



PB 169

Počítačové sítě a operační systémy

Synchronizace procesů

Uvážnutí



Paralelní běh procesů

- Synchronizace běhu procesů
 - jeden proces čeká na událost z druhého procesu
- Komunikace mezi procesy
 - komunikace – způsob synchronizace, koordinace různých aktivit
 - může dojít k uváznutí
 - každý proces čeká na zprávu od nějakého jiného procesu
 - může dojít ke stárnutí
 - dva procesy si opakovaně posílají zprávy zatímco třetí proces čeká na zprávu nekonečně dlouho
- Sdílení prostředků
 - procesy používají a modifikují sdílená data
 - operace zápisu musí být vzájemně výlučné
 - operace zápisu musí být vzájemně výlučné s operacemi čtení
 - operace čtení mohou být realizovány souběžně
 - pro zabezpečení integrity dat se používají kritické sekce



Nekonzistence

- Paralelní přístup ke sdíleným údajům může být příčinou nekonzistence dat
- Udržování konzistence dat vyžaduje používání mechanismů, které zajistí patřičné provádění spolupracujících procesů
- Problém komunikace procesů v úloze typu Producent-Konzument přes vyrovnávací paměť s omezenou kapacitou

● ● ● | Producent-konzument (1)

○ Sdílená data

```
#define BUFFER_SIZE 10  
typedef struct {  
    . . .  
} item;  
item buffer[BUFFER_SIZE];  
int in = 0;  
int out = 0;  
int counter = 0;
```

● ● ● | Producent-konzument (2)

○ Producent

item nextProduced;

```
while (1) {  
    while (counter == BUFFER_SIZE)  
        ; /* do nothing */  
    buffer[in] = nextProduced;  
    in = (in + 1) % BUFFER_SIZE;  
    counter++;  
}
```

● ● ● | Producent-konzument (3)

○ Konzument

```
item nextConsumed;
```

```
while (1) {  
    while (counter == 0)  
        ; /* do nothing */  
    nextConsumed = buffer[out];  
    out = (out + 1) % BUFFER_SIZE;  
    counter--;  
}
```

Producent-konzument (4)

- Atomická operace je taková operace, která vždy proběhne bez přerušení
- Následující příkazy musí být atomické
 - **counter++;**
 - **counter--;**
- `count++` v assembleru může vypadat
 - **register1 = counter**
 - **register1 = register1 + 1**
 - **counter = register1**
- `count--` v assembleru může vypadat
 - **register2 = counter**
 - **register2 = register2 - 1**
 - **counter = register2**

● ● ● | Producent-konzument (5)

- Protože takto implementované operace `count++` a `count--` nejsou atomické, můžeme se dostat do problémů s konzistencí
- Necht' je hodnota **counter** nastavena na 5. Může nastat:
 - producer: **register1 = counter** (*register1 = 5*)
 - producer: **register1 = register1 + 1** (*register1 = 6*)
 - consumer: **register2 = counter** (*register2 = 5*)
 - consumer: **register2 = register2 - 1** (*register2 = 4*)
 - producer: **counter = register1** (*counter = 6*)
 - consumer: **counter = register2** (*counter = 4*)
- Výsledná hodnota proměnné **counter** bude buďto 4 nebo 6, zatímco správný výsledek má být 5.

Race condition

- Race condition (podmínka soupeření):
 - více procesů současně přistupuje ke sdíleným zdrojům a manipulují s nimi
 - konečnou hodnotu zdroje určuje poslední z procesů, který zdroj po manipulaci opustí
- Ochrana procesů před negativními dopady race condition
 - je potřeba procesy synchronizovat

● ● ● | Problém kritické sekce

- N procesů soupeří o právo používat jistá sdílená data
- V každém procesu se nachází segment kódu programu nazývaný *kritická sekce*, ve kterém proces přistupuje ke sdíleným zdrojům
- Problém:
 - je potřeba zajistit, že v kritické sekci, sdružené s jistým zdrojem, se bude nacházet nejvýše jeden proces



