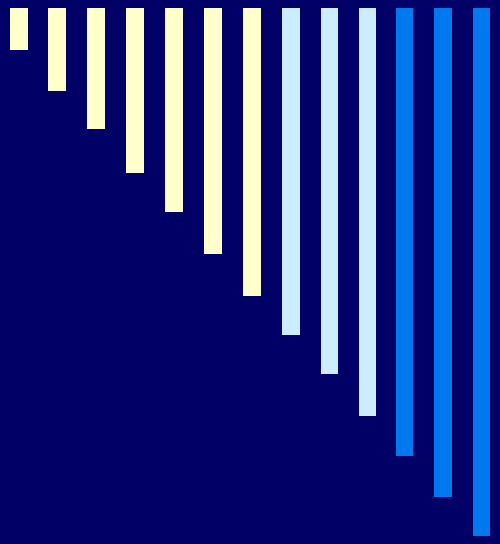
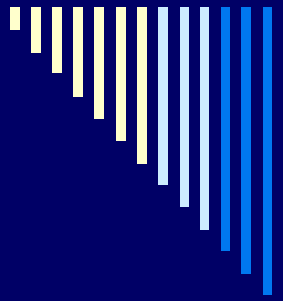


07. Plánování procesů Deadlock

ZOS 2012, L. Pešička

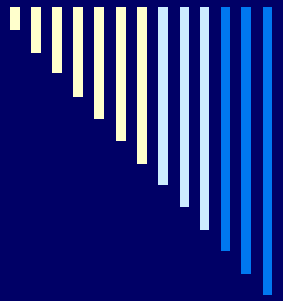
Plánování procesů

- v dávkových systémech
- v interaktivních systémech
- Příklad – Windows 2000 (NT/XP/Vista/7)
- Ve víceprocesorových systémech
- V systémech reálného času
- Plánování procesů x plánování vláken



Plánování procesů v interaktivních systémech

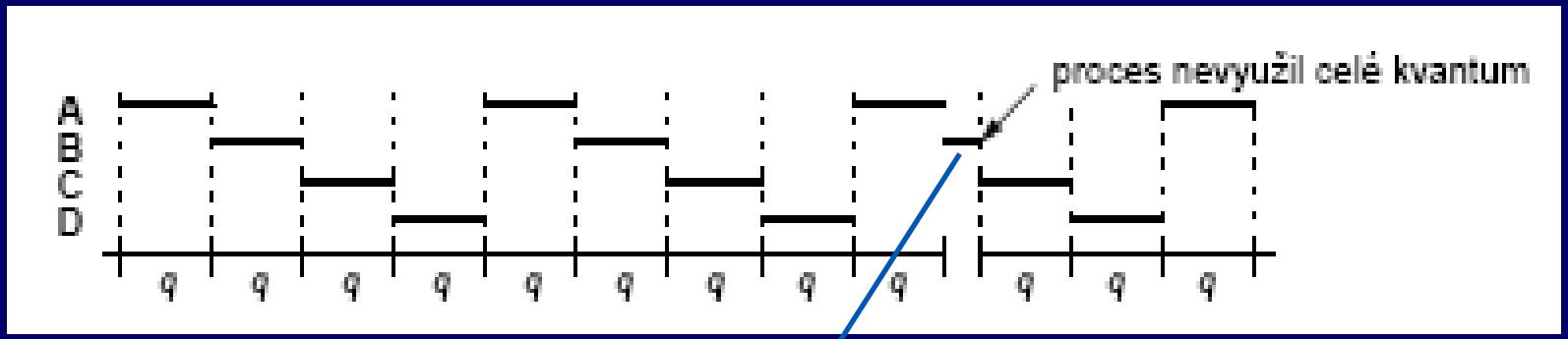
- potřeba docílit, aby proces neběžel „příliš dlouho“
  - možnost obsloužit další procesy
- každý proces – jedinečný a nepredikovatelný
  - nelze říct, jak dlouho poběží, než se zablokuje (nad I/O, semaforem, ...)
- vestavěný systémový časovač v počítači
  - provádí pravidelně přerušení (tiky časovače, clock ticks)
  - vyvolá se obslužný podprogram v jádře
  - rozhodnutí, zda proces bude pokračovat, nebo se spustí jiný (preemptivní plánování)



Algoritmus cyklické obsluhy – Round Robin (RR)

- jeden z nejstarších a nejpoužívanějších
- každému procesu přiřazen časový interval
  - časové kvantum, po které může běžet
- proces běží na konci kvanta
  - preemce, naplánován a spuštěn další připravený proces
- proces skončí nebo se zablokuje před uplynutím kvanta
  - stejná akce jako v předchozím bodě ☺

Round Robin



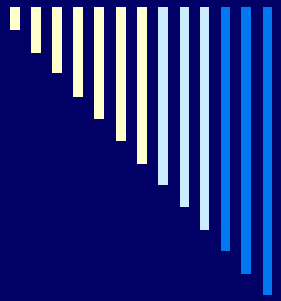
Pokud proces nevyužije celé časové kvantum,
okamžitě se naplánuje další proces, na nic se nečeká
(je třeba max. využít procesor)

Round Robin

- jednoduchá implementace plánovače
  - plánovač udržuje seznam připravených procesů
  - Při vypršení kvanta / zablokování –> vybere další proces

Procesu je nedobrovolně odebrán procesor, přejde do stavu připravený

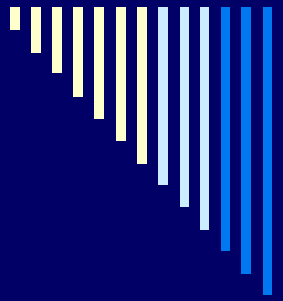
Proces žádá I/O **dobrovolně** se vzdá CPU, přejde do stavu blokovaný



Obslužný program přerušení

- v jádře

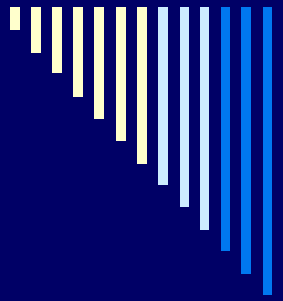
- nastavuje interní časovače systému
- shromažďuje statistiky systému
  - kolik času využíval CPU který proces, ...
- po uplynutí kvanta (resp. v případě potřeby) zavolá plánovač



1 kvantum – odpovídá více přerušením časovače

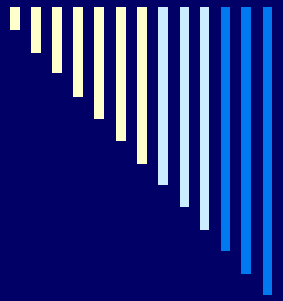
- Časovač může proces v průběhu časového kvanta přerušit vícekrát.

- přerušení 100x za sekundu (příklad)
  - 10 ms mezi přerušeními
- pokud kvantum 50 ms
  - přeplánování každý pátý tik



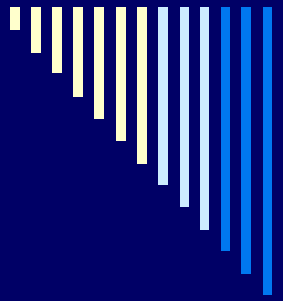
vhodná délka časového kvanta

- krátké
  - přepnutí procesů chvíli trvá (uložení a načtení registrů, přemapování paměti, ...)
  - přepnutí kontextu 1ms, kvantum 4ms – 20% velká režie
- dlouhé
  - vyšší efektivita; kvantum 1s – menší režie
  - pokud kvantum delší než průměrná doba držení CPU procesem – preempce je třeba zřídka
  - problém interaktivních procesů – 10 uživatelů stiskne klávesu, odezva posledního procesu až 10s



vhodná délka kvanta - shrnutí

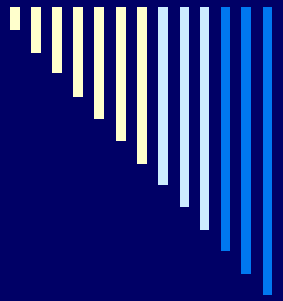
- krátké kvantum – snižuje efektivitu (režie)
- dlouhé – zhoršuje dobu odpovědi na interaktivní požadavky
- kompromis ☺
- pro algoritmus cyklické obsluhy obvykle 20 až 50 ms
- kvantum nemusí být konstantní
  - změna podle zatížení systému
- pro algoritmy, které se lépe vypořádají s interaktivními požadavky lze kvantum delší – 100 ms



Problém s algoritmem cyklické obsluhy

- v systému výpočetně vázané i I/O vázané úlohy
- výpočetně vázané – většinou kvantum spotřebují
- I/O vázané – pouze malá část kvanta se využije a zablokují se
- výpočetně vázané – získají nespravedlivě vysokou část času CPU

- modifikace VRR (Virtual RR, 1991)
  - procesy po dokončení I/O mají přednost před ostatními



