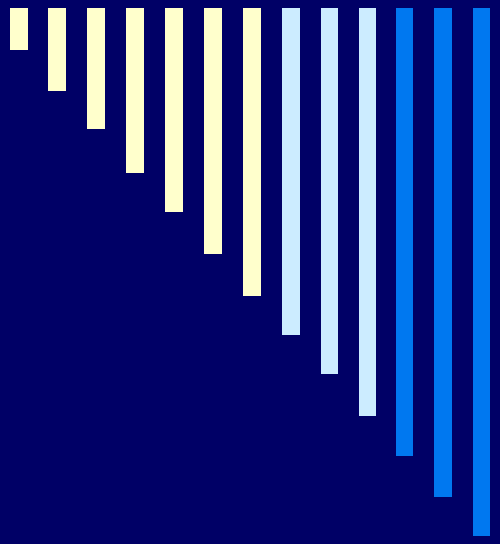


03. Synchronizace procesů

ZOS 2012, L. Pešička

Stavy procesů – poznámky k implementaci v Linuxu

- Zombie
  - Proces dokončil svůj kód
  - Stále má záznam v tabulce procesů
  - Čekání, dokud rodič nepřečte exit status (voláním wait()); příkaz ps zobrazuje stav “Z“
- Sirotek
  - Jeho kód stále běží, ale skončil rodičovský proces
  - Adoptován procesem init

Jak na zombii?

```
#include <stdio.h>
int main (void) {
     int i,j;
     i = fork();
if (i == 0)
  printf ("Jsem potomek s pidem %d, rodic ma %d\n", getpid(),
     getppid());
else {
  printf ("Jsem rodic s pidem %d, potomek ma %d\n", getpid(), i);
  for (j=10; j<100; j++) j=11;  // rodic neskonci, nekonečná smyčka
  }
 }
```

Potomek skončí hned, ale
rodič se točí ve smyčce

Plánování procesů

- **Krátkodobé** – CPU scheduling
  kterému z připravených procesů bude přidělen procesor; vždy ve víceúlohovém

typický plánovač jak jej známe

- **Střednědobé** – swap out
  odsun procesu z vnitřní paměti na disk

- **Dlouhodobé** – job scheduling
  výběr, která úloha bude spuštěna
  dávkové zpracování
  (dostatek zdrojů – spusť proces)

Liší se – frekvencí spouštění plánovače

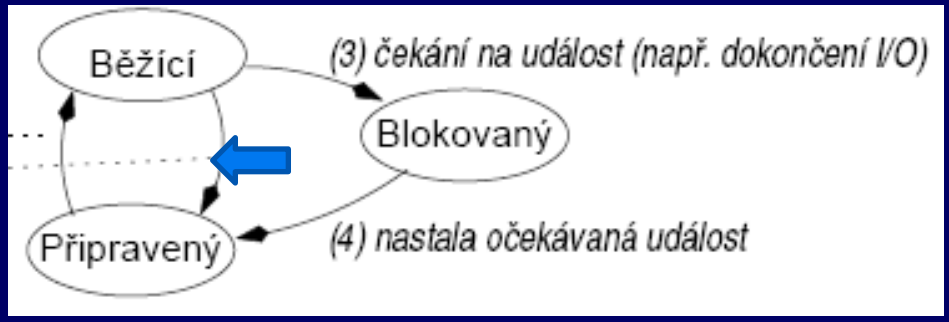
Plánování procesů

Stupeň multiprogramování

- Počet procesů v paměti
- Zvyšuje: long term scheduler
- Snižuje: middle term scheduler

Ne v každém OS musí být všechny tři typy plánovače, typicky jen krátkodobý plánovač

Plánování



- Nepreemptivní
  - Proces skončí
  - Běžící -> Blokovaný
    - Čekání na I/O operaci
    - Semafor
    - Čekání na ukončení potomka
- Preemptivní
  - Navíc přechod:
    Běžící -> Připravený
    - Uplynulo časové kvantum

Proces opustí CPU:
jen když skončí,
nebo se zablokuje

Preemptivní
Problém – proces může
být přerušen kdykoliv,
bohužel i v nevhodný čas

Vlákna

Vlákna mohou být implementována:

- V jádře
- V uživatelském prostoru
- Kombinace

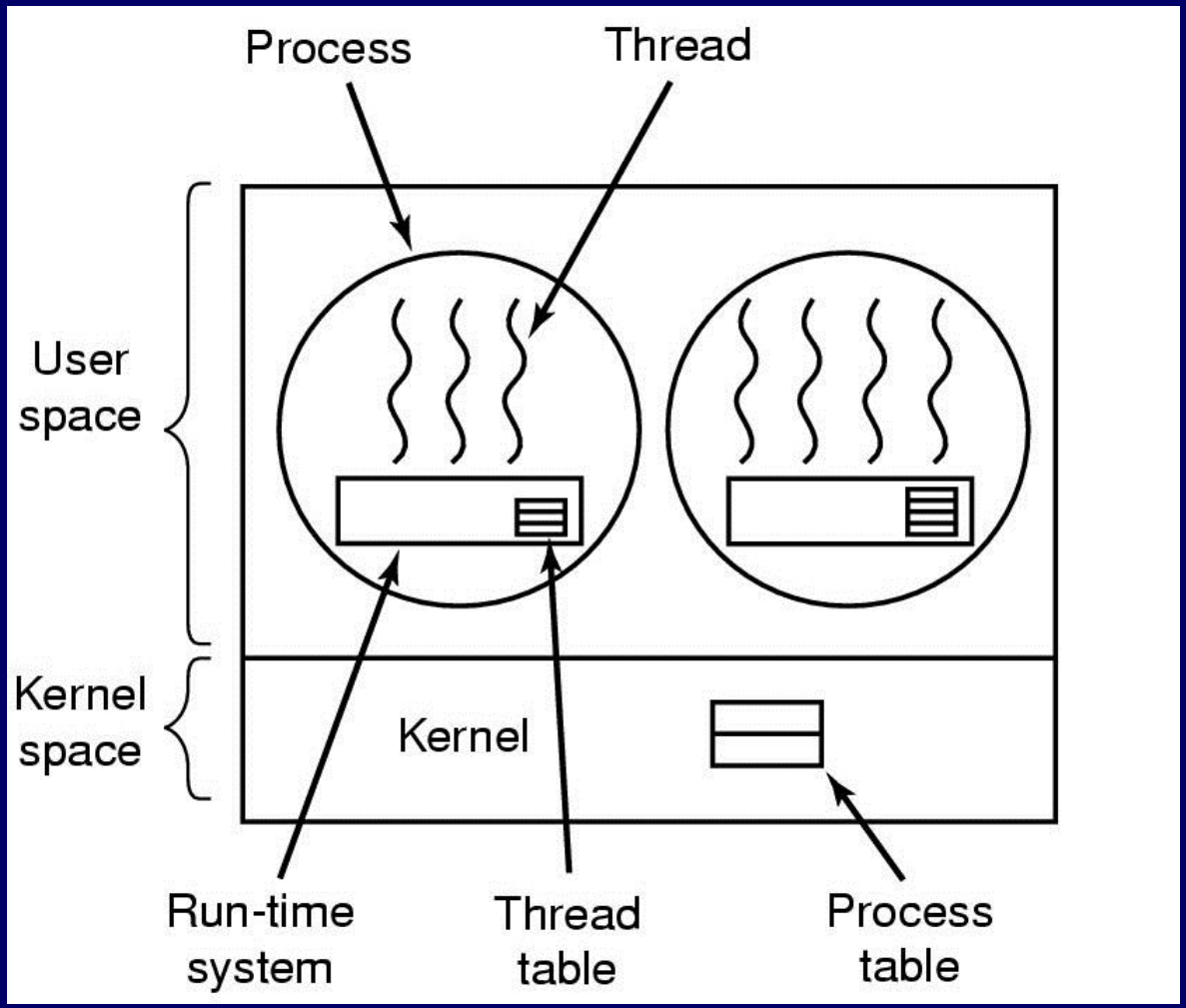
Zná jádro pojem vlákna?
Jsou v jádře plánována vlákna nebo procesy?

