ČVUT
ČESKÉ VYSOKÉ UČENÍ TECHNICKÉ V PRAZE

PDV 11 2025/2026

Vzájemné vyloučení procesů

Michal Jakob

michal.jakob@fel.cvut.cz

Centrum umělé inteligence, katedra počítačů, FEL ČVUT

Příklad (zjednodušený)

Bankovní server v cloudu.

Dva zákazníci současně vloží 10 000 Kč skrze vkladový bankomat na jeden stejný účet.

- oba bankomaty si přečtou původní zůstatek na účtu (1 000 Kč)
- oba bankomaty k zůstatku přičtou lokálně vklad (=11 000 Kč)
- oba bankomaty výsledný zůstatek uloží na server

Právě jste ztratili 10 000 Kč!

Je třeba zaručit, že v jeden okamžik provádí aktualizaci zůstatku **maximálně jeden** bankomat (a ostatní procesy jsou z něj **vyloučeny**).

Další příklady

Distribuovaný souborový systém

- uzamykání souborů a adresářů

Přístup k distribuovaným objektům

- zajistit, že v jednom okamžiku může objekt měnit maximálně jeden proces

Online rezervační systémy

- zajistit, že daná položka je rezervována maximálně jednou

Distribuované generování unikátních ID

Koordinace serverů

- výpočet/zpracování je rozdělen přes několik serverů
- servery koordinují pomoci zámků

Problém vzájemného vyloučení procesů (mutual exclusion)

Kritická sekce (KS): část kódu (všech procesů), u které potřebujeme zaručit, že ji vykonává v každém okamžiku **maximálně jeden proces**.

Dvě funkce

- **enter()** pro vstup k KS
- **exit()** pro výstup z KS

Příklad

Bankomat 1

```
enter(S);
// začátek přístup ke zdroji
přečti zůstatek ze zázamu;
přičti vklad;
aktualizuj záznam o zůstatku;
// konec přístupu ke zdroji
exit(S);
```

Bankomat 2

```
enter(S);
// začátek přístup ke zdroji
přečti zůstatek ze zázamu;
přičti vklad;
aktualizuj záznam o zůstatku;
// konec přístupu ke zdroji
exit(S);
```

Jak řešit vyloučení procesu?

Jeden OS
(Všechny procesy v jednom OS na jednom počítači nebo VM.)

Můžeme použít semafory, mutexy, monitor a další abstrakce poskytované OS a HW založené na **sdílené paměti**.

Latence: **Velmi nízká** (řádově ns-µs)

Distribuovaný systém (procesy komunikují posíláním zpráv)

Potřebujeme **distribuovaný protokol/algoritmus** implementující logiku koordinace, čekání a předávání práv pomocí posílání zpráv mezi procesy, které nemohou nahlížet do paměti ostatních.

Latence: **Výrazně vyšší** (řádově ms a více)

Korektnost distribuovaného výpočtu

Živost (Liveness)	**Bezpečnost (Safety)**
Garance, že v DS **časem** dojde k něčemu **dobrému** (bude dosažen žádoucí stav). Příklady: ▪ Distribuovaný výpočet: výpočet skončí. ▪ Konsensus: všechny proces se shodnou na výstupní hodnotě. ▪ Úplnost při detekci selhání: každé selhání je časem detekováno.	Garance, že v DS **nikdy** nedojde k něčemu **špatnému** (nebude dosažen nežádoucí stav). Příklady: ▪ Nedojde k uváznutí (deadlocku) ▪ Žádný objekt se nestane sirotkem. ▪ Přesnost při detekci selhání ▪ Konsensus: Žádné dva procesy nevyprodukují různý výstup.

Požadavky na algoritmus pro vyloučení procesu

Bezpečnost: nejvýše jeden proces v kritické sekci v kterémkoliv okamžiku

Živost: každý požadavek na vstup do kritické sekce je časem uspokojen

Uspořádání (volitelný): předchází-li žádost jedno procesu kauzálně žádost druhé ho procesu, bude vstup nejprve dovolen prvnímu procesu

Model

Skupina N procesů.

Procesy **neselhávají**.

FIFO perfektní komunikační kanál mezi každým párem procesů, tj. zprávy se neduplikují, nevznikají, neztrácejí a jsou doručovány v pořadí odeslání.

Asynchronní systém: neznáma, ale **konečná latence.**

Přístupy

- Tokenové
- Beztokenové
- Okrskové (quorum-based)

Centralizovaný algoritmus

Centralizovaný algoritmu

Zvolíme **koordinátora** (pomocí algoritmu volby lídra/koordinátora)

Koordinátor spravuje:

- speciální **token**, který umožnuje držiteli vstup do KS
- **frontu** požadavků na vstup do kritické sekce (KS)

Centralizovaný algoritmus

Akce libovolného procesu	Akce koordinátora
enter() pošli požadavek koordinátorovi čekej na přijetí TOKEN od koordinátora; po přijetí TOKENu vstup do KS **exit()** předej TOKEN zpět koordinátorovi	Po přijetí požadavku z procesu P_i **if** (koordinátor má TOKEN) předej TOKEN procesu P_i **else** přidej P_i do `fronty` Po přijetí TOKENu od procesu P_i **if** (`fronta` není prázdná) vyzvedni proces z hlavy `fronty` a pošli mu TOKEN **else** uchovej TOKEN

Analýza centralizovaného algoritmu

Bezpečnost: Maximálně jeden proces v KS

- splněno: máme pouze jeden token

Živost: na každý požadavek časem dojde

- fronta má maximálně N čekajících procesů
- pokud každý proces časem doběhne a nedochází k selhání, tak je živost garantována

Uspořádání: přístup je poskytován v pořadí došlých žádostí

- šlo by uspořádat logickými hodinami

Analýza výkonnosti

Efektivní vyloučení procesu vyžaduje **méně koordinačních zpráv** a procesy mají **kratší čekací dobu** na vstup.