Podmínky řešení problému kritické sekce

- Podmínka vzájemného vyloučení (mutual exclusion), podmínka bezpečnosti, „safety“
 - jestliže proces P1 provádí svoji kritickou sekci, žádný jiný proces nemůže provádět svoji kritickou sekci sdruženou se stejným zdrojem
- Podmínka trvalosti postupu (progress), podmínka živosti, „liveliness“
 - jestliže žádný proces neprovádí svoji sekci sdruženou s jistým zdrojem a existuje alespoň jeden proces, který si přeje vstoupit do kritické sekce sdružené s tímto zdroje, pak výběr procesu, který do takové kritické sekce vstoupí, se nesmí odkládat nekonečně dlouho
- Podmínka konečnosti doby čekání (bounded waiting), podmínka spravedlivosti, „fairness“
 - musí existovat horní mez počtu, kolikrát může být povolen vstup do kritické sekce sdružené s jistým zdrojem jiným procesům než procesu, který vydal žádost o vstup do kritické sekce sdružené s tímto zdrojem, po vydání takové žádosti a před tím, než je takový požadavek uspokojen
 - předpokládáme, že každý proces běží nenulovou rychlostí
 - o relativní rychlosti procesů nic nevíme

Počáteční návrhy řešení

- Máme pouze 2 procesy, P_0 a P_1
- Generická struktura procesu P_i

do {



critical section



reminder section

} while (1);

- Procesy mohou za účelem dosažení synchronizace svých akcí sdílet společné proměnné
- Činné čekání na splnění podmínky v „entry section“ – „busy waiting“

Řešení problému KS

- Softwarová řešení
 - algoritmy, jejichž správnost se nespolehá na žádné další předpoklady
 - s aktivním čekáním „busy waiting“
- Hardwarová řešení
 - vyžadují speciální instrukce procesoru
 - s aktivním čekáním
- Řešení zprostředkované operačním systémem
 - potřebné funkce a datové struktury poskytuje OS
 - s pasivním čekáním
 - podpora v programovacím systému/jazyku
 - semaforey, monitory, zasílání zpráv



Algoritmus 1

- Sdílené proměnné
 - **int turn;**
počátečně **turn = 0**
 - **turn = i** $\Rightarrow P_i$ může vstoupit do KS
- Proces P_i
 - do {**
 - while (turn != i) ;**
critical section
 - turn = j;**
reminder section
 - } while (1);**
- Splňuje vzájemné vyloučení, ale ne trvalost postupu

Algoritmus 2

- Sdílené proměnné
 - **boolean flag[2];**
počátečně **flag [0] = flag [1] = false.**
 - **flag [i] = true** $\Rightarrow P_i$ může vstoupit do své KS
- Process P_i
 - do {**
 - flag[i] := true;**
 - while (flag[j]) ;**
 - critical section
 - flag [i] = false;**
 - remainder section
 - } while (1);**
- Splňuje vzájemné vyloučení, ale ne trvalost postupu

Algoritmus 3 (Petersonův)

- Kombinuje sdílené proměnné algoritmů 1 a 2

- Proces P_i

do {

flag [i] := true;

turn = j;

while (flag [j] and turn == j) ;

critical section

flag [i] = false;

remainder section

} while (1);

- Jsou splněny všechny tři podmínky správnosti řešení problému kritické sekce

Synchronizační hardware

- Speciální instrukce strojového jazyka
 - test_and_set, exchange / swap, ...
- Stále zachována idea používání „busy waiting“
- Test_and_set
 - testování a modifikace hodnoty proměnné – atomicky

```
boolean TestAndSet (boolean &target) {  
    boolean rv = target;  
    target = true;  
    return rv;  
}
```

- Swap
 - Atomická výměna dvou proměnných
- ```
Void Swap (boolean &a, boolean &b) {
 boolean temp = a;
 a = b;
 b = temp;
}
```

# Využití TestAndSet

- Sdílená data (inicializováno na false):  
boolean lock:

- Proces  $P_i$

**do {**

**while (TestAndSet(lock)) ;**

critical section

**lock = false;**

remainder section

**}**



# Využití Swap

- Sdílená data (inicializováno na false):

boolean lock;

boolean waiting[n];