Vlákna v User Space

Jádro plánuje procesy,

O vláknech nemusí vůbec vědět.

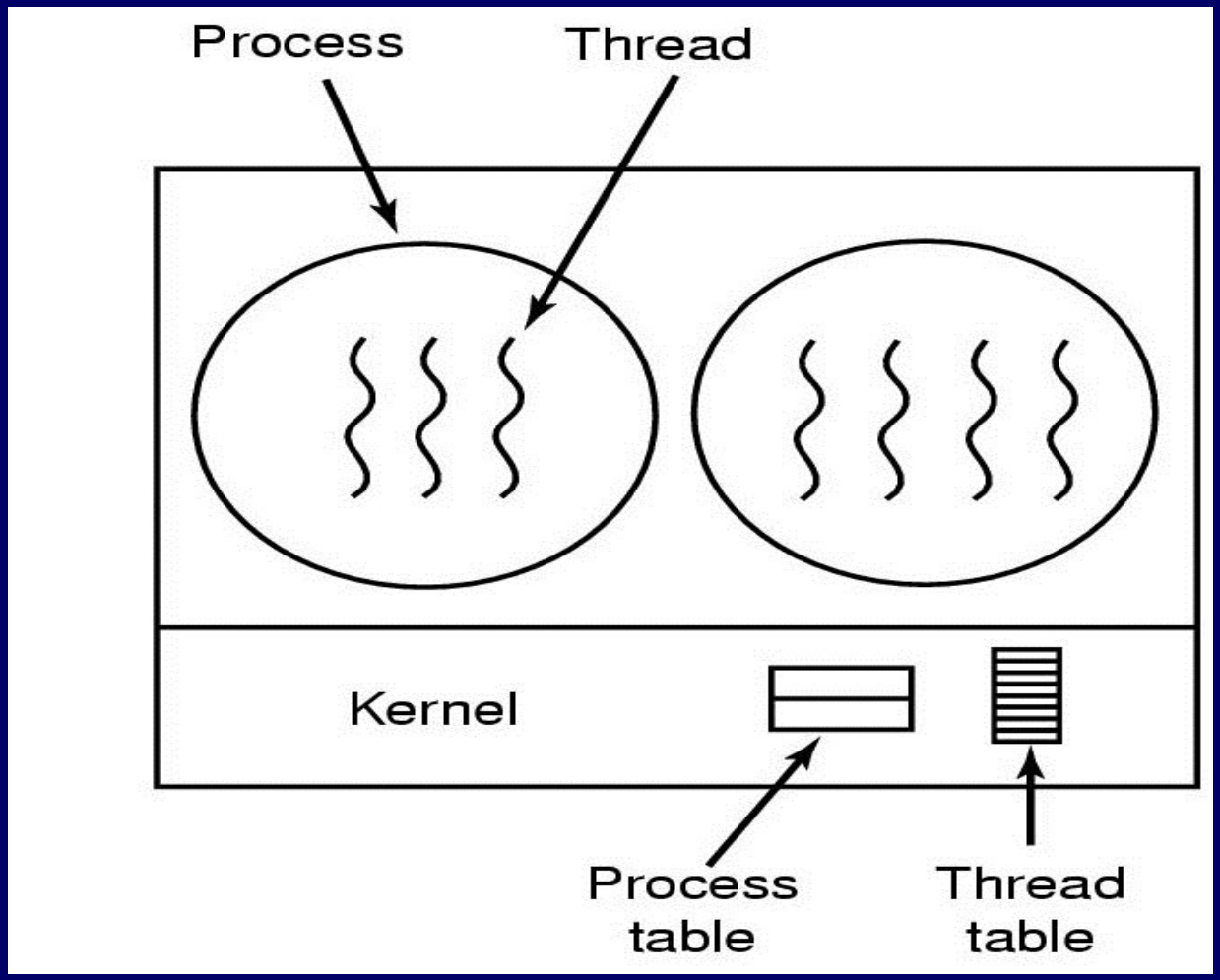
Pokud vlákno zavolá systémové volání, celý proces se zablokuje



Vlákna v jádře

Jádro plánuje jednotlivá vlákna.

Kromě tabulky procesů má i tabulku vláken.

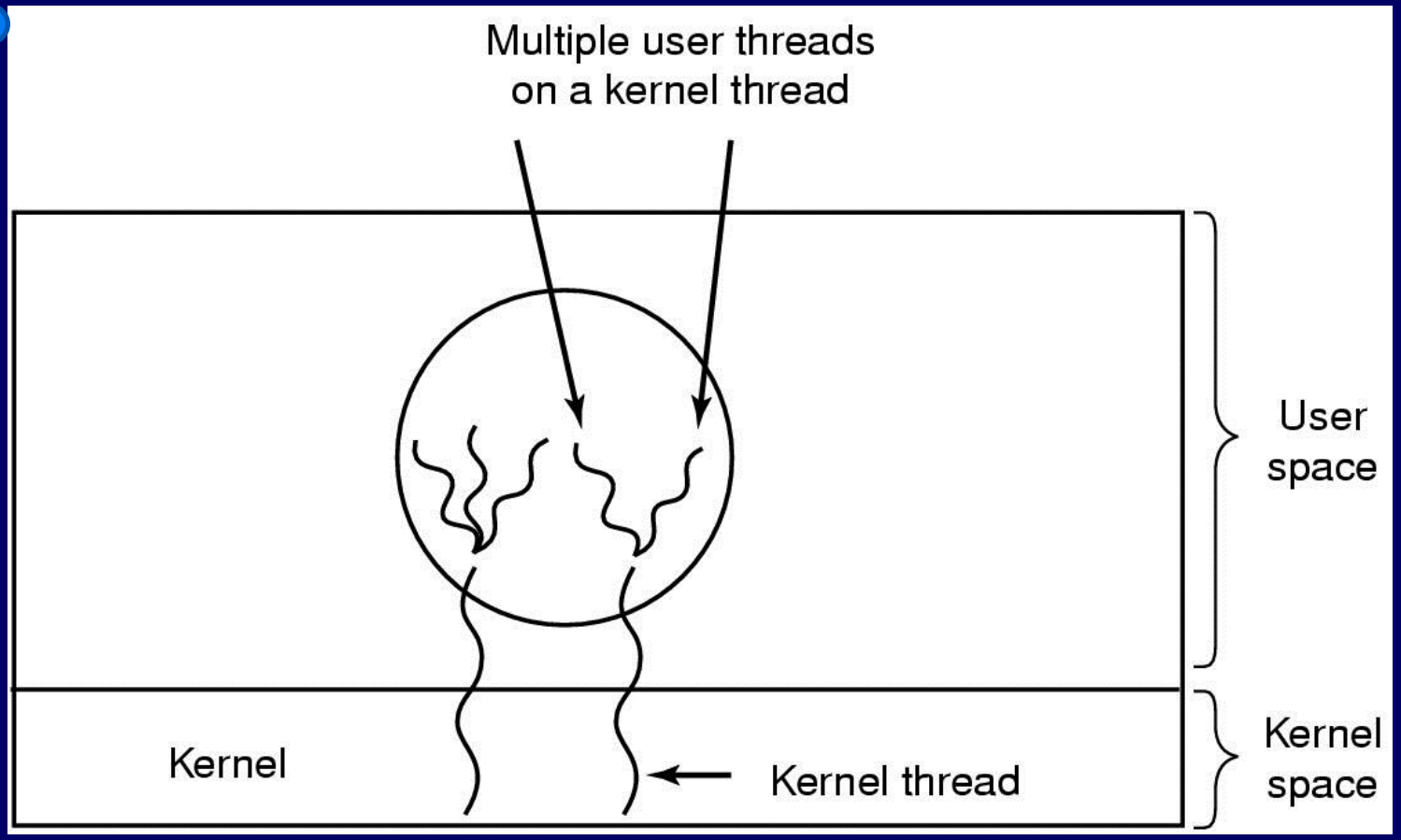


Hybridní implementace

Mapování vláken v user space na vlákna v jádře

Různá mapování

Zobecněný model



Modely - vlákna

- one-to-one (1:1)
  - Každé vlákno – separátní proces v jádře
  - Plánovač jádra je plánuje jako běžné procesy
- many-to-one (M:1)
  - User level plánovač vláken
  - Z pohledu jádra – pouze 1 proces
- many-to-many (M:N)
  - Komerční unixy (Solaris, Digital Unix, IRIX)

