Synchronizace procesů

Tomáš Vojnar, Ondřej Lengál
{vojnar,lengal}@fit.vutbr.cz

Vysoké učení technické v Brně
Fakulta informačních technologií
Božetěchova 2, 612 66 BRNO

15. dubna 2020

Synchronizace procesů

– **Současný přístup** několika paralelních procesů (vláken, obslužných rutin přerušení či signálů, ...) ke **sdíleným zdrojům** (sdílená data, sdílená I/O zařízení) může vést k nekonzistencím zpracovávaných dat kvůli nesprávnému pořadí provádění různých dílčích operací různými procesy.

– **Časově závislá chyba** (neboli race condition, také souběh): chyba vznikající při přístupu ke sdíleným zdrojům kvůli různému pořadí provádění jednotlivých paralelních výpočtů v systému, tj. kvůli jejich různé relativní rychlosti.

– Zajištění konzistence dat vyžaduje mechanismy **synchronizace procesů** zajišťující **správné pořadí** provádění spolupracujících procesů.

– **Příklad**: Mějme proměnnou `N`, která obsahuje počet položek ve sdíleném bufferu (např. `N==5`) a uvažujme provedení následujících operací:

```
konzument: N--  ||  producent: N++
```

– Na strojové úrovni a při přepínání kontextu může dojít k následujícímu:

```
producent: register1 = N (register1 == 5)
producent: register1 = register1 + 1 (register1 == 6)
konzument: register2 = N (register2 == 5)
konzument: register2 = register2 - 1 (register2 == 4)
producent: N = register1 (N == 6)
konzument: N = register2 (N == 4  !!!!!)
```

– Výsledkem může být 4, 5, nebo 6 namísto jediné správné hodnoty 5!

Kritické sekce

– Máme n procesů soutěžících o přístup ke sdíleným zdrojům. Každý proces je řízen určitým programem.

– **Sdílenými kritickými sekcemi** daných procesů rozumíme ty úseky jejich řídících programů přistupující ke sdíleným zdrojům, jejichž provádění jedním procesem vylučuje současné provádění libovolného z těchto úseků ostatními procesy.

– Je možný výskyt více sad sdílených kritických sekcí, které navzájem sdílené nejsou (např. při práci s různými sdílenými proměnnými).

– Obecnějším případem pak je situace, kdy sdílené kritické sekce nejsou vzájemně zcela vyloučeny, ale může se jich současně provádět nejvýše určitý počet.

– **Problémem kritické sekce** rozumíme problém zajištění korektní synchronizace procesů na množině sdílených kritických sekcí, což zahrnuje:

- Vzájemné vyloučení (*mutual exclusion*): nanejvýš jeden (obecně k) proces(ů) je v daném okamžiku v dané množině sdílených KS.
- Dostupnost KS:
  - Je-li KS volná (resp. opakovaně volná alespoň v určitých okamžicích), proces nemůže neomezeně čekat na přístup do ní.
  - Je zapotřebí se vyhnout:
    * uváznutí,
    * blokování a
    * stárnutí.

Problémy vznikající na kritické sekci

– **Data race** (časově závislá chyba nad daty, souběh nad daty): dva přístupy ke zdroji s výlučným přístupem ze dvou procesů bez synchronizace, alespoň jeden přístup je pro zápis (zvláštní případ chybějícího vzájemného vyloučení).

– **Uváznutí** (**deadlock**) **při přístupu ke zdrojům s výlučným (omezeným) přístupem**: situace, kdy každý proces z určité neprázdné množiny procesů je pozastaven a čeká na uvolnění nějakého zdroje s výlučným (omezeným) přístupem vlastněného nějakým procesem z dané množiny, který jediný může tento zdroj uvolnit, a to až po dokončení práce s ním. [[*Obecnější pojetí uváznutí viz dále.*]]

– **Blokování** (**blocking**) **při přístupu do KS**: situace, kdy proces, jenž žádá o vstup do kritické sekce, musí čekat, přestože je kritická sekce volná (tj. žádný proces se nenachází v ní ani v žádné sdílené kritické sekci) a ani o žádnou z dané množiny sdílených kritických sekcí žádný další proces nežádá.

– **Stárnutí** (též hladovění, **starvation**): situace, kdy proces čeká na podmínku, která nemusí nastat. V případě kritické sekce je touto podmínkou umožnění vstupu do kritické sekce.

– Při striktní interpretaci jsou uváznutí i blokování zvláštními případy stárnutí.

