Transaktionale Informationssysteme

12. Verteilte Synchronisation

Norbert Ritter
Datenbanken und Informationssysteme
vsis-www.informatik.uni-hamburg.de

Homogene Föderationen (1)

- Homogene Föderation
  - n *Sites*, auf die die Daten verteilt sind
  - $D = \bigcup_{i=1}^{n} D_i$, $1 \leq i \leq n$
  - keine Replikation
  - ausschließlich globale TA
- Definition ***Globale Historie***
  - Die betrachtete Föderation bestehe aus n *Sites*.
    Es sei $T = \{t_1, ..., t_m\}$ eine Menge von (globalen) TA.
    Es seien $s_1, ..., s_n$ lokale Historien.
  - Eine globale Historie für T und $s_1, ..., s_n$ ist eine Historie s für T, wobei gilt:
    $\prod_i(s) = s_i$ für alle i, $1 \leq i \leq n$.

Homogene Föderationen (2)

- Subtransaktion
  - Projektion einer (globalen) Transaktion auf *Site* i
- Beispiel
  - betrachte Föderation über 2 *Sites,* wobei D1 ={x} und D2={y}.
  - dann sind $s_1 = r_1(x)\ w_2(x)$ und $s_2 = w_1(y)\ r_2(y)$ lokale Schedules, und
  - $s = r_1(x)\ w_1(y)\ w_2(x)\ c_1\ r_2(y)\ c_2$ eine globale Historie.
  - $\prod_1(s) = s_1$ und $\prod_2(s) = s_2$ (bis auf Commit-Operationen).
  - alternative Schreibweise für globale Historien:

    Server 1: $r_1(x)$ $w_2(x)$

    Server 2: $w_1(y)$ $r_2(y)$

Homogene Föderationen (3)

- Definition ***Konfliktserialisierbarkeit***
  - Eine globale (lokale) Historie s ist global (lokal) *konflikt-serialisierbar*, wenn eine serielle Historie über den globalen (lokalen) (Sub-) Transaktionen existiert, die konflikt-äquivalent zu s ist.
- Beispiel
  - betrachte folgende globale Historie s

    Server 1: $r_1(x)$ $w_2(x)$

    Server 2: $r_2(y)$ $w_1(y)$
  - Scheduler auf *Site* 1: $t_1 < t_2$
  - Scheduler auf *Site* 2: $t_2 < t_1$
  - Konfliktgraph der globalen Historie würde demnach einen Zykel enthalten, so dass s nicht konflikt-serialisierbar ist

Homogene Föderationen (4)

- Theorem
  - Sei s globale Historie mit lokalen Historien s_1, ..., s_n über einer Menge T von Transaktionen, so dass jedes s_i, $1 \leq i \leq n$, konflikt-serialisierbar ist. Dann gilt:
  - s ist genau dann global konflikt-serialisierbar, wenn es eine totale Ordnung „<“ auf T gibt, die mit den lokalen Serialisierungsreihenfolgen der Transaktionen konsistent ist, d.h.,
  - $(\forall\ t, t' \in T, t \neq t')\ \ t < t' \ \Rightarrow$
    $(\forall\ s_i, 1 \leq i \leq n, t, t' \in trans(s_i))\ (s_i' \text{ seriell}, s_i \approx_c s_i')\ \ t <_{s_i'} t'$

Homogene Föderationen (5)

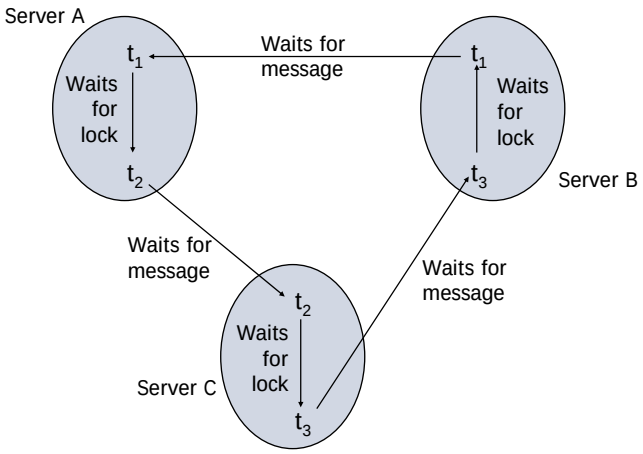
- Nutzung von 2PL
  - Problem unter der Annahme der lokalen Nutzung von 2PL
    - global entscheiden, wann eine Sperre freigegeben werden kann
  - Lösung 1: *Primary Site 2PL*
    - Nachteil: *Primary Site* wird schnell zum Flaschenhals
  - Lösung 2: *Distributed 2PL (D2PL)*
    - Halten des Zustands aller lokalen Schedules auf allen Sites
      - Nachteil: hoher Kommunikationsaufwand
    - lokaler Server fragt vor Eintritt in die Unlock-Phase bei allen anderen nach
      - Nachteil: Aufwand immer noch (zu) hoch