Linux

- Systémové volání **clone()**
  - Zobecněná verze fork()
  - One-to-one model
  - Dovoluje novému procesu sdílet s rodičem
    - Paměťový prostor
    - File descriptors
    - Signal handlers
  - Specifické pro Linux, není přenositelné (portable), není obecně v unixových systémech

Můžeme říci, co z uvedeného bude sdíleno

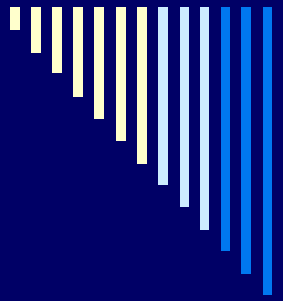
Pthreads

Knihovna vláken

- Historicky každý výrobce měl svoje řešení
- UNIX – IEEE POSIX 1003.1c standard (1995)
  - POSIX .. jednotné rozhraní, přenositelnost programů
  - Implementace POSIX threads – Pthreads

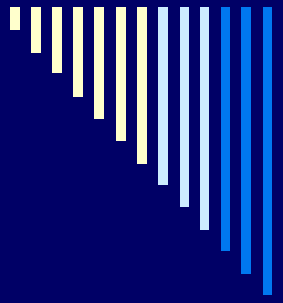
- gcc –lpthread -o vlakna vlakna.c (překlad na eryxu)

- http://yolinux.com/TUTORIALS/LinuxTutorialPosixThreads.html
- http://www.root.cz/clanky/programovani-pod-linuxem-tema-vlakna/
  - Série článků, procesy, vlákna, synchronizace, …



Implementace v Linuxu - dříve

- Název: Linux threads
  - Starší
  - Používala clone()
  - Využívala signály SIGUSR1 a SIGUSR2 pro koordinaci vláken, nemohl je použít uživatel
  - Jen pro zajímavost uvedena



Implementace v Linuxu - dnes, kernel 2.6.*

Native Posix Thread Library (NPTL)

- Také využívá systém.volání clone()
- Synchronizační primitivum futex
- Implementace 1:1
  - Vlákno vytvořené uživatelem pthread_create() odpovídá 1:1
    plánovatelné entitě v jádře (task)
  - Výhodou – rychlost
    100 000 vláken na IA-32 2s
    bez NPTL cca 15 min

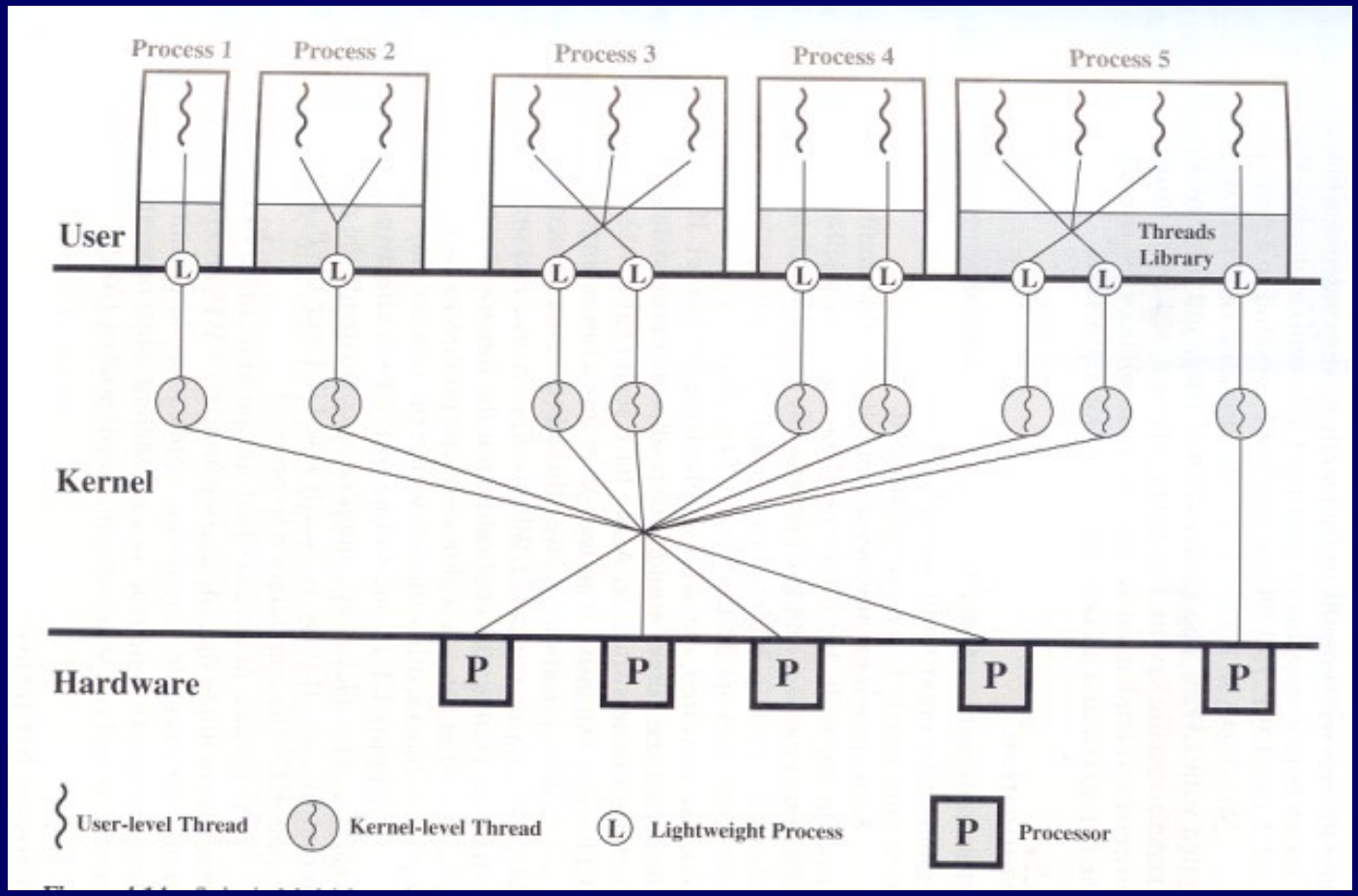
Vlákna - Solaris

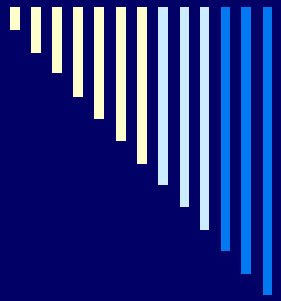
Často uváděný příklad obecné koncepce vláken

- Uživatelská vlákna, vlákna jádra
- Lehké procesy (LWP)
- Každý proces – min. 1 LWP
- Uživatelská vlákna multiplexována mezi LWP procesy
- Pouze vlákno napojené na některý LWP může pracovat
- Ostatní blokována nebo čekají na uvolnění LWP

- Každý LWP proces – jedno vlákno jádra
- Další vlákna jádra bez LWP – např. obsluha disku
- Vlákna jádra – multiplexována mezi procesory

Vlákna Solaris





phtreads – základní funkce

funkce	popis
pthread_create()	Vytvoří nové vlákno
pthread_join()	Čeká na dokončení vlákna

Příklad – vlákna – fce vlákna

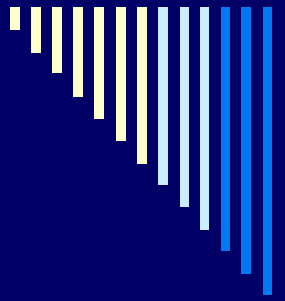
```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <pthread.h>

void *print_message_function( void *ptr )
{
    char *message;
    message = (char *) ptr;
    printf("%s \n", message);
}
```