- Proces  $P_i$

**do {**

**key = true;**

**while (key == true)**

**Swap(lock, key);**

critical section

**lock = false;**

remainder section

**}**

# Situace bez podpory OS

- Nedostatek softwarového řešení
  - procesy, které žádají o vstup do svých KS to dělají metodou „busy waiting“
    - po nezanedbatelnou dobu spotřebovávají čas procesoru
- Speciální instrukce
  - výhody
    - vhodné i pro multiprocesory (na rozdíl od prostého maskování/povolení přerušování)
  - nevýhody
    - opět „busy waiting“
    - možnost stárnutí – náhodnost řešení konfliktu
    - možnost uváznutí v prioritním prostředí (proces v KS nedostává čas CPU)

# Semaforey

- Synchronizační nástroj, který lze implementovat i bez „busy waiting“
    - proces je (operačním systémem) „uspán“ a „probuzen“
    - tj. řešení na úrovni OS
  - Definice
- Semaphore S : integer
- Lze ho zpřístupnit pouze pomocí dvou atomických operací

**wait (S):**

```
while S ≤ 0 do no-op;
S --;
```

**signal(S):**

```
S ++;
```



# Kritická sekce

- Sdílená data:

```
semaphore mutex; // počátečně mutex = 1
```

- Proces  $P_i$ :

```
do {
 wait(mutex);
 critical section
 signal(mutex);
 remainder section
} while (1);
```

# Uvážnutí a stárnutí

## ○ Uvážnutí

- dva nebo více procesů neomezeně dlouho čekají na událost, kterou může generovat pouze jeden z čekajících procesů
- Necht' S a Q jsou dva semaforey inicializované na 1

|                   |                   |
|-------------------|-------------------|
| $P_0$             | $P_1$             |
| <i>wait(S);</i>   | <i>wait(Q);</i>   |
| <i>wait(Q);</i>   | <i>wait(S);</i>   |
| ⋮                 | ⋮                 |
| <i>signal(S);</i> | <i>signal(Q);</i> |
| <i>signal(Q)</i>  | <i>signal(S);</i> |

## ○ Stárnutí

- neomezené blokování, proces nemusí být odstraněný z fonty na semafor nikdy (předbíhání vyššími prioritami, ...)

# Problémy se semaforem

- Semaforem jsou mocný nástroj pro dosažení vzájemného vyloučení a koordinaci procesů
- Operace wait(S) a signal (S) jsou prováděny více procesy a jejich účinek nemusí být vždy explicitně zřejmý
  - semafor s explicitním ovládním wait/signal je nástroj nízké úrovně
- Chybné použití semaforu v jednom procesu hroutí souhru všech spolupracujících procesů
- Patologické případy použití semaforů:

|         |           |
|---------|-----------|
| wait(x) | wait(x)   |
| KS      | KS        |
| wait(x) | signal(y) |





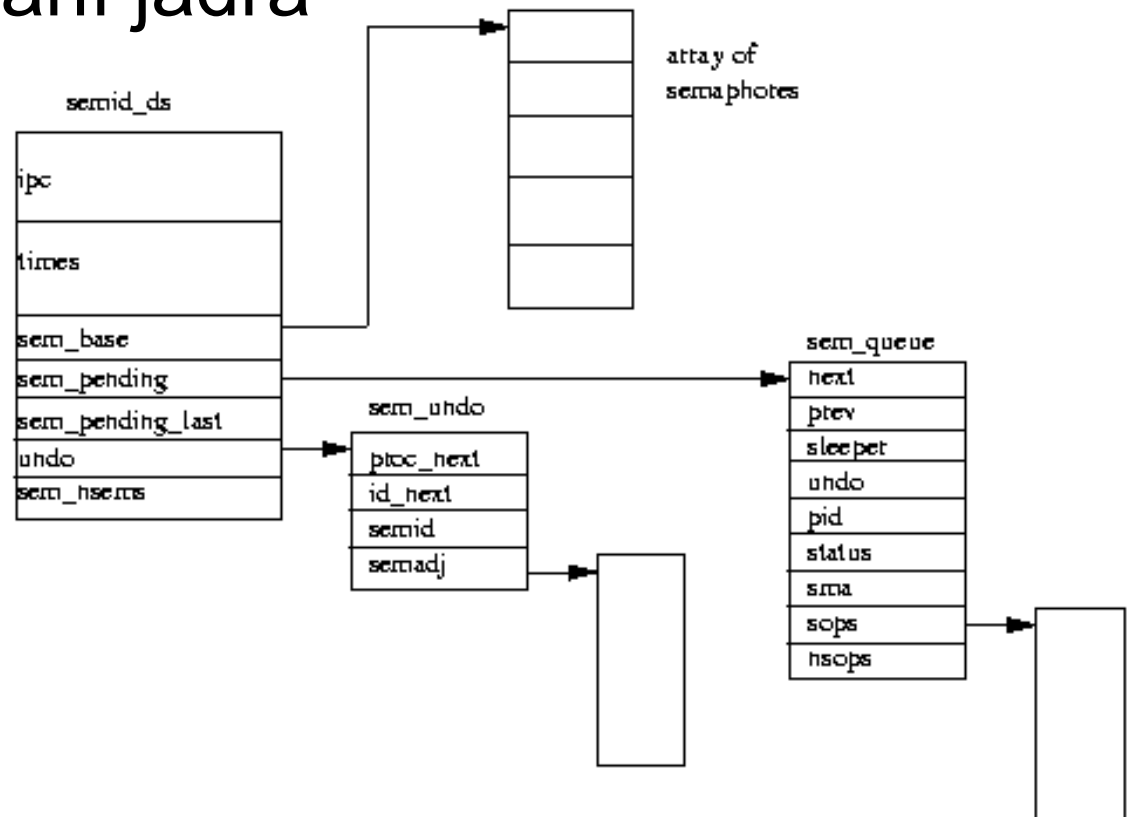
# Příklad: Linux (1)