Prioritní plánování

- předpoklad RR: všechny procesy stejně důležité
- ale:
  - vyšší priorita zákazníkům, kteří si „připlatí“
  - interaktivní procesy vs. procesy běžící na pozadí (odesílání pošty)
- prioritu lze přiřadit staticky nebo dynamicky:
- staticky
  - při startu procesu, např. Linux – nice
- dynamicky
  - přiradit I/O větší prioritu, použití CPU a zablokování

Priorita

priorita = statická + dynamická

- obsahuje obě složky – výsledná jejich součtem
- statická (při startu procesu)
- dynamická (chování procesu v poslední době)

- kdyby pouze statická složka a plánování jen podle priorit – běží pouze připravené s nejvyšší prioritou
- plánovač snižuje dynamickou prioritu běžícího procesu při každém tiku časovače; klesne pod prioritu jiného - přeplánování

Dynamická priorita

- V kvantově orientovaných plánovacích algoritmech:

- dynamická priorita např. dle vzorce 1 / f
- f – velikost části kvanta, kterou proces naposledy použil
- zvýhodní I/O vázané x CPU vázaným

Pokud nevyužil celé kvantum, jeho dynamická priorita se zvyšuje, např. pokud využil posledně jen 0.5 kvanta, tak 1/0,5 = 2, pokud celé kvantum využil 1/1=1

Spojení cyklického a prioritního plánování

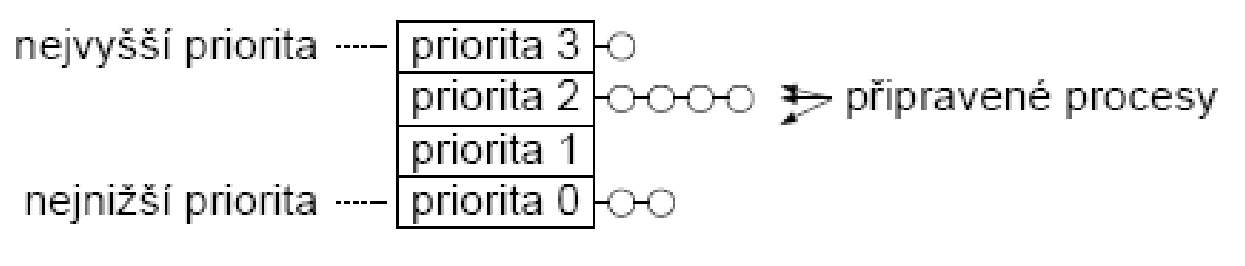
- prioritní třídy
  - v každé třídě procesy se stejnou prioritou
- prioritní plánování mezi třídami
  - Bude obsluhována třída s nejvyšší prioritou
- cyklická obsluha uvnitř třídy
  - V rámci dané třídy se procesy cyklicky střídají

- obsluhovány jsou pouze připravené procesy v nejvyšší neprázdné prioritní třídě

A kdy se dostane na další fronty?

Prioritní třídy

Máme zde
priority, třídy i časová kvanta



4 prioritní třídy

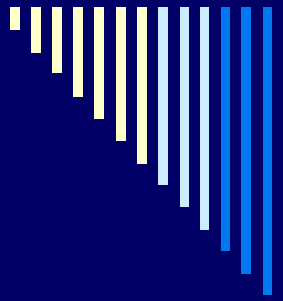
dokud procesy v třídě 3 – spustit cyklicky každý na 1 kvantum

pokud třída 3 prázdná – obsluhujeme třídu 2

(prázdná => žádný proces danou prioritu nemá, nebo je ve stavu blokovaný, čeká např. na I/O)

jednou za čas – přepočítání priorit

procesům, které využívaly CPU se sníží priorita



Prioritní třídy

- dynamické přiřazování priority
  - dle využití CPU **v poslední době**
  - priorita procesu
    - snižuje se při běhu
    - zvyšuje při nečinnosti
- cyklické střídání procesů

- OS typu Unix
  - Mají 30 až 50 prioritních tříd

Plánovač spravedlivého sdílení

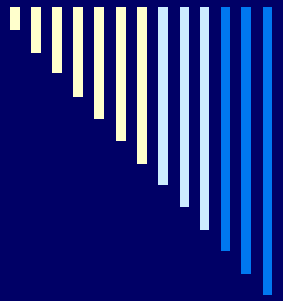
- problém:
  - čas přidělován každému procesu nezávisle
  - Pokud uživatel má více procesů než jiný uživatel
    -> dostane více času celkově
- spravedlivé sdílení
  - přidělovat čas každému uživateli (či jinak definované skupině procesů) proporcionálně, bez ohledu na to, kolik má procesů
  - máme-li N uživatelů, každý dostane 1/N času

= spravedlnost vůči uživateli

Spravedlivé sdílení

- nová položka priorita skupiny spravedlivého plánování
  - Zavedena pro každého uživatele
- obsah položky
  - započítává se do priority každého procesu uživatele
  - odráží poslední využití procesoru všemi procesy daného uživatele

Má-li uživatel Pepa procesy p1, p2, p3
a pokud proces p3 bude využívat CPU hodně často, budou touto položkou penalizovány i další procesy uživatele Pepa

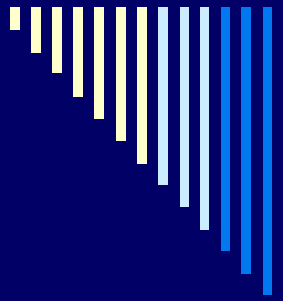


Spravedlivé sdílení - implementace

- každý uživatel – položka g
- obsluha přerušení – inkrementuje g uživatele, kterému patří právě běžící proces
- jednou za sekundu rozklad: g=g/2
  - Aby odrážel chování **v poslední době**, vzdálená minulost nás nezajímá
- priorita P (p,g) = p – g
- pokud procesy uživatele využívaly CPU v poslední době – položka g je vysoká, vysoká penalizace

Plánování pomocí loterie

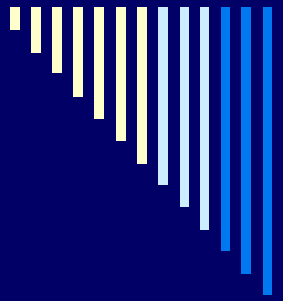
- Lottery Scheduling (Waldspurger & Weihl, 1994)
- cílem – poskytnout procesům příslušnou proporci času CPU
- základní princip:
  - procesy obdrží tikety (losy)
  - plánovač vybere náhodně jeden tiket
  - vítězný proces obdrží cenu – 1 kvantum času CPU
  - důležitější procesy – více tiketů, aby se zvýšila šance na výhru (celkem 100 losů, proces má 20 – v dlouhodobém průměru dostane 20% času)



Loterie - výhody

řešení problémů, v jiných plán. algoritmech obtížné

- spolupracující procesy – mohou si předávat losy
  - klient posílá zprávu serveru a blokuje se
  - může serveru propůjčit všechny své tikety
  - po vykonání požadavku server tikety vrátí
  - nejsou-li požadavky, server žádné tikety nepotřebuje



Loterie - výhody

- rozdělení času mezi procesy v určitém poměru
  - neplatí u prioritního plánování, co je to že má proces prioritu např. 30?
  - proces – tickety – šance vyhrát
- zatím spíše experimentální algoritmus

Shrnutí

Algoritmus	Rozhodovací mód	Prioritní funkce	Rozhodovací pravidlo
RR	Preemptivní vyprší kvantum	P() = 1	cyklicky
prioritní	Preemptivní P jiný > P	Viz text	Náhodně, cyklicky
spravedlivé	Preemptivní P jiný > P	P(p,g)=p-g	cyklicky
loterie	Preemptivní vyprš. kv.	P() = 1	Dle výsledku loterie

Příklad – Windows 2000/XP/…

- 32 prioritních úrovní, 0 až 31 (nejvyšší)
- pole 32 položek
  - každá položka – ukazatel na seznam připravených procesů
- plánovací algoritmus – prohledává pole od 31 po 0
  - nalezne neprázdnou frontu
  - naplánuje první proces, nechá ho běžet 1 kvantum
  - po uplynutí kvanta – proces na konec fronty na příslušné prioritní úrovni

Windows – skupiny priorit

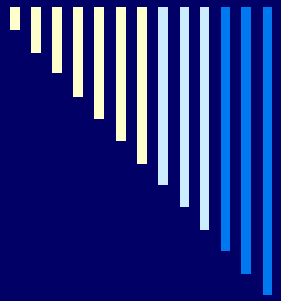
priorita	popis
0	Nulování stránek pro správce paměti
1 .. 15	Obyčejné procesy
16 .. 31	Systémové procesy

