Transaktionale Informationssysteme

-

3. Synchronisation – Algorithmen I

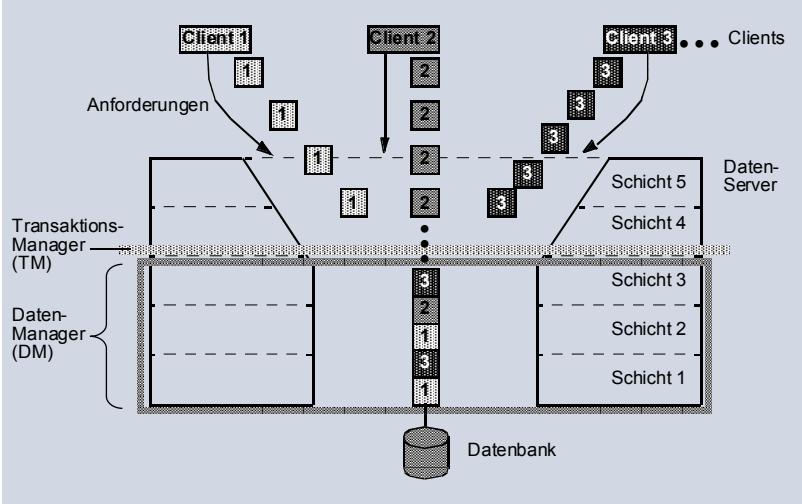
Norbert Ritter
Datenbanken und Informationssysteme
vsis-www.informatik.uni-hamburg.de

Scheduling-Algorithmen – Scheduler (1)

- Entwurf von Scheduling-Algorithmen (Scheduler)
  - Beschränkung auf Scheduler für konfliktserialisierbare Schedules
  - vor allem: Richtlinien zum Entwurf von Scheduling-Protokollen und Verifikation gegebener Protokolle
  - jedes Protokoll muss sicher (safe) sein, d.h., alle von ihm erzeugten Historien müssen in CSR sein
  - Mächtigkeit des Protokolls (scheduling power): Kann es die vollständige Klasse CSR erzeugen oder nur eine echte Teilmenge davon?
  - *Scheduling Power* ist ein Maß für den Parallelitätsgrad, den ein Scheduler nutzen kann!
- Definition *CSR-Sicherheit*
  - Gen(s) bezeichnet die Menge aller Schedules, die ein Scheduler S generieren kann. S heißt CSR-sicher, wenn Gen(s) $\subseteq$ CSR

Scheduling-Algorithmen – Scheduler (2)

- Allgemeiner Entwurf

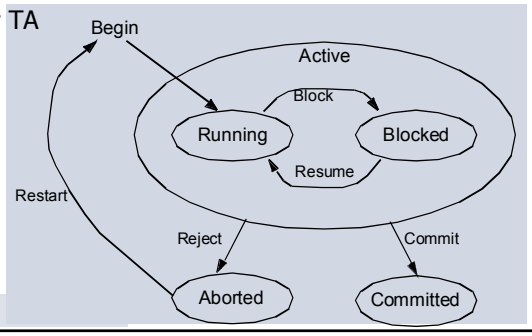


Scheduling-Algorithmen – Scheduler(3)

- Allgemeiner Entwurf (Forts.)
  - Transaktions-Manager (TM)
    - empfängt Anforderungen und leitet die erforderlichen Schritte für die Synchronisation (concurrency control) und Recovery ein
    - ist typischerweise zwischen den Schichten des Datensystems und Zugriffssystems oder denen des Zugriffssystems und Speichersystems angeordnet
    - Schichten unterhalb des TM, auch Daten-Manager (DM) genannt, sind für den TM nicht relevant und können als eine „virtuelle" System-Komponente aufgefasst werden

Scheduling-Algorithmen – Scheduler(4)

- Allgemeiner Entwurf (Forts.)
  - Dynamischer Ablauf
    - TM verwaltet vor allem die Listen trans, commit, abort und active und eine Liste der ausführungsbereiten Schritte
    - Scheduler erhält von TM einen willkürlichen Eingabe-Schedule und hat ihn zu einem serialisierbaren Ausgabe-Schedule zu transformieren
    - TM schickt die TA-Schritte c_i und a_i an den Scheduler
  - Zustände einer TA



Scheduling-Algorithmen – Scheduler(5)

- Allgemeiner Entwurf (Forts.)
  - Scheduler-Aktionen
    - Ausgabe: eine r-, w-, c- oder a-Eingabe wird direkt an das Ende des Ausgabe-Schedules geschrieben
    - Zurückweisung (reject): auf eine r- oder w-Eingabe erkennt der Scheduler, dass die Ausführung dieses Schrittes die Serialisierbarkeit des Ausgabe-Schedules verhindern würde und initiiert mit der Zurückweisung den Abbruch (a) der entsprechenden Transaktion
    - Blockierung (block): auf eine r- oder w-Eingabe erkennt der Scheduler, dass eine sofortige Ausführung des Schrittes die Serialisierbarkeit des Ausgabe-Schedules verhindern würde, eine spätere Ausführung jedoch noch möglich ist
  - DM führt die Schritte in der vom Scheduler vorgegebenen Reihenfolge aus

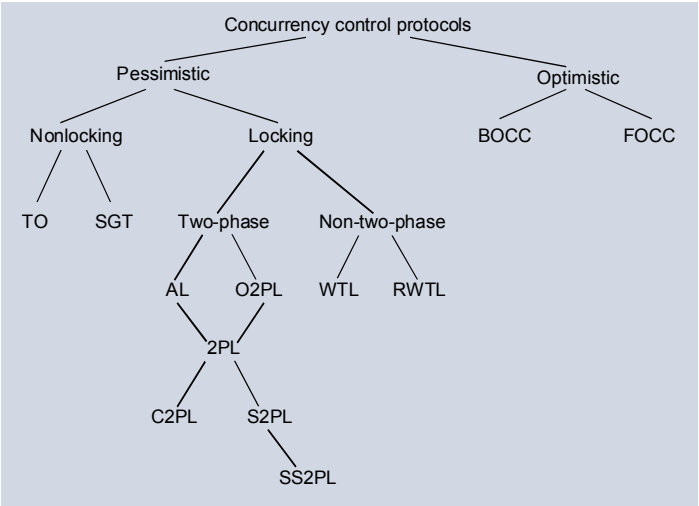
Scheduling-Algorithmen – Scheduler(5)

- Allgemeiner Entwurf (Forts.)
  - Generischer Scheduler

```
scheduler ():
  var newstep : step;
        {state := initial_state;
         repeat
                on arrival (newstep) do
                {update (state);
                if test (state, newstep)
                then output (newstep)
                else block (newstep) or reject (newstep) }
        forever };
```


Klassifikation von Protokollen (1)

- Klassifikation von Protokollen



Klassifikation von Protokollen (2)

