

Operační systémy a sítě

Petr Štěpán, K13133

KN-E-229

stepan@labe.felk.cvut.cz

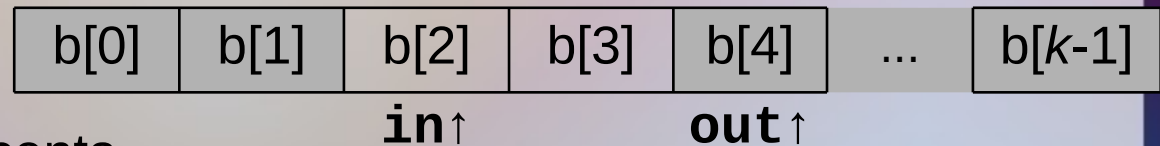
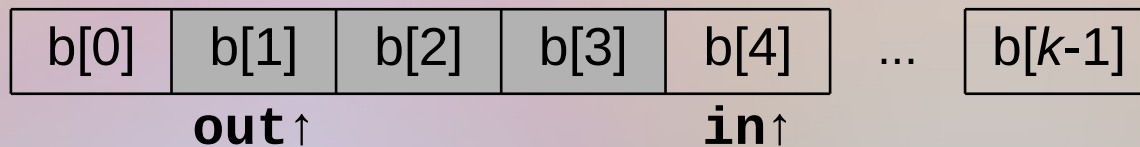
Téma 5. Synchronizace a deadlock

Problém synchronizace vláken

- **Souběžný přístup** ke sdíleným datům může způsobit jejich nekonzistenci
 - nutná koordinace procesů
- **Synchronizace běhu procesů**
 - Čekání na událost vyvolanou jiným procesem
- **Komunikace mezi procesy (IPC = *Inter-process Communication*)**
 - Výměna informací (zpráv)
 - Způsob synchronizace, koordinace různých aktivit
- **Sdílení prostředků** – problém **soupeření** či **souběhu** (*race condition*)
 - Procesy používají a modifikují sdílená data
 - Operace zápisu musí být vzájemně výlučné
 - Operace zápisu musí být vzájemně výlučné s operacemi čtení
 - Operace čtení (bez modifikace) mohou být realizovány souběžně
 - Pro zabezpečení integrity dat se používají **kritické sekce**

Úloha Producent-Konzument

- Ilustrační příklad
 - **Producent** generuje data do vyrovnávací paměti s konečnou kapacitou (*bounded-buffer problem*) a **konzument** z této paměti data odebírá
 - V podstatě jde o implementaci komunikačního kanálu typu „roura“
 - Zavedeme celočíselnou proměnnou **count**, která bude čítat položky v poli. Na počátku je **count = 0**
 - Pokud je v poli místo, producent vloží položku do pole a inkrementuje **count**
 - Pokud je v poli nějaká položka, konzument při jejím vyjmutí dekrementuje **count**



in ... privátní proměnná producenta
out ... privátní proměnná konzumenta

Kód „Producent-Konzument“

Sdílená data:

```
#define BUF_SZ = 20
typedef struct { ... } item;
item buffer[BUF_SZ];
int count = 0;
```

Producent:

```
void producer() {
    int in = 0;
    item nextProduced;
    while (1) {
        /* Vygeneruj novou položku do
           proměnné nextProduced */
        while (count == BUF_SZ);
            /* nedělej nic */
        buffer[in] = nextProduced;
        in = (in + 1) % BUF_SZ;
        count++;
    }
}
```

Konzument:

```
void consumer() {
    int out = 0;
    item nextConsumed;
    while (1) {
        while (count == 0) ;
        /* nedělej nic */
        nextConsumed = buffer[out];
        out = (out + 1) % BUF_SZ;
        count--;
        /* Zpracuj položku z
           proměnné nextConsumed */
    }
}
```

- Je to korektní řešení?

Problém soupeření (*race condition*)

- `count++` bude obvykle implementováno takto:

P_1 :	<code>registr₀ ← count</code>	<code>move count, D0</code>
P_2 :	<code>registr₀ ← registr₀ + 1</code>	<code>add D0, #1</code>
P_3 :	<code>count ← registr₀</code>	<code>move D0, count</code>
- `count--` bude obdobně implementováno jako:

K_1 :	<code>registr₁ ← count</code>	<code>move count, D1</code>
K_2 :	<code>registr₁ ← registr₁ - 1</code>	<code>sub D1, #1</code>
K_3 :	<code>count ← registr₁</code>	<code>move D1, count</code>
- Vlivem Murphyho zákonů, **může** nastat následující posloupnost prokládání producenta a konzumenta (necht' na počátku `count = 3`)

Interval	Běží	Akce	Výsledek
P_1	producent	<code>registr₁ ← count</code>	<code>registr₁ = 3</code>
P_2	producent	<code>registr₁ ← registr₁ + 1</code>	<code>registr₁ = 4</code>
K_1	konzument	<code>registr₂ ← count</code>	<code>registr₂ = 3</code>
K_2	konzument	<code>registr₂ ← registr₂ - 1</code>	<code>registr₂ = 2</code>
P_3	producent	<code>count ← registr₁</code>	<code>count = 4</code>
K_3	konzument	<code>count ← registr₂</code>	<code>count = 2</code>

- Na konci může být `count == 2` nebo `4`, ale programátor zřejmě chtěl mít `3` (což se většinou podaří)
- Je to důsledkem **nepředvídatelného** prokládání procesů/vláken vlivem možné **preempce**

Kritická sekce

- Problém lze formulovat obecně:
 - Jistý čas se proces zabývá svými obvyklými činnostmi a jistou část své aktivity věnuje **sdíleným prostředkům**.
 - Část kódu programu, kde se přistupuje ke sdílenému prostředku, se nazývá **kritická sekce** procesu **vzhledem k tomuto sdílenému prostředku** (nebo také **sdužená s tímto prostředkem**).
- Je potřeba zajistit, aby v kritické sekci sdužené s jistým prostředkem, se nacházel nejvýše jeden proces
 - Pokud se nám podaří zajistit, aby žádné dva procesy nebyly současně ve svých **kritických sekcích sdužených s uvažovaným sdíleným prostředkem**, pak je problém soupeření vyřešen.
- Modelové prostředí pro řešení problému kritické sekce
 - Předpokládá se, že každý z procesů běží nenulovou rychlostí
 - Řešení nesmí záviset na relativních rychlostech procesů

Požadavky na řešení problému kritických sekcí

1. Vzájemné vyloučení – **podmínka bezpečnosti** (*Mutual Exclusion*)
 - Pokud proces P_i je ve své kritické sekci, pak žádný další proces nesmí být ve své kritické sekci sdružené s tímž prostředkem
2. Trvalost postupu – **podmínka živosti** (*Progress*)
 - Jestliže žádný proces neprovádí svoji kritickou sekci sdruženou s jistým zdrojem a existuje alespoň jeden proces, který si přeje vstoupit do kritické sekce sdružené se tímto zdrojem, pak výběr procesu, který do takové kritické sekce vstoupí, se nesmí odkládat nekonečně dlouho.
3. Konečné čekání – **podmínka spravedlivosti** (*Fairness*)
 - Proces smí čekat na povolení vstupu do kritické sekce jen konečnou dobu.
 - Musí existovat omezení počtu, kolikrát může být povolen vstup do kritické sekce sdružené se jistým prostředkem jiným procesům než procesu požadujícímu vstup v době mezi vydáním žádosti a jejím uspokojením.