Komunikační zátěž: počet zpráv poslaných při každém vstupu a výstupu do/z KS.

Zpoždění klienta: zpoždění klientského procesu při každém vstupu (a výstupu) do/z KS, tj. když žádné jiné procesy nečekají (tj. když je KS volná).

Synchronizační zpoždění: časový interval mezi vystoupením jednoho procesu KS a vstupem následujícího procesu do KS (když je pouze jeden čekající proces).

0I

Analýza výkonosti centralizovaného algoritmu

Komunikační zátěž:

- vstup: **2** zprávy
- výstup: **1** zpráva

Zpoždění klienta:

- **2** komunikační latence (odeslání požadavku a obdržení tokenu)

Synchronizační zpoždění

- **2** komunikační latence (vrácení tokenu a obdržení tokenu)

Ale: Koordinátor je centrální **úzké hrdlo** (a centrální bod selhání).

0I

Kruhový algoritmus
(Ring-based algorithm)

Kruhový algoritmus

Velmi jednoduchý algoritmus.

N procesů organizovaných **do kruhu**.

Každý proces může poslat zprávu svému **následníkovi**.

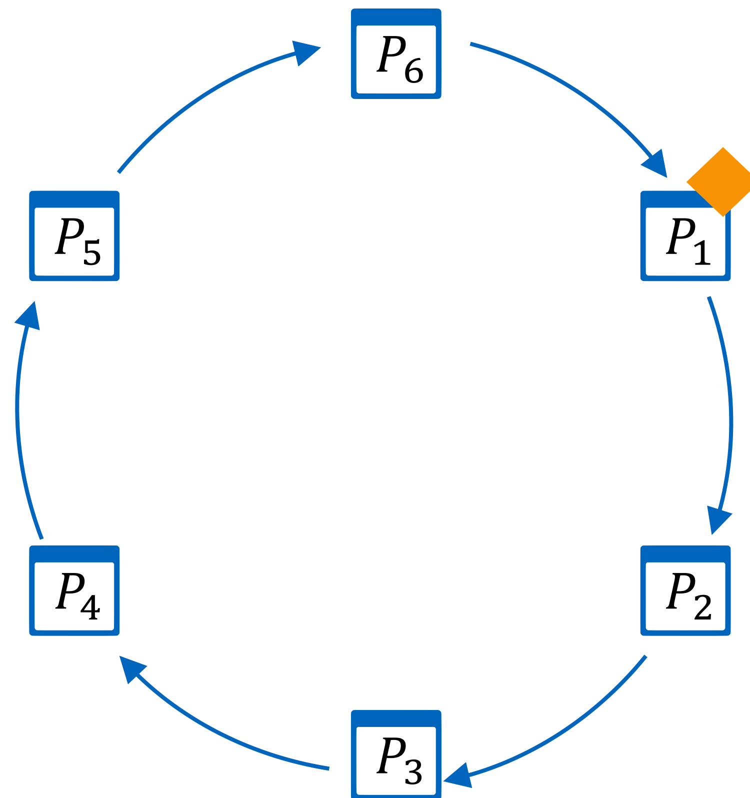
Koluje právě **jeden TOKEN**.

OI

Kruhový algoritmus

Akce libovolného procesu
enter() vyčkej, dokud nedostaneš TOKEN; po obdržení vstup do KS; **exit()** // předpokládá, že proces je v KS pošli TOKEN následníkovi; Jinak pokud obdržíš TOKEN a nejsi aktuálně v KS, tak předej TOKEN následníkovi.

Kruhový algoritmus



Má aktuálně TOKEN → může vstoupit do KS

TOKEN předáván následníkovi

Má aktuálně TOKEN → může vstoupit do KS

proces

TOKEN

Analýza kruhové algoritmu

Bezpečnost: splněná – právě jeden TOKEN.

Živost: TOKEN časem oběhnou celý kruh (nepředpokládáme selhání).

Komunikační zátěž:

- vstup: implicitně N zpráv skrze systém (kolují neustále)
- výstup: 1 zpráva

Zpoždění klienta: 0 až N komunikačních latencí po žádosti o vstup

- nejlepší případ: žádající proces už má TOKEN
- nejhorší případ: TOKEN zrovna odeslán následníkovi

Synchronizační zpoždění: 1 až $N - 1$ komunikačních latencí

- nejlepší případ: proces žádající vstup je následníkem procesu opouštějící KS
- nejhorší případ: proces žádající vstup je předchůdce procesu opouštějící KS

Analýza kruhové algoritmu

Zpoždění klienta a synchronizační zpoždění kruhového algoritmu je $\boldsymbol{O}(\boldsymbol{N})$.

Můžeme zlepšit?

Ricart-Agrawalův Algoritmus

Algoritmus Ricart-Agrawala

Klasický beztokenový algoritmus z roku 1981.

Nepoužívá TOKEN, ale využívá **kauzalitu** (skalární hodiny) a **multicast** (HW nebo SW).

Má nižší synchronizační zpoždění a zpoždění klienta než kruhový algoritmus a zároveň nepotřebuje centrální proces.

Logika Ricart-Agrawala

Každý proces si udržuje logickou proměnou **`stav`** a **`seznam`** požadavků na vstup.

Stavy:

- RELEASED: Nechci do KS. Výchozí hodnota.
- WANTED: Chci do KS, čekám na povolení.
- HELD: Jsem v KS.