Příklad – vlákna - main

```
main()
{
    pthread_t thread1, thread2;
    char *message1 = "Thread 1";
    char *message2 = "Thread 2";
    int  iret1, iret2;

   /* vytvoříme 2 vlákna, každé pustí podprogram s různým parametrem */

    iret1 = pthread_create( &thread1, NULL, print_message_function, (void*)
message1);
    iret2 = pthread_create( &thread2, NULL, print_message_function, (void*)
message2);
```

Příklad – vlákna - main

```
/* hlavni vlákno bude čekat na dokončeni spuštěných vláken    */
 /* jinak by mohlo hrozit, že skončí dřív než spuštěná vlákna */
                          ===== zde 1+2=3 vlákna ====

    pthread_join( thread1, NULL);
    pthread_join( thread2, NULL);
                                ===== zde 1 hlavní vlákno ====
    printf("Thread 1 returns: %d\n",iret1);
    printf("Thread 2 returns: %d\n",iret2);
    exit(0);
}
```



Vlákna - Java

- Vlákno – instance třídy java.lang.Thread
- Odvodit potomka, překrýt metodu run()
  - Vlastní kód vlákna
- Spuštění vlákna – volání metody start() třídy Thread

- Další možnost - třída implementující rozhraní Runnable

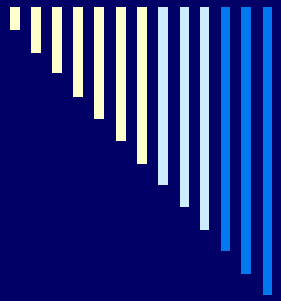
```
class Něco implements Runnable {
    public void run() { … } }
```

Problémy preemptivních systémů

Pokud je systém preemptivní (což často chceme, aby se procesy rychle střídaly na CPU), může dojít k odstavení procesu od procesoru v nevhodný čas

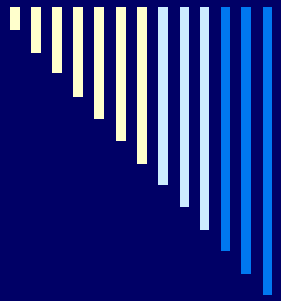
Např. manipuluje se sdílenou datovou strukturou, a než dokončí všechny potřebné akce, dojde k přeplánování na jiný proces (vlákno), což může vést ke špatnému výsledku

Taková chyba se může projevit velmi nepravidelně, třeba 1x za 100 000 běhů programu.



Synchronizace procesů

- Časový souběh
- Kritická sekce
- Algoritmy pro přístup do kritické sekce
- Semafory



Časový souběh

- Procesy sdílejí společnou paměť – čtení a zápis
- Může nastat časový souběh (race condition)

- Př.: dva procesy zvětšují asynchronně společnou proměnnou X

Příklad dvou procesů

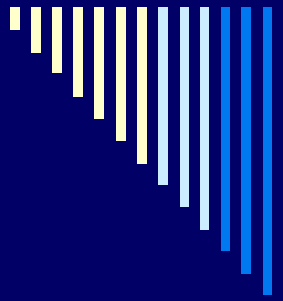
```
cobegin
    ...
    x := x + 1;
    ...
    ||
    ...
    x := x + 1;
    ...
coend
```

1.proces

2.proces

společná paměť:

x



Příkaz na nízkoúrovňové instrukce

x := x + 1;

1. Načtení hodnoty x do registru (LD R, x)
2. Zvýšení hodnoty x (INC R)
3. Zápis nové hodnoty do paměti (LD x, R)

Pokud oba procesy provedou příkazy sekvenčně, bud mít x správně x+2

Chybné pořadí vykonání

Přepnutí v nevhodném okamžiku.. Pseudoparalelní běh

1. P1: LD R, x // x je 0, R je 0
2. P2: LD R, x // x je 0, R je 0
3. INC R // x je 0, R je 1
4. LD x, R // x je 1, R je 1
5. P1: // x je 1, R je 0 – rozpor
6. INC R // x je 1, R je 1
7. LD x, R // x je 1, R je 1

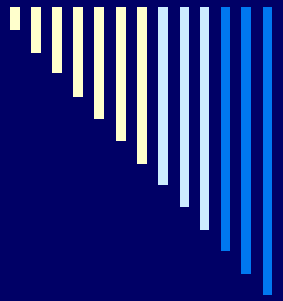
Výsledek – chyba, neprovedlo se každé zvětšení, místo 2 je 1

Chybné vykonání – 2 CPU

Chyba i při paralelním běhu

```
Proces 1:                    Proces 2:

  LD R, x                      ...
  INC R                        LD R, x
  LD x, R                      INC R
  ...                          LD x, R
```

K chybě může dojít jak při pseudoparalelním běhu,
tak i při paralelním běhu



Př. bankovní transakce

Dva procesy přístup do databáze

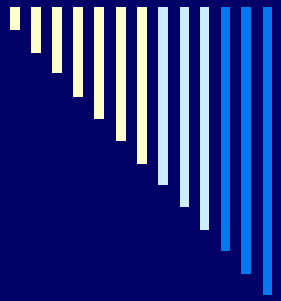
- Účet := účet + 20 000 1. proces
- Účet := účet – 15 000 2. proces

Správný výsledek?

Možné výsledky?

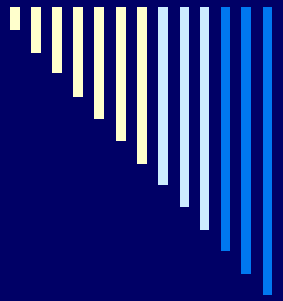
Časový souběh – další příklady

- Přidávání prvku do seznamu
  - Častá činnost v systémovém programování
- Přístup do souboru
  - 2 procesy chtějí vytvořit soubor a zapsat do něj
  - 1. proces – zjistí, že soubor není
  - ... přeplánování ...
  - 2. proces – zjistí, že soubor není, vytvoří a zapíše
  - 1. proces – pokračuje, vytvoří a zapíše
    - znehodnotí činnost druhého procesu



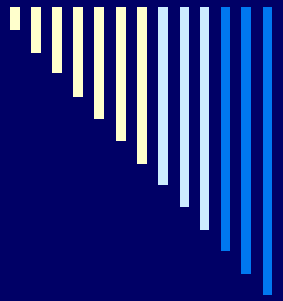
Výskyt souběhu

- časový souběh se projevuje nedeterministicky
- většinu času běží programy bez problémů
- hledání chyby je obtížné



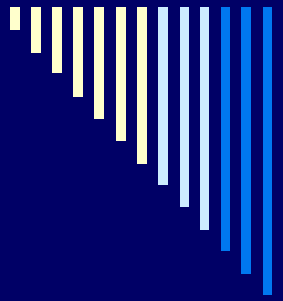
Řešení časového souběhu

- pokud čtení a modifikace atomicky
  - atomicky = jedna nedělitelná operace
  - souběh nenastane
- hw většinou není praktické zařídit
- sw řešení
  - v 1 okamžiku dovolíme číst a zapisovat společná data pouze 1mu procesu
  - => ostatním procesům zabránit



Kritická sekce

- sekvenční procesy
  - komunikace přes společnou datovou oblast
- kritická sekce (critical section, region)
  - místo v programu, kde je prováděn přístup ke společným datům
- úloha – jak implementovat, aby byl v kritické sekci v daný okamžik pouze 1 proces



Společná datová oblast

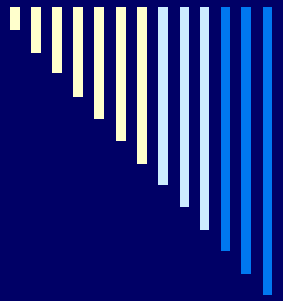
- hlavní paměť (sdílené proměnné x,y,z,..)
- soubor
  - pokud 1 proces pracuje s jinou hodnotou, než jakou očekává jiný proces
  - zamykání částí souboru – řeší časový souběh
- každá kritická sekce se vztahuje ke konkrétním datům, ke kterým se v ní přistupuje

Počet kritických sekcí

- Kritická sekce nemusí být jedna
- Pokud procesy sdílejí tři proměnné x, y, z
  - Každá z nich představuje KS1, KS2, KS3

Mohli bychom sice říci, že jde o jednu KS, ale potom bychom zbytečně blokovali přístup k y, řešíme-li souběh nad x atd.