- IPC (InterProcess Communication)
  - signály (asynchronní události)
  - roury ( ls|pr|lpr )
  - zprávy (messages)
  - semaforey (semaphores)
  - sdílená paměť (shared memory)

# Příklad: Linux (2)

## Semaforey, volání jádra

- semget
- semctl
- semop

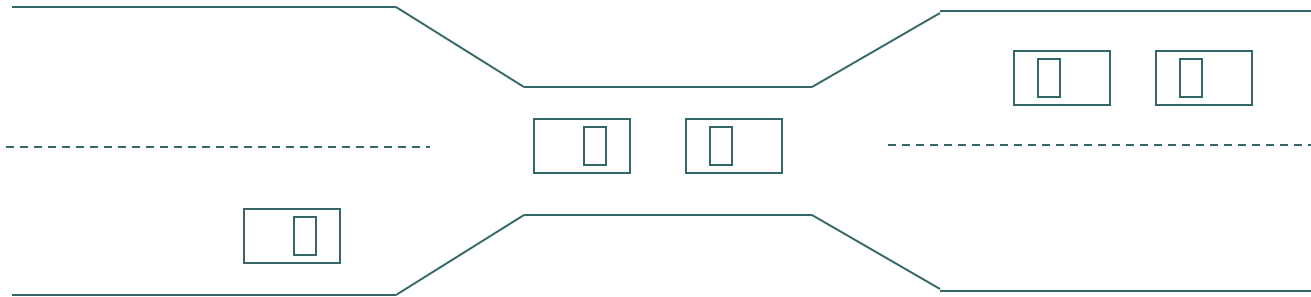


# Problém uváznutí

- Existuje množina blokováných procesů, každý proces vlastní nějaký prostředek (zdroj) a čeká na zdroj držený jiným procesem z této množiny
- Příklad 1
  - v systému existují 2 páskové mechaniky
  - procesy  $P_1$  a  $P_2$  chtějí kopírovat data z pásky na pásku, každý z procesů „vlastní“ jednu mechaniku a požaduje alokaci druhé
- Příklad 2
  - Semafory A a B, inicializované na 1

|                  |                 |
|------------------|-----------------|
| $P_0$            | $P_1$           |
| <i>wait</i> (A); | <i>wait</i> (B) |
| <i>wait</i> (B); | <i>wait</i> (A) |

# Příklad: úzký most



- Most s jednosměrným provozem
- Každý vjezd mostu lze chápat jako zdroj
- Dojde-li k uváznutí, lze ho řešit tím, že se jedno auto vrátí
  - Preempce zdroje (přivlastnění si zdroje, který vlastnil někdo jiný) a vrácení soupeře do situace před žádostí o přidělení zdroje (preemption a rollback)
- Při řešení uváznutí se může vracet i více vozů
- Může docházet ke stárnutí

# Definice uváznutí a stárnutí

## ○ Uváznutí

- množina procesů  $P$  uvázla, jestliže každý proces  $P_i$  z  $P$  čeká na událost (uvolnění prostředku, zaslání zprávy), kterou vyvolá pouze některý z procesů  $P$

## ○ Stárnutí

- požadavky 1 nebo více procesů z  $P$  nebudou splněny v konečném čase
  - z důvodů vyšších priorit jiného procesu
  - z důvodů prevence uváznutí apod.