- Klassifikation von Protokollen (Forts.)
  - pessimistisch oder auch „konservativ"
    - vor allem: Sperrprotokolle; sie sind meist allen anderen Protokollen in ihrem Leistungsverhalten überlegen
    - einfach zu implementieren
    - erzeugen nur geringen Laufzeit-Aufwand
    - können für die Anwendung bei verschiedenen TA-Modellen generalisiert werden
    - sie können beim Seiten-Modell und beim Objekt-Modell angewendet werden
  - optimistisch oder auch „aggressiv"
  - hybrid: kombinieren Elemente von sperrenden und nicht-sperrenden Protokollen

Sperrprotokolle - Allgemeines (1)

- Allgemeine Idee
  - Der Zugriff auf gemeinsam benutzte Daten wird durch Sperren synchronisiert
  - hier: ausschließlich konzeptionelle Sichtweise und gleichförmige Granulate wie Seiten (keine Implementierungstechnik, keine multiplen Granulate usw.)
- Allgemeine Vorgehensweise
  - Der Scheduler fordert für die betreffende TA für jeden ihrer Schritte eine Sperre an
  - Jede Sperre wird in einem spezifischen Modus angefordert (read oder write)
  - Falls das Datenelement noch nicht in einem unverträglichen Modus gesperrt ist, wird die Sperre gewährt; sonst ergibt sich ein Sperrkonflikt und die TA wird blockiert, bis die Sperre freigegeben wird

Sperrprotokolle - Allgemeines (2)

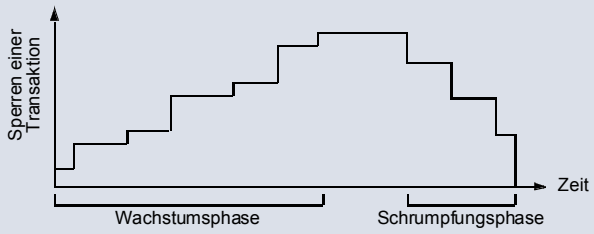
- Kompatibilität

Gehaltene Sperre \ Angeforderte Sperre	$rl_j(x)$	$wl_j(x)$
$rl_i(x)$	+	-
$wl_i(x)$	-	-

- Allgemeine Sperregeln (locking well-formedness rules)
  - LR1: Jeder Datenoperation $r_i(x)$ [$w_i(x)$] muss ein $rl_i(x)$ [$wl_i(x)$] vorausgehen und ein $ru_i(x)$ [$wu_i(x)$] folgen
  - LR2: Es gibt höchstens ein $rl_i(x)$ und ein $wl_i(x)$ für jedes x und t_i
  - LR3: Es ist kein $ru_i(.)$ oder $wu_i(.)$ redundant
  - LR4: Wenn x durch t_i und t_j gesperrt ist, dann sind diese Sperren kompatibel

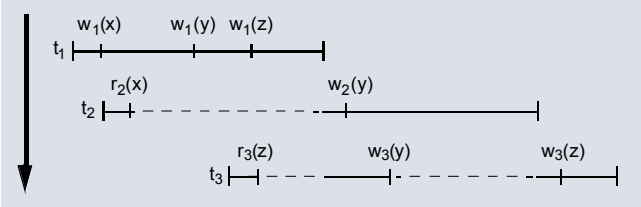
Sperrprotokolle – 2PL (3)

- Definition ***2PL***
  - Ein Sperrprotokoll ist ***zweiphasig (2PL)***, wenn für jeden (Ausgabe-)Schedule s und jede TA $t_i \in$ trans(s) kein ql_i-Schritt dem ersten ou_i-Schritt folgt (o, q, $\in$ {r, w})
- Ausgabe eines 2PL-Schedulers



Sperrprotokolle – 2PL (4)

- Beispiel
  - Eingabe-Schedule
    - $s = w_1(x)\ r_2(x)\ w_1(y)\ w_1(z)\ r_3(z)\ c_1\ w_2(y)\ w_3(y)\ c_2\ w_3(z)\ c_3$
  - 2PL-Scheduler transformiert s z.B. in folgende Ausgabe-Historie



    - $wl_1(x)\ w_1(x)\ wl_1(y)\ w_1(y)\ wl_1(z)\ w_1(z)\ wu_1(x)\ rl_2(x)\ r_2(x)\ wu_1(y)\ wu_1(z)\ c_1\ rl_3(z)\ r_3(z)\ wl_2(y)\ w_2(y)\ wu_2(y)\ ru_2(x)\ c_2\ wl_3(y)\ w_3(y)\ wl_3(z)\ w_3(z)\ wu_3(z)\ wu_3(y)\ c_3$

Sperrprotokolle – 2PL (5)

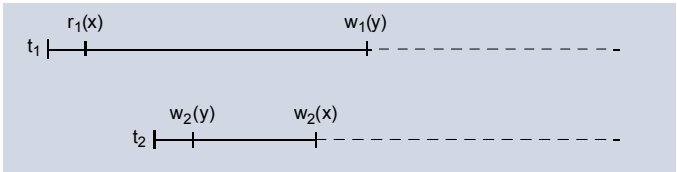
- Theorem
  - Ein 2PL-Scheduler ist CSR-sicher, d.h., Gen(2PL) $\subset$ CSR
- Beispiel
  - $s = w_1(x)\ r_2(x)\ c_2\ r_3(y)\ c_3\ w_1(y)\ c_1$
  - $s \approx_c t_3\ t_1\ t_2 \in$ CSR
  - aber $s \notin$ Gen(2PL), da
    - $wu_1(x) < rl_2(x)$ und $ru_3(y) < wl_1(y)$, (Kompatibilitätsanforderung)
    - $rl_2(x) < r_2(x)$ und $r_3(y) < ru_3(y)$, (Wohlgeformtheitsregeln)
    - und $r_2(x) < r_3(y)$ (aus dem Schedule)
    - würde (über Reihenfolgebeschränkungen und Transitivität) $wu_1(x) < wl_1(y)$ implizieren, was der 2PL-Eigenschaft widerspricht

Sperrprotokolle – 2PL (6)

- Verfeinerung
  - Das Beispiel zeigt: die Tatsache, dass eine Historie von einem 2PL-Scheduler erzeugt wurde, ist eine hinreichende, aber keine notwendige Bedingung für CSR
  - dies lässt sich auf OCSR verfeinern, wie folgt
- Theorem: Gen(2PL) $\subset$ OCSR
- Beispiel
  - $s = w_1(x)\ r_2(x)\ r_3(y)\ r_2(z)\ w_1(y)\ c_3\ c_1\ c_2 \in$ CSR
  - s fällt in die Klasse OCSR, aber nicht in Gen(2PL), (da es in s kein Paar von strikt sequentiellen TA gibt, ist OCSR-Bedingung automatisch erfüllt)

Sperrprotokolle – Deadlocks (1)