Windows - priority

- 0 .. pokud není nic jiného na práci
- 1 .. 15 – obyčejné procesy
- aktuální priorita – <bázová, 15>
- bázová priorita – základní, může ji určit uživatel voláním *SetPriorityClass*
- aktuální priorita se mění – viz dále
- procesy se plánují přísně podle priorit, tj. obyčejné pouze pokud není žádný systémový proces připraven

Windows – změna akt. priority

- dokončení I/O zvyšuje prioritu o
  - 1 – disk, 2 – sériový port, 6 – klávesnice, 8 – zvuková karta
- vzbuzení po čekání na semafor, mutex zvýší o
  - 2 - pokud je proces na popředí
    (řídí okno, do kterého je posílán vstup z klávesnice)
  - 1 – jinak
- proces využil celé kvantum
  - sníží se priorita o 1
- proces neběžel dlouhou dobu
  - na 2 kvanta priorita zvýšena na 15 (zabránit inverzi priorit)



Windows – plánování na vláknech

proces A = 10 spustitelných vláken

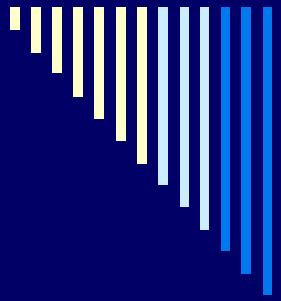
proces B = 2 spustitelná vlákna

předpokládáme - stejná priorita

každé vlákno cca 1/12 CPU času

NENÍ 50% A, 50% B

nedělí ferově mezi procesy, ale mezi vlákna



Idle threads

- Jeden pro každý CPU
  - „pod prioritou 0“
  - účtování nepoužívaných clock threadů
  - umožní nastavit vhodný power management – volá HAL (hardware abstraction layer)

Zero page thread

- Jeden pro celý systém
- Běží na úrovni priority 0
- Nuluje nepoužívané stránky paměti

Bezpečnostní opatření, když nějakému procesu přidělíme stránku paměti, aby v ní nezůstali data jiného procesu „z dřívějška“, aby se nedostal k informacím, ke kterým se dostat nemá

Kvantum, stretching

- kvantum stretching
  - maximum 6 tiků (3x)
  - middle 4 tiky (2x)
  - none 2 tiky
- Na desktopu je defaultní kvantum 2 ticky vlákna na popředí – může být stretching
- na serveru je kvantum vždy 12 ticků, není kvantum stretching
- standardní clock tick je 10 nebo 15 ms

Zjištění hodnoty časovače

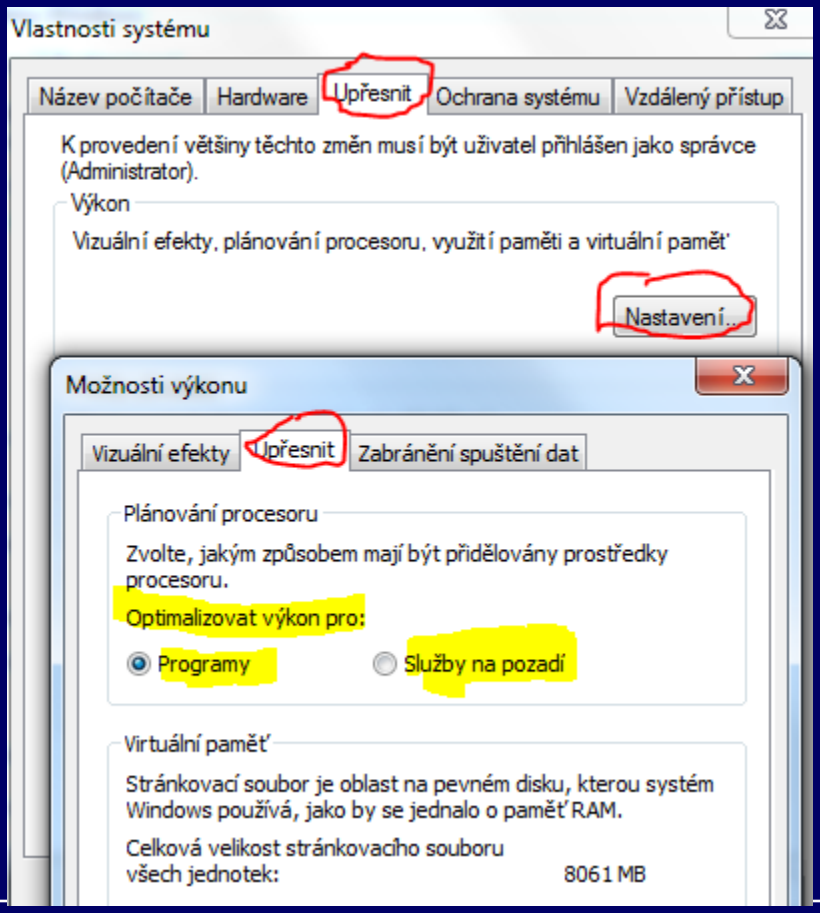
Program clockres ze sady Sysinternal

```
C:\!zos2012\prednasky\07\dalsi\SysinternalsSuite>clockres

ClockRes v2.0 - View the system clock resolution
Copyright (C) 2009 Mark Russinovich
SysInternals - www.sysinternals.com

Maximum timer interval: 15.600 ms
Minimum timer interval: 0.500 ms
Current timer interval: 10.000 ms
```

Win 7 – vlastnosti systému – upřesnit – optimalizovat výkon pro



registrový klíč:
HKEY_LOCAL_MACHINE\SYSTEM\CurrentControlSet\Control\PriorityControl

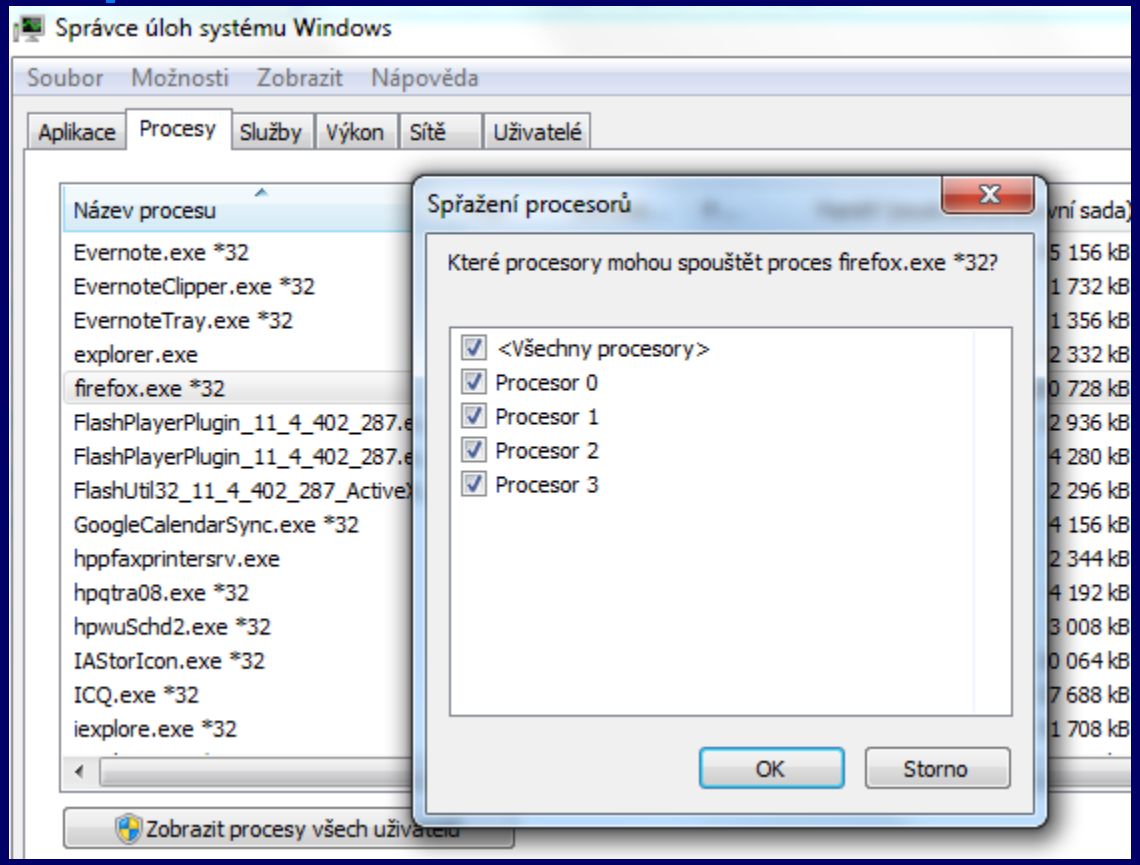
Win32PrioritySeparation 2
6bitů: XX XX XX
kvantum
- krátké, dlouhé
- proměnné, pevné
- navýšení pro procesy na popředí: 2x, 3x)
viz
http://technet.microsoft.com/library/Cc976120