P_i: enter()

nastav `stav` na WANTED $\langle T_i, i \rangle$;

pošli multicast REQUEST $\langle T_i, i \rangle$ všem procesům, kde T_i = aktuální Lamportův logický čas v P_i;

čekej dokud všechny procesy nepošlou zpět OK;

po přijetí OK: **změň `stav`** na HELD a **vstup** do KS

P_i: po přijetí REQUEST$\langle T_j, P_j \rangle$, $i \neq j$

if (**`stav`** = HELD) nebo (**`stav`** = WANTED $\langle T_i, i \rangle$ a $\langle T_i, \mathrm{i} \rangle < \langle T_j, \mathrm{j} \rangle$)

  přidej REQUEST do **`seznamu`** čekajících požadavků;

else

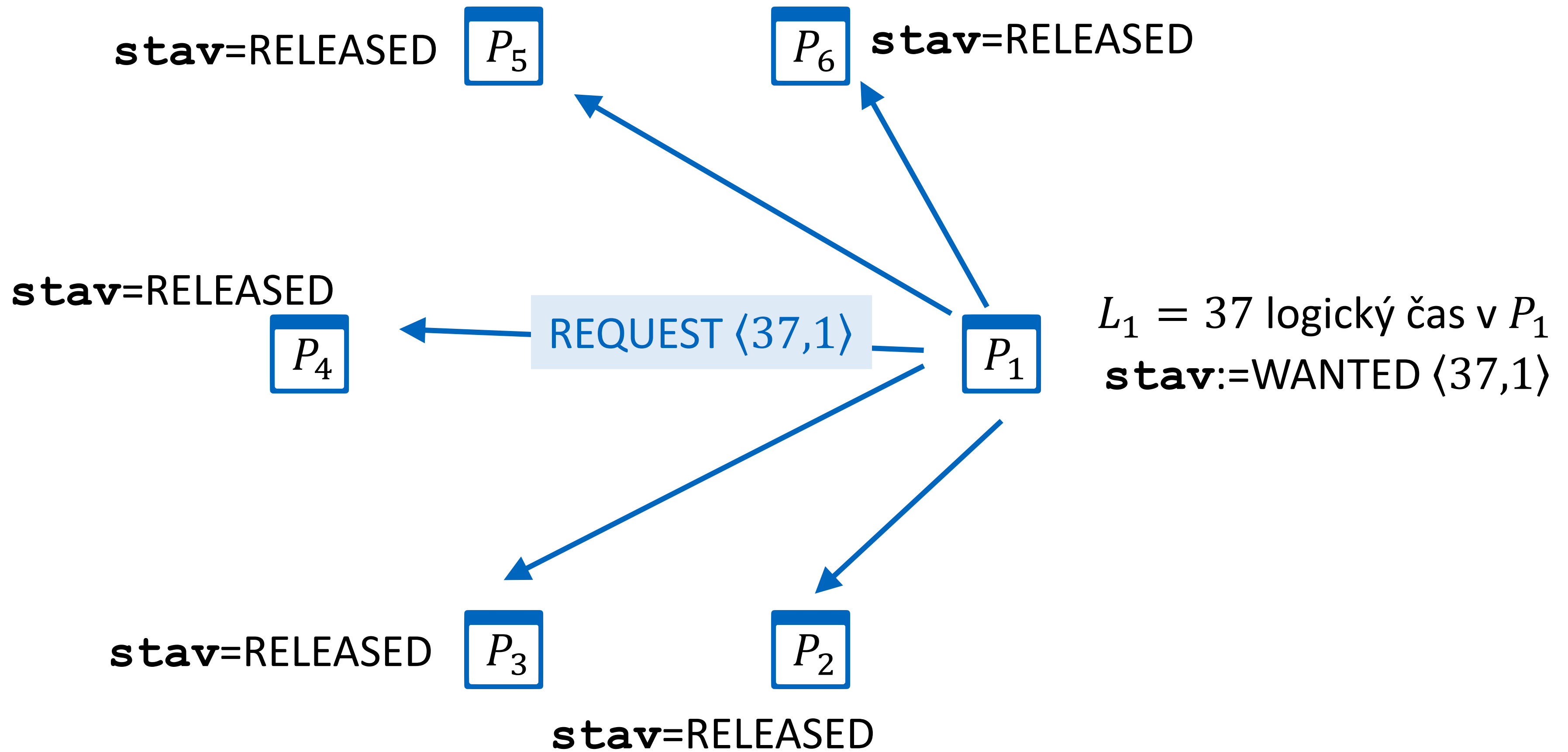
  pošli OK do P_j;

P_i : exit()