– Zvláštním případem stárnutí je také tzv. **livelock**, kdy každý proces z určité neprázdné množiny procesů běží, ale provádí jen omezený úsek kódu, ve kterém opakovaně žádá o nějaký zdroj s výlučným přístupem, který vlastní některý z procesů dané množiny a jen ten by ho mohl uvolnit, pokud by mohl pokračovat (situace podobná uváznutí, ale s aktivním čekáním).

Petersonův algoritmus

– Možné řešení problému KS pro dva procesy:

```
bool flag[2] = { false, false };  // shared array
int turn = 0;                     // shared variable

// process i (i==0 or i==1):
do {
  //...

  flag[i] = true;
  turn = 1-i;

  while (flag[1-i] && turn != i) ;  // busy waiting
  // critical section
  flag[i] = false;
  //  remainder section
} while (1);
```

– Existuje **zobecnění Petersonova algoritmu** pro n procesů.

Bakery algoritmus L. Lamporta

– Vzájemné vyloučení pro n procesů:

- Před vstupem do KS proces získá “přístupový lístek”, jehož číselná hodnota je větší než čísla přidělená již čekajícím procesům (resp. procesu, který je již v KS).
- Držitel nejmenšího čísla a s nejmenším PID může vstoupit do KS (více procesů může lístek získat současně!).
- Čísla přidělovaná procesům mohou teoreticky neomezeně růst.

```
bool flag[N] = {false}; // shared array
int ticket[N] = { 0 };  // shared array
int j, max=0;           // local (non-shared) variables

// process i
while (1) {
  // ... before the critical section
  flag[i] = true; // finding the max ticket
  for (j = 0; j < N; j++) {
    if (ticket[j] > max) max = ticket[j];
  }
  ticket[i] = max + 1; // take a new ticket
```

Bakery algoritmus – pokračování

```
  flag[i] = false;
  // give priority to processes with smaller tickets
  //                              (or equal tickets and smaller PID)
  for (j = 0; j < N; j++) {
    while (flag[j]);
    while (ticket[j] > 0 &&
            (ticket[j] < ticket[i] ||
            (ticket[j] == ticket[i] && j<i)));
     }
  }
  // the critical section
  ticket[i] = 0; max = 0;
  // the remainder section
}
```

– Pozor na možnost přetečení u čísel lístků!

Využití atomických instrukcí pro synchronizaci

– Založeno na využití instrukcí, jejichž atomicita je zajištěna hardware. Používá se častěji než specializované algoritmy bez využití atomických instrukcí.

– Atomická instrukce typu **TestAndSet** (např. `LOCK BTS`):

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

– Využití TestAndSet pro synchronizaci na KS:

```
bool lock = false; // a shared variable

// ...
while (TestAndSet(lock)) ;
// critical section
lock = false;
// ...
```

– Atomická instrukce typu **Swap** (např. `LOCK XCHG`):

```
void Swap(bool &a, bool &b) {
  bool temp = a;
  a = b;
  b = temp;
}
```

– Využití Swap pro synchronizaci na KS:

```
bool lock = false; // a shared variable

// ...
bool key = true;   // a local variable
while (key == true)
  Swap(lock,key);
// critical section
lock = false;
// ...
```

– Uvedená řešení vzájemného vyloučení založená na specializovaných instrukcích zahrnují možnost **aktivního čekání**, proto se také tato řešení často označují jako tzv. **spinlock**.

– Lze užít na **krátkých, neblokujících kritických sekcích bez preempce** (alespoň bez preempce na použitém procesoru: proto bývá vlastní použití atomické instrukce uzavřeno mezi zákaz/povolení přerušení).

– Opakovaný zápis sdíleného paměťového místa je problematický z hlediska zajištění **konzistence cache** v multiprocesorových systémech (zatěžuje sdílenou paměťovou sběrnici) – řešením je **při aktivním čekání pouze číst**:

```
// ...
while (TestAndSet(lock))
  while (lock) ;
// ...
```

– Uvedená řešení **nevylučují možnost stárnutí**: bývá tolerováno, ale existují řešení, která tento problém odstraňují.

Semafory

– Synchronizační nástroj nevyžadující (nebo minimalizující) aktivní čekání – aktivní čekání se v omezené míře může vyskytnout uvnitř implementace operací nad semaforem, ale ne v kódu, který tyto operace používá.

– Jedná se v principu o celočíselnou proměnnou přístupnou dvěmi základními atomickými operacemi:

- **lock** (také P či down) – zamknutí/obsazení semaforu, volající proces čeká dokud není možné operaci úspěšně dokončit a
- **unlock** (také V či up) – odemknutí/uvolnění semaforu.