Možnosti řešení problému kritických sekcí

- Základní struktura procesu s kritickou sekcí
 - do {
 - `enter_cs();`
critical section
 - `leave_cs ();`
non-critical section
 - } while (TRUE);
- Klíčem k řešení celého problému kritických sekcí je korektní implementace funkcí `enter_cs()` a `leave_cs()`.
- Čistě softwarová řešení na aplikační úrovni
 - Algoritmy, jejichž správnost se nespolehá na další podporu
 - Základní (a problematické) řešení **s aktivním čekáním** (*busy waiting*)
- Hardwarové řešení
 - Pomocí speciálních instrukcí CPU
 - Stále ještě **s aktivním čekáním**
- Softwarové řešení zprostředkované operačním systémem
 - Potřebné služby a datové struktury poskytuje OS (např. **semafor**)
 - Tím je umožněno **pasivní čekání** – proces nesoutěží o procesor
 - Podpora volání synchronizačních služeb v programovacích systémech/jazycích (např. **monitory, zasílání zpráv**)

Řešení na aplikační úrovni (1)

- Vzájemné vyloučení s aktivním čekáním
- Zamykací proměnné
 - Kritickou sekci „ochráníme“ sdílenou zamykací proměnnou přidruženou ke sdílenému prostředku (iniciálně = 0).
 - proměnná lock
 - Před vstupem do kritické sekce proces testuje tuto proměnnou a, je-li nulová, nastaví ji na 1 a vstoupí do kritické sekce. Neměla-li proměnná hodnotu 0, proces čeká ve smyčce (aktivní čekání – *busy waiting*).
 - ```
while(lock != 0); /* Nedělej nic a čekej */
lock = 1
```
  - Při opouštění kritické sekce proces tuto proměnnou opět nuluje
    - ```
lock = 0;
```
 - **Nevyřešili jsme však nic**: souběh jsme přenesli na zamykací proměnnou
 - Myšlenka zamykacích proměnných však není zcela chybná

Řešení na aplikační úrovni (2)

- Striktní střídání dvou procesů nebo vláken
 - Zaveďme proměnnou *turn*, jejíž hodnota určuje, který z procesů smí vstoupit do kritické sekce. Je-li *turn* == 0, do kritické sekce může P_0 , je-li == 1, pak P_1 .

P_0

```
while(TRUE) {  
    while(turn!=0); /* čekej */  
    critical_section();  
    turn = 1;  
    noncritical_section();  
}
```

P_1

```
while(TRUE) {  
    while(turn!=1); /* čekej */  
    critical_section();  
    turn = 0;  
    noncritical_section();  
}
```

- **Problém:** P_0 proběhne svojí kritickou sekcí velmi rychle, *turn* = 1 a oba procesy jsou v nekritických částech. P_0 je rychlý i ve své nekritické části a chce vstoupit do kritické sekce. Protože však *turn* == 1, bude čekat, přestože kritická sekce je volná.
 - Je porušen požadavek Trvalosti postupu
 - Navíc řešení nepřipustně závisí na rychlostech procesů

Řešení na aplikační úrovni (3)

- Petersonovo řešení střídání dvou procesů nebo vláken
 - Řešení pro dva procesy P_i ($i = 0, 1$) – dvě globální proměnné:
int `turn`; boolean `interest[2]`;
 - Proměnná `turn` udává, který z procesů je na řadě při přístupu do kritické sekce
 - V poli `interest` procesy indikují svůj zájem vstoupit do kritické sekce; `interest[i] == TRUE` znamená, že P_i tuto potřebu má
 - Prvky pole `interest` nejsou sdílenými proměnnými
- ```
 j = 1 - i;
 interest[i] = TRUE;
 turn = j;
 while (interest[j] && turn == j) ; /* čekání */
 /* KRITICKÁ SEKCE */
 interest[i] = FALSE;
 /* NEKRITICKÁ ČÁST PROCESU */
```
- Náš proces bude čekat jen pokud druhý proces je na řadě a současně má zájem do kritické sekce vstoupit
- Všechna řešení na aplikační úrovni obsahují aktivní čekání, nebo používají funkci `sleep/usleep`

# Hardwarová podpora pro synchronizaci

- Zamykací proměnné rozumné, avšak je nutná **atomicita**
- Jednoprocesorové systémy mohou vypnout přerušení
  - Při vypnutém přerušení nemůže dojít k preempci
    - Nelze použít na aplikační úrovni (vypnutí přerušení je privilegovaná akce)
  - Nelze jednoduše použít pro víceprocesorové systémy
    - Který procesor přijímá a obsluhuje přerušení?
- Moderní systémy nabízejí speciální **nedělitelné (atomické)** instrukce
  - Tyto instrukce mezi paměťovými cykly „nepustí“ sběrnici pro jiný procesor
  - Instrukce **TestAndSet** atomicky přečte obsah adresované buňky a bezprostředně poté změní její obsah (**tas** – MC68k, **tsl** – Intel)
  - Instrukce **Swap (xchg)** atomicky prohodí obsah registru procesoru a adresované buňky
  - Např. IA32/64 (I586+) nabízí i další atomické instrukce
    - Prefix „**LOCK**“ pro celou řadu instrukcí typu *read-modify-write* (např. **ADD**, **AND**, ... s cílovým operandem v paměti)

# Hardwarová podpora pro synchronizaci (2)

- Příklad použití instrukce **tas** – Motorola 68000

```
enter_cs: tas lock // Kopíruj lock do CPU a nastav lock na 1
 bnz enter_cs // Byl-li lock nenulový, vrať se na testování
 ret // Byl nulový – návrat a vstup do kritické sekce

leave_cs: mov lock, #0 // Vynuluj lock a odemkni kritickou sekci
 ret
```

- Příklad použití instrukce **xchg** – IA32

```
enter_cs: mov EAX, #1 // 1 do registru EAX
 xchg lock, EAX // Instrukce xchg lock, EAX atomicky prohodí
 // obsah registru EAX s obsahem lock.
 jnz enter_cs // Byl-li původní obsah proměnné lock nenulový,
 // skok na opakované testování = aktivní čekání
 ret // Nebyl – návrat a vstup do kritické sekce

leave_cs: mov lock, #0 // Vynuluj lock a odemkni tak kritickou sekci
 ret
```

# Synchronizace bez aktivního čekání

- Aktivní čekání mrhá strojovým časem
  - Může způsobit i nefunkčnost při rozdílných prioritách procesů
    - Např. vysokoprioritní producent zaplní pole, začne aktivně čekat a nedovolí konzumentovi odebrat položku (samozřejmě to závisí na metodě plánování procesů a na to navazující dynamicky se měnící priority)
- Blokování pomocí systémových atomických primitiv
  - **sleep()** místo aktivního čekání – proces se zablokuje
  - **wakeup(process)** probuzení spolupracujícího procesu při opouštění kritické sekce

```
void producer() {
 while (1) {
 /* Vygeneruj položku do proměnné nextProduced */
 if (count == BUFFER_SIZE) sleep(); // Je-li pole plné, zablokuj se
 buffer[in] = nextProduced; in = (in + 1) % BUFFER_SIZE;
 count++;
 if (count == 1) wakeup(consumer); // Bylo-li pole prázdné, probuď konzumenta
 }
}
```

```
void consumer() {
 while (1) {
 if (count == 0) sleep(); // Je-li pole prázdné, zablokuj se
 nextConsumed = buffer[out]; out = (out + 1) % BUFFER_SIZE;
 count--;
 if (count == BUFFER_SIZE-1) wakeup(producer); // Bylo-li pole plné, probuď producenta
 /* Zpracuj položku z proměnné nextConsumed */
 }
}
```

Výše uvedené řešení obsahuje chybu, oba dva procesy se mohou zaseknout. Najdete ji?

# Synchronizace bez aktivního čekání (2)

- Předešlý kód není řešením:
  - Zůstalo konkurenční soupeření – **count** je opět sdílenou proměnnou
    - Konzument přečetl **count == 0** a než zavolá **sleep()**, je mu odňat procesor
    - Producent vloží do pole položku a **count == 1**, načež se pokusí se probudit konzumenta, který ale ještě nespí!
    - Po znovuspuštění se konzument domnívá, že pole je prázdné a volá **sleep()**
    - Po čase producent zaplní pole a rovněž zavolá **sleep()** – **spí oba!**
  - Příčinou této situace je ztráta budícího signálu
- Lepší řešení:
  - Jedině OS umí uspat a vzbudit procesy
  - Semafory

# Semaforey

- Obecný synchronizační nástroj (Edsger Dijkstra, NL, [1930–2002])
- Semafor S
  - Systemem spravovaný objekt
  - Základní vlastností je celočíselná proměnná (**obecný semafor**)
    - Též **čítající semafor**
  - **Binární semafor (mutex) = zámek** – hodnota 0 nebo 1
- Dvě standardní atomické operace nad semaforem
  - **wait(S)** [někdy nazývaná **acquire()** nebo **down()**, původně P (*proberen*)]
  - **signal(S)** [někdy nazývaná **release()** nebo **up()**, původně V (*vrhogen*)]

- Sémantika těchto operací:

```
wait(S) { signal(S) {
 while (S <= 0) S++;
 S--; // Čeká-li proces před
 ; // čekej // semaforem, pusť ho dál
} }
```

- Tato sémantika stále obsahuje aktivní čekání
- Skutečná implementace však aktivní čekání obchází tím, že spolupracuje s plánovačem CPU, což umožňuje blokovat a reaktivovat procesy (vlákna)



# Implementace a užití semaforů

- Implementace musí zaručit:
  - Žádné dva procesy nebudou provádět operace `wait()` a `signal()` se stejným semaforem současně
- Implementace semaforu je problémem kritické sekce
  - Operace `wait()` a `signal()` musí být atomické
  - Aktivní čekání není plně eliminováno, je ale přesunuto z aplikační úrovně (kde mohou být kritické sekce dlouhé) do úrovně jádra OS pro implementaci atomicity operací se semaforey
- Užití:

```
mutex mtx; // Volání systému o vytvoření semaforu,
 // inicializován na hodnotu 1
wait(mtx); // Volání akce nad semaforem, která může
 // proces zablokovat
Critical_Section;
signal(mtx); // Volání akce nad semaforem, která může
 // ukončit blokování procesu čekajícího
 // „před“ semaforem
```

# Implementace semaforů

- Struktura semaforu

```
typedef struct {
 int value; // „Hodnota“ semaforu
 struct process *list; // Fronta procesů stojících „před semaforem“
} semaphore;
```

- Operace nad semaforem jsou pak implementovány jako **nedělitelné** s touto sémantikou

```
void wait(semaphore S) {
 S.value= S.value - 1;
 if (S.value < 0) // Je-li třeba, zablokuj volající proces a zařad' ho
 block(S.list); // do fronty před semaforem (S.list)
}
void signal(semaphore S) {
 S.value= S.value + 1
 if (S.value <= 0) {
 if(S.list != NULL) { // Je-li fronta neprázdná
 ... // vyjmi proces P z čela fronty
 wakeup(P); // a probud' P
 }
 }
}
```

# Implementace semaforů (2)

- Záporná hodnota S.value udává, kolik procesů „stojí“ před semaforem
- Fronty před semaforem: Vždy **FIFO**
  - Nejlépe bez uvažování priorit procesů, jinak vzniká problém se stárnutím
- Operace **wait(S)** a **signal(S)** musí být vykonány atomicky
  - OS na jednom procesoru nemá problém, OS rozhoduje o přepnutí procesu
  - Více jader
    - problém i pro OS
    - Jádro bude používat atomické instrukce či jiný odpovídající hardwarový mechanismus na synchronizaci skutečného paralelismu
    - Instrukce xchg, tas, či prefix lock musí umět zamknout sběrnici proti přístupu jiných jader, či zamknout a aktualizovat cache systémem cache snooping

# Producent-Konzument se semaforey

- Tři semaforey

- `mutex` s iniciální hodnotou 1 – pro vzájemné vyloučení při přístupu do sdílené paměti
- `used` – počet položek v poli – inicializován na hodnotu 0
- `free` – počet volných položek – inicializován na hodnotu `BUF_SZ`

```
void producer() {
 while (1) { /* Vygeneruj položku do proměnné nextProduced */
 wait(free);
 wait(mutex);
 buffer [in] = nextProduced; in = (in + 1) % BUF_SZ;
 signal(mutex);
 signal(used);
 }
}

void consumer() {
 while (1) { wait(used);
 wait(mutex);
 nextConsumed = buffer[out]; out = (out + 1) % BUF_SZ;
 signal(mutex);
 signal(free);
 /* Zpracuj položku z proměnné nextConsumed */
 }
}
```

# Čtenáři a písaři

- Úloha: Několik procesů přistupuje ke společným datům
  - Některé procesy data jen čtou – **čtenáři**
  - Jiné procesy potřebují data zapisovat – **písaři**
- Souběžné operace čtení mohou čtenou strukturu sdílet
  - Libovolný počet čtenářů může jeden a tentýž zdroj číst současně
- Operace zápisu musí být exklusivní, vzájemně vyloučená s jakoukoli jinou operací (zápisovou i čtecí)
  - V jednom okamžiku smí daný zdroj modifikovat nejvýše jeden písař
  - Jestliže písař modifikuje zdroj, nesmí ho současně číst žádný čtenář
- Dva možné přístupy
  - Přednost čtenářů
    - Žádný čtenář nebude muset čekat, pokud sdílený zdroj nebude obsazen písařem. Jinak řečeno: Kterýkoliv čtenář čeká pouze na opuštění kritické sekce písařem.
    - **Písaři mohou stárnout**
  - Přednost písařů
    - Jakmile je některý písař připraven vstoupit do kritické sekce, čeká jen na její uvolnění (čtenářem nebo písařem). Jinak řečeno: Připravený písař předbíhá všechny připravené čtenáře.
    - **Čtenáři mohou stárnout**

# Čtenáři a písaři s prioritou čtenářů

## Sdílená data

- semaphore wrt, readcountmutex;
- int readcount

## Inicializace

- wrt = 1; readcountmutex = 1; readcount = 0;

## Implementace

### Písař:

```
wait(wrt);
```

```
....
```

```
 písař modifikuje zdroj
```

```
....
```

```
signal(wrt);
```

### Čtenář:

```
wait(readcountmutex);
```

```
readcount++;
```

```
if (readcount==1) wait(wrt);
```

```
signal(readcountmutex);
```

```
... čtení sdíleného zdroje ...
```

```
wait(readcountmutex);
```

```
readcount--;
```

```
if (readcount==0) signal(wrt);
```

```
signal(readcountmutex);
```

# Čtenáři a písaři s prioritou písařů

## Sdílená data

- semaphore wrt, rdr, readcountmutex, writecountmutex;  
int readcount, writecount;

## Inicializace

- wrt = 1; rdr = 1; readcountmutex = 1; writecountmutex = 1;  
readcount = 0; writecount = 0;

## Implementace

### Čtenář:

```
wait(rdr);
wait(readcountmutex);
readcount++;
if (readcount == 1) wait(wrt);
signal(readcountmutex);
signal(rdr);
```

... čtení sdíleného zdroje ...

```
wait(readcountmutex);
readcount--;
if (readcount == 0) signal(wrt);
signal(readcountmutex);
```

### Písař:

```
wait(writecountmutex);
writecount++;
if (writecount==1) wait(rdr);
signal(writecountmutex);
wait(wrt);
```

... písař modifikuje zdroj ...