Analogie: když potřebujeme zamknout řádku tabulky v databázi, není potřeba zamykat celou tabulku, která může mít třeba milion záznamů – vliv na výkon systému

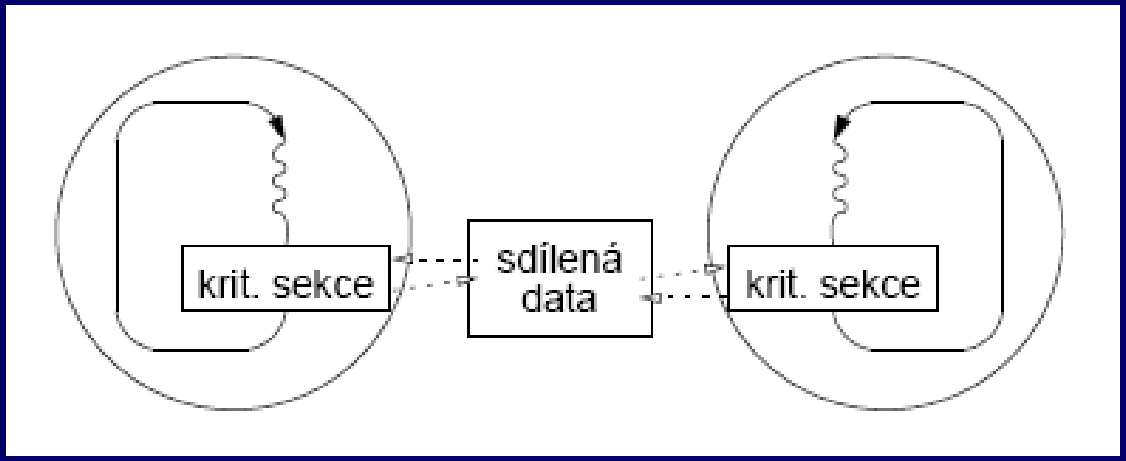


Struktura procesů

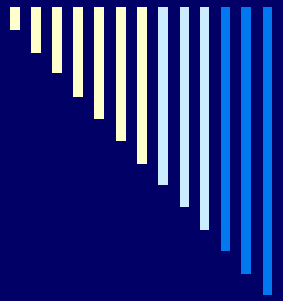
```
cobegin
P1: while true do              // nekonečná smyčka
 begin
    nevinná_činnost;           // pouze s vlastními daty
    kritická_sekce             // přístup do sdílených dat
end
||
P2: ...                        // totéž co P1
coend
```

Cílem slidu je říci, že činnost procesu se skládá z částí, kdy pracuje s vlastními daty a z částí, kdy přistupuje ke sdíleným datům

Kritická sekce



Proces, který chce do kritické sekce musí počkat, až z ní jiný proces vystoupí

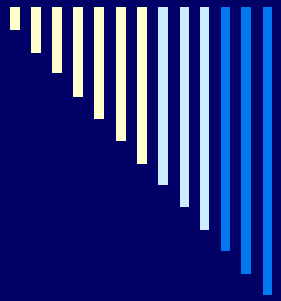


Pravidla pro řešení časového souběhu (!)

1. Vzájemné vyloučení - žádné dva procesy nesmějí být současně uvnitř své kritické sekce

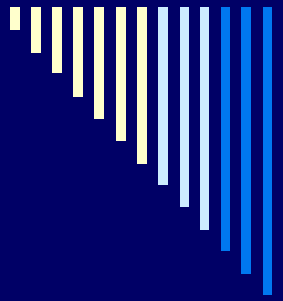
2. Proces běžící mimo kritickou sekci nesmí blokovat jiné procesy (např. jim bránit ve vstupu do kritické sekce)

3. Žádný proces nesmí na vstup do své kritické sekce čekat nekonečně dlouho (jiný vstupuje opakovaně, neumí se dohodnout v konečném čase, kdo vstoupí první)



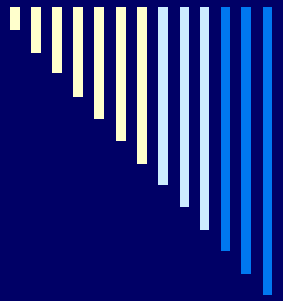
Možnosti řešení

- Zákaz přerušení
- Aktivní čekání
- Zablokování procesu



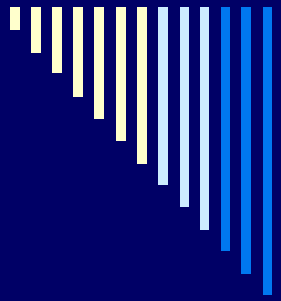
Zákaz přerušení

- vadí přeplánování procesů
  - výsledek přerušení v systémech se sdílením času
- zákaz přerušení –> k přepínání nedochází
  - zakaž přerušení;
  - kritická sekce;
  - povol přerušení;



Zákaz přerušení II.

- nejjednodušší řešení – na uniprocesoru (1 CPU)
- není dovoleno v uživatelském režimu (jinak by uživatel zakázal přerušení a už třeba nepovolil...)
- používáno často uvnitř jádra OS
- ale není vhodné pro uživatelské procesy



Aktivní čekání - předpoklady

- zápis a čtení ze společné datové oblasti jsou nedělitelné operace
  - současný přístup více procesů ke stejné oblasti povede k sekvenčním odkazům v neznámém pořadí
  - platí pro data <= délce slova
- kritické sekce nemohou mít přiřazeny prioritu
- relativní rychlost procesů je neznámá
- proces se může pozastavit mimo kritickou sekci

Algoritmus 1 – procesy přistupují střídavě

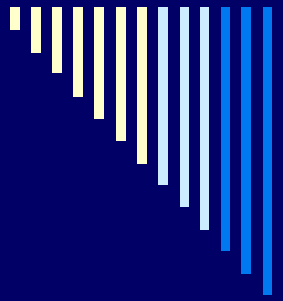
```
program striktni_stridani;
var turn: integer;
begin
    turn := 1;
    cobegin
        P1: while true do
          begin
                while turn = 2 do;     // čekací smyčka
                      KS;              // kritická sekce
                turn := 2              // a může druhý
          end
```

:= přiřazení (Java =)
= porovnání (Java ==)

Algoritmus 1 pokračování

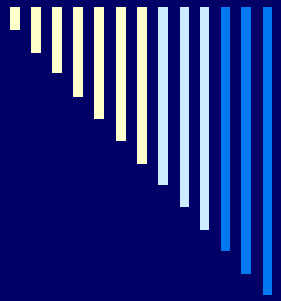
||

```
  P2: while true do
    begin
          while turn = 1 do;      // čekací smyčka
                KS;               // kritická sekce
          turn:= 1                // a může první
    end
coend
end
```



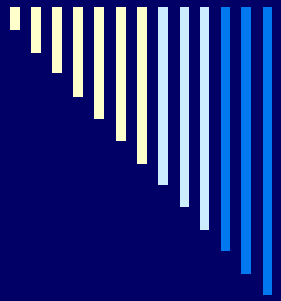
Algoritmus 1

- Problém – porušuje pravidlo 2
- Pokud je jeden proces podstatně rychlejší, nemůže vstoupit do kritické sekce 2x za sebou



Aktivní čekání

- Aktivní čekání
  - Průběžné testování proměnné ve smyčce, dokud nenabude očekávanou hodnotu
- Většinou se snažíme vyhnout
  - plýtvá časem CPU
- Používá se, pokud předpokládáme krátké čekání
  - spin lock

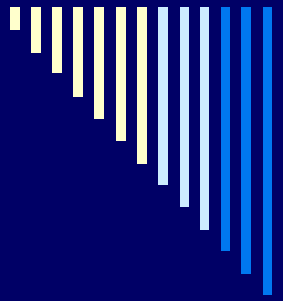


Algoritmus - Peterson

- První úplné řešení navrhl Dekker, ale je poměrně složité
- Jednodušší a elegantnější algoritmus navrhl Peterson (1981)
  - viz dále řešení pro 2 procesy
  - lze i zobecnit