Homogene Föderationen (6)

- Nutzung von 2PL (Forts.)
  - Anmerkung
    - Wenn alle lokalen Server SS2PL anwenden, dann ist die resultierende globale Historie nicht nur konflikt-serialisierbar sondern strikt.
- Ebenfalls verfügbar
  (siehe Weikum, Vossen: Transactional Information Systems, S. 680 ff.)
  - Distributed TO
  - Distributed SGT
  - Distributed optimistic protocols

Verteilte Deadlock-Erkennung (1)

- Beispiel eines verteilten Deadlocks



Verteilte Deadlock-Erkennung (2)

- Lösung 1: *Zentralisierte Erkennung*
  - Einsatz einer Art *zentralisierter Monitor*
    - Sammeln und Analysieren von ‚Warte-Informationen' der lokalen Server
    - Ermitteln eines ‚Opfers' nach Erkennung eines Deadlocks durch geeignete Kommunikation mit den lokalen Servern (insbes. zur Berücksichtigung der Rollback-Kosten)
  - Nachteile
    - Flaschenhals
    - (Kommunikations-)Aufwand
  - Eignung
    - nur im Falle sehr schneller und hoch verfügbarer Kommunikationsverbindungen
    - nicht bei Kommunikation über das Internet

Verteilte Deadlock-Erkennung (3)

- Lösung 1: *Zentralisierte Erkennung*
  - Weiteres Problem: *Falsche Deadlocks*
    - sofort, nachdem die letzte, den Zykel schließende Kante durch den Monitor vermerkt wird, wird eine der beteiligten TAs durch (lokal entschiedenes) Abort abgebrochen
    - Monitor bemerkt dies nicht und bricht eine zweite TA ab
    - tritt nicht auf im Falle der Nutzung von 2PL durch alle lokalen Scheduler und des Nicht-Auftretens von ‚spontanen Aborts' (‚TA-Selbstmord')
- Timeouts können genutzt werden

Verteilte Deadlock-Erkennung (4)

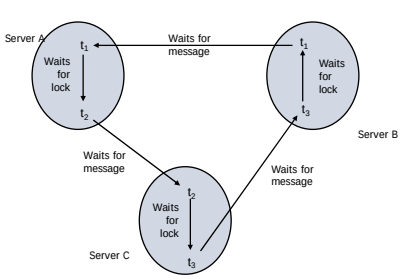
- Lösung 2: *Dezentralisierte Ansätze*
  - *Edge chasing*
  - *Path pushing*
- *Edge chasing*
  - eine TA, die durch Warte-Beziehung blockiert wird, schickt *Probe*-Nachricht mit eigener TA-ID zur blockierenden TA
  - jede TA, die *Probe*-Nachricht bekommt, schickt diese weiter an alle TAs, die sie selbst blockieren
  - erhält eine TA eine Nachricht mit eigener TA-ID, ist Deadlock erkannt
  - Lösung kann der eigene Abbruch sein

Verteilte Deadlock-Erkennung (5)

- *Path pushing*
  - Idee: es zirkulieren ganze Pfade statt einzelner TA-Ids
  - Algorithmus
    1. Jeder Server, der einen *waits-for path* von t_i zu t_j hat, wobei t_i eine eingehende und t_j eine ausgehende *waits-for message* hat, sendet diesen Pfad entlang der ausgehenden Kante, vorausgesetzt der Identifier von t_i ist kleiner als der von t_j.
    2. Nach Erhalt eines Pfads konkateniert der Server diesen mit den lokalen Pfaden und leitet das Ergebnis selbst wieder weiter. Falls ein Zykel zwischen n Server existiert, erkennt mindestens einer der Server diesen in höchstens n Schritten.

