Algoritmy shody

Přednášky z Distribuovaných systémů
Ing. Jiří Ledvina, CSc.

Shoda

- N procesů se chtějí dohodnout na hodnotě
  - Např. Na synchronizované akci (go/abort)
- Koncensus může být dosažen i za přítomnosti poruch
  - Porucha procesu – krach, svévolná porucha
  - Komunikační porucha – ztracené nebo zničené zprávy

Synchronní a asynchronní systémy

- Synchronní systémy
  - omezené zpoždění přenosu zpráv (latency)
  - procesy mají synchronizované hodiny
  - časy zpracování jsou omezené
  - zhroucení (crash failure) procesu může být přesně detekováno
- Asynchronní systémy - bez omezujících předpokladů
  - zhroucení (crash failure) procesu nemůže být přesně detekováno
- Failstop
  - podobné jako asynchronní, ale zhroucení je přesně detekováno

Algoritmus shody

- Algoritmus shody
  - Všechny procesy P_i začínají ve stavu „nerozhodnutý“
  - Každý P_i navrne hodnotu V_i z množiny D a pošle ji ostatním procesům
  - Shody je dosaženo pokud se všechny nechybující procesy shodnou na téže hodnotě d
  - Každý nechybující proces P_i nastaví svou rozhodovací proměnnou na d a změní svůj stav na „rozhodnutý“

Algoritmus shody - princip

- Algoritmus probíhá ve více kolech (round)
- Jedno kolo zahrnuje
  - poslání zprávy do skupiny procesů
  - příjem zpráv z předchozího kola
  - lokální zpracování (rozhodnutí, zastavení)
- Jednoduché, neefektivní v pomalých sítích

Požadavky na shodu

- Ukončení – každý proces nastaví vybranou (rozhodnutou) hodnotu
  - Toto není možné při krachu procesoru v asynchronních systémech
- Souhlas (dohoda) – výběr hodnoty je shodný pro všechny korektní procesy
  - Svévolné (Byzantinské) poruchy mohou způsobit nekonzistentnost a brání dohodě
- Integrita (celistvost) – pokud všechny korektní procesy P_i navrhnou tutéž hodnotu d, pak dohodnutá hodnota je d
- Shoda může zahrnovat fázi návrhu a fázi dohody

Interaktivní konzistentnost

- Interaktivní konzistentnost je speciální případ shody, kde se procesy dohodnou na vektoru hodnot, pro každý proces na jedné hodnotě
- Ukončení – každý korektní proces nastaví svůj rozhodovací vektor
- Souhlas – rozhodovací vektor je stejný pro všechny korektní procesy
- Integrita – jestliže P_i je korektní, pak se všechny korektní procesy dohodnou na V_i jako na *i-tém* prvku rozhodovacího vektoru
- Hodnota V_i pro chybující proces může být ignorována nebo dohodnuta shodou (konsensus)

Shoda v synchronních systémech

- Pro systém se *2k+1* procesy, kde maximálně *k* procesů může být chybných potřebuje algoritmus *k+1* kroků (s timeoutem) a s využitím základního multicastu.
- Každý proces P_i má seznam $V\text{-}i_1$, $V\text{-}i_2$, … přenesených hodnot v krocích *1, 2, …*

Initially $V\text{-}i_0 = \{\}$; $V\text{-}i_1 = \{v_i\}$
for round = 1 to k+1 do {
multicast $(V\text{-}i_{round} - V\text{-}i_{round-1})$
$V\text{-}i_{round+1} = V\text{-}i_{round}$
for each $V\text{-}j_{round}$ *received*
$V\text{-}i_{round+1} = V\text{-}i_{round+1} \cup V\text{-}j_{round}$
}
}
d-i = minimum $V\text{-}i_{k+2}$

Byzantinští generálové

- Tři nebo více generálů se potřebuje vzájemně seznámit se svými záměry
- Jeden nebo více generálů může být zrádce, který dává chybné informace
- K řešení tohoto problému používají protokol
  - Každý z generálů posílá svou informaci ostatním (předpokládáme spolehlivou komunikaci)
  - Jakmile generál shromáždí všechny hodnoty, pošle vektor hodnot ostatním generálům
  - S využitím hlasovacího mechanizmu může každý generál získat správné hodnoty

Byzantinští generálové

- Problém není řešitelný pro $N \leq 3$
- Pro k zrádců je třeba $2k+1$ loajálních generálů
  - Problém nemůže být řešen pokud chybný proces lže konzistentně
  - Lze použít zabezpečení zprávy (šifrování, digitální podpis)
-