Peterson – enter_CS()

```
program petersonovo_reseni;
var turn: integer;
interested: array [0..1] of boolean;          // na začátku {false, false}

procedure enter_CS(process: integer);
var other: integer;
begin
    other:=1-process;                         // ten druhý proces
    interested[process]:=true;                // oznámí zájem o vstup
    turn:=process;                            // nastaví příznak
    while turn=process and interested[other]=true do ;
end;
```



Peterson – leave_CS()

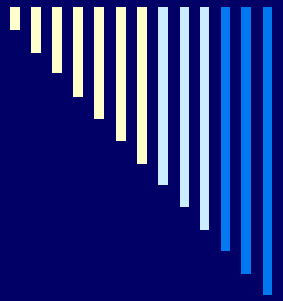
```
procedure leave_CS(process: integer);
    begin
        interested[process]:=false;        // oznámí odchod z KS
end;
```

Peterson – použití enter_CS() a leave_CS()

```
begin
    interested[0]:=false; // inicializace
    interested[1]:=false;
    cobegin
            while true do {cyklus - vlákno 1}
                    begin
                            enter_CS(0);
                            KS1;
                            leave_CS(0);
                    end {while}
    || {vlákno 2 analogické}
    coend
end.
```

Z funkce enter_CS se vrátí až tehdy, když je kritická sekce volná !

Zavoláním leave_CS dáme najevo, že kritická sekce končí a dovnitř může někdo další



Peterson - vysvětlení

while turn=process and interested[other]=true do ;

Pokud chce do KS pouze jeden z procesů:

interested[other] bude false, a smyčka končí

Pokud chtějí do KS oba dva:

rozhoduje první část turn == process
turn bude vždy mít hodnotu 0, nebo 1, nic jiného
jeden z procesů skončí čekací smyčku

Peterson – vysvětlení podrobněji

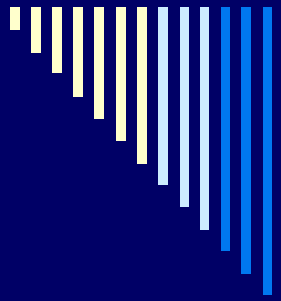
- na začátku není v KS žádný proces
- první proces volá enter_CS(0)
  - interested[0] := true; turn := 0;
  - nebude čekat ve smyčce, interested[1] je false
- nyní proces 2 volá enter_CS(1)
  - interested[1]:= true; turn := 1;
  - čeká ve smyčce, dokud interested[0] nebude false (leave_CS)
- pokud oba volají enter_CS téměř současně...
  - oba nastaví interested na true
  - oba nastaví turn na své číslo ALE provede se sekvenčně, 0 OR 1
  - např. druhý proces bude jako druhý ☺, tedy turn bude 1
  - oba se dostanou do while, první proces projde, druhý čeká

Spin lock s instrukcí TSL (!!)

- hw podpora:
- většina počítačů – instrukci, která otestuje hodnotu a nastaví paměťové místo v jedné nedělitelné operaci

- operace Test and Set Lock – TSL, TS:
- TSL R, lock
  - LD R, lock
  - LD lock, 1

  - R je registr CPU
  - lock – buňka paměti, 0 false nebo 1 true; boolean;

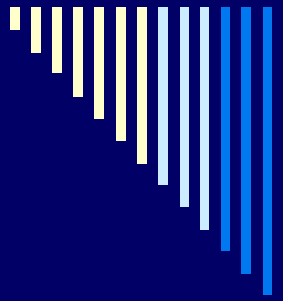


TSL

- Provádí se nedělitelně (atomicky) – žádný proces nemůže k proměnné lock přistoupit do skončení TSL
- Multiprocesor – zamkne paměťovou sběrnici po dobu provádění instrukce

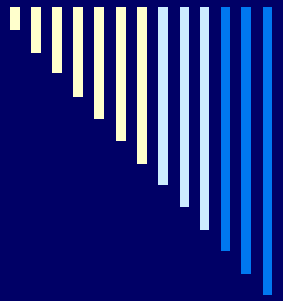
TSL - použití

- Proměnná typu zámek – na počátku 0
- Proces, který chce vstoupit do KS – test
  - Pokud 0, nastaví na 1 a vstoupí do KS
  - Pokud 1, čeká
- Pokud by TSL nebyla atomická
  - Jeden proces přečte, vidí 0 .. Přeplánování..
  - Druhý proces přečte, vidí 0, nastaví 1, vstoupí KS
  - První proces naplánován, zapíše 1 a je také v KS



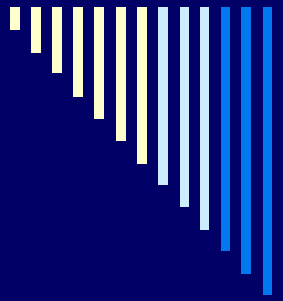
Implementace zámku

```
Spin_lock:
        TSL R, lock         ;; atomicky R=lock, lock=1
        CMP R, 0            ;; byla v lock 0?
        JNE spin_lock       ;; pokud ne cykluj dál
        RET                 ;; návrat, vstup do KS
Spin_unlock:
        LD lock, 0          ;; ulož hodnotu 0 do lock
        RET
```



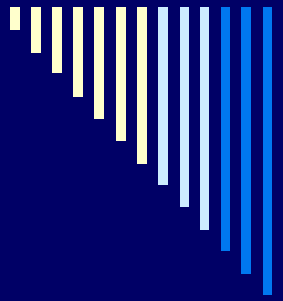
Implementace zámku – pozn.

- Cyklus přes návěští spin_lock dokud lock je 1
- Když někdo jiný vyvolá spin_unlock, přečte 0 a může vstoupit do KS
- Pokud na vstup do KS čeká více procesů
  - Hodnotu 0 přečte jenom jeden z nich (první kdo vykoná TSL)



Implementace – jádro Linuxu

```
spin_lock:
        TSL R, lock
        CMP R, 0          ;; byla v lock 0 ?
        JE cont           ;; pokud byla, skočíme
Loop:   CMP lock, 0       ;; je lock 0 ?
        JNE loop          ;; pokud ne, skočíme
        JMP spin_lock     ;; pokud ano, skočíme
Cont:   RET               ;; návrat, vstup do KS
```



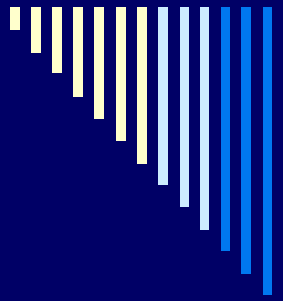
Náhrada TSL

- **Uniprocesor**
  - Nedělitelnost zakázáním přerušení (DI/EI, CLI/STI)
- **Multiprocesor**
  - Primitivní operace s uzamčením sběrnice
- Př. I8086:
  - MOV AL, 1 ; do AL 1
  - LOCK XCHG AL, X ; zamkne sběrnici pro XCHG
    ; zamění AL a X

TSL – v pseudokódu

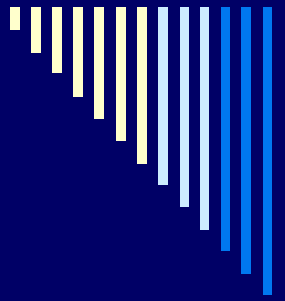
```
atomic function TSL (var x: boolean) : boolean;
begin
    TSL := x;
    x := true;
end;
```

Instrukci TSL si můžeme namodelovat s využitím atomické funkce (provede se nedělitelně)



Implementace spin-locku

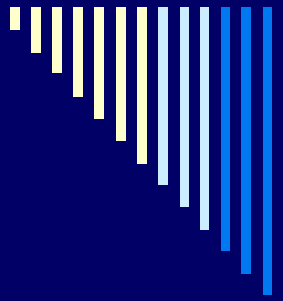
```
type lock = boolean;

procedure spin_lock (var m: lock);
begin
  while TSL(m) do ;     {čeká dokud je m true}
end;
```