# Model

- Typy zdrojů  $R_1, R_2, \dots, R_m$ 
  - tiskárna, paměť, I/O zařízení, ...
- Každý zdroj  $R_i$  má  $W_i$  instancí
- Každý proces používá zdroj následujícím způsobem
  1. žádost
  2. použití
  3. uvolnění (v konečném čase)



# Charakteristika uváznutí

- K uváznutí dojde, když začnou současně platit 4 následující podmínky
  - vzájemné vyloučení (mutual exclusion)
    - sdílený zdroj může v jednom okamžiku používat pouze jeden proces
  - ponechání si zdroje a čekání na další (hold and wait)
    - proces vlastníci alespoň zdroj čeká na získání dalšího zdroje, dosud vlastněného jiným procesem
  - bez předbíhání (no preemption)
    - zdroj lze uvolnit pouze procesem, který ho vlastní, dobrovolně po té, co daný proces zdroj dále nepotřebuje
  - kruhové čekání (circular wait)
    - existuje takový seznam čekajících procesů ( $P_0, P_1, \dots, P_n$ ), že  $P_0$  čeká na uvolnění zdroje drženího  $P_1$ ,  $P_1$  čeká na uvolnění zdroje drženího  $P_2, \dots, P_{n-1}$  čeká na uvolnění zdroje drženího  $P_n$ , a  $P_n$  čeká na uvolnění zdroje drženího  $P_0$

# Graf přidělení zdrojů

- Resource-Allocation Graph, RAG
- Množina uzlů  $V$  a množina hran  $E$
- uzly jsou dvou typů:
  - $P = \{P_1, P_2, \dots, P_n\}$ , množina procesů existujících v systému
  - $R = \{R_1, R_2, \dots, R_m\}$ , množina zdrojů existujících v systému
- Hrana požadavku – orientovaná hrana  $P_i \rightarrow R_j$
- Hrana přidělení – orientovaná hrana  $R_j \rightarrow P_i$
- Proces:



- Zdroj se 4 instancemi:



- Proces  $P_i$  požadující prostředek  $R_j$ :