- Deadlocks
  - werden verursacht durch zyklisches Warten auf Sperren
  - beispielsweise in Zusammenhang mit Sperrkonversionen (beispielsweise bezeichnet man das spätere Anheben (Upgrade) des Sperrmodus als Sperrkonversion)
  - Beispiel



Sperrprotokolle – Deadlocks (2)

- Deadlock-Erkennung
  - Aufbau eines dynamischen Waits-for-Graph (WFG) mit aktiven TA als Knoten und Wartebeziehungen als Kanten: Eine Kante von t_i nach t_j ergibt sich, wenn t_i auf eine von t_j gehaltene Sperre wartet.
- Testen des WFG zur Zyklenerkennung
  - kontinuierlich (bei jedem Blockieren)
  - periodisch (z.B. einmal pro Sekunde)

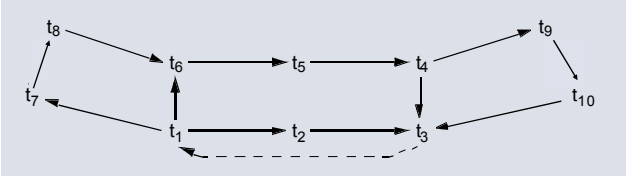
Sperrprotokolle – Deadlocks (3)

- Deadlock-Auflösung
  - Wähle eine TA in einem WFG-Zyklus aus
  - Setze diese TA zurück
  - Wiederhole diese Schritte, bis keine Zyklen mehr gefunden werden
- Mögliche Strategien zur Bestimmung von „Opfern"
  1. Zuletzt blockierte TA
  2. Zufällige TA
  3. Jüngste TA
  4. Minimale Anzahl von Sperren
  5. Minimale Arbeit (geringster Ressourcen-Verbrauch, z.B. CPU-Zeit)
  6. Meiste Zyklen
  7. Meiste Kanten

  Problem: Livelocks

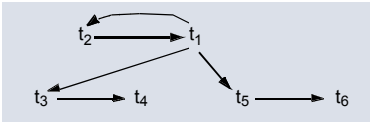
Sperrprotokolle – Deadlocks (4)

- Beispiel



  - Meiste-Zyklen-Strategie würde t_1 (oder t_3) auswählen, um alle 5 Zyklen aufzubrechen

- Beispiel



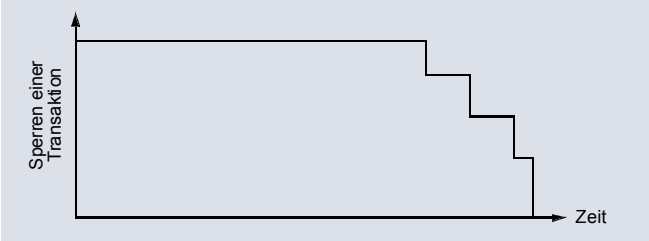
  - Meiste-Kanten-Strategie würde t_1 auswählen, um 4 Kanten zu entfernen

Sperrprotokolle – Deadlocks (5)

- Prinzip der Deadlock-Verhütung
  - Blockierungen (lock waits) werden eingeschränkt, so dass stets ein azyklischer WFG gewährleistet werden kann
- Strategien zur Deadlock-Verhütung (t_i fordert jeweils Sperre an)
  - Wait-Die: sobald t_i und t_j in Konflikt geraten: wenn t_i vor t_j gestartet ist (älter ist), dann wait(t_i), sonst restart(t_i)
    (TA kann nur von jüngeren blockiert werden)
  - Wound-Wait: sobald t_i und t_j in Konflikt geraten: wenn t_i vor t_j gestartet wurde, dann restart(t_j), sonst wait(t_i)
    (TA kann nur von älteren blockiert werden und TA kann den Abbruch von jüngeren, mit denen sie in Konflikt gerät, verursachen)
  - Immediate Restart: sobald t_i und t_j in Konflikt geraten: restart(t_i)
  - Running Priority: sobald t_i und t_j in Konflikt geraten: wenn t_j selbst blockiert ist, dann restart(t_j) sonst wait(t_i)
  - Konservative Ansätze: TA, die zurückgesetzt wird, ist nicht notwendigerweise in einen Deadlock involviert
  - Timeout: Wenn Timer ausläuft, wird t zurückgesetzt in der Annahme, dass t in einen Deadlock involviert ist!

Sperrprotokolle – Preclaiming

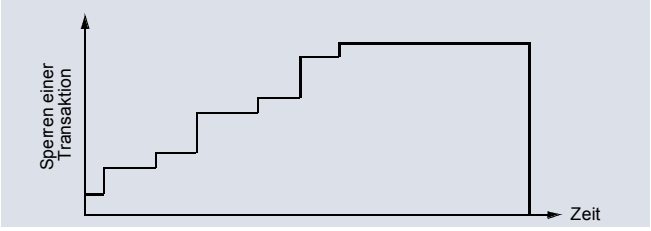
- Definition *Konservatives 2PL*
  - Unter *statischem* oder *konservativem* 2PL (C2PL) fordert jede TA alle Sperren an, bevor sie den ersten Read- oder Write-Schritt ausführt (*Preclaiming*)



  - C2PL vermeidet Deadlocks:
    atomares Erwerben von Sperren
    ⇒ blockierte Transaktionen halten keine Sperren

Sperrprotokolle – S2PL

- Definition *Striktes 2PL*
  - unter striktem 2PL (S2PL) werden *alle exklusiven* Sperren (wl) einer TA bis zu ihrer Terminierung gehalten.
  - wird in praktischen Implementierungen am häufigsten eingesetzt



  - Hintergrund: Scheduler kann bei unvollständigen Schedules nicht beurteilen, ob eine Transaktion im weiteren Verlauf weitere Sperren benötigt ⇒ Lösen vorhandener Sperren nicht möglich
  - S2PL vermeidet *kaskadierende Abbrüche*

Sperrprotokolle – SS2PL

- Definition *Starkes 2PL*
  - unter starkem 2PL (strong 2PL, SS2PL) werden *alle* Sperren einer TA (wl, rl) bis zu ihrer Terminierung gehalten
- Theorem: Gen(SS2PL) $\subset$ Gen(S2PL) $\subset$ Gen(2PL)
- Theorem: Gen(SS2PL) $\subset$ COCSR
  - Erinnerung: Eine Historie bewahrt die Commit-Reihenfolge gdw die Reihenfolge der Commits der einer Serialisierungsreihenfolge entspricht
  - wird im Kontext verteilter Systeme ausgenutzt

Sperrprotokolle – Ordered Sharing (1)

- Ordered Sharing
  - Ziel
    - Generalisierung von 2PL mit weniger Restriktionen als 2PL
    - Generierung einer größeren Teilklasse von CSR
  - Erinnerung
    - $s = w_1(x)\ r_2(x)\ r_3(y)\ c_3\ r_2(z)\ c_2\ w_1(y)\ c_1$
    - $s \notin$ Gen(2PL) wegen Schreib-Lese-Konflikt auf x
    - aber: $s \in$ OCSR
  - Höhere Parallelität durch gleichzeitige (geordnete) Vergabe von in Konflikt stehenden Sperren