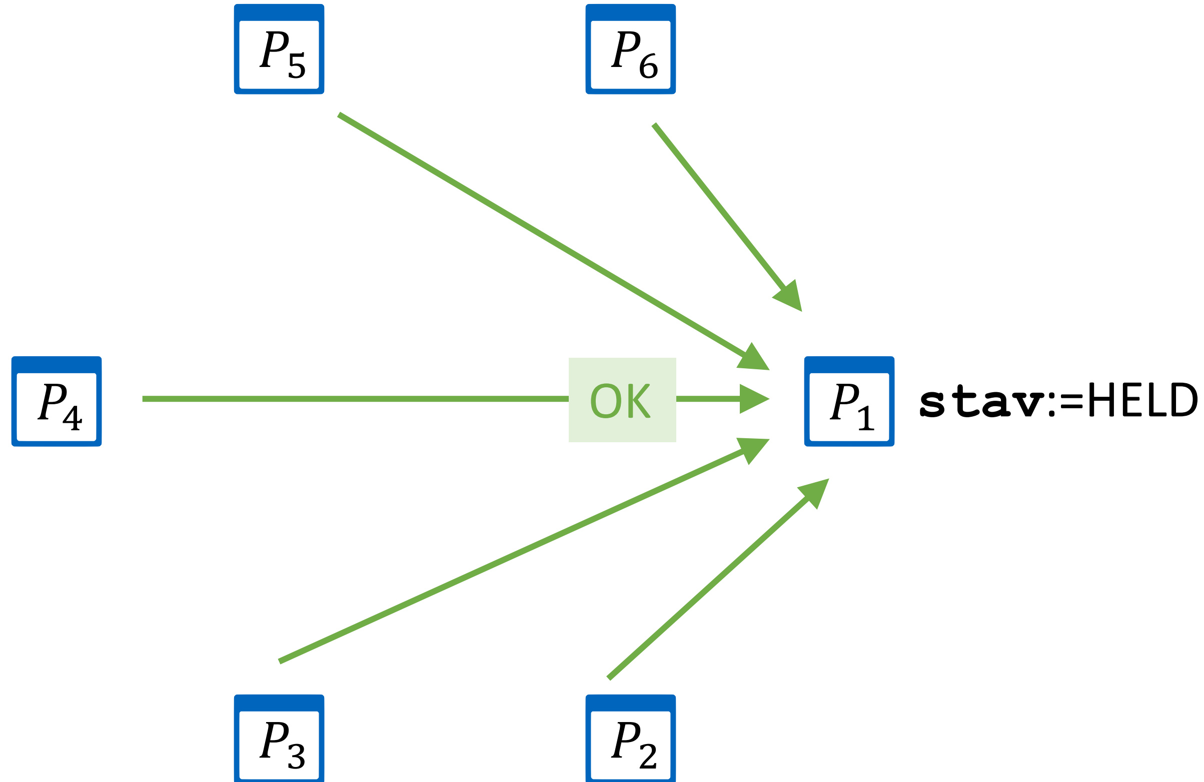
nastav `stav` na RELEASED;

pošli OK všem čekajícím procesům ze **`seznamu`**;