Implementace spin-locku

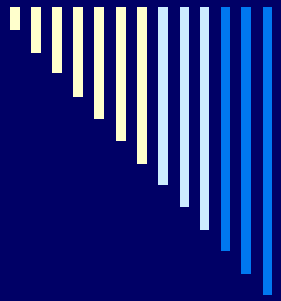
```
procedure spin_unlock (var m: lock);
begin
    m := false;
end;
```

Pozn. V literatuře TSL někdy se nastavuje true, někdy false; chce to předem znát sémantiku



Problém řešení s aktivním čekáním

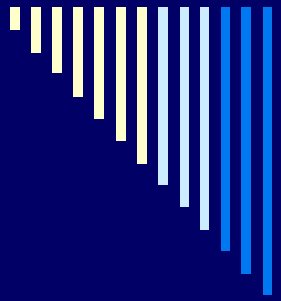
- Peterson, spin-lock
- Ztracený čas CPU
  - Jeden proces v KS, další může ve smyčce přistupovat ke společným proměnným – krade paměťové cykly aktivnímu procesu
- Problém inverze priorit
  - Pouze zde připustíme, že procesy mají prioritu
  - Dva procesy, jeden s vysokou H a druhý s nízkou L prioritou, H se spustí jakmile připraven



Problémy akt. čekání, problém: inverze priorit

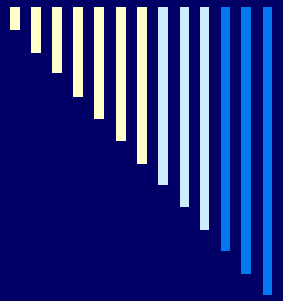
- L je v kritické sekci
- H se stane připravený (např. má vstup)
- H začne aktivní čekání
- L ale nebude už nikdy naplánován, nemá šanci dokončit KS
- H bude aktivně čekat do nekonečna

- **Problém inverze priorit**



Řešení problémů s akt. čekáním

- hledala se primitiva, která proces zablokují, místo aby čekal aktivně



Semafory (!!)

- Dijkstra (1965) navrh primitivum, které zjednodušuje komunikaci a synchronizaci procesů – semafory
- Semafor – **proměnná**, obsahuje nezáporné celé číslo
- Semaforu lze přiřadit hodnotu pouze při deklaraci
- Nad semafory pouze **operace** P(s) a V(s)

Struktura semaforu (!!)

```
typedef struct {
    int value;
    process_queue *fronta;
}  semaphore;
```

hodnota semaforu: 0, 1, 2, ..

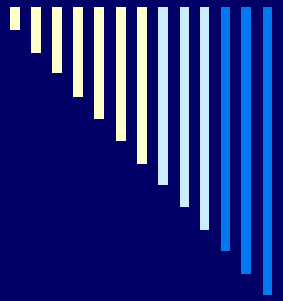
fronta procesů čekajících na semafor

Operace P(!!)

Operace P(S):

```
if S > 0
    S--;
else
  zablokuj_proces;
```

zablokuje proces, který chtěl provést operaci P, přidá jej do fronty procesů čekajících na semafor



Operace V(!!)

Operace V(S):

```
if (proces_blokovany_nad_semaforem)
     jeden_proces_vzbud;
else
    s++;
```

(Pokud je nad semaforem S zablokovaný jeden nebo více procesů, vzbudí jeden z procesů; proces pro vzbuzení je vybrán náhodně)

Pamatuj

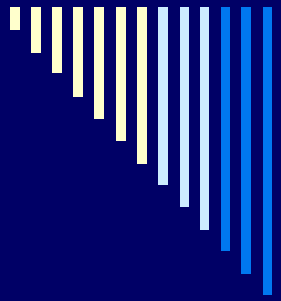
Semafor je tvořen celočíselnou proměnnou **s** a frontou procesů, které čekají na semafor, a jsou nad ním implementovány operace **P()** a **V()**

s může nabývat hodnot 0, 1, 2, ..

Hodnota 0 znamená, že je semafor zablokovaný, a volání, operace P() se daný proces zablokuje

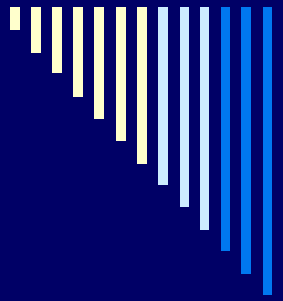
Nenulová hodnota s znamená, kolik procesů může zavolat operaci P(), aniž by došlo k jejich zablokování

Pro vzájemné vyloučení je tedy počáteční hodnotu s potřeba nastavit na 1, aby operaci P() bez zablokování mohl vykonat jeden proces



Poznámky

- Operace P a V jsou nedělitelné (atomické) akce
  - Jakmile začne operace nad semaforem – nikdo k němu nemůže přistoupit dokud operace neskončí nebo se nezablokuje
- Několik procesů současně ke stejnému semaforu
  - Operace se provede sekvenčně v libovolném pořadí



Poznámky - terminologie

- V literatuře P(s) někdy wait(s) nebo down(s)
- V(s) nazýváno signal(s) nebo up(s)

- Původní označení z holandštiny
- P proberen – otestovat
- V verhogen – zvětšit

- *Pomůcka – např. abecední pořadí operací*

Vzájemné vyloučení – pomocí semaforů

- Vytvořit semafor s hodnotou 1
- Před vstupem do KS – P(s)
- Po dokončení KS – V(s)

P(s); … KS … ; V(s);

- Je-li libovolný proces v KS
  - Potom S je 0, jinak S je 1

Vzájemné vyloučení

Do kritické sekce smí vstoupit pouze 1 proces současně

Na počátku je vstup do kritické sekce volný

Vzájemné vyloučení (!!!)

```
var s: semaphore = 1;
cobegin
    while true do
    begin
        ...
        P(s);
        KS1;
        V(s);
        ...
    end
|| {totéž dělá další proces}
coend
```

Na začátku je vstup do kritické sekce volný, tedy hodnota semaforu 1

Z funkce P(s) se vrátíme, až když je vstup do kritické sekce volný

Zavoláním V(s) signalizujeme, že je kritická sekce nyní volná a dovnitř může někdo další

Otázky k uvedenému příkladu

Co kdybychom na začátku semafor špatně inicializovali na hodnotu 2?

Co kdybychom na začátku semafor špatně inicializovali na hodnotu 0?

Co kdybychom zapomněli po dokončení kritické sekce zavolat V(s) ?

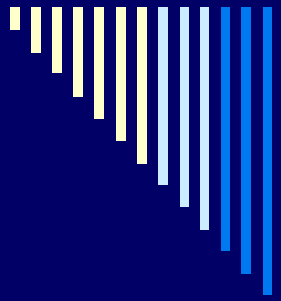
Co kdybychom před vykonáním kritické sekce nezavolali operaci P(s)?

Použití semaforů

Binární semafor může nabývat jen hodnot 0 a 1

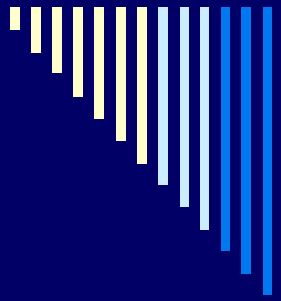
- Vzájemné vyloučení
  - **Mutexy**, binární semafory .. 0 a 1
- Kooperace procesů
  - Problém omezených zdrojů (např. velikost bufferu)
  - Obecné semafory .. 0, 1, 2 ..

Pro vzájemné vyloučení můžeme samozřejmě využít obecný semafor, binární nám navíc může ohlídat, že hodnoty budou jen 0 a 1



Vzájemné vyloučení - KS

- Procesy soupeří o zdroj
- Ke zdroji může chtít přistupovat víc než 1 proces v daném čase
- Každý proces může existovat bez ostatních
- Interakce POUZE pro zajištění serializace přístupu ke zdroji



Kooperace procesů

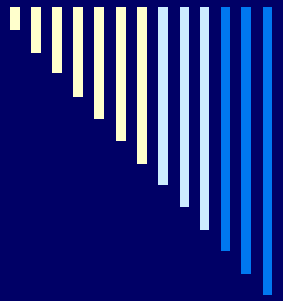
- Procesy se navzájem **potřebují**, potřeba vzájemné výměny informací
- Nejjednodušší případ – pouze synchronizační signály
- Obvykle – i další informace – např. zasíláním zpráv

Producent – konzument (!!!)