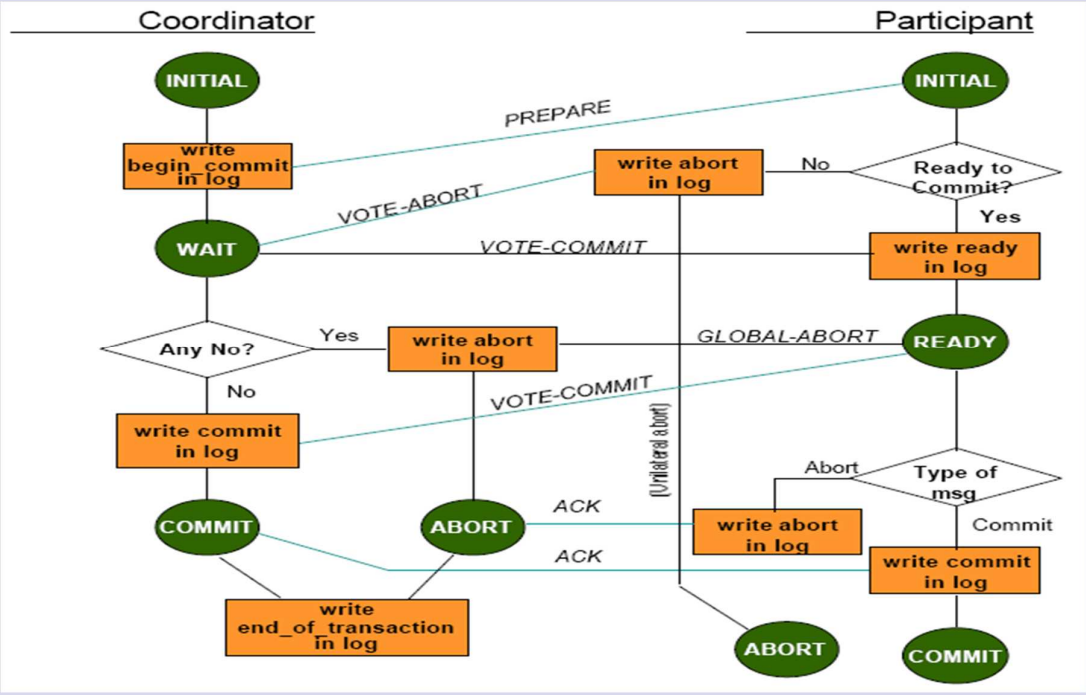
2-fázový commit (2PC)

- **Koordinátor** : Koordinátor je proces, který vyvolá transakci a řídí její průběh
- **Účastník (participant)** : proces, který se účastní provedení transakce v jiném uzlu

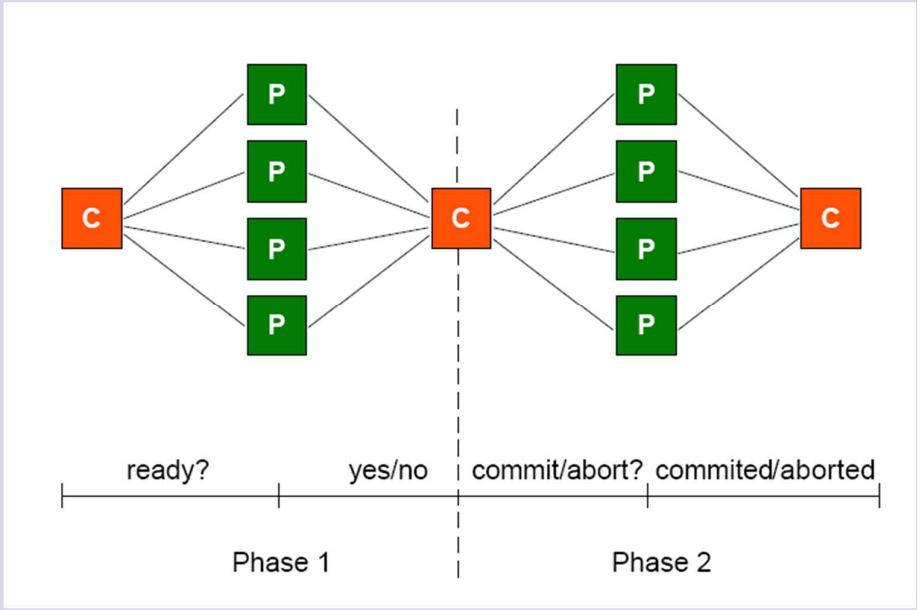
1. *Phase 1*: Koordinátor pošle ostatním účastníkům požadavek – zprávu účastníci volí mezi provedením (commit) a zrušením (abort)
2. *Phase 2*: Všichni provedou akci