Windows: vlákénka (fibers)

- kromě vláken i fibers
- fibers plánuje vlastní aplikace, nikoliv centrální plánovač jádra
- vytvoření fiberu: CreateFiber
- nepreemptivní plánování – odevzdá řízení jinému vlákenku přes SwitchToFiber

příklad:
http://msdn.microsoft.com/en-us/library/windows/desktop/ms686919%28v=vs.85%29.aspx

Windows - Afinita

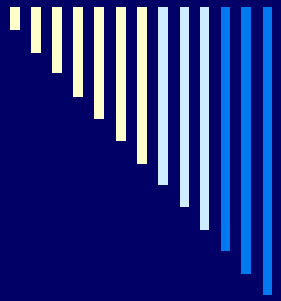


afinita

určení CPU (jádra CPU), na kterých může proces běžet

hard afinity
seznam jader

soft afinitiy
vlákno přednostně plánováno na procesor, kde běželo naposledy



Přečtěte si…

http://cs.wikipedia.org/wiki/Plánování_procesů
http://en.wikipedia.org/wiki/Scheduling_%28computing%29

shrnutí – vhodné pro zopakování

http://cs.wikipedia.org/wiki/Preempce_%28informatika%29
http://cs.wikipedia.org/wiki/Změna_kontextu
http://cs.wikipedia.org/wiki/Mikrojádro

http://cs.wikipedia.org/wiki/Round-robin_scheduling
http://cs.wikipedia.org/wiki/Priority_scheduling
http://cs.wikipedia.org/wiki/Earliest_deadline_first (RTOS)
http://cs.wikipedia.org/wiki/Completely_Fair_Scheduler (CFS)

Linux

- vlastní jádro
  (nepreemptivní, dobrovolně preemptivní, preemptivní)
- epocha
  - čas přidělený procesu
  - když jej všechny procesy spotřebují, začíná nová epocha, tedy dostanou nový přidělený čas
- plánovače (nastavitelné per proces)
  - SCHED_FIFO – pro RT úlohy bez přerušení
  - SCHED_RR (RoundRobin) – RT úlohy, preemptivně
  - SCHED_BATCH – pro dávkové úlohy
  - SCHED_OTHER – běžné úlohy (nice, dynamické priority)

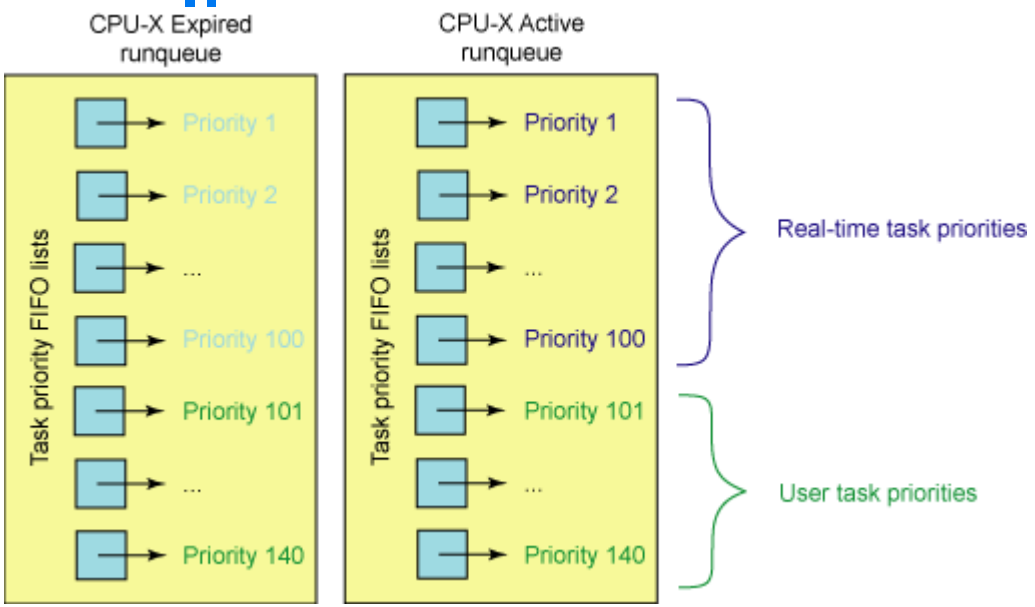
Linux scheduler

verze do 2.6
multilevel feedback queue (pozor, trochu jiný)
procesy mají time slice
priority 0-140

- 0 – 99 real-time úlohy, kvantum 200ms
- 100-140 nice tasks level, kvantum 10ms

dvě fronty

- active queue
  - když je prázdná, vymění se jejich role
- expired queue
  - sem přijde proces, když vyčerpá celý svůj time slice



Active RunQueue,
Expired RunQueue

zdroj obrázku:
http://www.ibm.com/developerworks/linux/library/l-scheduler/index.html

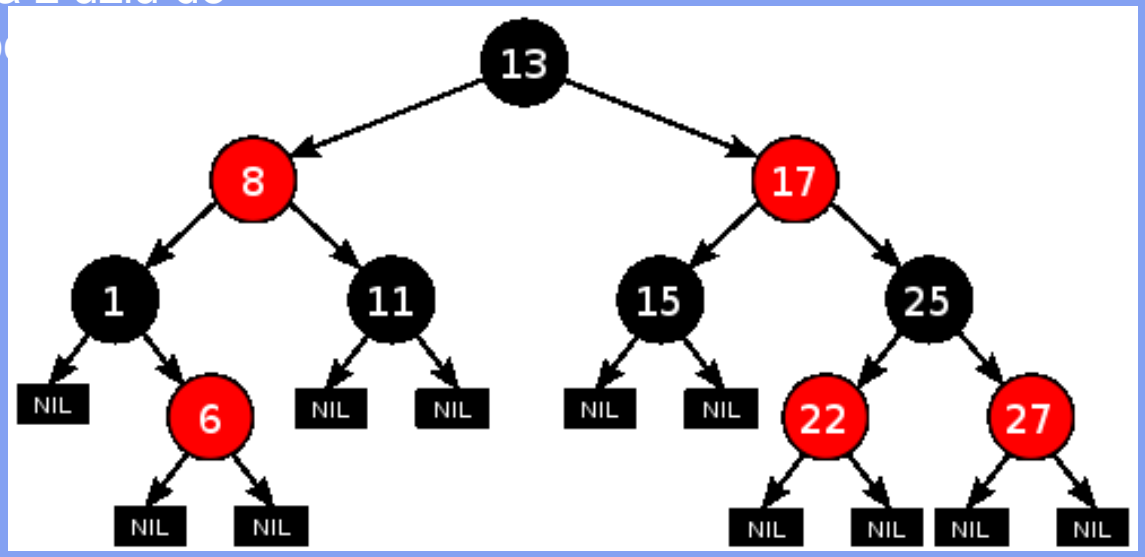
statická priorita 0..99, k běhu vybrán s nejvyšší statickou prioritou
statická priorita 0 (SCHED_BATCH, SCHED_OTHER)
statická priorita >0 (SCHED_FIFO, SCHED_RR)
dynamická priorita (-20 až 19, viz nice)
přečíst:
http://www.root.cz/clanky/pridelovani-procesoru-procesum-a-vlaknum-v-linuxu/