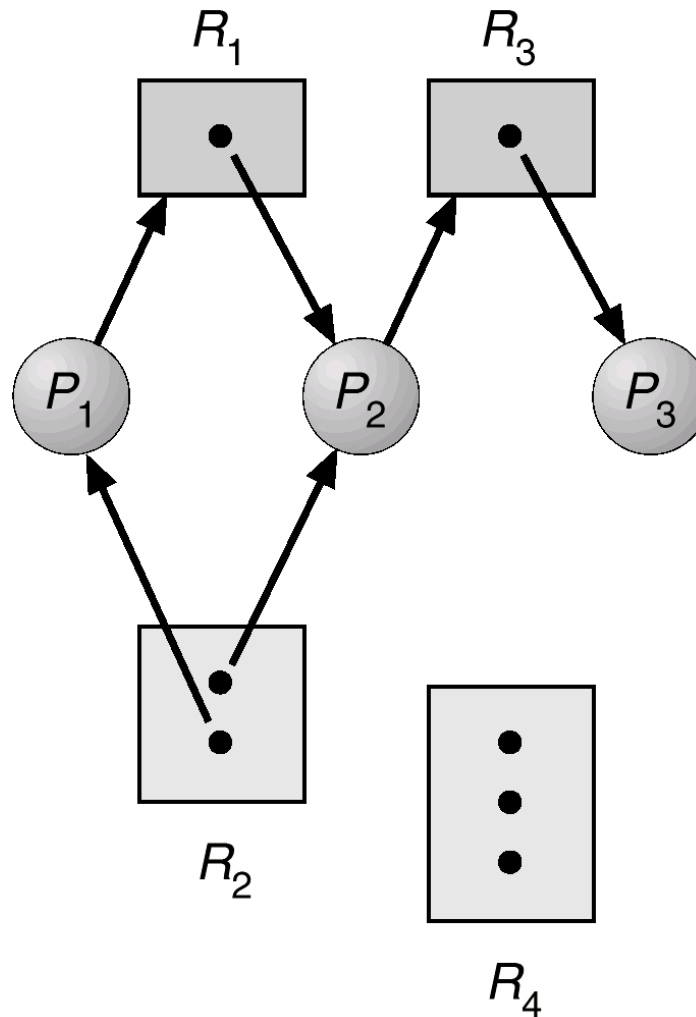


- Proces  $P_i$  vlastníci prostředek  $R_j$ :