```
signal(wrt);
wait(writecountmutex);
writecount--;
if (writecount==0) release(rdr);
signal(writecountmutex);
```

# Monitory

- Monitor je synchronizační nástroj vysoké úrovně
- Umožňuje bezpečné sdílení **libovolného datového typu**
- Monitor je **jazykový konstrukt** v jazycích „pro paralelní zpracování“
  - Podporován např. v **Concurrent Pascal**, **Modula-3**, **C#**, ...
  - V Javě může každý objekt fungovat jako monitor (viz metoda `Object.wait()` a klíčové slovo `synchronized`)
- **Procedury definované jako monitorové procedury se vždy vzájemně vylučují**

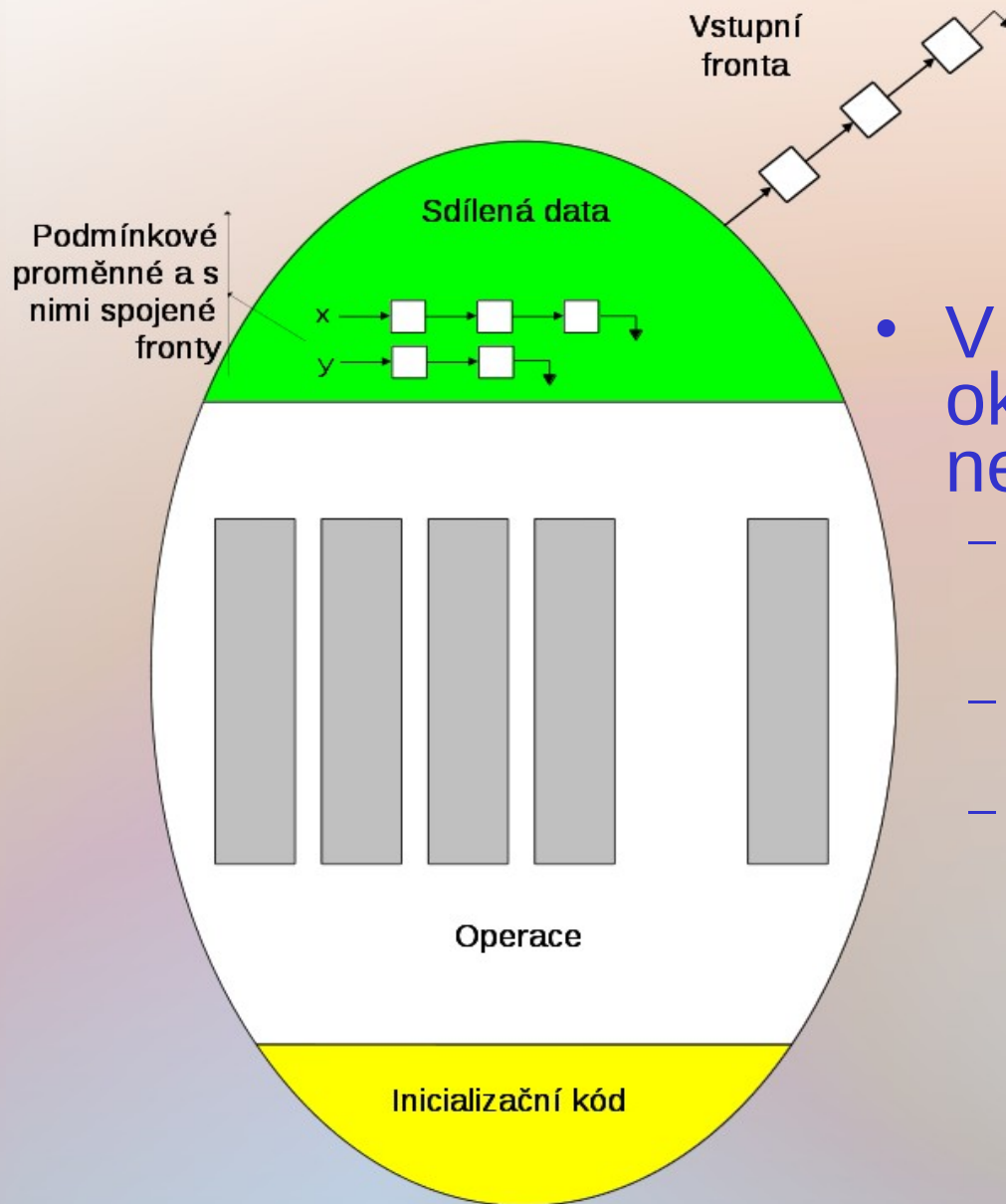
```
monitor monitor_name {
 int i; // Deklarace sdílených proměnných
 void p1(...) { ... } // Deklarace monitorových procedur
 void p2(...) { ... }
 {
 inicializační kód
 }
}
```



# Podmínkové proměnné monitorů

- Pro účely synchronizace mezi vzájemně exkluzivními monitorovými procedurami se zavádějí tzv. **podmínkové proměnné**
  - datový typ **condition**
  - condition x, y;
- Pro typ **condition** jsou definovány dvě operace
  - **x.wait()**;  
Proces, který zavolá tuto operaci je blokován až do doby, kdy jiný proces provede x.signal()
  - **x.signal()**;  
Operace x.signal() aktivuje právě jeden proces čekající na splnění podmínky x. Pokud žádný proces na x nečeká, pak x.signal() je prázdnou operací

# Struktura monitoru



- V monitoru se v jednom okamžiku může nacházet nejvýše jeden proces
  - Procesy, které mají potřebu vykonávat některou monitorovou proceduru, jsou řazeny do vstupní fronty
  - S podmínkovými proměnnými jsou sdruženy fronty čekajících procesů
  - Implementace monitoru je systémově závislá a využívá prostředků JOS
    - obvykle semaforů

# Implementace Semaforu v Javě

- Java používá pro synchronizaci Monitor
- Uživatel si může nadefinovat semafor následovně:

```
public class CountingSemaphore {
 private int signals = 1;

 public synchronized void wait() throws InterruptedException{
 while(this.signals == 0) wait();
 this.signals--;
 }

 public synchronized void signal() {
 this.signals++;
 this.notify();
 }
}
```

# Spin-lock

- **Spin-lock** je obecný (čítající) semafor, který používá aktivní čekání místo blokování
  - Blokování a přepínání mezi procesy či vlákny by bylo časově mnohem náročnější než ztráta strojového času spojená s krátkodobým aktivním čekáním
- Používá se ve víceprocesorových systémech pro implementaci krátkých kritických sekcí
  - Typicky uvnitř jádra
    - např. zajištění atomicity operací se semaforey
- Užito např. v multiprocesorových Windows 2k/XP/7 i v mnoha Linuxech

# Deadlock

# Problém večeřících filozofů

## Sdílená data

- semaphore chopStick[ ] = new Semaphore[5];

## Inicializace

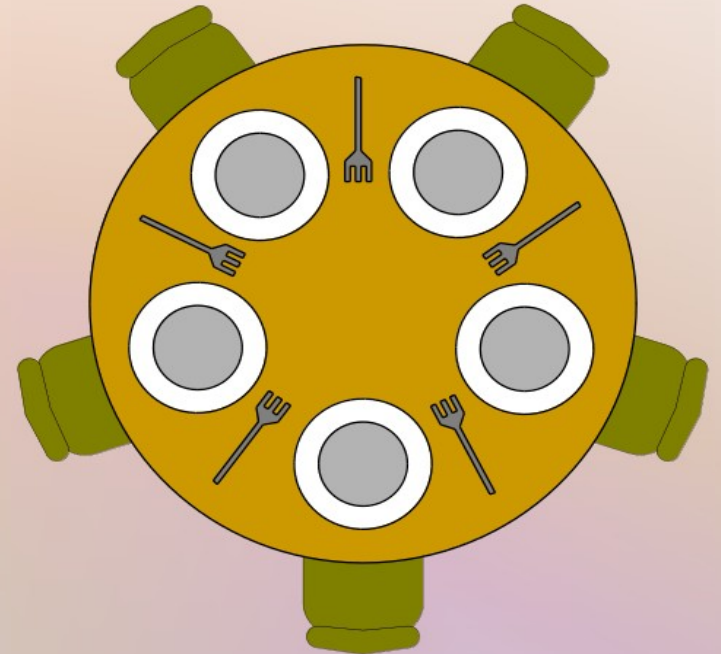
- for(i=0; i<5; i++) chopStick[i] = 1;

## Implementace filozofa $i$ :