3. Pravidla provedení: Koordinátor provede transakci pokud všichni účastníci volí její provedení

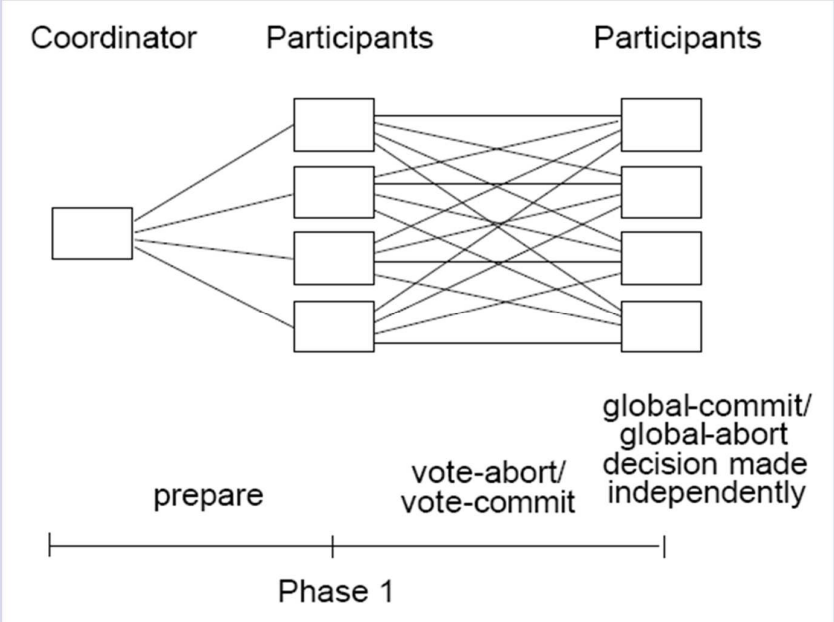
Akce 2PC protokolu



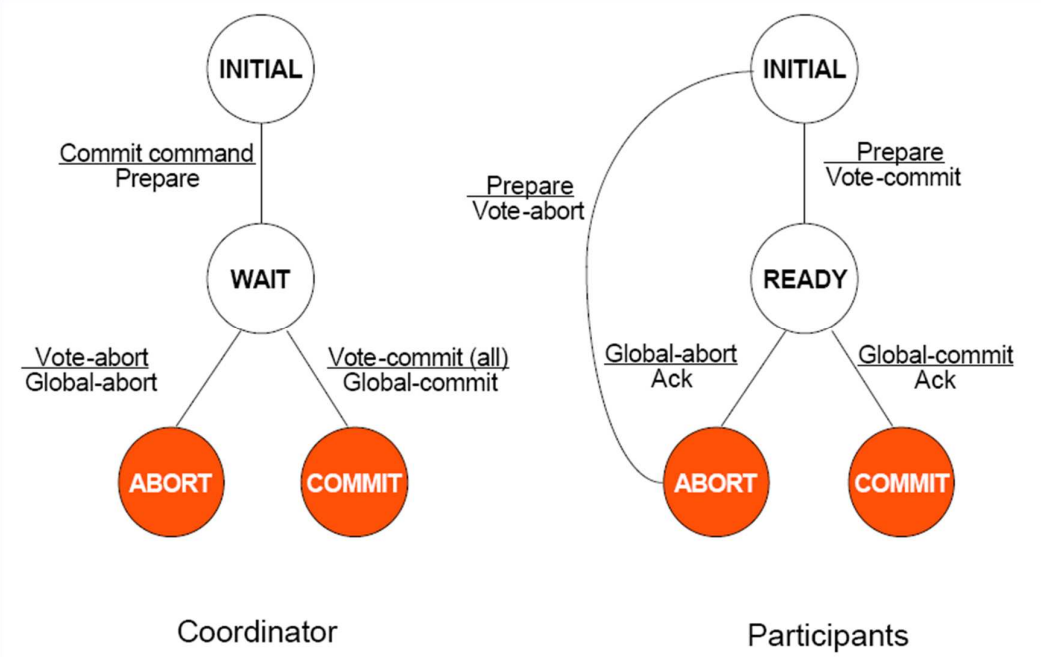
Centralizovaný 2PC



Distribuovaný 2PC



Stavové přechody 2PC



Problémy s 2PC

- blokování
  - Ready znamená, že účastník (participant) čeká na koordinátora
  - Pokud koordinátor skončí chybou, čeká participant na obnovu
  - Blokování redukuje dostupnost
- Není možná nezávislá obnova
- Hledáme protokol pro obnovu, který by neblokoval při výpadku účastníka nebo koordinátora
- Takovým protokolem je – 3PC