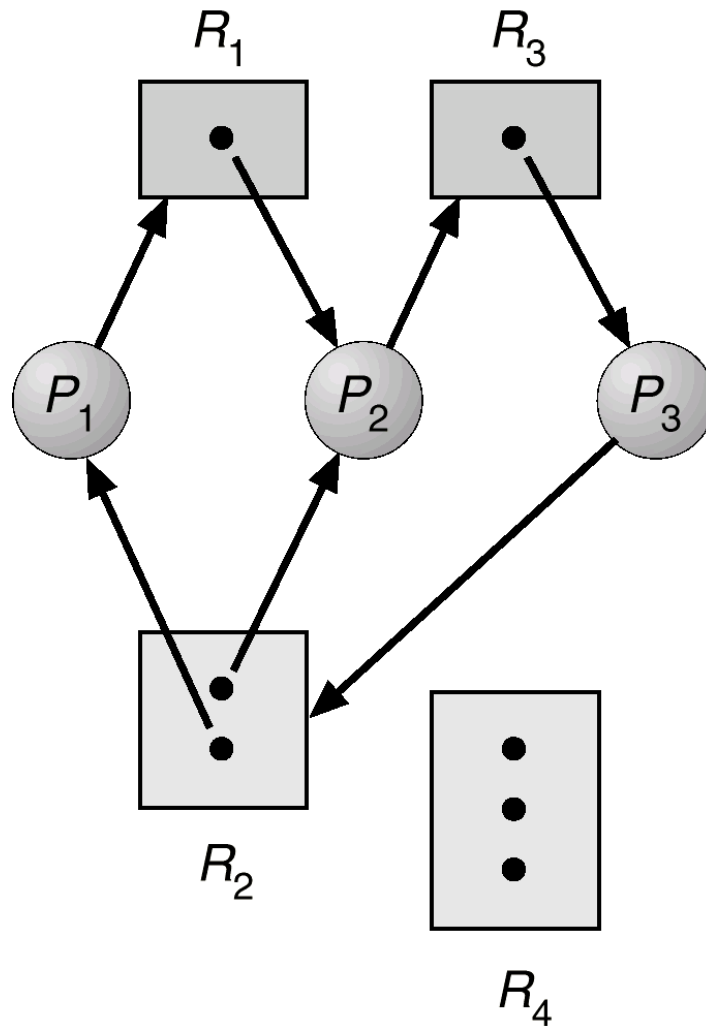




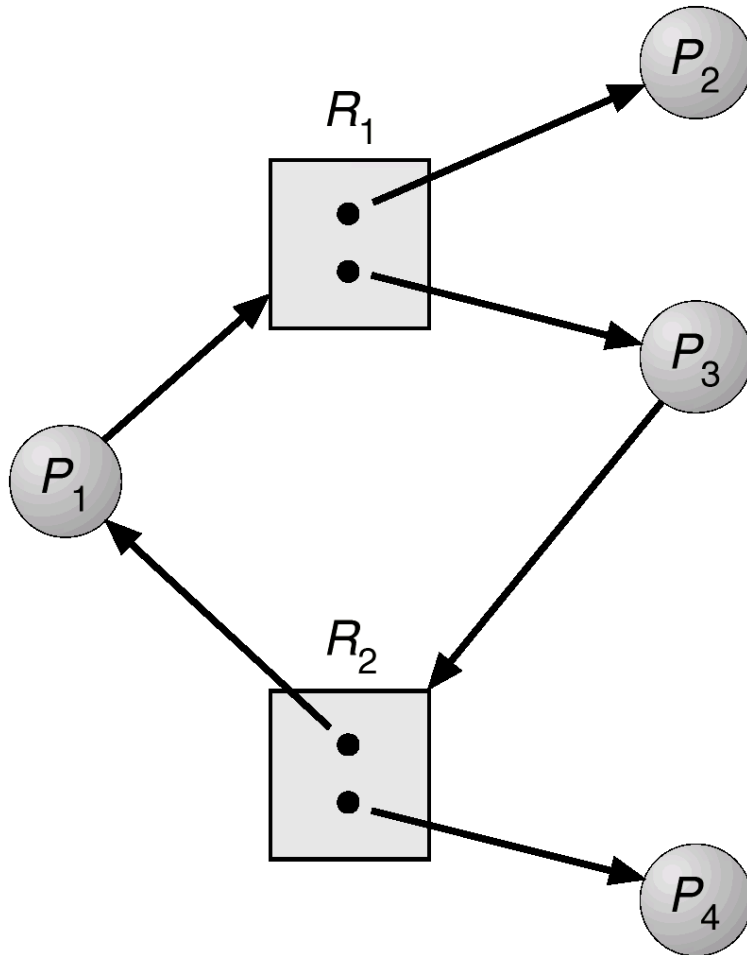
# ● ● ● | Příklad RAG (bez cyklu)



# ● ● ● | Příklad RAG (s uváznutím)



# ● ● ● | Příklad RAG (bez uváznutí)





# RAG: závěry

- Jestliže se v RAG nevyskytuje cyklus – k uváznutí nedošlo
- Jestliže se v RAG vyskytuje cyklus
  - existuje pouze jedna instance zdroje daného typu  
→ k uváznutí došlo
  - existuje více instancí zdroje daného typu  
→ k uváznutí může (ale nemusí) dojít



# Problém uváznutí

- Ochrana před uváznutím prevencí
  - zajistíme, že se systém nikdy nedostane do stavu uváznutí
  - zrušíme platnost některé nutné podmínky
- Obcházení uváznutí
  - detekce potenciální možnosti vzniku uváznutí a nepřipuštění takového stavu
  - zamezujeme současné platnosti všech nutných podmínek
  - prostředek se nepřidělí, pokud by hrozilo uváznutí (hrozí stárnutí)
- Obnova po uváznutí
  - uváznutí povolíme, ale jeho vznik detekujeme a řešíme
- Ignorování hrozby uváznutí
  - uváznutí je věc aplikace ne systému
  - způsob řešení zvolený většinou OS



# Ochrana prevencí

## ○ Nepřímé metody

### ● zneplatnění některé nutné podmínky

- Virtualizací prostředků, ruším nutnost vzájemné výlučnosti při přístupu
- požadováním všech prostředků najednou
- odebráním prostředků

## ○ Přímé metody

### ● nepřipuštění platnosti postačující podmínky (cyklus v grafu)

- uspořádání pořadí vyžadování prostředků

# Prevence uváznutí (1)

- Vzájemné vyloučení
  - podmínka není nutná pro sdílené zdroje
  - u nesdílených zdrojů musí podmínka platit
  - řeší se např. virtualizací prostředků (např. tiskárny)
- Ponechání zdrojů a čekání na další
  - při žádosti o zdroje proces žádné zdroje „vlastnit“ nesmí
  - proces musí požádat o zdroje a obdržet je dříve než je spuštěn běh procesu
  - důsledkem je nízká efektivita využití zdrojů a možnost stárnutí

# Prevence uváznutí (2)

- Zakázané předbíhání
  - jestliže proces drží nějaké zdroje a požadující přidělení dalšího zdroje, nemůže zdroj získat okamžitě, pak se uvolní všechny tímto procesem držené zdroje
  - „odebrané“ zdroje se zapíší do seznamu zdrojů, na které proces čeká
  - proces bude obnoven, pouze jakmile může získat jak jím původně držené zdroje, tak jím nově požadované zdroje
- Zabránění kruhovému pořadí
  - zavedeme úplné uspořádání typů zdrojů a každý proces bude žádat o prostředky v pořadí daném vzrůstajícím pořadí výčtu