```
do {
 chopStick[i].wait;
 chopStick[(i+1) % 5].wait;
 eating(); // Ted' jí
 chopStick[i].signal;
 chopStick[(i+1) % 5].signal;
 thinking(); // A ted' přemýšlí
} while (TRUE);
```

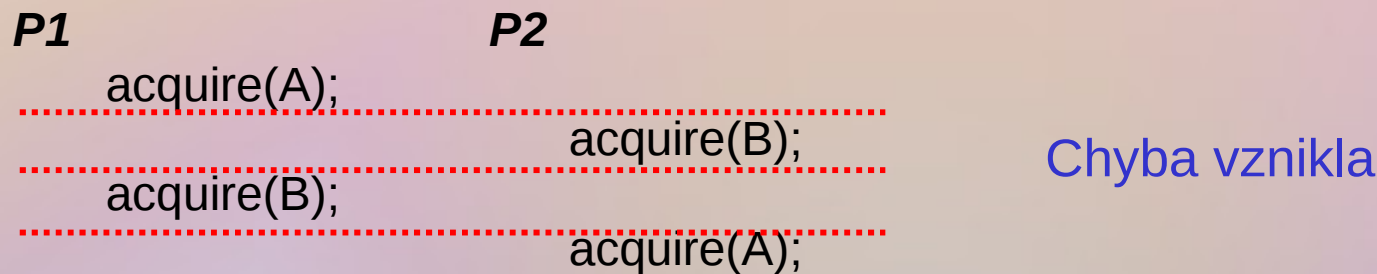
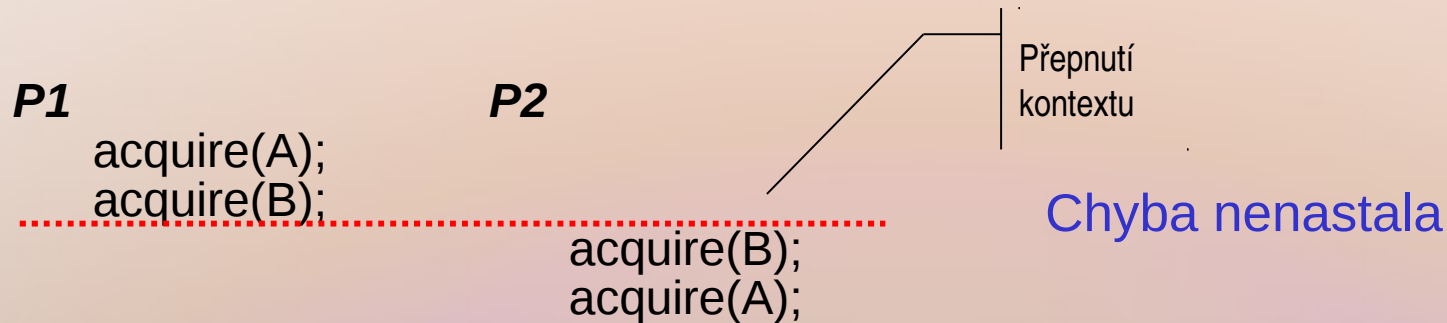
## • Možné ochrany proti uváznutí

- Zrušení symetrie úlohy
  - Jeden filozof bude levák a ostatní praváci (levák zvedá vidličky opačně)
- Jídlo se  $n$  filozofům podává v jídelně s  $n+1$  židlemi
  - Vstup do jídelny se hlídá čítajícím semaforem počátečně nastaveným na kapacitu  $n$ . To je ale jiná úloha
- Filozof smí uchopit vidličku jen, když jsou obě volné
  - Příklad obecnějšího řešení – tzv. **skupinového zamykání** prostředků



# Časově závislé chyby

- Příklad časově závislé chyby
  - Procesy  $P1$  a  $P2$  spolupracují za použití mutexů  $A$  a  $B$



- Nebezpečnost takových chyb je v tom, že vznikají jen zřídkakdy za náhodné souhry okolností
  - Jsou tudíž fakticky neodladitelné

# Definice uváznutí a stárnutí

- Uváznutí (*deadlock*):
  - Množina procesů  $P$  uvázla, jestliže každý proces  $P_i \in P$  čeká na událost (zaslání zprávy, uvolnění prostředku, ...), kterou může vyvolat pouze proces  $P_j \in P, j \neq i$ .
  - **Prostředek**: paměťový prostor, V/V zařízení, soubor nebo jeho část, ...
- Stárnutí:
  - Požadavky jednoho nebo více procesů z  $P$  nebudou splněny v konečném čase
    - např. z důvodů priorit, opatření proti uváznutí, atd.



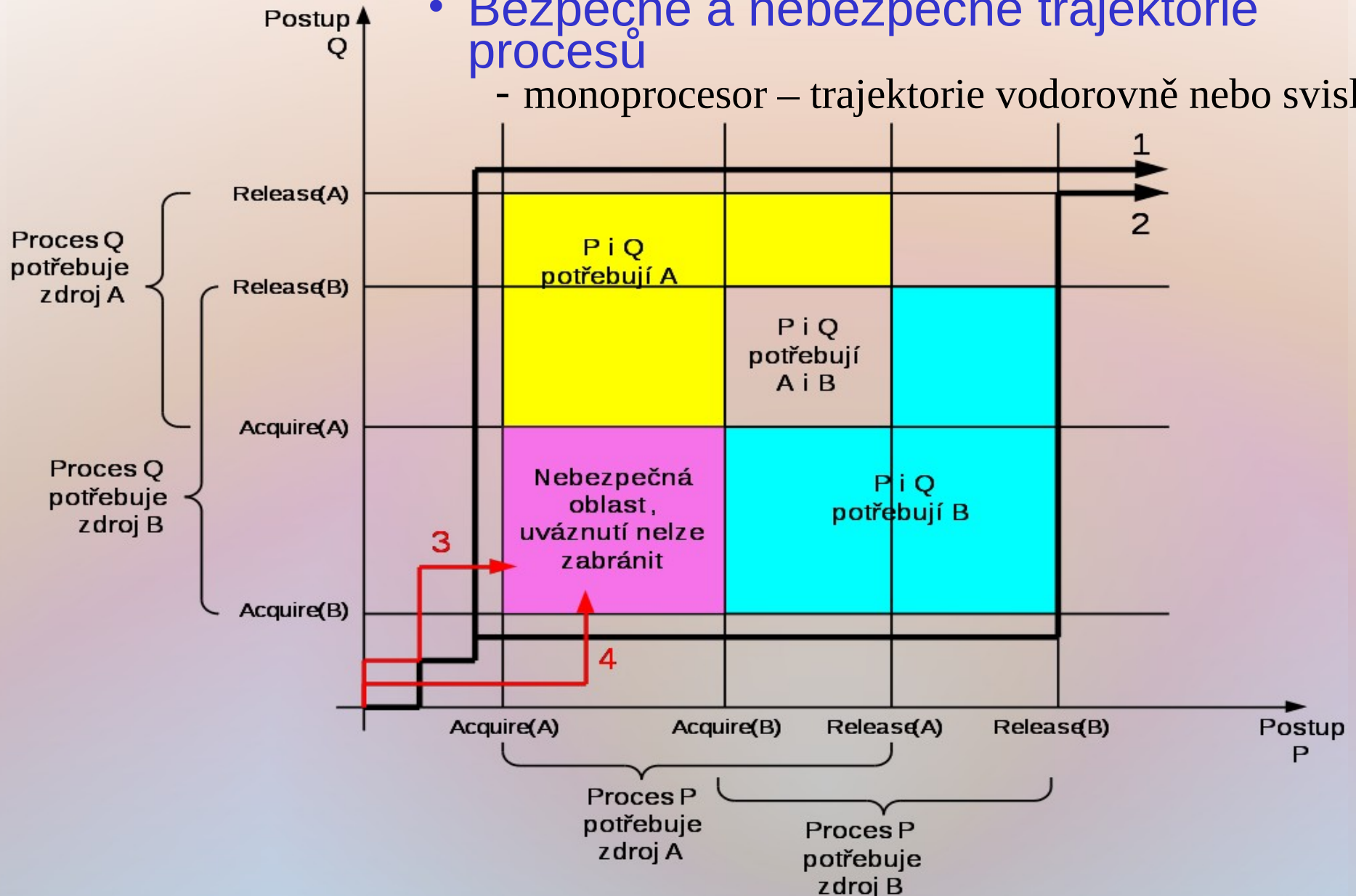
# Model systému

- Typy prostředků (zdrojů)  $R_1, R_2, \dots, R_m$ 
  - např. úseky v paměti, V/V zařízení, ...
- Každý typ prostředku  $R_i$  má  $W_i$  instancí
  - např. máme 4 magnetické pásky a 2 CD mechaniky
  - často  $W_i = 1$  – tzv. *jednoinstanční prostředky*
- Každý proces používá potřebné zdroje podle schématu
  - žádost – *acquire, request, wait*
  - používání prostředku po konečnou dobu (kritická sekce)
  - uvolnění (navrácení) – *release, signal*

# Bezpečné a nebezpečné trajektorie

- Bezpečné a nebezpečné trajektorie procesů

- monoprocesor – trajektorie vodorovně nebo svisle



# Charakteristika uváznutí

- Coffman formuloval čtyři podmínky, které musí platit **současně**, aby uváznutí **mohlo** vzniknout
  1. **Vzájemné vyloučení**, *Mutual Exclusion*
    - sdílený zdroj může v jednom okamžiku používat nejvýše jeden proces
  2. **Postupné uplatňování požadavků**, *Hold and Wait*
    - proces vlastníci alespoň jeden zdroj potřebuje další, ale ten je vlastněn jiným procesem, v důsledku čehož bude čekat na jeho uvolnění
  3. **Nepřipouští se odnímání zdrojů**, *No preemption*
    - zdroj může uvolnit pouze proces, který ho vlastní, a to dobrovolně, když již zdroj nepotřebuje
  4. **Zacyklení požadavků**, *Circular wait*
    - Existuje množina čekajících procesů  $\{P_0, P_1, \dots, P_k, P_0\}$  takových, že  $P_0$  čeká na uvolnění zdroje drženího  $P_1$ ,  $P_1$  čeká na uvolnění zdroje drženího  $P_2, \dots, P_{k-1}$  čeká na uvolnění zdroje drženího  $P_k$ , a  $P_k$  čeká na uvolnění zdroje drženího  $P_0$ .
    - V případě jednoinstančních zdrojů splnění této podmínky značí, že k uváznutí již došlo.

# Graf přidělování zdrojů

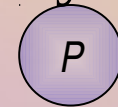
- Modelování procesů a zdrojů pomocí **Grafu přidělování zdrojů** (*Resource Allocation Graph*, **RAG**):
- Množina uzlů  $V$  a množina hran  $E$
- Uzly dvou typů:
  - $P = \{P_1, P_2, \dots, P_n\}$ , množina procesů existujících v systému
  - $R = \{R_1, R_2, \dots, R_m\}$ , množina zdrojů existujících v systému

- Hrany:

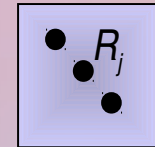
- hrana požadavku –

- orientovaná hrana  $P_i \rightarrow R_j$

Proces



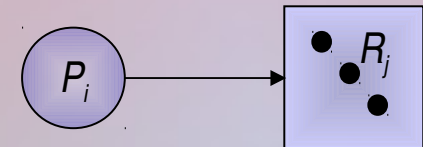
Zdroj typu  $R_j$  se 3 instancemi



- hrana přidělení –

- orientovaná hrana  $R_i \rightarrow P_j$

Proces  $P_i$  požadující prostředek  $R_j$

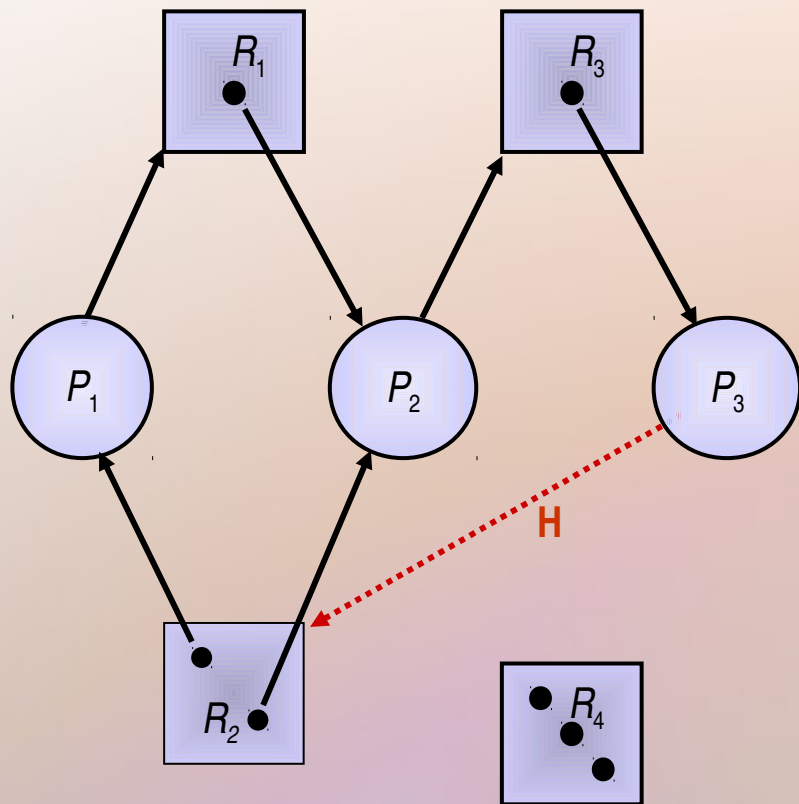


Proces  $P_i$  vlastníci instanci prostředku  $R_j$



- Bipartitní graf

# Příklad RAG



- Proces  $P_1$  vlastní zdroj  $R_2$  a požaduje zdroj  $R_1$
- Proces  $P_2$  vlastní zdroje  $R_1$  a  $R_2$  a ještě požaduje zdroj  $R_3$
- Proces  $P_3$  vlastní zdroj  $R_3$
- Zdroj  $R_4$  není nikým vlastněn ani požadován
- Jednoinstanční zdroje  $R_1$  a  $R_3$  jsou obsazeny
- Instance zdroje  $R_2$  jsou vyčerpány