Producent – konzument je jedna ze základních synchronizačních úloh z teorie OS.

Cílem je správně synchronizovat přístup k sdílenému bufferu omezené velikosti – ošetřit mezní stavy, kdy je prázdný a naopak plný.

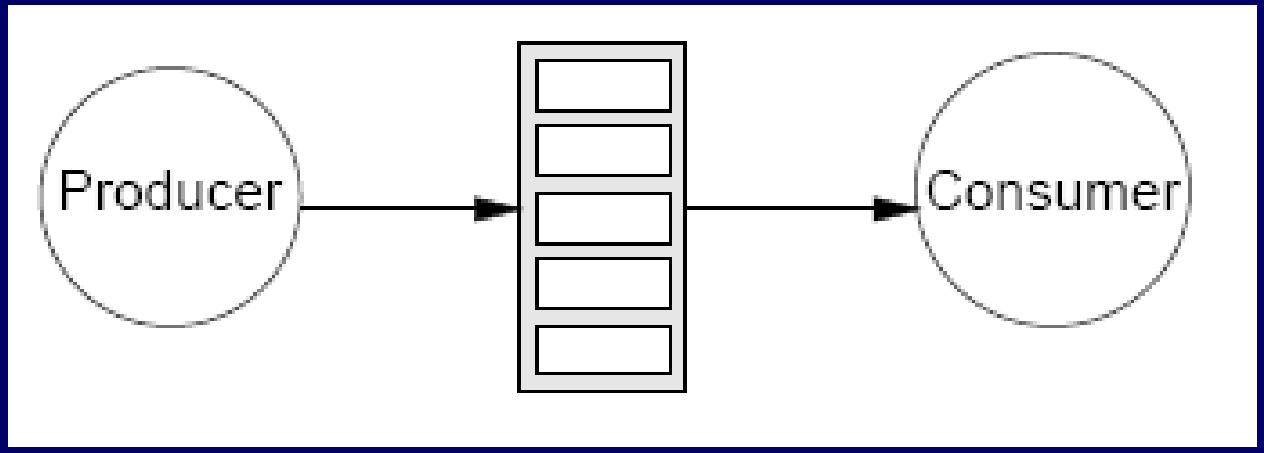
Měli byste umět v obecné podobě tuto úlohu vyřešit s využitím tří semaforů.



Problém producent-konzument

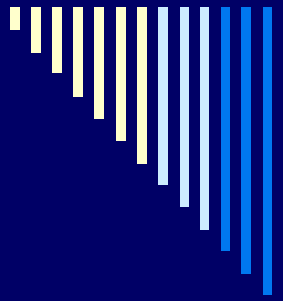
- Problém ohraničené vyrovnávací paměti (bounded buffer problem, Dijkstra 1968)
- Dva procesy společnou paměť (buffer) pevné velikosti N položek
- Jeden proces – producent generuje nové položky a ukládá do vyrov. paměti
- Paralelně konzument – data vyjímá a spotřebovává

Producent - konzument



Př. Hlavní program tiskne x tiskový server, blok – 1 stránka

Př. Obslužný prog. čte data ze zařízení x hlavní program je zpracovává

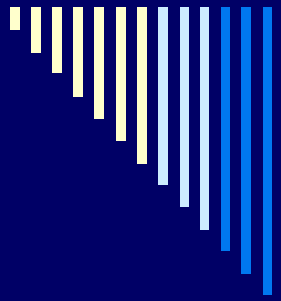


Různé rychlosti procesů

- Procesy – různé rychlosti – zabezpečit, aby nedošlo k přetečení / podtečení
- Konzument musí být schopen **čekat** na producenta, nejsou-li data
- Producent – **čekat** na konzumenta, je-li buffer plný

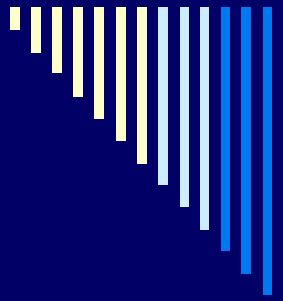
Prod-konz. pomocí semaforů

- Pro synchronizaci obou procesů
- Pro vzájemné vyloučení nad KS
- Proces se zablokuje P, jiný ho vzbudí V
- Semafory:
- **e** – počet prázdných položek v bufferu dostupných producentovi (empty)
- **f** – počet plných položek ještě nespotřebovaných konz. (full)



Třetí semafor

- Semafor **m** pro vzájemné vyloučení
- Přidávání a vybírání ze společné paměti může být obecně kritickou sekcí



P&K - implementace

```
Var
    e: semaphore = N;        // prázdných
    f: semaphore =  0;       // plných
    m: semaphore = 1;        // mutex
```

P&K – implementace II. (!)

```
cobegin
    while true do { producent}
    begin
        produkuj záznam;
        P(e);                          // je volná položka?
        P(m); vlož do bufferu; V(m);
        V(f);                          // zvětší obsazených
    end {while}
```

Není-li volná položka v bufferu, zablokuje se

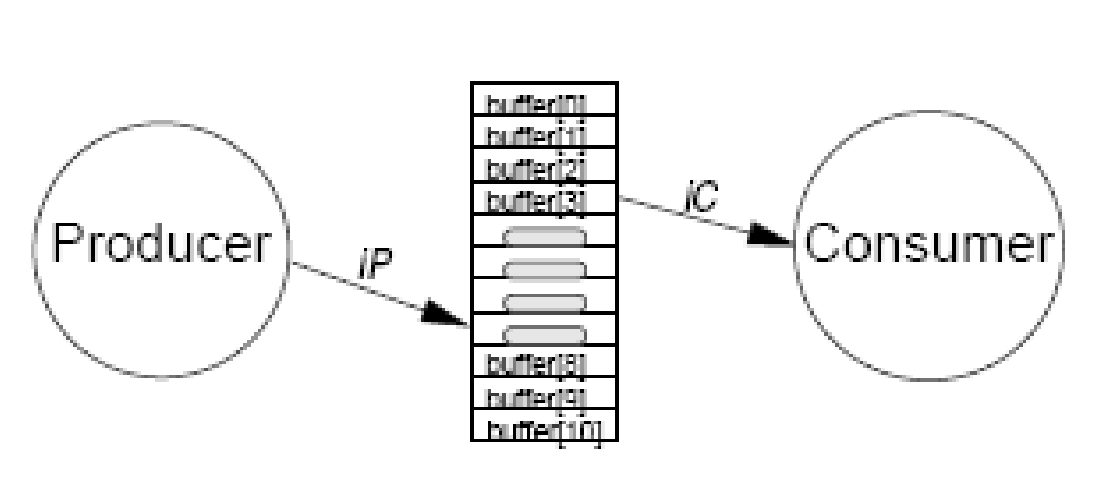
P&K – implementace III.

```
||
  while true do { konzument }
  begin
        P(f);                          // je plná nějaká položka?
        P(m); vyber z bufferu; V(m);
        V(e);                          // zvětši počet prázdných
        zpracuj záznam;
  end {while}
coend.
```

Pokud je buffer prázdný, zablokuje se

P&K poznámky

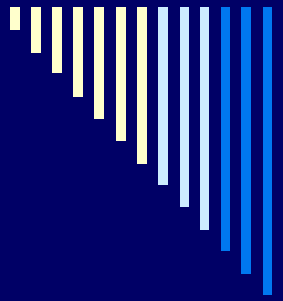
- Vyrovnávací paměť se často implementuje jako pole – buffer [0..N-1]



P&K poznámky

- Oba procesy – vlastní index do pole buffer
- Např. operace přidej do bufferu:
- *buffer[iP]:=polozka; iP:=(iP+1) mod N;*

- Pokud je buffer jako pole, vzájemné vyloučení pro přístup dvou procesů nebude potřebné, každý přistupuje pouze k těm, ke kterým má přístup dovolen operací V(s)



Literatura

obrázek Solaris LWP procesy

z knížky

W.Stalling: Operating systems – Internals and design Principles