# Obcházení uváznutí

- Systém musí mít nějaké dodatečné apriorní informace
- Nejjednodušší a nejužitečnější model požaduje, aby každý proces udal maxima počtu prostředků každého typu, které může požadovat
- Algoritmus řešící obcházení uváznutí dynamicky zkouší, zda stav systému přidělování zdrojů zaručuje, že se procesy v žádném případě nedostanou do cyklické fronty čekání
- Stav systému přidělování zdrojů se definuje počtem dostupných a přidělených zdrojů a maximem žádostí procesů



# Detekce uváznutí

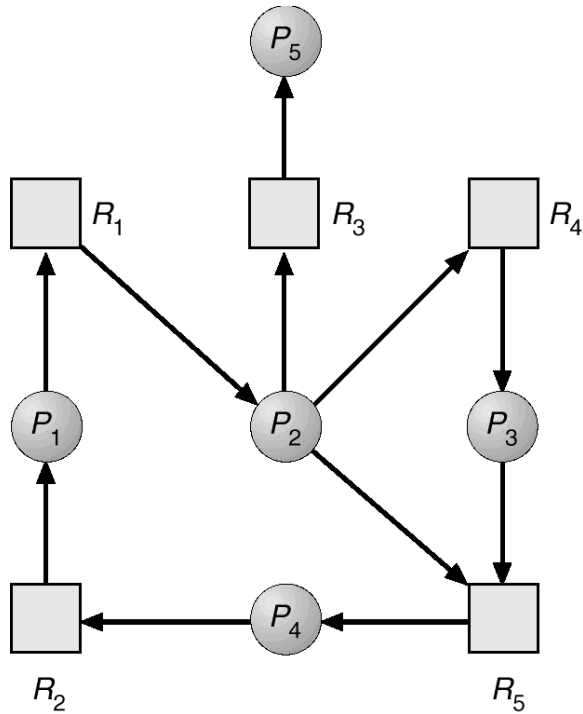
- Umožníme, aby došlo k uváznutí
- Ale toto uváznutí detekujeme
- Aplikujeme plán obnovy

- ● ● | 1 instance prostředku  
každého typu

- Udržuje se graf čekání (wait-for graph)
  - uzly jsou procesy
  - $P_i \rightarrow P_j$  jestliže  $P_i$  čeká na  $P_j$
- Periodicky se provádí algoritmus, který v grafu hledá cykly
- Algoritmus pro detekci cyklu v grafu požaduje provedení  $n^2$  operací, kde  $n$  je počet uzlů v grafu

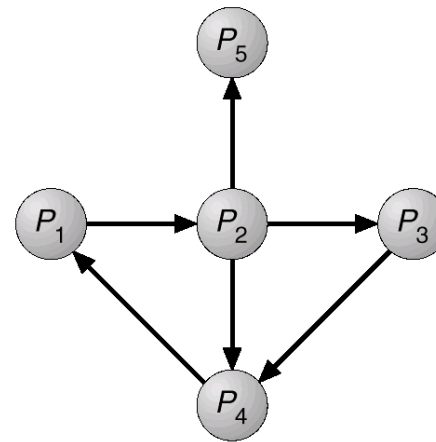
# Grafy

Graf přidělení zdrojů



(a)

Odpovídající graf čekání



(b)

# ● ● ● | Obnova: ukončení procesu

- Násilné ukončení uváznutých procesů
- Násilně se ukončuje jednotlivě proces po procesu, dokud se neodstraní cyklus
- Čím je dáno pořadí násilného ukončení?
  - priorita procesu
  - doba běhu procesu, doba potřebná k ukončení procesu
  - prostředky, které proces použil
  - prostředky, které proces potřebuje k ukončení
  - počet procesů, které bude potřeba ukončit
  - preference interaktivních nebo dávkových procesů

# Obnova: nové rozdělení prostředků

- Výběr oběti: minimalizace ceny
- Návrat zpět (rollback) – návrat do některého bezpečného stavu, proces restartujeme z tohoto stavu
- Stárnutí – některý proces může být vybírán jako oběť trvale
  - řešení: do cenové funkce zahrneme počet restartů (rollbacků)