Sperrprotokolle – Ordered Sharing (2)

- Neue Kompatibilität
  - Zwei in Konflikt stehende Sperren auf demselben Datenelement können gleichzeitig von verschiedenen TA gehalten werden, solange die Sperranforderungen und die entsprechenden Datenoperationen in derselben Reihenfolge ausgeführt werden
- Notation: Ordered Sharing
  - $pl_i(x) \rightarrow ql_j(x)$ impliziert $pl_i(x) <_s ql_j(x)$ und $p_i(x) <_s q_j(x)$
- Beispiel
  - $s_1 = w_1(x)\ r_2(x)\ r_3(y)\ c_3\ w_1(y)\ c_1\ w_2(z)\ c_2$
  - Scheduler-Ausgabe mit LT_2:
    - $wl_1(x)\ w_1(x)\ rl_2(x)\ r_2(x)\ rl_3(y)\ r_3(y)\ ru_3(y)\ c_3\ wl_1(y)\ w_1(y)\ wu_1(x)\ wu_1(y)\ c_1\ wl_2(z)\ w_2(z)\ ru_2(x)\ wu_2(z)\ c_2$
  - Sperrtabellen LT_5, LT_7 oder LT_8 würden dieselbe Historie erlauben

Sperrprotokolle – Ordered Sharing (3)

- Beispiel (Forts.)

LT_1	$rl_i(x)$	$wl_i(x)$
$rl_j(x)$	+	-
$wl_j(x)$	-	-

LT_2	$rl_i(x)$	$wl_i(x)$
$rl_j(x)$	+	$\rightarrow$
$wl_j(x)$	-	-

LT_3	$rl_i(x)$	$wl_i(x)$
$rl_j(x)$	+	-
$wl_j(x)$	$\rightarrow$	-

LT_4	$rl_i(x)$	$wl_i(x)$
$rl_j(x)$	+	-
$wl_j(x)$	-	$\rightarrow$

Sperrprotokolle – Ordered Sharing (4)

- Beispiel (Forts.)

LT_5	$rl_i(x)$	$wl_i(x)$
$rl_j(x)$	+	$\rightarrow$
$wl_j(x)$	$\rightarrow$	-

LT_6	$rl_i(x)$	$wl_i(x)$
$rl_j(x)$	+	-
$wl_j(x)$	$\rightarrow$	$\rightarrow$

LT_7	$rl_i(x)$	$wl_i(x)$
$rl_j(x)$	+	$\rightarrow$
$wl_j(x)$	-	$\rightarrow$

LT_8	$rl_i(x)$	$wl_i(x)$
$rl_j(x)$	+	$\rightarrow$
$wl_j(x)$	$\rightarrow$	$\rightarrow$

Sperrprotokolle – Ordered Sharing (5)

- Beispiel (Forts.)
  - $s_2 = r_1(x)\ w_2(x)\ r_3(y)\ c_3\ w_1(y)\ c_1\ w_2(z)\ c_2$
    LT_3, LT_5, LT_6 oder LT_8 würden s_2 erlauben
  - $s_3 = w_1(x)\ w_2(x)\ r_3(y)\ c_3\ w_1(y)\ c_1\ w_2(z)\ c_2$
    LT_4, LT_6, LT_7 oder LT_8 würden s_3 erlauben

Sperrprotokolle – Ordered Sharing (6)

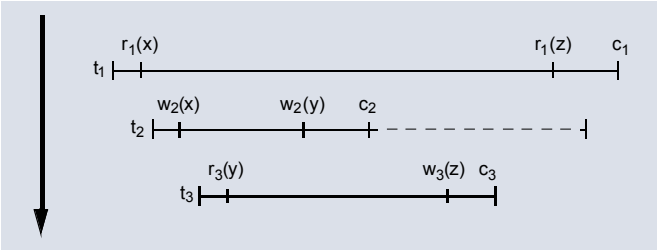
- Zusätzliche Sperregeln erforderlich
- OS1 (Erwerb von Sperren)
  - Angenommen $pl_i(x) \rightarrow ql_j(x)$ ist erlaubt:
    Wenn $pl_i(x) <_s ql_j(x)$, dann muss $p_i(x) <_s q_j(x)$ gelten
  - Allein nicht ausreichend für CSR
- Gegenbeispiel
  - $s = wl_1(x)\ w_1(x)\ wl_2(x)\ w_2(x)\ wl_2(y)\ w_2(y)\ wu_2(x)\ wu_2(y)\ c_2$ $wl_1(y)\ w_1(y)\ wu_1(x)\ wu_1(y)\ c_1$
  - s erfüllt OS1 und LR1 - LR4
  - s ist zweiphasig
  - aber $s \notin$ CSR wegen ‚unterschiedlich gerichteten' Schreib-Schreib-Konflikten auf x und y

Sperrprotokolle – Ordered Sharing (7)

- OS2 (Freigabe von Sperren)
  - Wenn $pl_i(x) \rightarrow ql_j(x)$ und t_i noch keine Sperre freigegeben hat, ist t_j reihenfolgeabhängig (*order dependent*) von t_i. Wenn solch ein t_i existiert, dann ist t_j *on hold* (im Haltezustand). Während eine TA *on hold* ist, darf sie keine Sperren freigeben.
- Neue Familie von Sperrprotokollen unter Nutzung von
  - Sperrregeln LR1 - LR4
  - Regeln OS1 und OS2
  - Zweiphasigkeit
  - eine der acht Kompatibilitätstabellen LT_1 - LT_8
- Im Falle der Nutzung von LT_8 heißt resultierendes Protokoll O2PL

Sperrprotokolle – Ordered Sharing (8)

- Beispiel
  - O2PL-Scheduler erhält Eingabe
  - s = $r_1(x)\ w_2(x)\ r_3(y)\ w_2(y)\ c_2\ w_3(z)\ c_3\ r_1(z)\ c_1$
  - und erzeugt Ausgabe



  - s' = $rl_1(x)\ r_1(x)\ wl_2(x)\ w_2(x)\ rl_3(y)\ r_3(y)\ wl_2(y)\ w_2(y)\ wl3(z)\ w_3(z)\ ru_3(y)\ wu_3(z)\ c_3\ rl_1(z)\ r_1(z)\ ru_1(x)\ ru_1(z)\ wu_2(x)\ wu_2(y)\ c_2\ c_1$

Sperrprotokolle – Ordered Sharing (9)