Verteilte Deadlock-Erkennung (6)

- *Path pushing (Forts.)*
  - Beispiel auf Folie 8



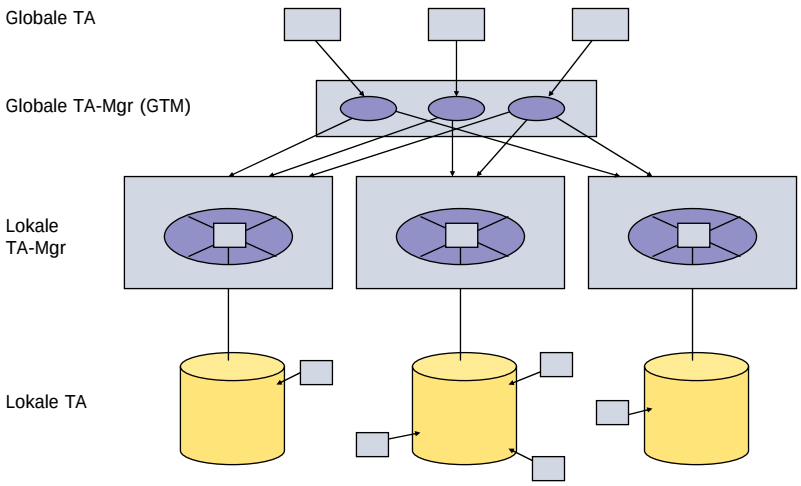
Server A $t_1 \longrightarrow t_2$ **Server B** $t_2 \longrightarrow t_3$ **Server C**

$t_1 \longrightarrow t_2 \longrightarrow t_3$

- Server C kennt $t_3 \longrightarrow t_1$
  und erkennt damit den globalen Deadlock

Heterogene Föderationen (1)

- Illustration



Heterogene Föderationen (2)

- Historien in heterogenen Föderationen
  - Beispiel
    - $D_1 = \{a, b\}$, $D_2 = \{c, d, e\}$
    - $D = \{a, b, c, d, e\}$
    - lokale TAs: $t_1 = r(a)\ w(b)$, $t_2 = w(d)\ r(e)$
    - globale TAs: $t_3 = w(a)\ r(d)$, $t_4 = w(b)\ r(c)\ w(e)$
    - lokale Historien:

      $s_1 = r_1(a)\ w_3(a)\ c_3\ w_1(b)\ c_1\ w_4(b)\ c_4$

      $s_2 = r_4(c)\ w_2(d)\ r_3(d)\ c_3\ r_2(e)\ c_2\ w_4(e)\ c_4$

Heterogene Föderationen (3)

- Historien in heterogenen Föderationen (Forts.)
  - Definition ***Globale Historie*** (revisited)
    - die betrachtete heterogene Föderation bestehe aus n *Sites*;
    - $T_1, \ldots, T_n$ seien lokale TA auf den *Sites* 1, ..., n
    - T sei Menge globaler TA
    - $s_1, \ldots, s_n$ seien lokale Historien mit
      $T_i \subseteq \text{trans}(s_i)$ und $T \cap \text{trans}(s_i) \neq \emptyset$ für $1 \leq i \leq n$.
    - eine (*heterogene) globale Historie* (für $s_1, \ldots, s_n$) ist eine Historie s für $\bigcup_{i=1}^{n} T_i \cup T$, so dass ihre lokale Projektion jeweils gleich ist zu den lokalen Historien jeder Site, d.h., $\prod_i(s) = s_i$ für alle i, $1 \leq i \leq n$.

Heterogene Föderationen (4)

- Historien in heterogenen Föderationen (Forts.)
  - Beispiel
    - $D_1 = \{a\}$, $D_2 = \{b, c\}$
    - globale TAs: $t_1 = r(a)\ w(b)$, $t_2 = w(a)\ r(c)$
    - lokale TA: $t_3 = r(b)\ w(c)$
    - Annahme: GTM entscheidet, t_1 zuerst auszuführen
    - entstehende lokale Historien:

      Server 1: $s_1 = r_1(a) \quad w_2(a)$

      Server 2: $s_2 = r_3(b)\ w_1(b) \quad r_2(c)\ w_3(c)$
    - beachte: beide globale TAs werden auf beiden Sites seriell ausgeführt
    - globale Historie: $s = r_1(a)\ r_3(b)\ w_1(b)\ c_1\ w_2(a)\ r_2(c)\ c_2\ w_3(c)\ c_3$
    - offenbar $s_1, s_2 \in CSR$, aber $s_1 \approx_c t_1\ t_2$ während $s_2 \approx_c t_2\ t_3\ t_1$
    - daraus folgt, dass Konfliktgraph zu s zyklisch und die von GTM gewählte Ausführungsreihenfolge ist nicht akzeptierbar

Heterogene Föderationen (5)

- Historien in heterogenen Föderationen (Forts.)
  - Beispiel (Forts.)
    - Ursachen
      - direkter Konflikt zwischen den globalen Transaktionen in s_1
      - *indirekter Konflikt* in s2, da
        - globale TA t_2 in direktem Konflikt mit lokaler TA t_3 und
        - lokale TA t_3 in direktem Konflikt mit globaler TA t_1
  - indirekte Konflikte können auch auftreten, wenn es keine direkten Konflikte zwischen den globalen TA gibt
    (Beispiel: siehe Weikum, Vossen: Transactional Information Systems, S. 693)