Dále může být k dispozici inicializace, případně různé varianty zmíněných operací, např. neblokující zamknutí (vždy ihned skončí s příznakem úspěšnosti), pokus o zamknutí s horní mezí na dobu čekání, současné zamknutí více semaforů atp.

– Sémantika celočíselné proměnné S odpovídající semaforu:

- $S > 0$ – odemknuto (hodnota $S > 1$ se užívá u zobecněných semaforů, jež mohou propustit do kritické sekce více než jeden proces),
- $S \leq 0$ – uzamknuto (je-li $S < 0$, hodnota $|S|$ udává počet procesů čekajících na semaforu).
  - Někdy se záporné hodnoty neužívají a semafor se zastaví na nule.

– Využití semaforů pro synchronizaci na KS:

```
semaphore mutex; // shared semaphore

init(mutex,1); // initially mutex = 1
// ...
lock(mutex);
// critical section
unlock(mutex);
// ...
```

– POZOR! Semafory obecně negarantují obsluhu procesů v určitém pořadí (přestože při jejich implementaci bývá využita čekací fronta) ani vyhnutí se stárnutí.

– Konceptuální **implementace semaforu**:

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

```
lock(S) {
  S.value--;
  if (S.value < 0) {
    // remove the process calling lock(S) from the ready queue
    C = get(ready_queue);
    // add the process calling lock(S) to S.queue
    append(S.queue, C);
    // switch context, the current process has to wait to get
    // back to the ready queue
    switch();
  }
}

unlock(S) {
  S.value++;
  if (S.value <= 0) {
    // get and remove the first waiting process from S.queue
    P = get(S.queue);
    // enable further execution of P by adding it into
    // the ready queue
    append(ready_queue, P);
  }
}
```

– Provádění lock a unlock musí být atomické. Jejich tělo představuje rovněž kritickou sekci!!!

– Řešení atomicity lock a unlock:

- zákaz přerušení,
- vzájemné vyloučení s využitím atomických instrukcí a aktivním čekáním, tj. s využitím spinlocku:
  - položka reprezentující spinlock je doplněna do struktury reprezentující semafor,
  - spinlock se musí zamknout na vstupu do `lock` a `unlock` a odemknout před výstupem z nich nebo před začátkem čekání v `lock`;
  - používá se u multiprocesorových systémů (spolu se zákazem přerušení pro minimalizaci doby běhu na daném procesoru);
  - čekání pouze na vstup do lock/unlock, ne na dokončení dlouhé uživatelské KS.

– Používají se také:

- read-write zámky – pro čtení lze zamknout vícenásobně,
- reentrantní zámky – proces může stejný zámek zamknout opakovaně,
- mutexy – binární semafory, které mohou být odemknuty pouze těmi procesy, které je zamkly (umožňuje optimalizovanou implementaci).

– POSIX: Semafory dostupné prostřednictvím volání:

- starší rozhraní (System V): `semget`, `semop`, `semctl`,
- novější (viz `man sem_overview`): `sem_open`, `sem_init`, `sem_post`, `sem_wait`, `sem_getvalue`, `sem_close`, `sem_unlink`, `sem_destroy`,
- POSIXová vlákna: `pthread_mutex_lock`, `pthread_mutex_unlock`, ...

– Linux: futexes – fast user-space locks:

- používá se běžná celočíselná proměnná ve sdílené paměti s atomickou inkrementací/dekrementací v uživatelském režimu na úrovni assembleru,
- při detekci konfliktu se volá pro řešení konfliktu jádro – služba `futex` (hlavní operace `FUTEX_WAIT` a `FUTEX_WAKE`),
- rychlost vyplývá z toho, že při malém počtu konfliktů se zcela obejde režie spojená s voláním služeb jádra.