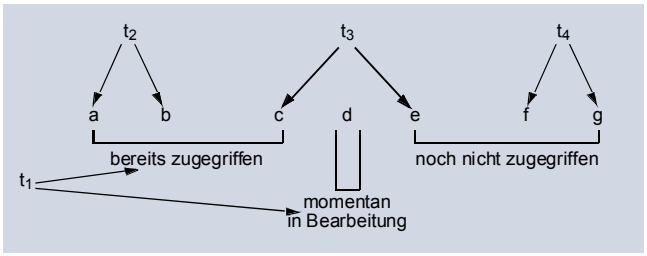
- Theorem (Sicherheit von Ordered Sharing):
  - Gen(LT_i), $1 \le i \le 8$, bezeichne die Menge der Historien, die durch ein Sperrprotokoll bei Einsatz der Sperrtabelle LT_i erzeugt werden. Dann gilt Gen(LT_i) $\subseteq$ CSR
- Theorem: Gen(O2PL) $\subset$ OCSR
- Theorem (Mächtigkeit von O2PL): OCSR $\subset$ Gen(O2PL)
- Korollar: Gen(O2PL) = OCSR
- O2PL ist theoretisch 2PL überlegen, aber es erfordert Laufzeitaufwand (Buchhaltung), wobei der Gewinn möglicherweise diesen Aufwand nicht lohnt.

Sperrprotokolle – Altruistische Sperren (1)

- Ziel
  - Erweiterung des 2PL-Protokolls, um bei langen TA
    - ernsthafte Leistungsprobleme zu vermeiden
    - die Parallelität auf gemeinsamen Daten zu erhöhen und
    - trotzdem automatisch Serialisierbarkeit zu gewährleisten
  - Zusätzliche Information der langen TA hilft dem Scheduler, vorzeitig den Zugriff auf gesperrte Daten zu ermöglichen
- Beispiel
  - D = {a, b, c, d, e, f, g}
  - t_1 greift auf a bis g in alphabetischer Reihenfolge zu
  - Zugriffsanforderungen paralleler TA:
    t_2: a und b
    t_3: c und e
    t_4: f und g

Sperrprotokolle – Altruistische Sperren (2)

- Beispiel (Forts.)
  - Momentaufnahme



  - t_2 könnte vom Scheduler zugelassen werden, wenn
    - t_1 einen Hinweis gibt, dass a und b nicht mehr benötigt werden
    - das Zugriffsprofil von t_2 bekannt ist
  - t_2 würde in der Serialisierungsreihenfolge nach t_1 erscheinen

Sperrprotokolle – Altruistische Sperren (3)

- Idee des Altruistischen Sperrens (AL)
  - AL benutzt neben *lock* und *unlock* eine dritte Zugriffskontroll-operation *donate*
  - $d_i(x)$ bedeutet, dass t_i seine Sperre auf x anderen TAs ‚schenkt' (*donate*)
  - die TA, die Sperren verschenkt, kann weiterhin Sperren erwerben, bleibt aber zweiphasig bezüglich der unlock-Operationen
- Beispiel mit Verschenken von Sperren (*lock donation*):
  - $wl_1(a)\ w_1(a)\ d_1(a)\ rl_2(a)\ r_2(a)\ wl_1(b)\ w_1(b)\ d_1(b)\ rl_2(b)$ $r_2(b)\ wl_1(c)\ w_1(c)\ .\ .\ ru_2(a)\ ru_2(b)\ .\ .\ .\ wu_1(a)\ wu_1(b)\ wu_1(c)\ .\ .\ .$

Sperrprotokolle – Altruistische Sperren (4)

- AL-Regeln
  - AL1: Sobald t_i eine Sperre auf x verschenkt hat, kann sie nicht mehr auf x zugreifen
  - AL2: Nachdem t_i eine Sperre auf x verschenkt hat, muss t_i irgendwann auch ein *unlock* auf x durchführen
  - AL3: t_i und t_j können nur dann gleichzeitig in Konflikt stehende Sperren auf x halten, wenn t_i seine Sperre auf x verschenkt hat
  - AL4: Wenn TA t_j der TA t_i *verpflichtet* ist, muss sie vollständig *im Sog von* t_i bleiben, bis t_i mit der Freigabe von Sperren begonnen hat

Sperrprotokolle – Altruistische Sperren (5)

- Definition *Sog und Verpflichtung*
  1. $p_j(x)$ von TA t_j *ist im Sog von (in the wake of)* TA t_i ($i \neq j$) in s, wenn $d_i(x) \in op(s)$ und $d_i(x) <_s p_j(x) <_s ou_i(x)$ für irgendeine Operation $o_i(x)$ von t_i gilt.
  2. TA t_j ist im Sog von t_i, wenn irgendeine Operation von t_j im Sog von t_i ist. t_j ist *vollständig im Sog von (completely in the wake of)* t_i, wenn alle ihre Operationen im Sog von t_i sind.
  3. TA t_j ist TA t_i *verpflichtet (indebted)* in einem Schedule s, wenn es $o_i(x)$, $d_i(x)$, $p_j(x) \in op(s)$ gibt, so dass $p_j(x)$ im Sog von t_i ist und entweder $o_i(x)$ und $p_j(x)$ in Konflikt sind oder es eine Operation $q_k(x)$ mit $d_i(x) <_s q_k(x) <_s p_j(x)$ gibt, die in Konflikt mit $o_i(x)$ und $p_j(x)$ ist.
- Der Begriff Verpflichtung führt eine Bedingung ein, die erfüllt sein muss, wenn t_j in den Sog von t_i kommt

Sperrprotokolle – Altruistische Sperren (6)

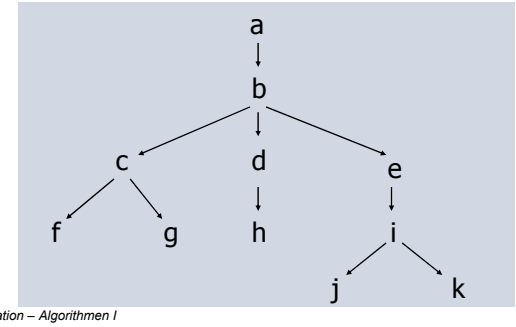
- AL-Protokoll befolgt
  1. Sperregeln LR1 - LR4
  2. Zweiphasigkeit
  3. Schenkungsmöglichkeiten (*donations*) und
  4. die Regeln AL1 - AL4
- Beispiel
  - $s = rl_1(a)\ r_1(a)\ d_1(a)\ wl_3(a)\ w_3(a)\ wu_3(a)\ c_3\ rl_2(a)\ r_2(a)$ $wl_2(b)\ ru_2(a)\ w_2(b)\ wu_2(b)\ c_2\ rl_1(b)\ r_1(b)\ ru_1(a)\ ru_1(b)\ c_1$
  - Indirekter Konflikt zwischen t_1 und t_2 über t_3: $r_1(a)\ w_3(a)\ r_2(a)$ außerdem: $w_2(b)\ r_1(b) \Rightarrow s \notin CSR$
  - durch AL4 verboten