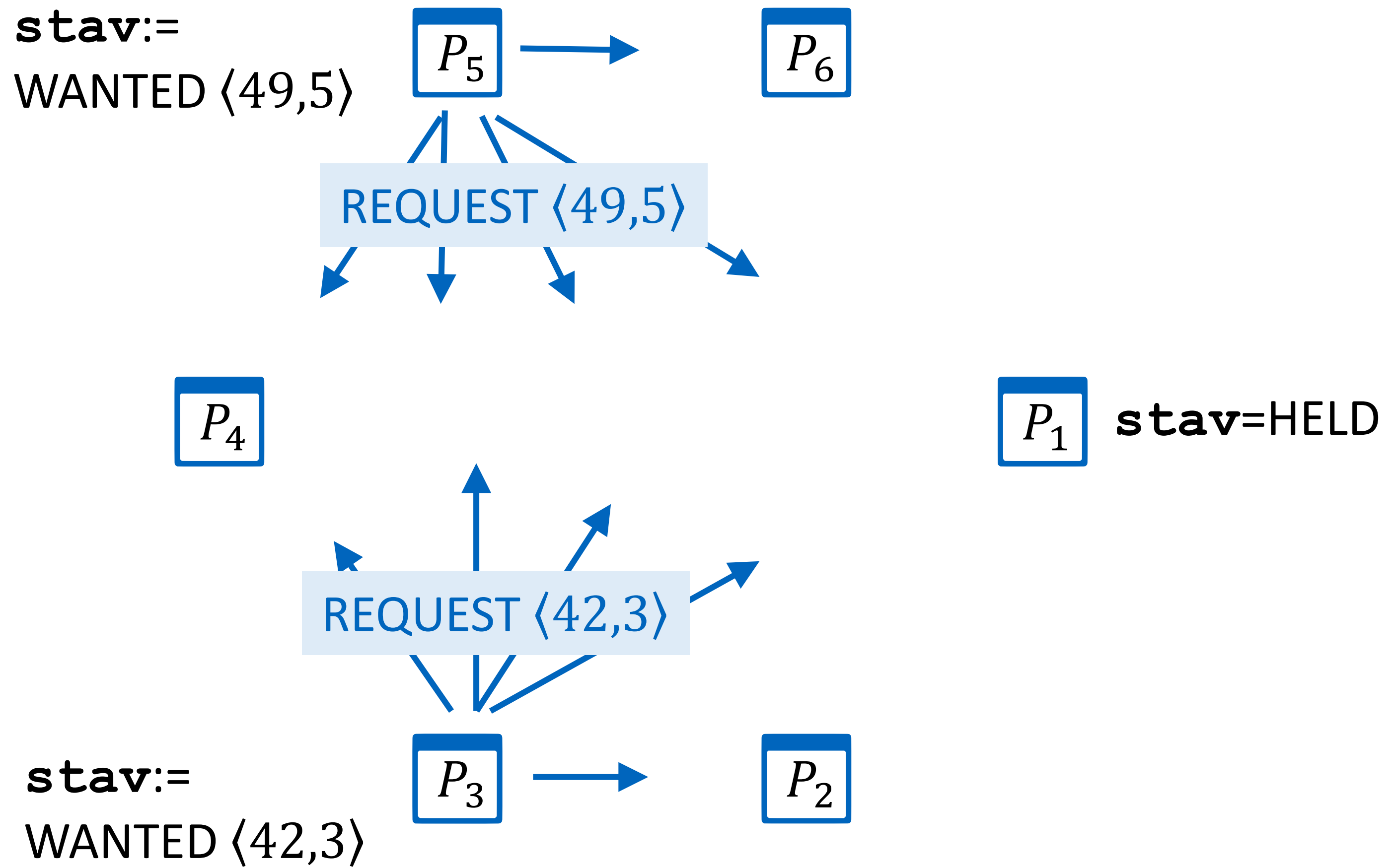
Příklad



Příklad

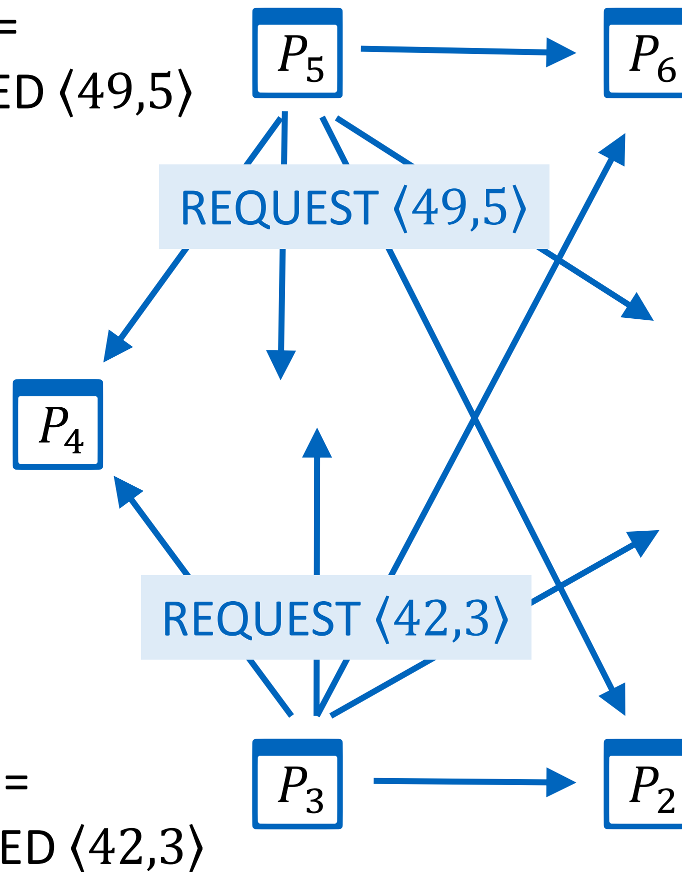


Příklad



Příklad

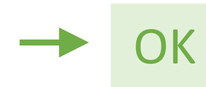
stav:=
WANTED ⟨49,5⟩

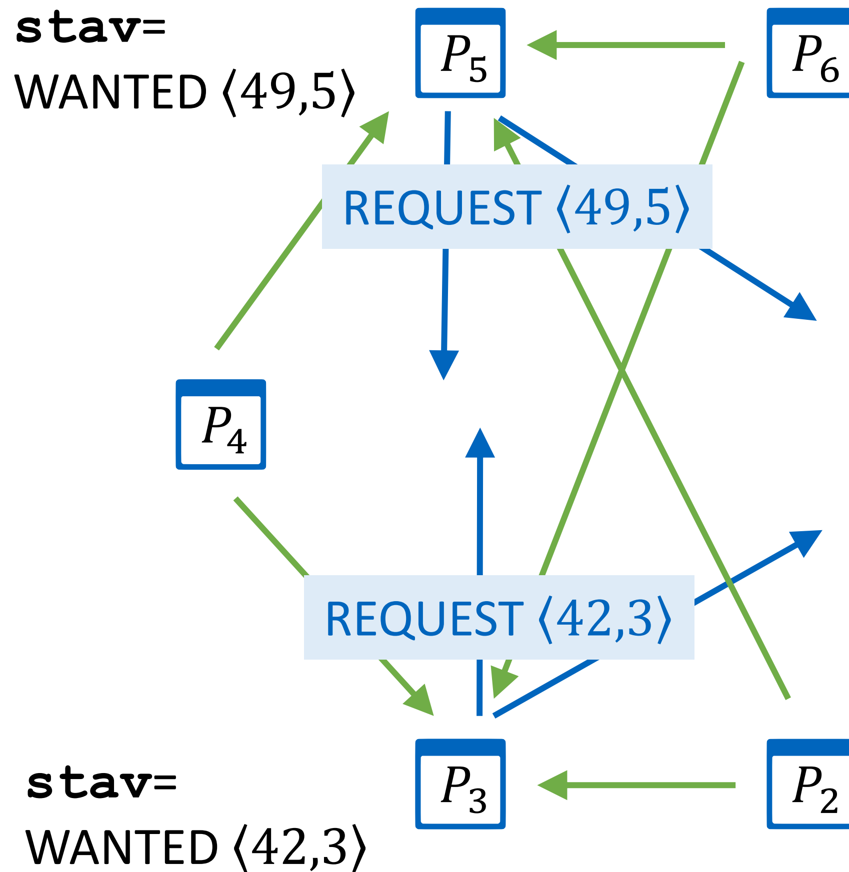