- Přidání hrany  $H$ , kdy proces  $P_3$  požádá o přidělení zdroje  $R_2$  a zablokuje se, způsobí uváznutí

- V RAG není cyklus

- K uváznutí nedošlo a zatím ani nehrozí

- V RAG se cyklus vyskytuje

- Jsou-li součástí cyklu pouze zdroje s jednou instancí, pak došlo k uváznutí
- Mají-li dotčené zdroje více instancí, pak k uváznutí může dojít

# Plánování procesů a uváznutí

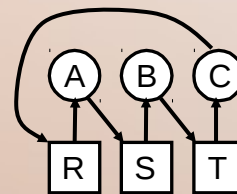
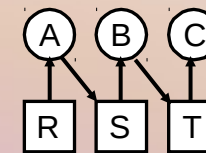
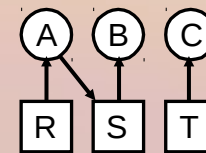
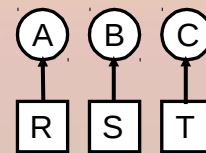
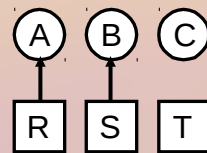
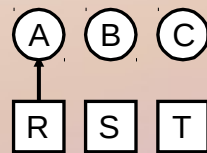
- Uvažme následující příklad a 2 scénáře:

- 3 procesy soupeří o  
3 jedno-istanční zdroje

| A          | B          | C          |
|------------|------------|------------|
| Žádá o R   | Žádá o S   | Žádá o T   |
| Žádá o S   | Žádá o T   | Žádá o R   |
| Uvolňuje R | Uvolňuje S | Uvolňuje T |
| Uvolňuje S | Uvolňuje T | Uvolňuje R |

Scénář 1

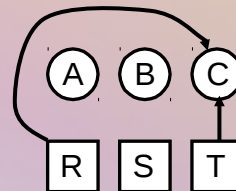
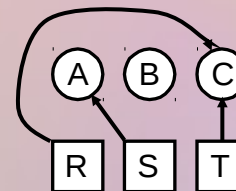
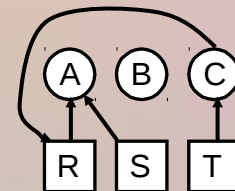
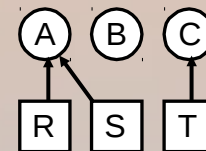
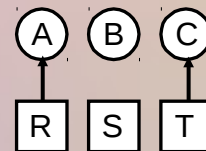
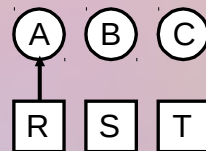
- A žádá o R
- B žádá o S
- C žádá o T
- A žádá o S
- B žádá o T
- C žádá o R



**uváznutí**

Scénář 2

- A žádá o R
  - C žádá o T
  - A žádá o S
  - C žádá o R
  - A uvolňuje R
  - A uvolňuje S
- uváznutí nenastává*  
S procesem B již  
nejsou problémy



- Lze vhodným plánováním předejít uváznutí?

- Za jakých podmínek?
- Jak to algoritmizovat?

# Co lze činit s problémem uváznutí?

Existují čtyři přístupy

- Zcela ignorovat hrozbu uváznutí
  - Pštroší algoritmus — strč hlavu do písku a předstírej, že se nic neděje
  - Používá mnoho OS včetně mnoha implementací UNIXů
- Prevence uváznutí
  - Pokusit se přijmout taková opatření, aby se uváznutí stalo vysoce nepravděpodobným
- Vyhýbání se uváznutí
  - Zajistit, že k uváznutí *nikdy* nedojde
  - Prostředek se nepřidělí, pokud by hrozilo uváznutí
    - hrozí stárnutí
- Detekce uváznutí a následná obnova
  - Uváznutí se připustí, detekuje se jeho vznik a zajistí se obnova stavu před uváznutím

# Prevence uváznutí

- Konzervativní politikou se omezuje přidělování prostředků
  - **Přímá metoda** – plánovat procesy tak, aby nevznikl cyklus v RAG
    - Vzniku cyklu se brání tak, že **zdroje jsou očíslovány** a procesy je smějí alokovat pouze ve vzrůstajícím pořadí čísel zdrojů
      - **Nerealistické** – zdroje vznikají a zanikají dynamicky
  - **Nepřímé metody** (narušení některé Coffmanovy podmínky)
    - Eliminace potřeby **vzájemného vyloučení**
      - Nepoužívat sdílené zdroje, virtualizace (spooling) periférií
      - Mnoho činností však sdílení nezbytně potřebuje ke své funkci
    - Eliminace **postupného uplatňování požadavků**
      - Proces, který požaduje nějaký zdroj, nesmí dosud žádný zdroj vlastnit
      - Všechny prostředky, které bude kdy potřebovat, musí získat naráz
      - Nízké využití zdrojů
    - Připustit **násilné odnímání přidělených zdrojů** (preempce zdrojů)
      - Procesu žádajícímu o další zdroj je dosud vlastněný prostředek odňat
        - To může být velmi riskantní – zdroj byl již zmodifikován
      - Proces je reaktivován, až když jsou všechny potřebné prostředky volné
        - Metoda inkrementálního zjišťování požadavků na zdroje – nízká průchodnost
- Kterákoliv metoda prevence uváznutí způsobí výrazný pokles průchodnosti systému



# Vyhýbání se uváznutí

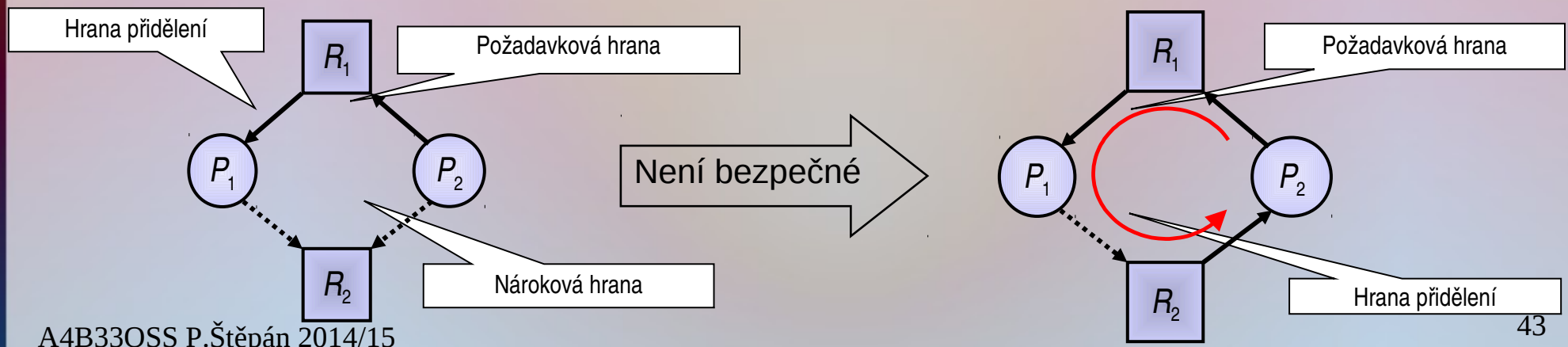
- Základní problém: Systém musí mít dostatečné apriorní informace o požadavcích procesů na zdroje
  - Nejčastěji se požaduje, aby každý proces udal maxima počtu prostředků každého typu, které bude za svého běhu požadovat
- Algoritmus:
  - Dynamicky se zjišťuje, zda stav subsystému přidělování zdrojů zaručuje, že se procesy v žádném případě nedostanou do cyklu v RAG
- Stav systému přidělování zdrojů je popsán
  - Počtem dostupných a přidělených zdrojů každého typu a
  - Maximem očekávaných žádostí procesů
  - Stav může být **bezpečný** nebo **nebezpečný**

# Vyhýbání se uváznutí – bezpečný stav

- Systém je v bezpečném stavu, existuje-li „*bezpečná posloupnost procesů*“
  - Posloupnost procesů  $\{P_0, P_1, \dots, P_n\}$  je bezpečná, pokud požadavky každého  $P_i$  lze uspokojit právě volnými zdroji a zdroji vlastněnými všemi  $P_k, k < i$ 