Monitory

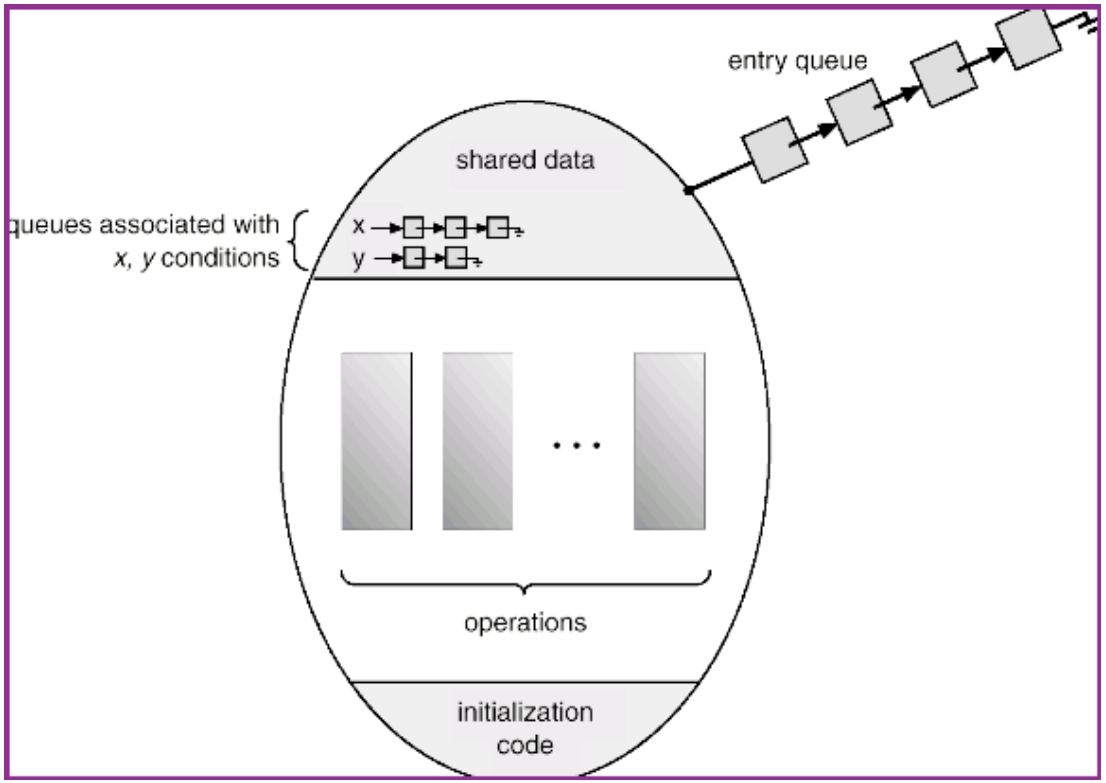
– Jeden z vysokoúrovňových synchronizačních prostředků. Zapouzdřuje data, má definované operace, jen jeden proces může provádět nějakou operaci nad chráněnými daty:

```
monitor monitor-name {
  shared variable declarations

  procedure body P1 (...) {
    ...
  }
  procedure body P2 (...) {
    ...
  }
  {
    initialization code
  }
}
```

– Pro možnost čekání uvnitř monitoru jsou k dispozici tzv. podmínky (*conditions*), nad kterými je možné provádět operace:

- wait() a
- signal(), resp. notify() – pokračuje příjemce/odesílatel signálu; nečeká-li nikdo, jedná se o prázdnou operaci.



– Implementace možná pomocí semaforů.

– Monitory jsou v určité podobě použity v Javě (viz klíčové slovo `synchronized`). Pro POSIXová vlákna jsou k dispozici podmínky `pthread_cond_t` a související funkce `pthread_cond_wait`/`signal`/`broadcast`.

Některé klasické synchronizační problémy

– Komunikace **producenta a konzumenta** přes vyrovnávací paměť s kapacitou omezenou na N položek:

– Synchronizační prostředky:

```
semaphore full, empty, mutex;

// Initialization:
init(full,0);
init(empty,N);
init(mutex,1);
```

– Producent:

```
do {
  ...
  // produce an item I
  ...
  lock(empty);
  lock(mutex);
  ...
  // add I to buffer
  ...
  unlock(mutex);
  unlock(full);
} while (1);
```

– Konzument:

```
do {
  lock(full)
  lock(mutex);
  ...
  // remove I from buffer
  ...
  unlock(mutex);
  unlock(empty);
  ...
  // consume I
  ...
} while (1);
```

– Problém **čtenářů a písařů**: libovolný počet čtenářů může číst; pokud ale někdo píše, nikdo další nesmí psát ani číst.