Linux scheduler

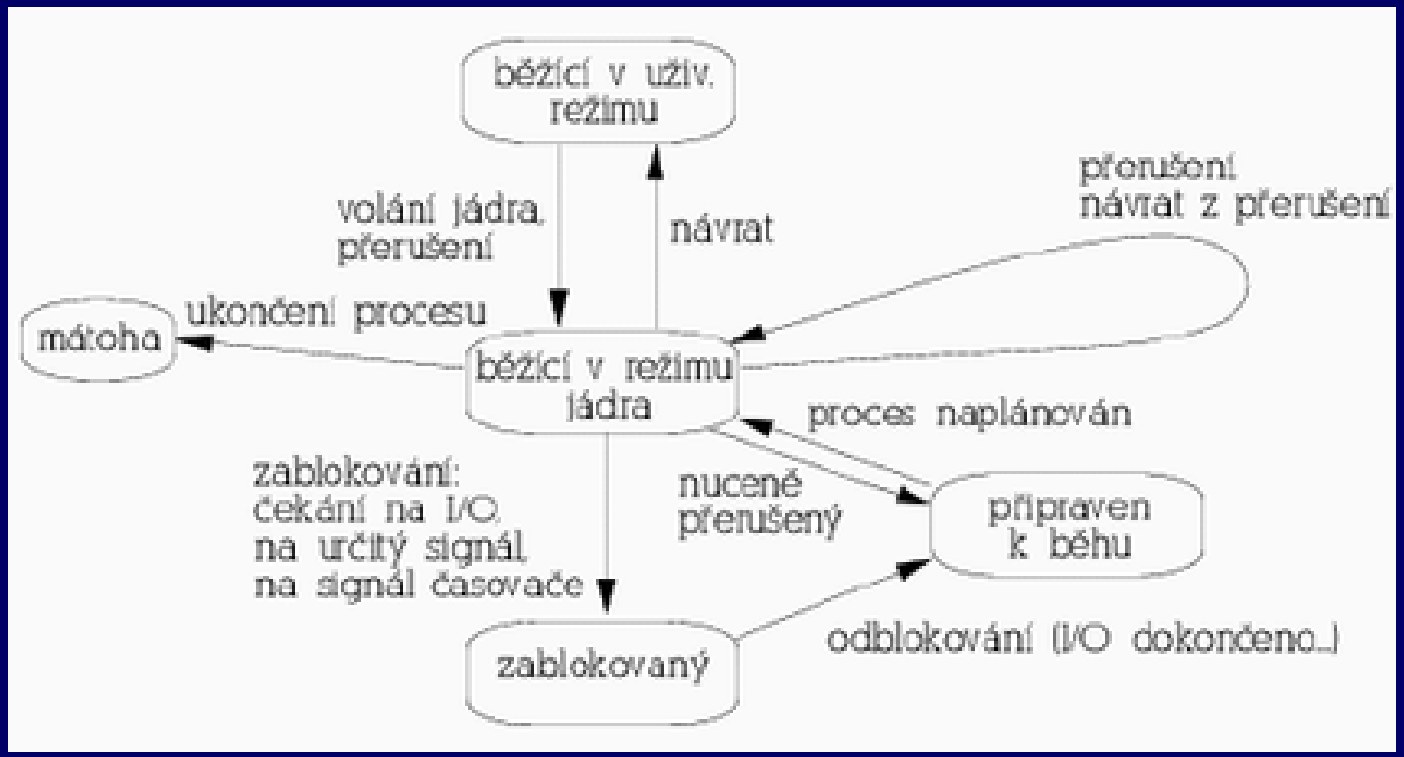
- O(1) scheduler
  - verze 2.6-2.6.23
  - fronta připravených pro každý procesor
  - pole active, expired ; v active nic – nová epocha
- **Completely Fair Scheduler**
  - verze jádra 2.6.23
  - red-black strom místo front
  - klíč: spent processor time ; nanosekundy
  - rovnoměrné rozdělení času procesům

Red-black tree

viz wikipedia
self-balancing binary search tree
uzel je červený nebo černý, kořen je černý
všechny listy jsou černé
každá jednoduchá cesta z uzlu do listu obsahuje stejný po uzlů

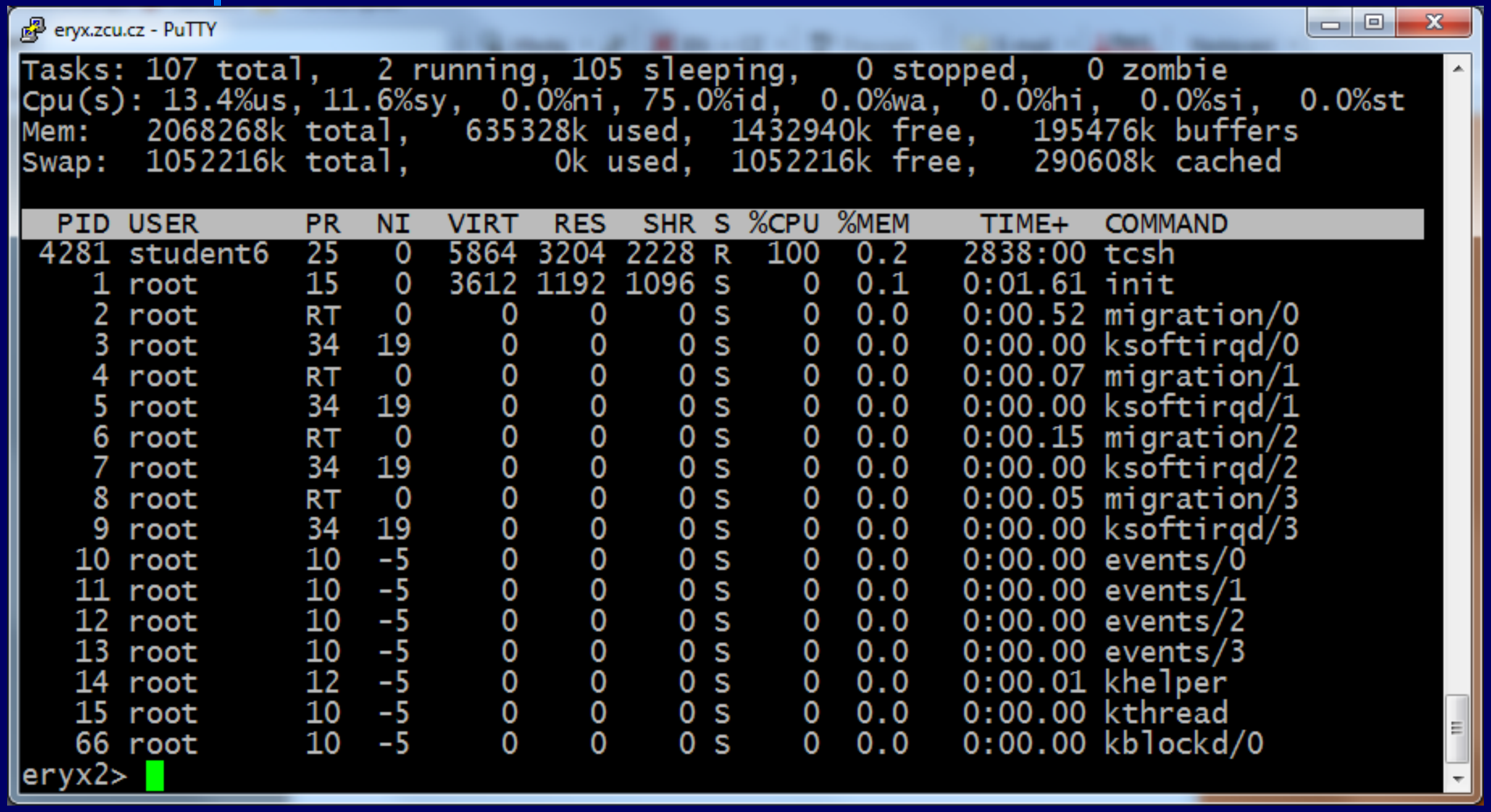


Linux – stavy procesů

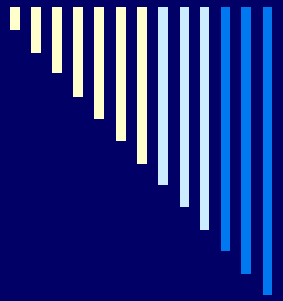


obrázek z: http://www.linuxzone.cz/index.phtml?ids=9&idc=252

Linux – příkaz top



1. PID procesu
2. USER – identita uživatele
3. PRI – aktuální priorita daného procesu
4. NICE – výše priority příkazem nice
   - Záporné číslo – vyšší priorita
   - Kladné číslo – sníží prioritu (běžný uživatel)
5. VIRT – celková velikost procesu
   - Kód + zásobník + data
6. RES – velikost použité fyzické paměti
7. SHR – sdílená paměť
8. STAT – stav procesu
9. %CPU – kolik procent CPU nyní využívá
10. %MEM – procento využití fyzické paměti daným proc.
11. TIME – celkový procesorový čas
12. COMMAND - příkaz



Příkaz nice

Změna priority procesu

- Běžný uživatel 0 až +19, tedy pouze snižovat
- root: -20 (nejvyšší) až +19 (nejnižší)

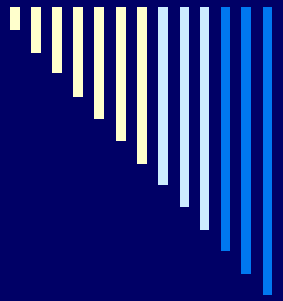
eryx2> /bin/bash

eryx2> nice -n -5 sleep 10

nice: cannot set niceness: Permission denied

eryx2> nice -n +5 sleep 10

Pozn: záleží i na shellu, který máme



Příkaz renice

Změna priority běžícího procesu

Běžný uživatel

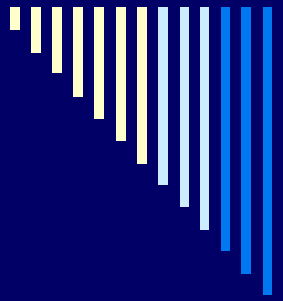
- může měnit jen u svých procesů
- opět pouze snižovat

eryx2> renice +10 32022

32022: old priority 5, new priority 10

Proces – stav blokovaný (Unix)