    - Pokud nejsou zdroje požadované procesem  $P_i$  volné, pak  $P_i$  bude čekat dokud se všechny  $P_k$  neukončí a nevrátí přidělené zdroje
    - Když  $P_{i-1}$  skončí, jeho zdroje může získat  $P_i$ , proběhnout a jím vrácené zdroje může získat  $P_{i+1}$ , atd.
    - Je-li systém v bezpečném stavu (*safe state*) k uváznutí nemůže dojít. Ve stavu, který není bezpečný (*unsafe state*), přechod do uváznutí hrozí
  - Vyhýbání se uváznutí znamená:
    - Plánovat procesy tak, aby systém byl stále v bezpečném stavu
      - Nespouštět procesy, které by systém z bezpečného stavu mohly vyvést
      - Nedopustit potenciálně nebezpečné přidělení prostředku

# Vyhýbání se uváznutí – algoritmus

- Do RAG se zavede „nároková hrana“
  - **Nároková hrana**  $P_i \rightarrow R_j$  značí, že někdy v budoucnu bude proces  $P_i$  požadovat zdroj  $P_i \rightarrow R_j$ 
    - V RAG hrana vede stejným směrem jako požadavek na přidělení, avšak kreslí se čárkovaně
  - **Nároková hrana** se v okamžiku vzniku žádosti o přidělení převede na **požadavkovou hrana**
  - Když proces zdroj získá, **požadavková hrana** se změní na **hranu přidělení**
  - Když proces zdroj vrátí, hrana přidělení se změní na **požadavkovou hrana**
  - Převod **požadavkové hrany** v **hranu přidělení** nesmí v RAG vytvořit cyklus (včetně uvažování nárokových hran)



# Bankéřský algoritmus

- Chování odpovědného bankéře:
  - Klienti žádají o půjčky do určitého limitu
  - Bankéř ví, že ne všichni klienti budou svůj limit čerpat současně a že bude půjčovat klientům prostředky postupně
  - Všichni klienti v jistém okamžiku svého limitu dosáhnou, avšak nikoliv současně
  - Po dosažení přislíbeného limitu klient svůj dluh v konečném čase vrátí
  - Příklad:
    - Ačkoliv bankéř ví, že všichni klienti budou dohromady potřebovat 22 jednotek, na celou transakci má jen 10 jednotek

| Klient | Užito | Max. |
|--------|-------|------|
| Adam   | 0     | 6    |
| Eva    | 0     | 5    |
| Josef  | 0     | 4    |
| Marie  | 0     | 7    |

K dispozici: 10  
Počáteční stav (a)

| Klient | Užito | Max. |
|--------|-------|------|
| Adam   | 1     | 6    |
| Eva    | 1     | 5    |
| Josef  | 2     | 4    |
| Marie  | 4     | 7    |

K dispozici: 2  
Stav (b)

| Klient | Užito | Max. |
|--------|-------|------|
| Adam   | 1     | 6    |
| Eva    | 2     | 5    |
| Josef  | 2     | 4    |
| Marie  | 4     | 7    |

K dispozici: 1  
Stav (c)

# Bankéřský algoritmus (2)

- Činnost
  - Zákazníci přicházející do banky pro úvěr předem deklarují maximální výši, kterou si budou kdy chtít půjčit
  - Úvěry v konečném čase splácí
  - Bankéř úvěr neposkytne, pokud si není jist, že uspokojí všechny zákazníky
- Analogie
  - Zákazník = proces
  - Úvěr = přidělovaný prostředek
- Vlastnosti
  - Procesy musí deklarovat své potřeby předem
  - Proces požadující přidělení může být zablokován
  - Proces vrátí všechny přidělené zdroje v konečném čase
  - Nikdy nedojde k uváznutí
    - Proces bude spuštěn jen, pokud bude možno uspokojit všechny jeho požadavky
  - Sub-optimální pesimistická strategie
    - Předpokládá se nejhorší případ

# Bankéřský algoritmus (3)

- Datové struktury
  - $n$  ... počet procesů
  - $m$  ... počet typů zdrojů
  - Vektor `available[m]`
    - `available[j] == k` značí, že je  $k$  instancí zdroje typu  $R_j$  je volných
  - Matice `max[n, m]`
    - Povinná deklarace procesů:
    - `max[i, j] == k` znamená, že proces  $P_i$  bude během své činnosti požadovat až  $k$  instancí zdroje typu  $R_j$
  - Matice `allocated[n, m]`
    - `allocated[i, j] = k` značí, že v daném okamžiku má proces  $P_i$  přiděleno  $k$  instancí zdroje typu  $R_j$
  - Matice `needed[n, m]` (`needed[i, j] = max[i, j] – allocated[i, j]`)
    - `needed[i, j] = k` říká, že v daném okamžiku procesu  $P_i$  chybí ještě  $k$  instancí zdroje typu  $R_j$

# Bankéřský algoritmus (4)

- Test bezpečnosti stavu

1. Inicializace

- $work[m]$  a  $finish[n]$  jsou pracovní vektory
- Inicializujeme  $work = available$ ;  $finish[i] = false$ ;  $i=1, \dots, n$

2. Najdi  $i$ , pro které platí

- $(finish[i] == false) \ \&\& \ (needed[i] \leq work[i])$
- Pokud takové  $i$  neexistuje, jdi na krok 4

3. Simuluj ukončení procesu  $i$