– Synchronizační prostředky:

```
int readcount;
semaphore mutex, wrt;

// Initialization:
readcount=0;
init(mutex,1);
init(wrt,1);
```

– Čtenář:

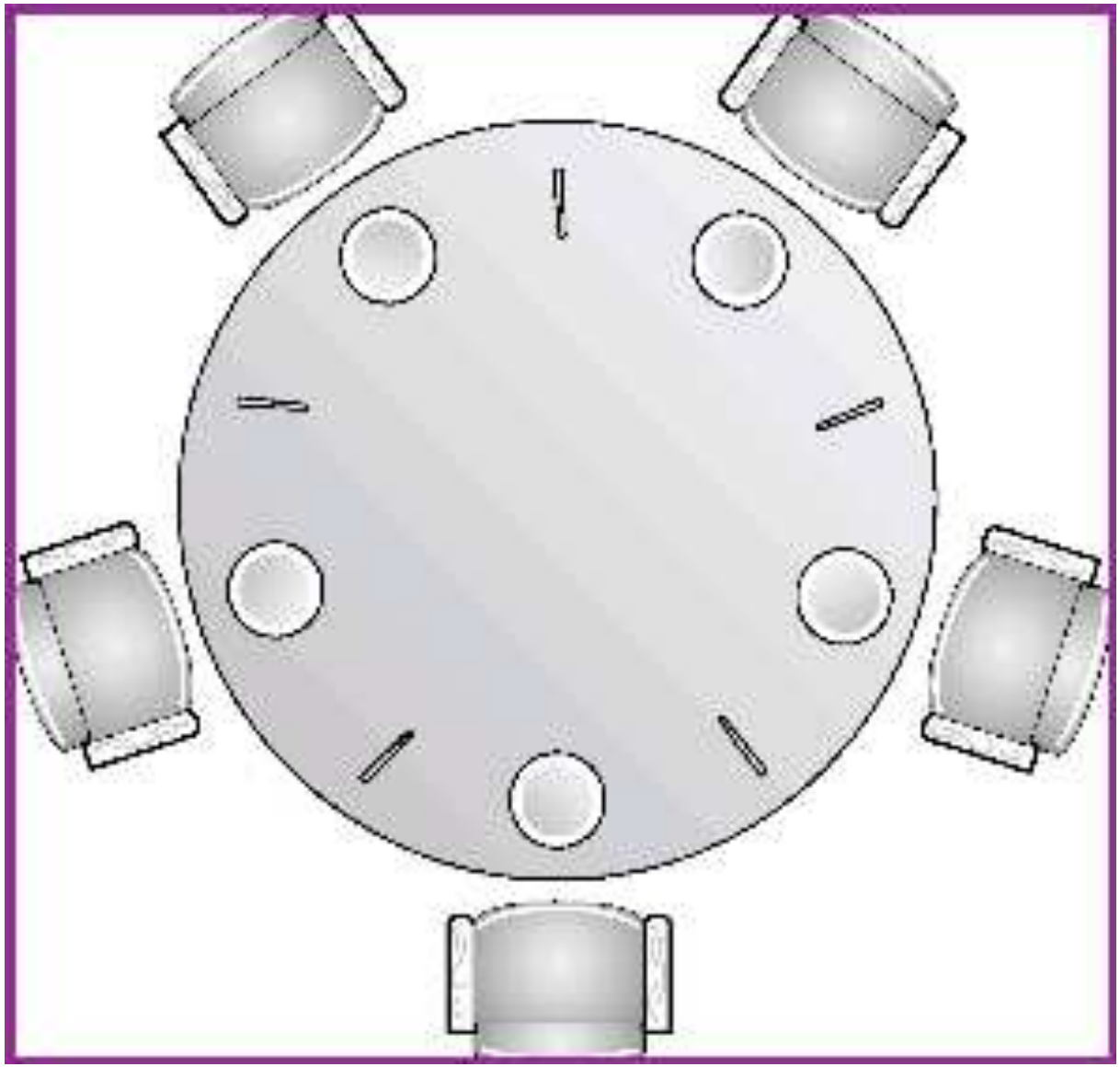
```
do {
  lock(mutex);
  readcount++;
  if (readcount == 1)
    lock(wrt);
  unlock(mutex);
  ...
  // reading is performed
  ...
  lock(mutex);
  readcount--;
  if (readcount == 0)
    unlock(wrt);
  unlock(mutex);
  ...
} while (1);
```

– Písař:

```
do {
  ...
  lock(wrt);
  ...
  // writing is performed
  ...
  unlock(wrt);
  ...
} while (1);
```

– Hrozí “vyhladovění” písařů: přidat další semafor.

– Problém **večeřících filozofů**:



– Řešení (s možností uváznutí):

```
semaphore chopstick[5];

// Initialization:
for (int i=0; i<5; i++) init(chopstick[i],1);

// Philospher i:
do {
  lock(chopstick[i])
  lock(chopstick[(i+1) % 5])
  ...
  // eat
  ...
  unlock(chopstick[i]);
  unlock(chopstick[(i+1) % 5]);
  ...
  // think
  ...
} while (1);
```

– Lepší řešení: získávat obě hůlky současně, získávat hůlky asymetricky, ...