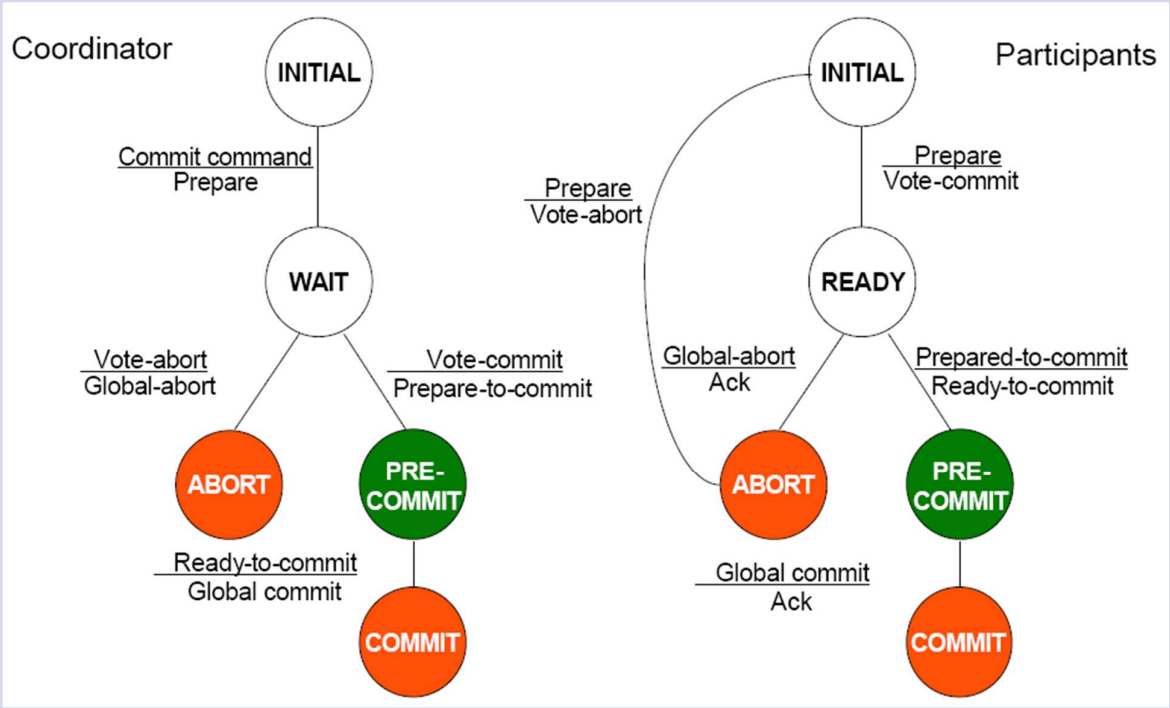
3-fázový commit (3PC)

- 3PC je neblokující.
- Protokol ukončení (commit) je neblokující jestliže
  - Je synchronní během jednoho přechodu
  - Jeho diagram přechodů nezahrnuje
    - Žádný stav, který by sousedil s oběma commit i abort stavy
    - Žádné nespáchatelné (non commit) stavy, sousedící s commit stavem
- sousedství: možnost přejít z jednoho stavu do druhého jedním přechodem
- spáchatelný: všechny strany volily commit transakci

3-fázový commit (3PC)

- Fáze hlasování, fáze rozhodování, fáze provedení (commit).
- Fáze hlasování
  - Koordinátor posílá požadavek hlasování
  - Všichni odpoví commit nebo abort
- Fáze rozhodování
  - Po příjmu všech odpovědí rozhodne koordinátor o výsledku – commit nebo abort
  - Koordinátor posílá abort nebo prepare-to-commit
  - Všichni odpovídají ACK
- Fáze provedení (commit)
  - Po získání všech ACK posílá koordinátor commit
  - Všichni potvrzují ACK

Stavy ve 3PC



3PC - komunikace