P_1 **stav**=HELD

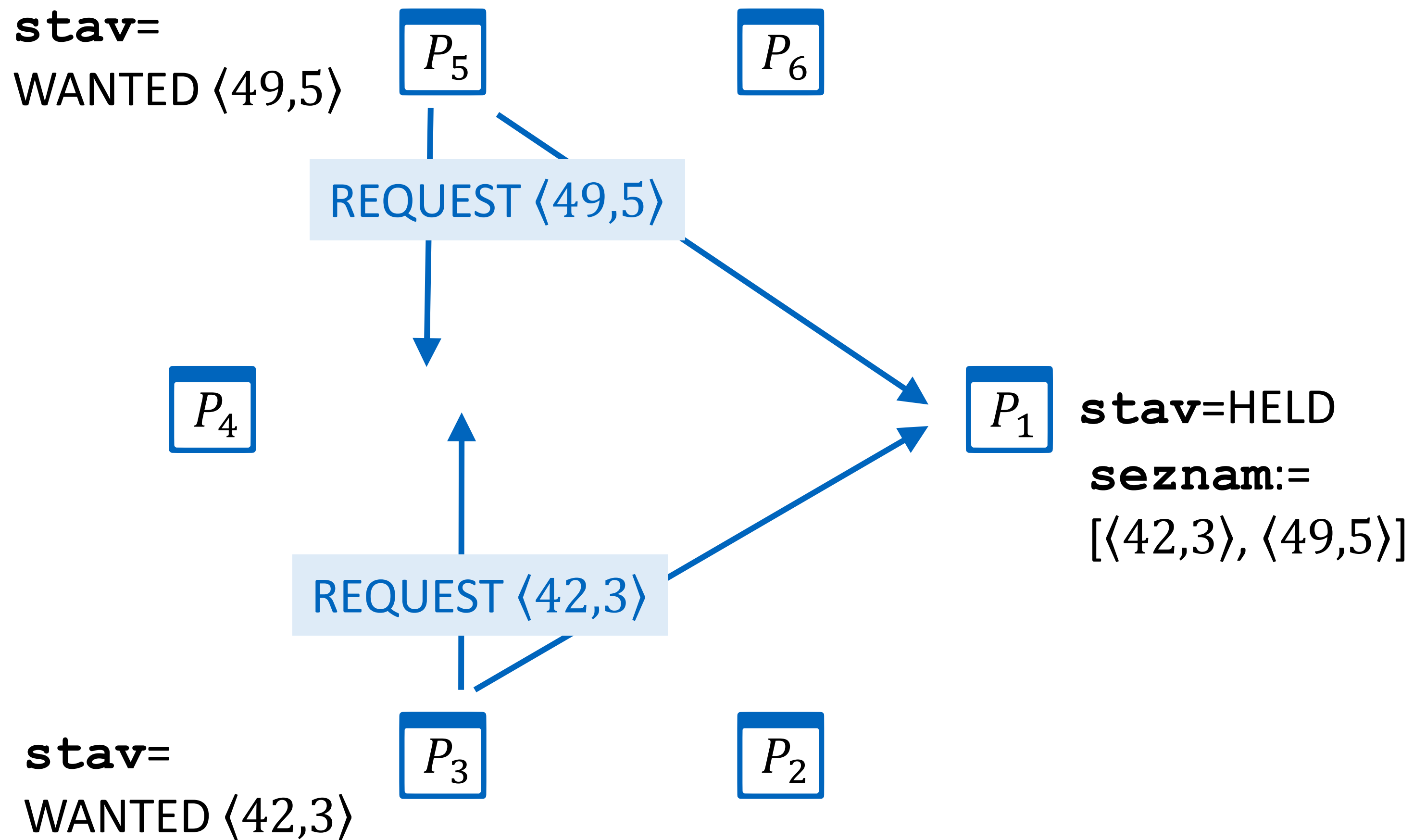
stav:=
WANTED ⟨42,3⟩

Příklad

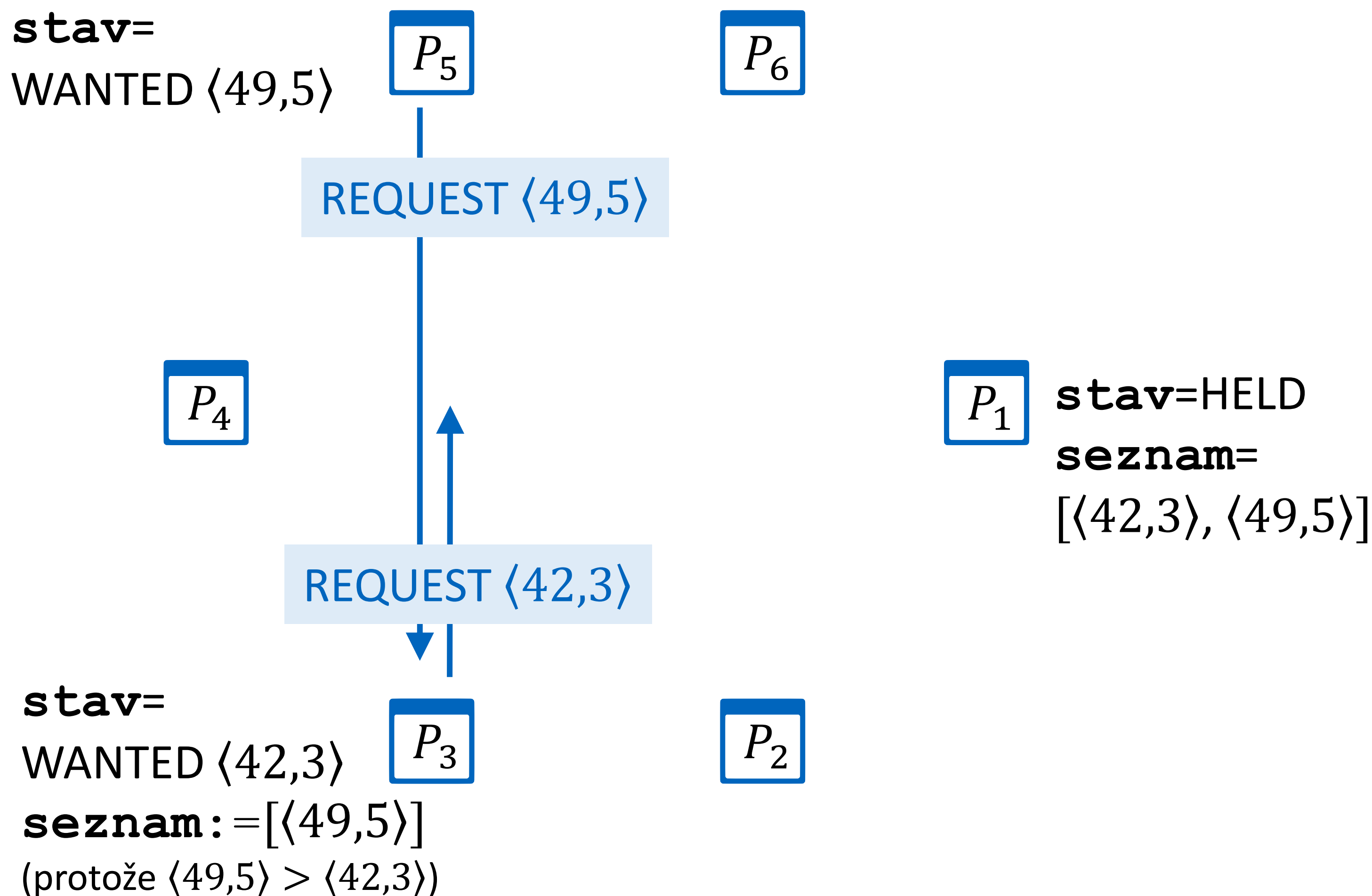




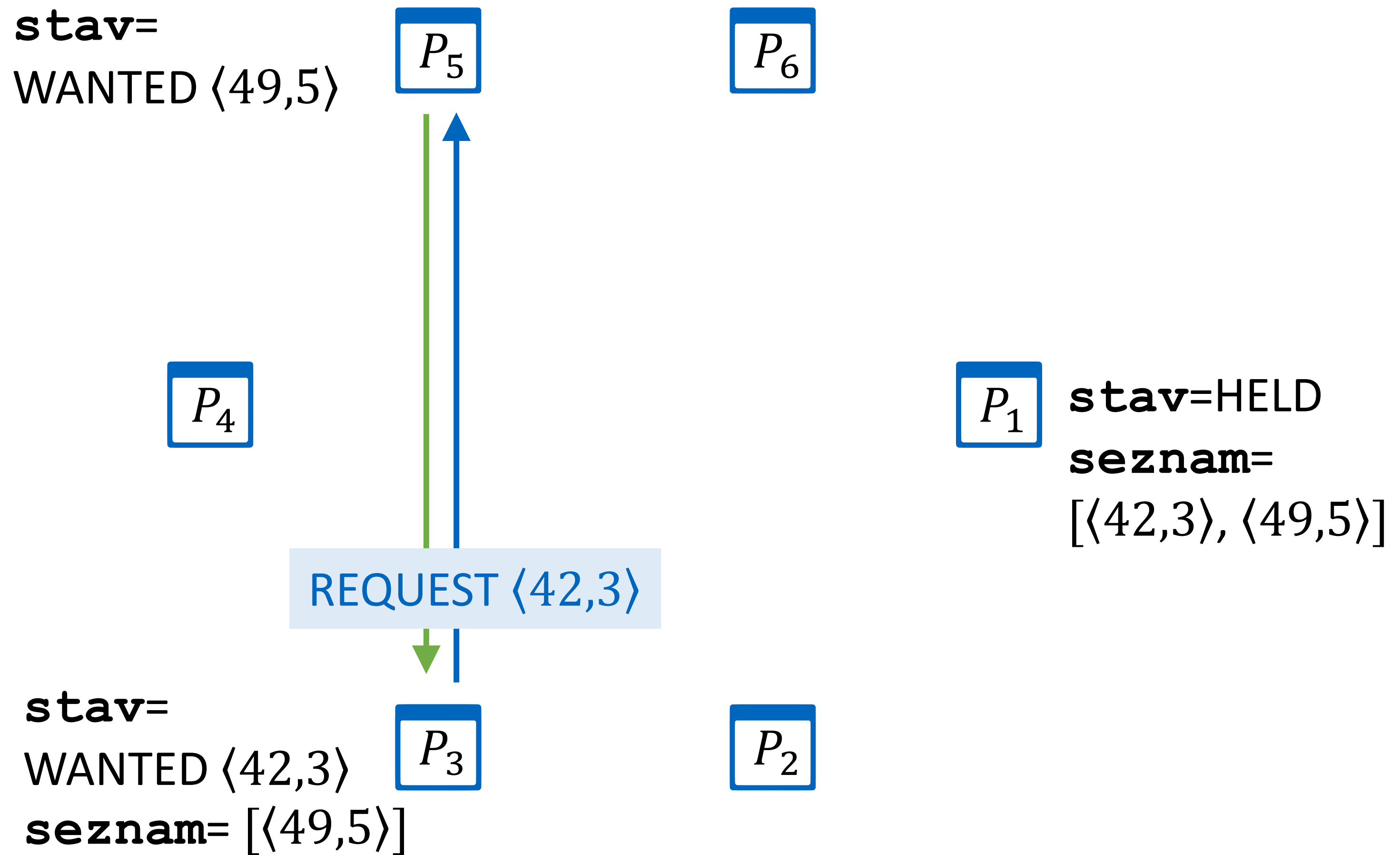
Příklad



Příklad



Příklad



Příklad

stav=
WANTED $\langle 49,5 \rangle$
(čeká na odpověď P_3)

P_5

P_6

P_4

P_1

stav:=RELEASED

Multicast OK procesům ze **seznamu** [$\langle 42,3 \rangle$, $\langle 49,5 \rangle$]

seznam:=[]

stav=
WANTED $\langle 42,3 \rangle$
seznam=[$\langle 49,5 \rangle$]