Uváznutí (deadlock)

– **Uváznutím (deadlockem) při přístupu ke zdrojům s výlučným (omezeným) přístupem** rozumíme situaci, kdy každý proces z nějaké neprázdné množiny procesů je pozastaven a čeká na uvolnění nějakého zdroje s výlučným (omezeným) přístupem vlastněného nějakým procesem z dané množiny, který jediný může tento zdroj uvolnit, a to až po dokončení jeho použití.

– Typický příklad (v praxi samozřejmě mohou být příslušná volání ve zdrojovém kódu velmi daleko od sebe a v daném pořadí mohou být zamykány jen za určitých podmínek, takže se uváznutí projeví jen zřídka a špatně se odhaluje; uváznutí také může vyžadovat větší počet procesů):

```
semaphore mutex1, mutex2;

init(mutex1,1);  // Initialization:
init(mutex2,1);
...
// Process 1              // Process 2
lock(mutex1);             lock(mutex2);
...                       ...
lock(mutex2);             lock(mutex1);
```

– **Obecnější definice** s možností uváznutí i bez prostředků s výlučným přístupem (např. při zasílání zpráv): **Uváznutím** rozumíme situaci, kdy každý proces z nějaké neprázdné množiny procesů je pozastaven a čeká na nějakou událost, která by mohla nastat pouze tehdy, pokud by mohl pokračovat některý z procesů z dané množiny.

– **Nutné a postačující podmínky uváznutí při přístupu ke zdrojům s výlučným přístupem (Coffmanovy podmínky):**

1. vzájemné vyloučení při používání prostředků,
2. vlastnictví alespoň jednoho zdroje, pozastavení a čekání na další,
3. prostředky vrací proces, který je vlastní, a to po dokončení jejich využití,
4. cyklická závislost na sebe čekajících procesů.
   (Pozor: Nesouvisí nijak s pojmem aktivního čekání cyklením v čekací smyčce.)

– **Řešení:**

- prevence uváznutí,
- vyhýbání se uváznutí,
- detekce a zotavení.

Prevence uváznutí

– Zrušíme platnost některé z nutných podmínek uváznutí – například:

1. Nepoužívat sdílené prostředky nebo užívat sdílené prostředky, které umožňují (skutečně současný) sdílený přístup a u kterých tedy není nutné vzájemné vyloučení procesů.
2. Proces může žádat o prostředky pouze, pokud žádné nevlastní.
3. Pokud proces požádá o prostředky, které nemůže momentálně získat, je pozastaven, všechny prostředky jsou mu odebrány a proces je zrušen, nebo se čeká, až mu mohou být všechny potřebné prostředky přiděleny.
4. Prostředky jsou očíslovány a je možné je získávat pouze od nejnižších čísel k vyšším (nebo v jiném zvoleném pořadí vylučujícím vznik cyklické závislosti procesů).

– Zvolené řešení buď přímo zabudujeme do návrhu implementovaného systému (a ideálně vhodně ověříme, že je opravdu správně použito), nebo ho bude kontrolovat a vynucovat systém přidělování zdrojů.

Vyhýbání se uváznutí

– **Obecný princip**:

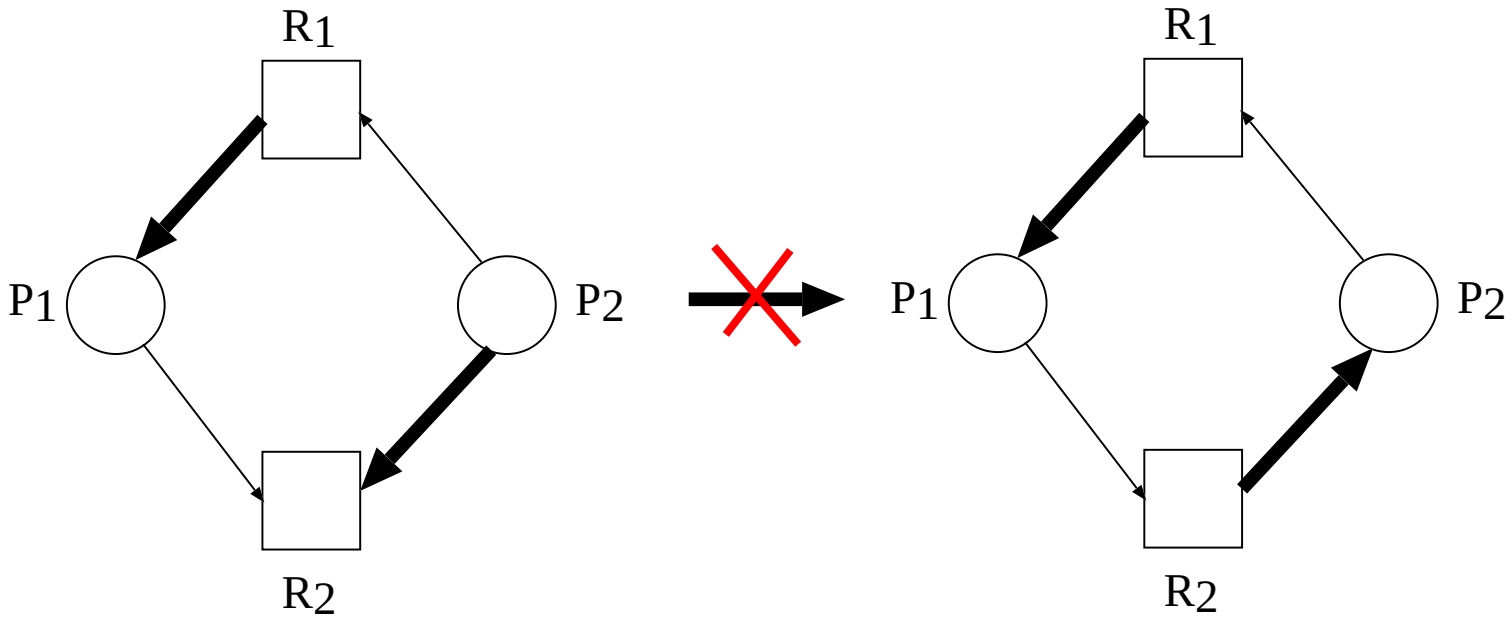
- Procesy předem deklarují určité informace o způsobu, jakým budou využívat zdroje:
  v nejjednodušším případě se jedná o **maximální počet** současně požadovaných zdrojů jednotlivých typů.

- Předem známé informace o možných požadavcích jednotlivých procesů a o aktuálním stavu přidělování se využijí k rozhodování o tom, které požadavky mohou být uspokojeny a které musí počkat, **aby nemohla vzniknout cyklická závislost** na sebe čekajících procesů **ani v nejhorší možné situaci**, která by mohla v budoucnu vzniknout při deklarovaném chování procesů.

– Existují různé **konkrétní algoritmy** pro vyhýbání se uváznutí – např. algoritmus založený na **grafu alokace zdrojů** pro systémy s jednou instancí každého zdroje:

- Systém přidělování zdrojů udržuje graf vztahů mezi procesy a zdroji se dvěmi typy uzlů (procesy P_i a zdroje R_j) a třemi typy hran: který zdroj je kým vlastněn ($R_i \Rightarrow P_j$), kdo o který zdroj žádá ($P_i \Rightarrow R_j$), kdo o který zdroj může požádat ($P_i \rightarrow R_j$).
  - POZOR: mluví se zde o typech uzlů/hran, ne o konkrétních uzlech či hranách.

- Zdroj je přidělen pouze tehdy, pokud nehrozí vznik cyklické závislosti čekajících procesů, což by se projevilo cyklem v grafu při záměně hrany žádosti za hranu vlastnictví.
  - POZOR: vznik cyklu v grafu alokace neznamená ještě deadlock, ale možnost deadlocku!



– Zobecněním je tzv. bankéřův algoritmus pro práci s více instancemi zdrojů.

Detekce uváznutí a zotavení

– Uváznutí může vzniknout (pomineme-li to, že je vně uváznutých procesů dodán speciální systém k jeho následnému rozřešení); periodicky se přitom detekuje, zda k němu nedošlo, a pokud ano, provede se zotavení.

– **Detekce uváznutí**:

- graf vlastnictví zdrojů a čekání na zdroje – podobný jako graf alokace zdrojů, ale bez hran vyjadřujících možnost žádat o zdroj;
- cyklus v tomto grafu (na rozdíl od grafu alokace zdrojů) indikuje uváznutí.

– **Zotavení z uváznutí**:

- Odebrání zdrojů alespoň některým pozastaveným procesům, jejich přidělení ostatním a později umožnění získat všechny potřebné zdroje a pokračovat (případně jejich restart či ukončení).
- Anulace nedokončených operací (*rollback*), nebo nutnost akceptace možných nekonzistencí.