- čeká na událost – ve frontě
- přerušitelné signálem (terminál, sockety, pipes)
  - procesy označené s
    - signál – syscall se zruší – návrat do userspace
    - obsluha signálu
    - znovu zavolá přerušené syst. volání (pokud požadováno)
- nepřerušitelné
  - procesy označené D
  - operace s diskem – skončí v krátkém čase
- plánovač mezi nimi nerozlišuje



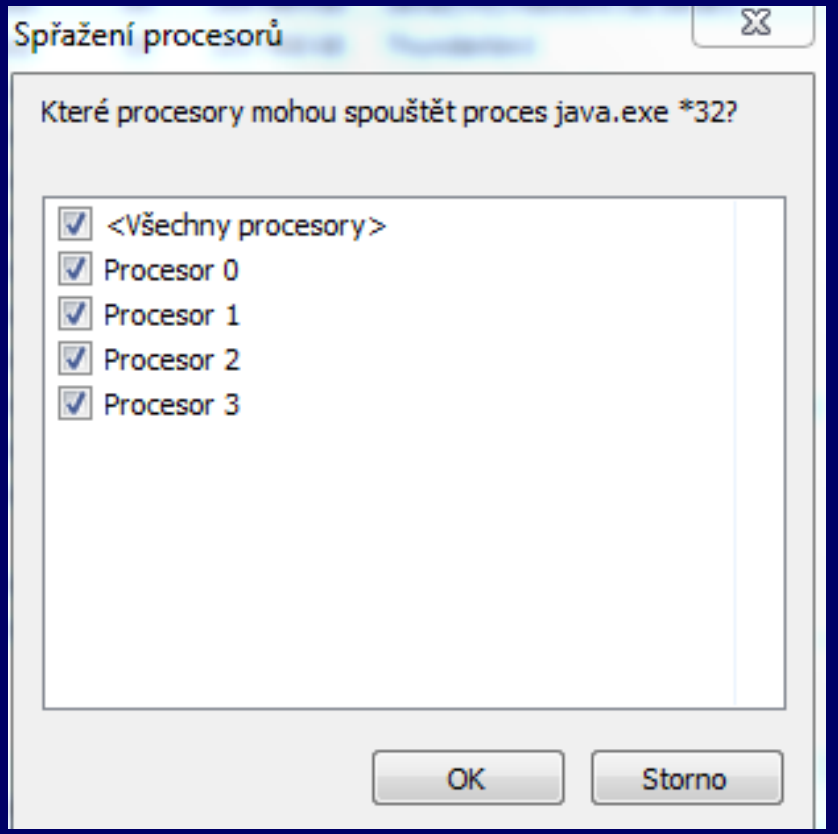
Plánování – víceprocesorové stroje

- nejčastější architektura
  - těsně vázaný symetrický multiprocesor
  - procesory jsou si rovné, společná hlavní paměť
- Přiřazení procesů procesorům – ukázka
  - Permanentní přiřazení
    - Menší režie, některá CPU mohou zahálet
    - Afinita procesu k procesoru, kde běžel naposledy
    - Někdy procesoru přiřazen jediný proces – RT procesy
  - Společná fronta připravených procesů
    - Plánovány na libovolný procesor

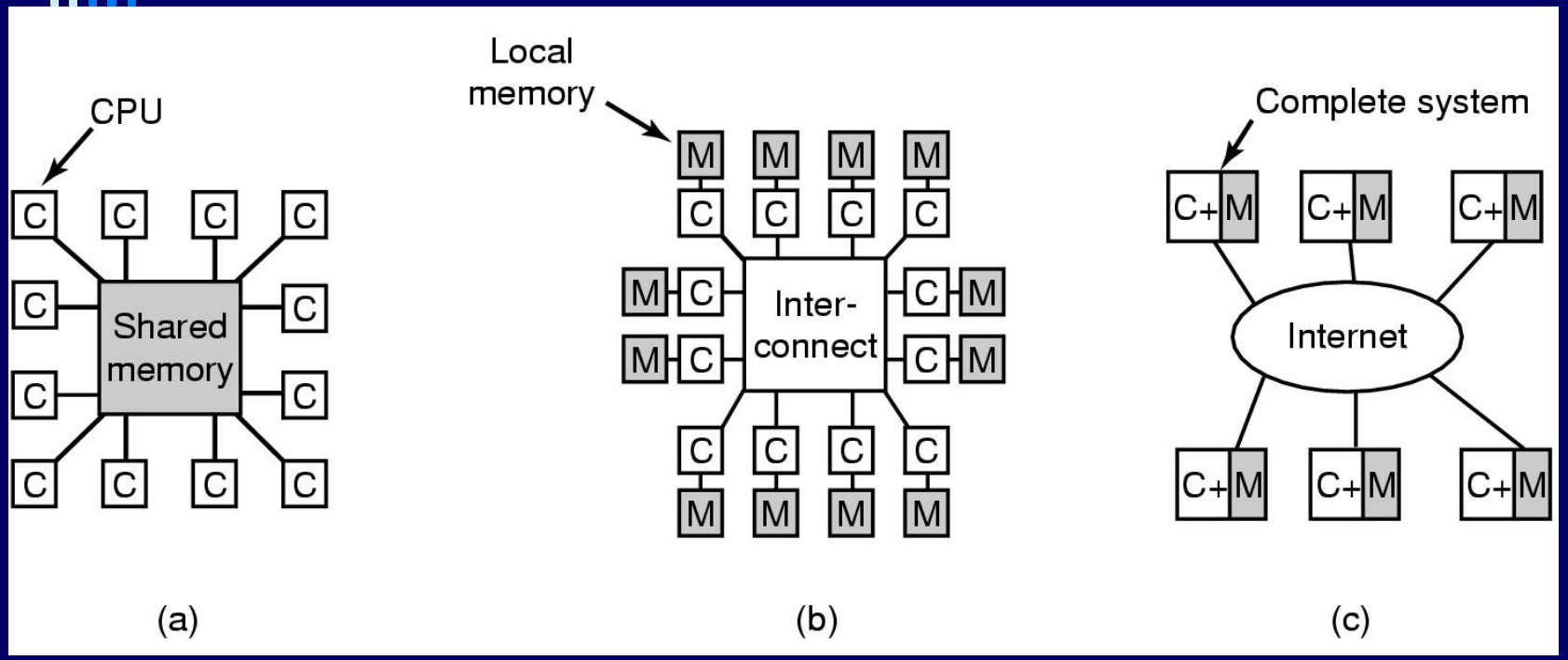
afinita

na jakých CPU může daný proces běžet

správce úloh systému Windows – procesy – vybrat proces – pravá myš – nastavit spřažení

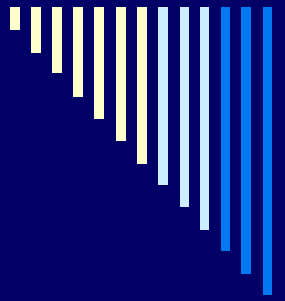


Multiprocesorové systémy



Architektury:

- shared memory model (sdílená paměť)
- message passing multiprocessor (předávání zpráv)
- wide area distributed system (distribuovaný systém)

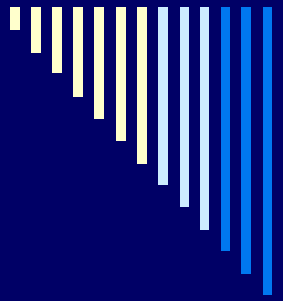


Víceprocesorové stroje

Plánování vláken

Některé paralelní aplikace – podstatně větší výkonnost, pokud jejich vlákna běží současně

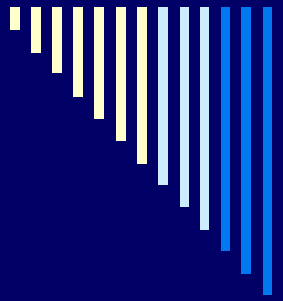
- Zkrátí se vzájemné čekání vláken



Plánování v systémech reálného času

Charakteristika RT systémů

- RT procesy řídí nebo reagují na události ve vnějším světě
- Správnost závisí nejen na výsledku, ale i na čase, ve kterém je výsledek vyprodukován
- S každou podúlohou – sdružit deadline – čas kdy musí být spuštěna nebo dokončena
- Hard RT – času musí být dosaženo
- Soft RT – dosažení deadline je žádoucí



Systémy RT

Podúlohy procesu (události, na které se reaguje)

- Aperiodické – nastávají nepredikovatelně
- Periodické – v pravidelných intervalech

Zpracování události vyžaduje čas

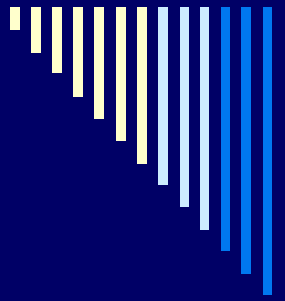
Pokud je možné všechny včas zpracovat

=> systém je plánovatelný (schedulable)