Heterogene Föderationen (6)

- Globale Serialisierbarkeit
  - Definition ***Direkte und Indirekte Konflikte***
    - sei s_i lokale Historie und t und t‘ Transaktionen aus trans(s_i) mit $t \neq t'$
    1. t und t‘ stehen in direktem Konflikt in s_i wenn gilt $(\exists\ p \in t)\ (\exists\ q \in t')\ (p, q) \in conf(s_i)$ (vgl. Kapitel 2)
    2. T und t‘ stehen in indirektem Konflikt in s_i, wenn es eine Sequenz $t_1, ..., t_r$ von Transaktionen in trans(s_i) gibt, so dass t in s_i in direktem Konflikt mit t_1, t_j in s_i in direktem Konflikt mit t_j+1, $1 \leq j \leq r-1$ und t_r in s_i in direktem Konflikt mit t‘
    3. t und t‘ stehen in s_i in Konflikt, wenn sie in s_i in direktem oder indirektem Konflikt stehen

Heterogene Föderationen (7)

- Globale Serialisierbarkeit
  - Definition ***globaler Konfliktgraph***
    - sei s globale Historie für die lokalen Historien $s_1, ... s_n$;
    - sei $G(s_i)$ der Konfliktgraph von s_i, $1 \leq i \leq n$, der durch Betrachtung direkter und indirekter Konflikte entsteht
    - der *globale Konfliktgraph* von s ist definiert als die Vereinigung aller $G(s_i)$, $1 \leq i \leq n$, d.h.

      $G(s) := \bigcup_{i=1}^{n} G(s_i)$
  - **(Multidatabase Serializability) Theorem**
    - gegeben die lokalen Historien $s_1, ... s_n$, wobei jeder $G(s_i)$, $1 \leq i \leq n$, azyklisch (d.h., $s_i \in CSR$)
    - weiter sei s die globale Historie für die s_i, $1 \leq i \leq n$
    - dann gilt: s ist global konflikt-serialisierbar gdw G(s) azyklisch

Heterogene Föderationen (8)

- Globale Serialisierbarkeit durch lokale Garantien
  - Ausnutzung von Commitment Ordering (vgl. Kapitel 2)
    - eine von mehreren Möglichkeiten
      (weitere siehe Weikum, Vossen: Transactional Information Systems, S. 698, ff.)
    - Theorem
      - sei s globale Historie für s_1, ... s_n
      - falls $s_i \in$ COCSR, $1 \leq i \leq n$, und falls alle globale TA ihre Commits strikt sequentiell ausführen, dann ist s global serialisierbar

Heterogene Föderationen (9)

- Globale Serialisierbarkeit durch lokale Garantien
  - Ausnutzung von Commitment Ordering (vgl. Kapitel 2)
    - Beispiel
      - $s_1 = r_1(a)\ c_1\ w_3(a)\ w_3(b)\ c_3\ r_2(b)\ c_2$
      - $s_2 = w_4(c)\ r_1(c)\ r_2(d)\ r_4(e)\ c_1\ c_2\ [w_4(d)\ c_4]$
      - t_1, t_2 global; t_3, t_4 lokal
      - beachte: Commit-Operationen sind in beiden Historien gleich angeordnet
      - angenommen s_2 sei bis vor eckige Klammer abgearbeitet
      - beachte, dass die globalen TA nebenläufig auf *Site* 2 laufen

Heterogene Föderationen (10)

- Globale Serialisierbarkeit durch lokale Garantien (Forts.)
  - Ausnutzung von Commitment Ordering (Forts.)
    - Beispiel (Forts.)
      - falls Server 2 COCSR garantiert, dann kann s_2 nicht weitergeführt werden, da der indirekte Konflikt zwischen t_2 und t_1, der dann durch t_4 verursacht werden würde, es erforderlich machen würde, dass diese TA ihre Commit-Operationen in der durch diesen Konflikt vorgegebenen Reihenfolge ausführen müssten, was jedoch nicht mehr möglich ist
      - ein COCSR-Scheduler müsste also t_4 abbrechen!
    - Beispiel eines Synchronisationsverfahrens, dass COCSR garantiert: *Ticket-Based CC*
      (siehe Weikum, Vossen: Transactional Information Systems, S. 698, ff.)

Zusammenfassung

- XOPEN/DTP (2PC) und lokales ACID garantieren im Allgemeinen nicht globale Serialisierbarkeit!