Sperrprotokolle – Altruistische Sperren (7)

- Korrigiertes Beispiel mit AL1 - AL4
  - s = $rl_1(a)\ r_1(a)\ d_1(a)\ wl_3(a)\ w_3(a)\ wu_3(a)\ c_3\ rl_2(a)\ r_2(a)$ $rl_1(b)\ r_1(b)\ ru_1(a)\ ru_1(b)\ c_1\ wl_2(b)\ ru_2(a)\ w_2(b)\ wu_2(b)\ c_2$
  - $r_1(a)\ w_3(a)\ r_2(a)$ und $r_1(b)\ w_2(b)$
  - durch AL zugelassen
    (t_2 teils im Sog von t_1, teils nach Freigabe von Sperren durch t_1)
- Theorem: Gen(2PL) $\subset$ Gen(AL)
- Theorem: Gen(AL) $\subset$ CSR
- Beispiel
  - s = $r_1(x)\ r_2(z)\ r_3(z)\ w_2(x)\ c_2\ w_3(y)\ c_3\ r_1(y)\ r_1(z)\ c_1$
  - die Inklusion ist echt: s $\in$ CSR, aber s $\notin$ Gen(AL)

Nicht-2PL-Sperrprotokolle (1)

- Achtung
  - nur für sehr spezielle Einsatzbereiche
  - *access patterns*
- Write-Only-Tree-Locking (WTL)
  - TAs führen ausschließlich Writes aus
  - Baum-Organisation von Datenobjekten (*access pattern*)
  - Beispiel



Nicht-2PL-Sperrprotokolle (2)

- WTL (Forts.)
  - Durch *access-pattern* vorgegebene Zugriffsreihenfolge ersetzt die 2-Phasen-Eigenschaft
  - Protokol: LR1 – LR4 und (zusätzlich)
    - WTL1: für jeden Knoten x des Baumes gilt, dass $wl_i(x)$ nur dann gesetzt werden kann, wenn t_i bereits eine Schreibsperre auf dem Vaterknoten von x hält
    - WTL2: nach einem $wu_i(x)$ ist (auf demselben Datenobjekt x) kein weiteres $wl_i(x)$ erlaubt
  - Beispiel (siehe Baum auf vorhergehender Folie)
    - t = w(d) w(i) w(k)
    - wl(a) wl(b) wu(a) wl(d) wl(e) wu(b) w(d) wu(d) wl(i) wu(e) w(i) wl(k) wu(i) w(k) wu(k)

Nicht-2PL-Sperrprotokolle (3)

- WTL (Forts.)
  - Lemma
    - Sperrt t_i x vor t_j, dann gilt für jeden Nachfolger (im Baum) von x, der von t_i und t_j gesperrt wird, dass er von t_i vor t_j gesperrt wird
  - Theorem: Gen(WTL) $\subseteq$ CSR
  - Theorem: WTL ist Deadlock-frei

Nicht-2PL-Sperrprotokolle (4)

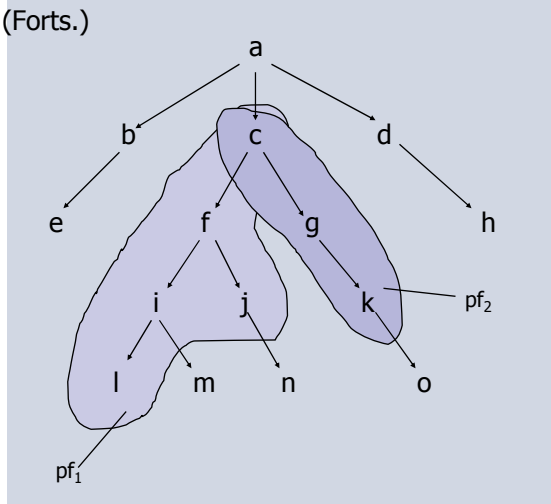
- Read/Write Tree Locking (RWTL)
  - Betrachte TAs mit Lese-Operationen
    - $t_1 = r_1(a)\ r_1(b)\ w_1(a)\ w_1(b)\ r_1(e)\ r_1(i)\ c_1$
    - $t_2 = r_2(a)\ r_2(b)\ r_2(e)\ r_2(i)\ w_2(i)\ c_2$
  - Anwendung von WTL mit zusätzlichen *shared read locks* könnte zu folgendem Schedule führen
    - $rl_1(a)\ rl_1(b)\ r_1(a)\ r_1(b)\ wl_1(a)\ w_1(a)\ wl_1(b)\ ul_1(a)\ rl_2(a)\ r_2(a)\ w_1(b)\ rl_1(e)\ ul_1(b)\ rl_2(b)\ r_2(b)\ ul_2(a)\ rl_2(e)\ rl_2(i)\ ul_2(b)\ r_2(e)\ r_1(e)\ r_2(i)\ wl_2(i)\ w_2(i)\ wl_2(k)\ ul_2(e)\ ul_2(i)\ rl_1(i)\ ul_1(e)\ r_1(i)$ ...
    - der nicht serialisierbar ist; betrachte beispielsweise Konflikte $(w_1(a), r_2(a))$ und $(w_2(i), r_1(i))$

Nicht-2PL-Sperrprotokolle (5)

- RWTL (Forts.)
  - Betrachte zu TA t *read set* RS(t) und *write set* WS(t)
  - RS(t) bildet Komponenten C_i von jeweils verbundenen Datenobjekten im Baum
  - Ein *pitfall* von t ist eine Menge der Form $C_i \cup \{x \in WS(t) \mid x \text{ ist Sohn oder Vater eines } y \in C_i\}$, $1 \leq i \leq m$
  - Beispiel
    - Betrachte t mit RS(t) = {f, i, g} und WS(t) = {c, l, j, k, o}
    - C_1 = {f, i}, C_2 = {g}
    - *pitfalls*: pf_1 = {c, f, i, l, j}, pf_2 = {g, c, k}

Nicht-2PL-Sperrprotokolle (6)

- RWTL (Forts.)
  - Beispiel (Forts.)