P_3

P_2

Příklad

stav=
WANTED ⟨49,5⟩
(čeká na odpověď P_3)

P_5 P_6

P_4

P_1 **stav**:=RELEASED
Multicast OK procesům ze **seznamu** [⟨42,3⟩, ⟨49,5⟩]
seznam:=[]

stav:=HELD
seznam=[⟨49,5⟩]

P_3 P_2

Příklad

stav=
WANTED ⟨49,5⟩
(čeká ještě na
odpověď P_3)

P_5 P_6

P_4

P_1 **stav**=RELEASED

stav:=RELEASED
seznam:=[]

P_3 P_2

Příklad

`stav:`=HELD

P_5

P_6

P_4

P_1 **`stav`**=RELEASED

`stav`=RELEASED P_3

P_2

Analýza

Bezpečnost: Dva procesy P_i a P_j nemohou současně získat přístup do KS

- pokud by získaly, musely by si oba vzájemně poslat OK
- tedy $\langle T_i, i\rangle < \langle T_j, j\rangle$ a $\langle T_j, j\rangle < \langle T_i, i\rangle$, což obojí není možné
- co když $\langle T_i, i\rangle < \langle T_j, j\rangle$ a P_i odpověděl na požadavek P_j předtím, než vytvořil vlastní požadavek?
    - ale: kauzalita a Lamportovy časové značky v P_j implikují $T_i > T_j$, což je spor a tedy tato situace nemůže nastat

Analýza

Živost: nejhorší případ – je potřeba počkat než všech $(N-1)$ pošle OK

Pořadí: Požadavky s nižší Lamportovou časovou značkou mají přednost

Analýza

Komunikační zátěž:

- Vstup: $2 * (N - 1)$
  (resp. N pokud je k dispozici nativní multicast)
- Výstup: $N - 1$
  $($resp. 1 pokud je k dispozici multicast)

Zpoždění klienta: **1** čas oběhu zprávy

Synchronizační zpoždění: **1** komunikační latence

Analýza

Ve srovnání s centrálním algoritmem jsme odstranili centrální prvek.

Ale: komunikační zátěž narostla na $\boldsymbol{O}(\boldsymbol{N})$

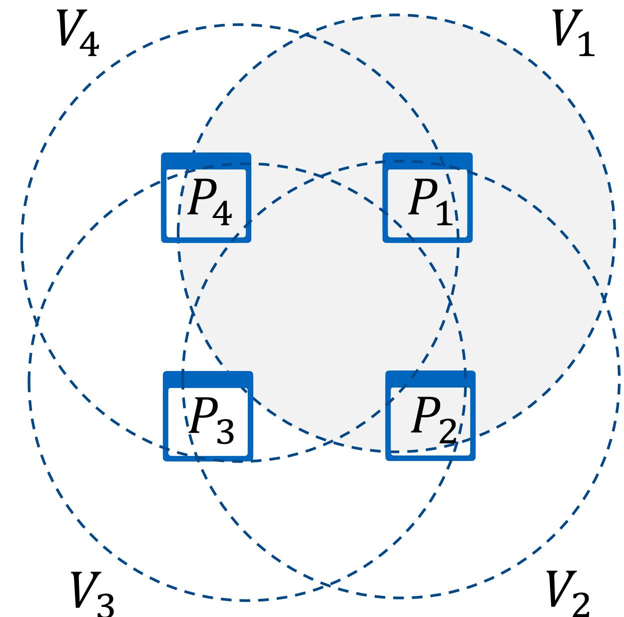
Lze ji dále snížit?

Maekawův algoritmus

Hlavní myšlenka: Nepotřebujeme souhlas všech procesů, ale pouze souhlas všechn z tzv. **volebního okrsku / kvóra**.

Klíčové vlastnosti okrsků:

- **Záruka průniku:** Každé dva okrsky se musí protnout alespoň v jednom uzlu $V_i \cap V_j \neq \emptyset$
- **Symetrická zátěž:** Každý uzel je členem (téměř) stejného počtu okrsků.



Algoritmus

- Každý proces žádá o vstup pouze procesy ze svého volebního okrsku (tj. ne všechny).
- Každý proces dává svolení nejvýše jednomu procesu (tj. ne všem).
- Pokud už proces svolení dal, dává další požadavky do fronty a obslouží je až mu proces, kterému dříve dal svolení, oznámí, že z KS vystoupil.

Vlastnosti Maekawova algoritmu

Lze ukázat, že velikost okrsku / kvóra musí (a může) být $\boldsymbol{O}(\sqrt{\boldsymbol{N}})$.

Komunikační složitost Maekawova algoritmu: $\boldsymbol{O}(\sqrt{\boldsymbol{N}})$**.**

Ale: Může uváznout v deadlocku

- stačí tři procesy, které požádají v podobný okamžik, a vznikne cyklický wait-for graf
- Řešení: časové značky + zprávy INQUIRE, RELINQUIS → ale: při zátěži drasticky zvyšuje počet zpráv a ničí $O(\sqrt{N})$ komunikační složitost

Maekawův algoritmus inspirovat moderní algoritmy založené na průniku kvót

- Dnešní distribuované databáze a algoritmy (Raft, Paxos) tento koncept využívají, ale volí robusnější variantu: Prostou nadpoloviční většinu

0I

Souhrn

Distribuované vyloučení procesů je důležitý problém v DS.

Klasické algoritmy: centralizovaný, kruhový, Ricart-Agawala, Maekawa.

Všechny mají zaručenou **bezpečnost**, **živost** a **pořadí vstupu**. Liší se v komunikační náročnosti a ve zpožděních pří vstupu/výstupu a synchronizaci.

Algoritmy se vypořádávají s **asynchronicitou**, ale nikoliv se **selháními**.