Plánovatelné RT systémy

- Je dáno
  - *m* – počet periodických událostí
  - výskyt události *i* s periodou P_i vyžadující C_i sekund
- Zátěž lze zvládnout, pokud platí:

$$\sum_{i=1}^{m} \frac{C_i}{P_i} \leq 1$$

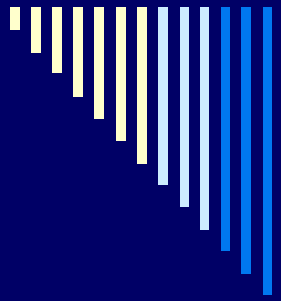


Plánovací algoritmy v RT

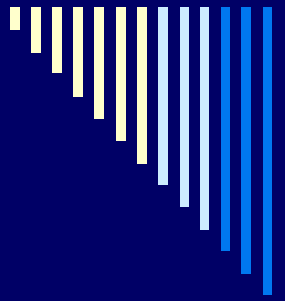
- Statické nebo dynamické
- Statické
  - Plánovací rozhodnutí před spuštěním systému
  - Předpokládá dostatek informací o vlastnostech procesů
- Dynamické
  - Za běhu
  - Některé algoritmy provedou analýzu plánovatelnosti, nový proces přijat pouze pokud je výsledek plánovatelný

Vlastnosti současných RT

- Malá velikost OS –> omezená funkčnost
- Snaha spustit RT proces co nejrychleji
  - Rychlé přepínání mezi procesy nebo vlákny
  - Rychlá obsluha přerušení
  - Minimalizace intervalů, kdy je přerušení zakázáno
- Multitasking + meziprocesová komunikace (semafory, signály, události)
- Primitiva pro zdržení procesu o zadaný čas, čítače časových intervalů
- Někdy rychlé sekvenční soubory (viz později)

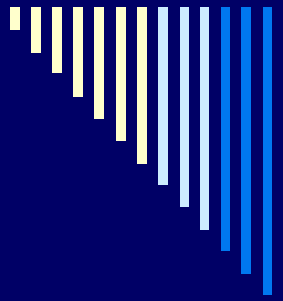


Zpátky obecně k plánování procesů



Plánování procesů a vláken

- Plánování procesů – vždy součást OS
- Plánování vláken
  - Běh vláken plánuje OS
    - Kernel-level threads
  - Běh vláken plánován uživatelským procesem
    - User-level threads
    - OS o existenci vláken nic neví

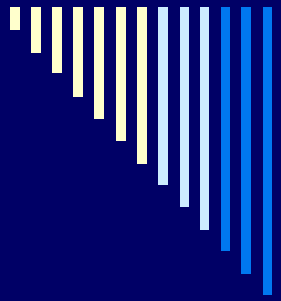


Plánování vláken

- Vlákna plánována OS
  - Stejné mechanismy a algoritmy jako pro plánování procesů
  - Často plánována bez ohledu, kterému procesu patří (proces 10 vláken, každé obdrží časové kvantum)

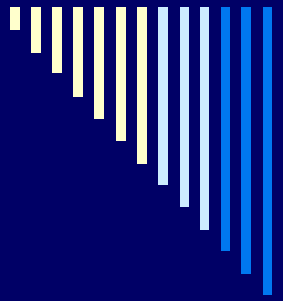
Plánování vláken

- Vlákna plánována uvnitř procesu
  - Běží v rámci času, který je přidělen procesu
  - Přepínání mezi vlákny – systémová knihovna
  - Pokud OS neposkytuje procesu pravidelné “přerušení“, tak pouze nepreemtivní plánování
  - Obvykle algoritmus RR nebo prioritní plánování
  - Menší režie oproti kernel-level threads, menší možnosti
- Windows 2000> a Linux – vlákna plánována jádrem
- Některé varianty UNIXu – user-level threads



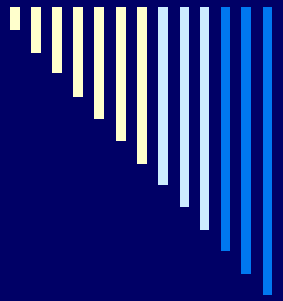
Dispatcher

- Dispatcher
  - Modul, který předá řízení CPU procesu vybraným short-term plánovačem
- Provede:
  - Přepnutí kontextu
  - Přepnutí do uživatelského modu
  - Skok na danou instrukci v uživatelském procesu
- Co nejrychlejší, vyvolán během každého přepnutí procesů



Scheduler – protichůdné požadavky

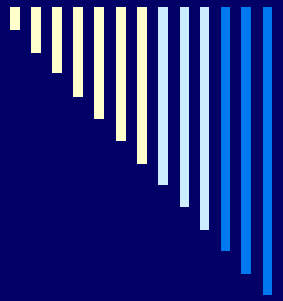
- příliš časté přepínání procesu – velká režie
- málo časté – pomalá reakce systému
- čekání na diskové I/O, data ze sítě – probuzen a brzy (okamžitě) naplánován – pokles přenosové rychlosti
- multiprocesor – pokud lze, nestřídat procesory
- nastavení priority uživatelem



Poznámka – vyhladovění procesu

V roce 1973 na MITU shut down stroje IBM 7094

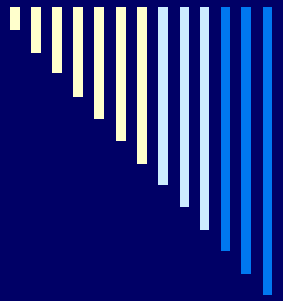
Nalezen proces, který nebyl spuštěn od roku 1967



Poznámka - simulace

- Trace tape – monitorujeme běh reálného systému, zaznamenáváme posloupnost událostí

- Tento záznam použijeme pro řízení simulace
- Lze využít pro porovnávání algoritmů
- Trace tape – nutno uložit velké množství dat



Uvíznutí (deadlock)

- Příklad:
- Naivní večeřící filozofové – vezmou levou vidličku, ale nemohou vzít pravou (už je obsazena)
- Uvíznutí (deadlock); zablokování

Uvíznutí – alokace I/O zařízení

Výhradní alokace I/O zařízení

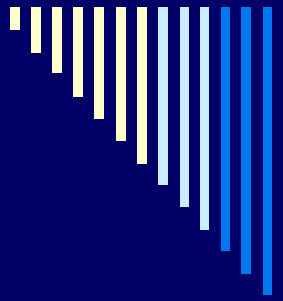
zdroje:

Vypalovačka CD (V), scanner (S)

procesy:

A, B – oba úkol naskenovat dokument a zapsat na vypalovačku

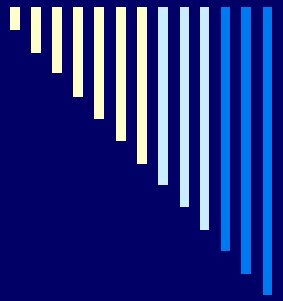
1. A žádá V a dostane, B žádá S a dostane
2. A žádá S a čeká, B žádá V a čeká -- **uvíznutí !!**



Uvíznutí – zamykání záznamů v databázi, semafory

- Dva procesy A, B
  požadují přístup k záznamům R,S v databázi
- A zamkne R, B zamkne S, …
- A požaduje S, B požaduje R

Vymyslete příklad deadlocku s využitím semaforů



Zdroje

- přeplánovatelné (preemtable)
  - lze je odebrat procesu bez škodlivých efektů
- nepřeplánovatelné (nonpremeptable)
  - proces zhavaruje, pokud jsou mu odebrány

Zdroje

- Sériově využitelné zdroje
  - Proces zdroj alokuje, používá, uvolní
- Konzumovatelné zdroje
  - Např. zprávy, které produkuje jiný proces
  - Viz producent – konzument

Také zde uvíznutí:

1. Proces A: … receive (B,R); send (B, S); ..
2. Proces B: … receive (A,S); send (A, R); ..

Dále budeme povídat o sériově využitelných zdrojích,

problémy jsou stejné

Více zdrojů stejného typu

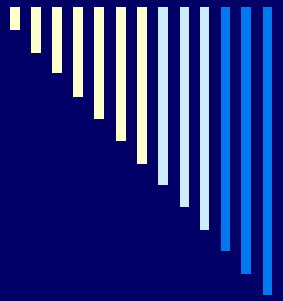
Některé zdroje – více exemplářů

Proces žádá zdroj daného typu – jedno který dostane

Např. bloky disku pro soubor, paměť, …

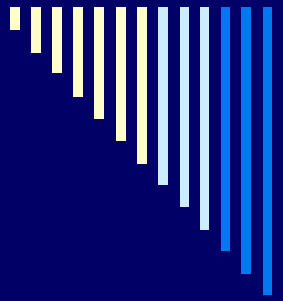
- Př. 5 zdrojů a dva procesy A,B
  1. A požádá o dva zdroje, dostane (zbydou 3)
  2. B požádá o dva zdroje, dostane (zbude 1)
  3. A žádá o další dva, nejsou (je jen 1), čeká
  4. B žádá o další dva, nejsou, čeká – nastalo uvíznutí

Zaměříme se na situace, kdy 1 zdroj každého typu



Práce se zdrojem

- Žádost (request)
  - Uspokojena bezprostředně nebo proces čeká
  - Systémové volání
- Použití (use)
  - Např. tisk na tiskárně
- Uvolnění (release)
  - Proces uvolní zdroj
  - Systémové volání



Uvíznutí - definice

- Obecný termín zdroj – zařízení, záznam, …

V množině procesů nastalo uvíznutí, jestliže každý proces množiny čeká na událost, kterou může způsobit jiný proces množiny

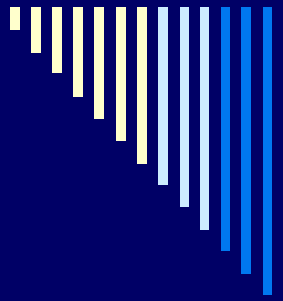
- Všichni čekají – nikdo událost nevygeneruje, nevzbudí jiný proces

Podmínky vzniku uvíznutí (!!!)