Nicht-2PL-Sperrprotokolle (7)

- RWTL (Forts.)
  - Protokoll: WTL und (zusätzlich)
    - RWTL1: die Transaktion erfüllt die 2-Phasen-Eigenschaft in jedem ihrer *pitfalls*
  - Theorem: Gen(RWTL) $\subseteq$ CSR

Timestamp Ordering (1)

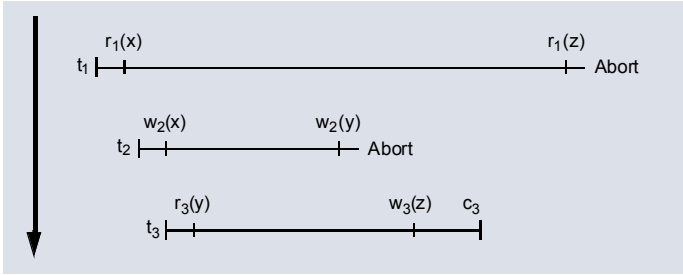
- Diskussion von einigen nicht-sperrenden Protokollen
  - Sie garantieren die Sicherheit ihrer Ausgabe-Schedules ohne die Nutzung von Sperren
  - Einsatz vor allem in hybriden Protokollen
- Timestamp Ordering
  - jeder TA t_i wird ein eindeutiger Zeitstempel $ts(t_i)$ zugewiesen
  - zentrale TO-Regel: Wenn $p_i(x)$ und $q_j(x)$ in Konflikt stehen, dann muss für jeden Schedule s Folgendes gelten:
  - $p_i(x) <_s q_j(x)$ gdw $ts(t_i) < ts(t_j)$
- Theorem: $Gen(TO) \subseteq CSR$

Timestamp Ordering (2)

- Wer zu spät kommt, ...
  - Operation $p_i(x)$ ist zu spät, wenn sie ankommt, nachdem der Scheduler schon die Konfliktoperation $q_j(x)$ ausgegeben hat und $i \neq j$, $ts(t_j) > ts(t_i)$ gilt
  - TO-Regel muss vom Scheduler erzwungen werden: Wenn $p_i(x)$ zu spät kommt, ist restart (t_i) erforderlich
- BTO-Protokoll (*Basic Timestamp Ordering*)
  - BTO-Scheduler hat zwei Zeitstempel für jedes Datenelement zu halten
    - max-r(x) = max{ $ts(t_j)$ | $r_j(x)$ wurde ausgegeben} ; j = 1 .. n
    - max-w(x) = max{ $ts(t_j)$ | $w_j(x)$ wurde ausgegeben} ; j = 1 .. n
  - Operation $p_i(x)$ wird mit max-q(x) für jedes in Konflikt stehende q verglichen
    - Wenn $ts(t_i)$ < max-q(x), dann weise $p_i(x)$ zurück (abort(t_i))
    - Sonst gebe $p_i(x)$ aus und setze max-p(x) auf $ts(t_i)$, wenn $ts(t_i)$ > max-p(x)

Timestamp Ordering (3)

- BTO-Scheduler
  - muss sicherstellen, dass DM seine Ausgaben in Scheduler-Reihenfolge verarbeitet (sonst potenziell Verletzung der zentralen Regel)
  - führt deshalb „Handshake" mit DM nach jeder Operation durch
- Beispiel
  - s = $r_1(x)\ w_2(x)\ r_3(y)\ w_2(y)\ c_2\ w_3(z)\ c_3\ r_1(z)\ c_1$



  - $r_1(x)\ w_2(x)\ r_3(y)\ a_2\ w_3(z)\ c_3\ a_1$

Timestamp Ordering (4)

- Beobachtung
  - Wenn ein BTO-Scheduler neue Operationen in einer Reihenfolge empfängt, die stark von der Zeitstempelreihenfolge abweicht, sind möglicherweise viele TA zurückzusetzen
  - konservative Variante durch künstliches Blockieren: $o_i(x)$ mit „hohem" Zeitstempelwert wird eine zeitlang zurückgehalten, bis hoffentlich alle in Konflikt stehenden Operationen „pünktlich" eingetroffen sind

Serialization Graph Testing (1)

- Erinnerung: CSR wird erreicht, wenn der Konfliktgraph G stets azyklisch gehalten wird
- SGT-Protokoll: für jede empfangene Operation $p_i(x)$
  1. Erzeuge einen neuen Knoten für TA t_i im Graph, wenn $p_i(x)$ die erste Operation von t_i ist
  2. Füge Kanten (t_j, t_i) ein für jedes $q_j(x) <_s p_i(x)$, das in Konflikt mit $p_i(x)$ $(i \neq j)$ steht
  3. Wenn der Graph zyklisch geworden ist, setze t_i zurück (und entferne sie aus dem Graph), sonst gebe $p_i(x)$ zur Verarbeitung aus
- Theorem: Gen(SGT) = CSR

Serialization Graph Testing (2)

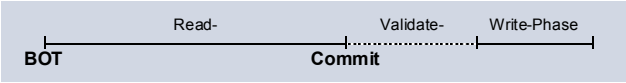
- Löschen von Knoten
  - Löschregel: Ein Knoten t_i im Graph G kann gelöscht werden, wenn t_i terminiert ist und er ein Quellknoten ist (d.h., er hat keine Eingangskanten)
  - Vorzeitiges Löschen von Knoten würde die Zyklenerkennung unmöglich machen
  - Halten von Read- und Write-Sets von bereits abgeschlossenen TA erforderlich
  - Deshalb ist SGT ungeeignet für praktische Implementierungen!

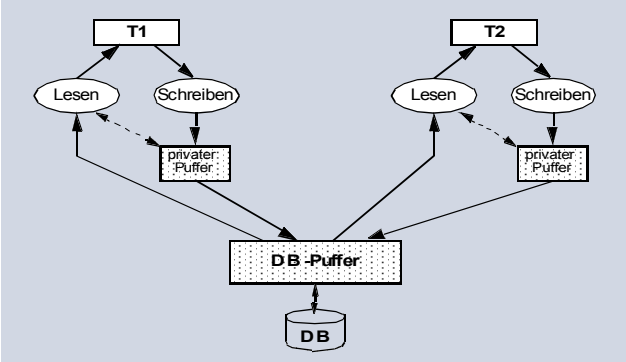
Optimistische Verfahren (1)

- Motivation
  - In manchen Anwendungen benötigt man fast nur Lesezugriff
  - Konflikte sind selten
  - 2PL-Aufwand erscheint deshalb unangemessen hoch
- 3 Phasen einer TA
  - *Read*-Phase: Führe TA aus, kapsele dabei Write-Operationen in einem privaten Workspace
  - *Validate*-Phase (*Certifier*): Wenn t_i Commit ausführt, teste mit Hilfe von Read-Sets RS und Write-Sets WS, ob der Schedule in CSR bleibt, wenn t_i abgeschlossen wird
  - *Write*-Phase: Nach erfolgreicher Validierung wird der (geänderte) Workspace-Inhalt in die DB (DB-Puffer) eingebracht (deferred writes), sonst wird t_i zurückgesetzt (Workspace wird aufgegeben)

Optimistische Verfahren (2)

- Illustration



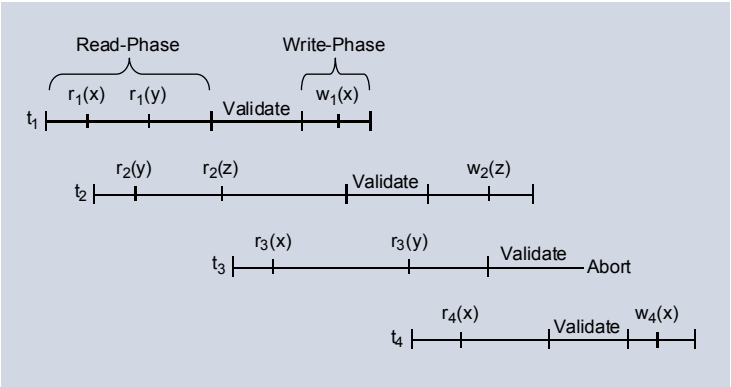


Optimistische Verfahren (4)