- $work[i] = work[i] + allocated[i]$ ;  $finish[i] = true$ ;
- Pokračuj krokem 2

4. Pokud platí

- $finish[i] == true$  pro všechna  $i$ , pak stav systému je bezpečný

# Postup přidělení zdroje bankéřským algoritmem

Proces  $P_i$  formuje vektor request:

request[j] == k znamená, že proces  $P_i$  žádá o  $k$  instancí zdroje typu  $R_j$

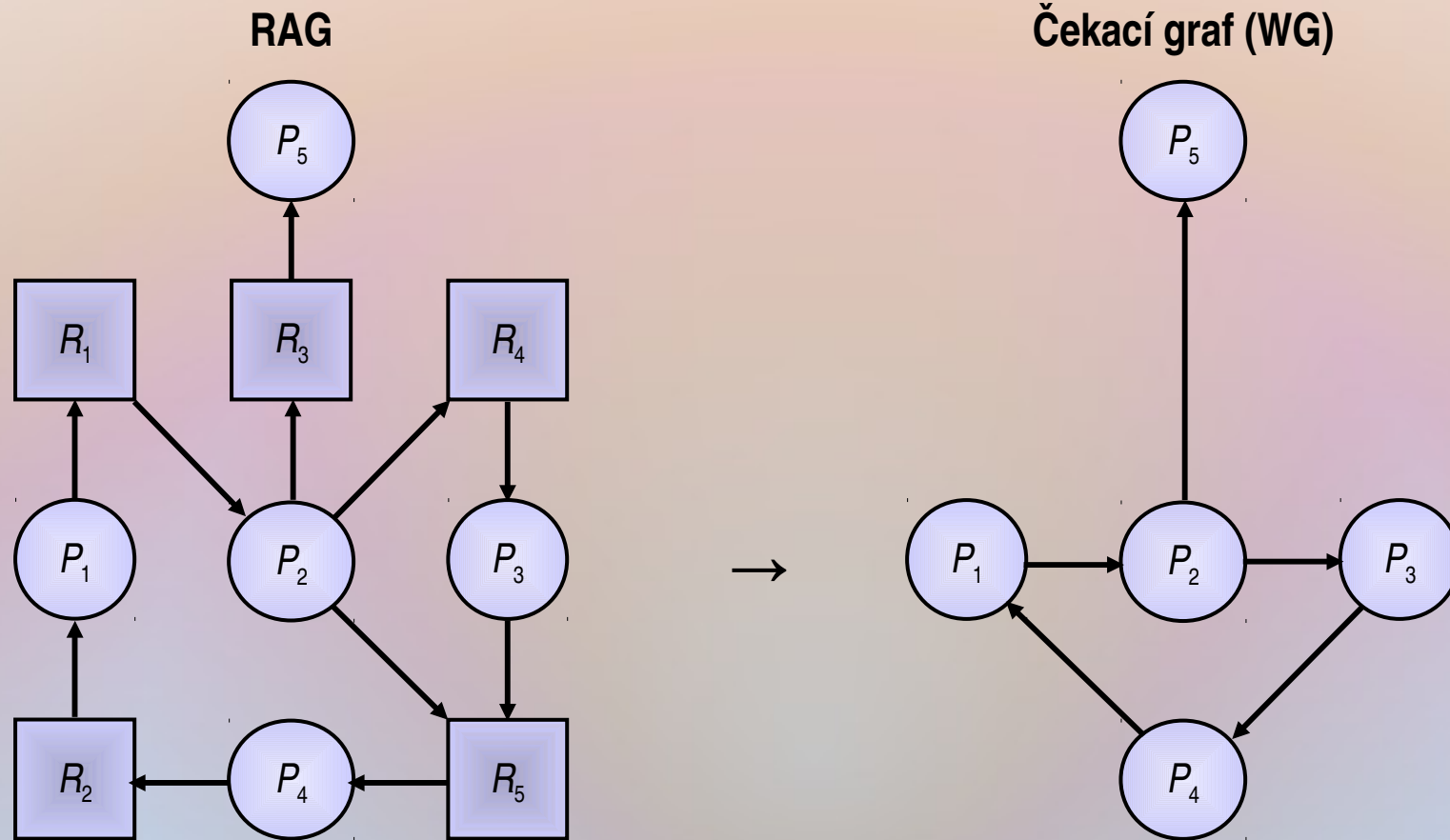
1. if(request[j] >= needed[i, j]) error;
  - Deklarované maximum překročeno!
2. if(request[j] <= available[j]) goto 3;
  - Jinak zablokuj proces  $P_i$  – požadované prostředky nejsou volné
3. Namodeluj přidělení prostředku a otestuj bezpečnost stavu:
  - available[j] = available[j] – request[j];
  - allocated[i, j] = allocated[i, j] + request[j];
  - needed[i, j] = needed[i, j] – request[j];
  - Spust' test bezpečnosti stavu
    - Je-li bezpečný, přiděl požadované zdroje
    - Není-li stav bezpečný, pak vrať úpravy „Akce 3“ a zablokuj proces  $P_i$ , neboť přidělení prostředků by způsobilo nebezpečí uváznutí

} Akce 3



# Detekce uváznutí s následnou obnovou

- Strategie přípouští vznik uváznutí:
  - Uváznutí je třeba **detekovat**
  - Vznikne-li uváznutí, aplikuje se **plán obnovy** systému
  - Aplikuje se zejména v databázových systémech



# Detekce uváznutí – postup

- Příklad jednoinstančního zdroje daného typu
  - Udržuje se čekací graf – uzly jsou procesy
  - Periodicky se provádí algoritmus hledající cykly
  - Algoritmus pro detekci cyklu v grafu má složitost  $O(n^2)$ , kde  $n$  je počet hran v grafu
- Příklad více instancí zdrojů daného typu
  - $n$  ... počet procesů
  - $m$  ... počet typů zdrojů
  - Vektor `available[m]`
    - `available[j] = k` značí, že je  $k$  instancí zdroje typu  $R_j$  je volných
  - Matice `allocated[n, m]`
    - `allocated[i, j] = k` značí, že v daném okamžiku má proces  $P_i$  přiděleno  $k$  instancí zdroje typu  $R_j$
  - Matice `request[n, m]`
    - Indikuje okamžité požadavky každého procesu:
    - `request[i, j] = k` znamená, že proces  $P_i$  požaduje dalších  $k$  instancí zdroje typu  $R_j$

# Detekce uváznutí – algoritmus

## 1. Necht'

- work[m] a finish[n] jsou pracovní vektory
- Inicializujeme work = available; finish[i] = false;  $i=1, \dots, n$

## 2. Najdi $i$ , pro které platí

- (finish[i] == false) && (request[i] <= work[i])
- Pokud takové  $i$  neexistuje, jdi na krok 4

## 3. Simuluj ukončení procesu $i$

- work[i] += allocated[i]; finish[i] = true;
- Pokračuj krokem 2

## 4. Pokud platí

- finish[i] == false pro některé  $i$ , pak v systému došlo k uváznutí. Součástí cyklů ve WG jsou procesy  $P_i$ , kde finish[i] == false

Algoritmus má složitost  $O(m n^2)$

$m$  a  $n$  mohou být veliká a algoritmus časově značně náročný

# Použitelnost detekčního algoritmu

- Kdy a jak často algoritmus vyvolávat? (Detekce je drahá)
  - Jak často bude uváznutí vznikat?
  - Kterých procesů se uváznutí týká a kolik jich „likvidovat“?
    - Minimálně jeden v každém disjunktním cyklu ve WG
- Násilné ukončení všech uváznutých procesů
  - velmi tvrdé a nákladné
- Násilně se ukončují dotčené procesy dokud cyklus nezmizí
  - Jak volit pořadí ukončování
    - Kolik procesů bude nutno ukončit
    - Jak dlouho už proces běžel a kolik mu zbývá do ukončení
    - Je to proces interaktivní nebo dávkový (dávku lze snáze restartovat)
    - Cena zdrojů, které proces použil
  - Výběr oběti podle minimalizace ceny
  - Nebezpečí stárnutí
    - některý proces bude stále vybírán jako oběť

# Závěrečné úvahy o uváznutí

- Metody popsané jako „**prevence uváznutí**“ jsou velmi restriktivní
  - **ne** vzájemnému vyloučení, **ne** postupnému uplatňování požadavků, **preempce prostředků**
- Metody „**vyhýbání se uváznutí**“ nemají dost apriorních informací
  - zdroje dynamicky vznikají a zanikají (např. úseky souborů)
- Detekce uváznutí a následná obnova
  - jsou vesměs velmi **drahé** – vyžadují restartování aplikací
- Smutný závěr
  - **Problém uváznutí je v obecném případě efektivně neřešitelný**
- Existuje však řada algoritmů pro speciální situace
  - Zejména používané v databázových systémech
  - Transakce vědí, jaké tabulky budou používat
- Praktickým řešením jsou distribuované systémy
  - Minimalizuje se počet sdílených prostředků
- Nutnost zabývat se uváznutím v uživatelských paralelních a distribuovaných aplikacích

To je dnes vše.

Otázky?