Coffman, 1971

1. vzájemné vyloučení
   - Každý zdroj je buď dostupný nebo je výhradně přiřazen právě jednomu procesu

2. hold and wait
   - Proces držící výhradně přiřazené zdroje může požadovat další zdroje



Podmínky vzniku uvíznutí

3. nemožnost odejmutí
   - Jednou přiřazené zdroje nemohou být procesu násilně odejmuty (proces je musí sám uvolnit)

4. cyklické čekání
   - Musí být cyklický řetězec 2 nebo více procesů, kde každý z nich čeká na zdroj držený dalším členem

Vznik uvíznutí - poznámky

- Pro vznik uvíznutí – musejí být splněny všechny 4 podmínky
  - 1. až 3. předpoklady, za nich je definována 4. podmínka
- Pokud jedna z podmínek není splněna, uvíznutí nenastane

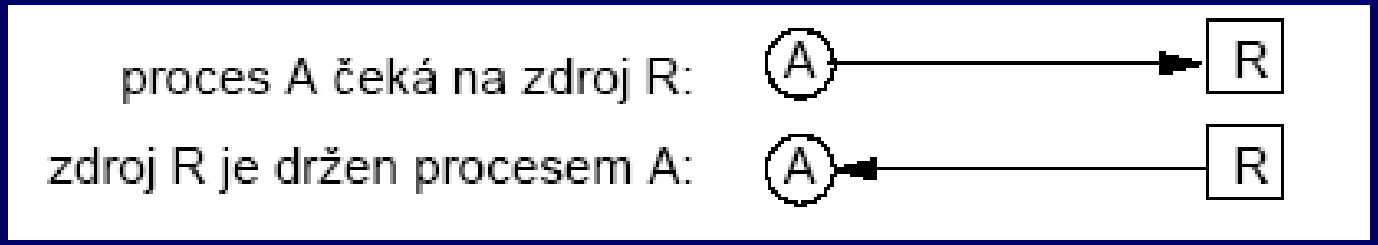
- Viz příklad s CD vypalovačkou
  - Na CD může v jednu chvíli zapisovat pouze 1 proces
  - CD vypalovačku není možné zapisovacímu procesu odejmout

Modelování uvíznutí

Graf alokace zdrojů

- 2 typy uzlů
  - Proces – zobrazujeme jako kruh
  - Zdroj – jako čtverec
- hrany
  - Hrana od zdroje k procesu:
    - zdroj držen procesem
  - Hrana od procesu ke zdroji:
    - proces blokován čekáním na zdroj

Modelování uvíznutí



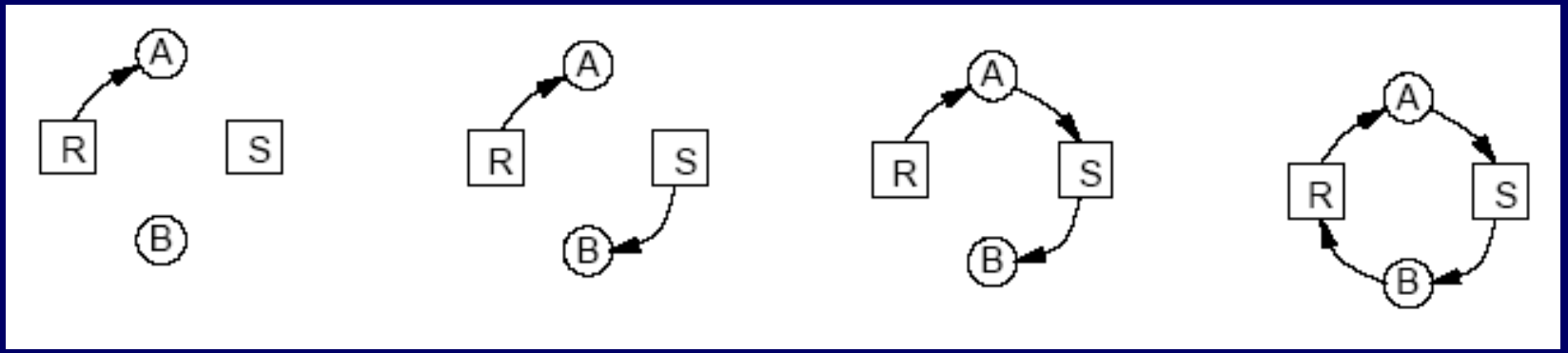
Cyklus v grafu – nastalo uvíznutí

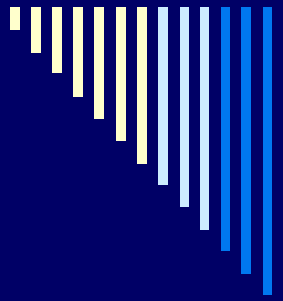
Uvíznutí se týká procesů a zdrojů v cyklu

Uvíznutí

zdroje: Rekorder R a scanner S; procesy: A,B

1. A žádá R dostane, B žádá S dostane
2. A žádá S a čeká, B žádá R a čeká - uvíznutí





Uvíznutí - poznámky

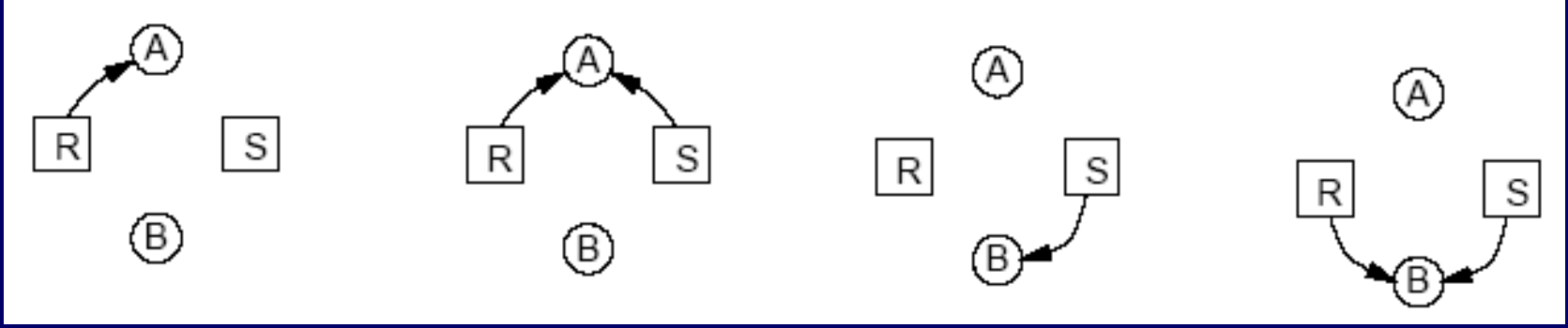
- Cyklus v grafu – nutnou a postačující podmínkou pro vznik uvíznutí

- Závisí na pořadí vykonávání instrukcí procesů
- Pokud nejprve alokace a uvolnění zdrojů procesu A, potom B => uvíznutí nenastane

Uvíznutí - poznámky

1. A žádá R a S, oba dostane, A oba zdroje uvolní
2. B žádá S a R, oba dostane, B oba zdroje uvolní

- Nenastane uvíznutí
- Při některých bězích nemusí uvíznutí nastat – hůře se hledá chyba



Uvíznutí – pořadí alokace

- Pokud bychom napsali procesy A,B tak, aby oba žádaly o zdroje R a S ve stejném pořadí – uvíznutí nenastane

1. A žádá R a dostane, B žádá R a čeká
2. A žádá S a dostane, A uvolní R a S
3. B čekal na R a dostane, B žádá S a dostane