- Backward-Oriented Optimistic CC
  - TA-Validierung und -Schreibphase wird als *kritischer Abschnitt* ausgeführt: keine andere t_k kann ihre *val-write-Phase* beginnen
  - BOCC-Validierung von t_j: Vergleiche t_j mit allen vorher abgeschlossenen t_i. Akzeptiere t_j nur, wenn eine der beiden Bedingungen gilt:
    - t_i war abgeschlossen, bevor t_j gestartet wurde
    - $RS(t_j) \cap WS(t_i) = \varnothing$ und t_i wurde vor t_j validiert
- Lemma
  - Sei G ein DAG. Wenn ein neuer Knoten K in G derart hinzugefügt wird, dass keine Kanten von K ausgehen, dann ist der resultierende Graph immer noch ein DAG.
- Theorem: Gen(BOCC) $\subseteq$ CSR

Optimistische Verfahren (3)

- BOCC-Beispiel



Optimistische Verfahren (4)

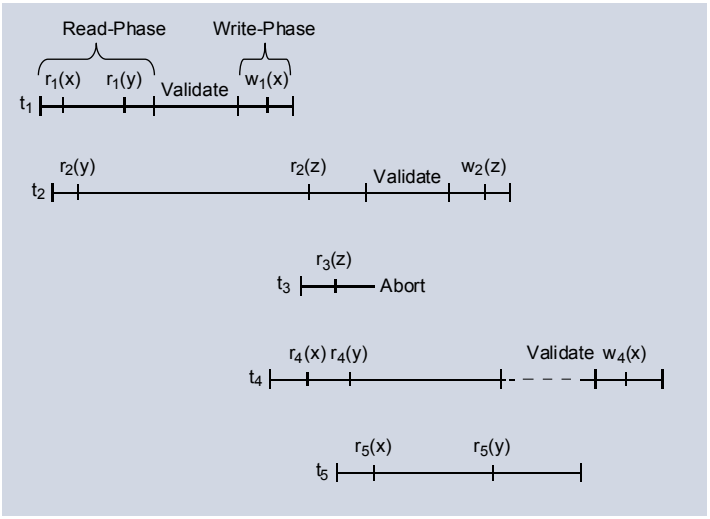
- Forward-Oriented Optimistic CC
  - TA-Validierung wird als *starker kritischer Abschnitt* ausgeführt: während t_i in ihrer val-write-Phase ist, kann keine andere t_k einen Schritt ausführen
  - FOCC-Validierung von t_j: Vergleiche t_j mit allen aktiven t_i (die sich in ihrer Lesephase befinden müssen). Akzeptiere t_j nur, wenn $WS(t_j) \cap RS^*(t_i) = \emptyset$, wobei $RS^*(t_i)$ der momentane Read-Set von t_i ist
- Theorem: $Gen(FOCC) \subseteq CSR$
- FOCC garantiert sogar COCSR

Optimistische Verfahren (5)

- Bemerkungen
  - FOCC ist viel flexibler als BOCC: Bei nicht erfolgreicher Validierung von t_j gibt es 3 Optionen:
    - setze t_j zurück
    - setze eine (oder mehrere) von den aktiven t_i zurück, für die $RS^*(t_i)$ mit $WS(t_j)$ überlappt
    - warte und wiederhole die Validierung von t_j später
  - Read-only-TA brauchen überhaupt nicht zu validieren

Optimistische Verfahren (6)

- FOCC-Beispiel



Hybride Protokolle (1)

- Idee der hybriden Protokolle
  - Zerlegung des CC-Problems in folgende Konflikttypen
    1. rw- (und wr-) Synchronisation
    2. ww-Synchronisation
  - Aufteilung in verschiedene Datenpartitionen
  - Die Kombination muss garantieren, dass die *Vereinigung* der lokalen Konfliktgraphen ($G_{rw}(s)$ und $G_{ww}(s)$) azyklisch ist

Hybride Protokolle (2)

- Beispiel
  - SS2PL für rw/wr-Synchronisation und TO für ww-Synchronisation mit TWR (Thomas' Write Rule)
  - TWR
    - für $w_j(x)$: wenn $ts(t_j) > max\text{-}w(x)$, dann führe $w_j(x)$ aus, sonst tue nichts (d.h., ignoriere $w_j(x)$)
  - $s_1 = w_1(x)\ r_2(y)\ w_2(x)\ w_2(y)\ c_2\ w_1(y)\ c_1$
  - $s_2 = w_1(x)\ r_2(y)\ w_2(x)\ w_2(y)\ c_2\ r_1(y)\ w_1(y)\ c_1$
  - Beide werden von SS2PL/TWR akzeptiert mit $ts(t_1) < ts(t_2)$, aber $s_2 \notin CSR$
  - Problem mit s_2: Synchronisation zwischen zwei lokalen Serialisierungsreihenfolgen erforderlich
  - Lösung: Weise Zeitstempel zu, so dass die Serialisierungsreihenfolgen von SS2PL und TWR korrespondieren: $ts(i) < ts(j) \Leftrightarrow c_i < c_j$

Hybride Protokolle (3)

- Hybride Protokolle für Datenpartitionen
  - Partitioniere D in disjunkte Teilmengen $D_1, ..., D_n$
    - mit $n \geq 2$, $D_i \cap D_j = \varnothing$ für $i \neq j$ und
    - $\bigcup_{i=1}^{n} D_i = D$
  - Verschiedene CC-Protokolle für die n Partitionen
  - Vereinigung der Konfliktgraphen muss stets zyklenfrei sein

Zusammenfassung

- Wichtigstes: Korrektheitskriterium der Synchronisation: Konfliktserialisierbarkeit
- Realisierung der Synchronisation durch Sperrverfahren
  - Sperren stellen während des laufenden Betriebs sicher, dass der resultierende Schedule serialisierbar bleibt
  - Bei einer Konfliktoperation blockieren sie den Zugriff auf das Objekt.
  - S2PL ist das flexibelste und robusteste Protokoll und wird am häufigsten in der Praxis eingesetzt
  - Sperrverfahren sind pessimistisch und universell einsetzbar
- Wissen über eingeschränkte Zugriffsmuster ermöglicht Nicht-2PL-Verfahren
- O2PL und SGT sind leistungsfähiger, benötigen aber mehr Aufwand
- FOCC kann für spezifische Arbeitslasten attraktiv sein
- Hybride Protokolle sind möglich, aber sie sind nicht-trivial