Formální verifikace, verifikace s formálními kořeny

– Pokud použitý systém synchronizace procesů sám spolehlivě nezabraňuje vzniku uváznutí (či jiných nežádoucích chování), je vhodné ověřit, že nad ním navržené rešení je navrženo tak, že žádné nežádoucí chování nehrozí.

– Možnosti odhalování nežádoucího chování systémů (mj. uváznutí či stárnutí) zahrnují:

- inspekce systému (nejlépe nezávislou osobou),
- simulace, testování, vkládání „šumu“ do plánování, dynamická analýza (extrapolace sledovaného chování),
- formální verifikace či verifikace s formálními kořeny,
- nebo kombinace všech uvedených přístupů.

– **Formální verifikace** (na rozdíl od simulace a testování) umožňuje nejen vyhledávat chyby, ale také dokázání správnosti systému s ohledem na zadaná kritéria (což znamená, že žádné chyby nezůstaly bez povšimnutí).

– Experimentuje se i s kombinacemi dynamické analýzy za běhu systému s automatickou opravou, nebo alespoň omezením projevů chyby (např. vložení synchronizace – možnost uváznutí (!), vynucení přepnutí kontextu a získání celého časového kvanta před kritickou sekcí, ...).

– **Proces formální verifikace**:

- vytvoření modelu (lze přeskočit při práci přímo se systémem – případně se vytváří model okolí ověřované části systému),
- specifikace vlastnosti, kterou chceme ověřit (některé vlastnosti mohou být generické – např. absence deadlocku, null pointer exceptions apod.),
- (automatická) kontrola, zda model splňuje specifikaci.

– Základní přístupy k formální verifikaci zahrnují:

- *model checking*,
- *theorem proving*,
- *static analysis*.

– Nad rámec verifikace jde **automatická syntéza** dle zadané specifikace.

– **Theorem proving**:

- Využívá (typicky) poloautomatický dokazovací prostředek (PVS, Isabel,Coq,ACL/2,...).
- Vyžaduje obvykle experta, který určuje, jak se má důkaz vést (prestože se objevila řada automatických rozhodovacích procedur pro různé logické fragmenty – lze užít pro automatické ověřování fragmentů kódu bez cyklů (automaticky/ručně dodané anotace cyklů a funkcí) či v kombinaci s jinými přístupy).

– **Model checking**:

- Využívá obvykle automatický prostředek (Spin, *SMV, Blast, JPF, CPAchecker, CBMC, JBMC, ...).
- Využívá typicky generování a prohledávání stavového prostoru.
- Hlavní nevýhodou je problém stavové exploze, kdy velikost stavového prostoru roste exponenciálně s velikostí modelu, případně práce s neomezeným počtem stavů.

– **Static analysis**:

- Snaha o ověření příslušných vlastností na základě modelu či zdrojového kódu, aniž by se tento prováděl (příp. se provádí jen na určité abstraktní úrovni).
- Různé podoby: data flow analysis, constraint analysis, type analysis, abstract interpretation, symbolic execution, ...
- Řada nástrojů: Facebook Infer, Frama-C, Microsoft SDV, Klee/Symbiotic, AbsInt, Coverity Scan, Klocwork, SpotBugs, cppcheck, ...

Verifikace na FIT – VeriFIT

– Řada témat sahajících od **teoretického výzkumu**, přes **pokročilé algoritmy a datové struktury** potřebné pro efektivní implementaci verifikačních metod po **reálné případové studie**. Konkrétněji:

- statická analýza s formálními kořeny (např. s využitím Facebook Infer či Frama-C),
- formální verifikace programů s ukazateli a dynamickými datovými strukturami (např. různé seznamy či stromy), s řetězci, poli, paraleními procesy, ...,
- pokročilé testování, fuzz testování, testování řízené pokrytím, dynamická analýza,
- automatická syntéza či optimalizace,
- modelem řízený návrh a analýza,
- teorie jazyků a automatů a její využití (nejen ve verifikaci – např. „pattern matching“ ve spolupráci s Microsoft Research), teorie různých logik.

– **Spolupráce**: Uppsala, Academia Sinica, IRIF University Paris Diderot, Verimag, RWTH Aachen, Oxford, ..., Red Hat, Honeywell, Microsoft Research, ...

– **Projekty**: GAČR, TAČR, ERC.CZ, H2020 ECSEL, ...

– Související magisterské specializace **Verifikace a testování software** a **Matematické metody v IT**.

– **Zájemci o projektovou praxi, bakalářskou práci, diplomovou práci, disertační práci vítáni!**