

Transaktionale Informationssysteme

SoSe19

Benedikt Lüken-Winkels

June 11, 2019

Contents

1	Vorlesung	3
2	2.Vorlesung	5
2.1	Objekt-Modell	5
2.2	Concurrency Control	5
2.3	Reads-from Relation	7
2.4	FSR	7
2.5	View-Serialisierbarkeit VSR	7
3	Vorlesung	7
3.1	Monotonie von Historien	7
3.2	Konfliktserilisierbarkeit CSR	7
3.2.1	Serialisierbarkeitstheorem	7
3.3	Kommutativität	7
3.4	Alogrithmen für Scheduler	8
3.4.1	Sperrende Scheduler	8
4	Vorlesung	9
4.1	2Pl Protokollvarianten	9
4.2	Deadlocks in 2PL	9
4.3	Sperrgranularität	10
4.3.1	Intention Reading	10
4.3.2	Tree Locking (TL) Protokoll	10
4.4	Nicht-sperrende Scheduler	10
5	Vorlesung	11
5.1	Multiversionsserialisierbar: MVSR	11
5.1.1	Versionsordnung	11
5.1.2	Multiversion-Serialisierungsgraph MVSG	11

6	Vorlesung	11
6.1	Multiversion Conflict Serialisierbarkeit: MCSR	11
6.1.1	Multiversion Conflict	11
6.1.2	Multiversion Conflict Graph	11
6.2	Multiversionprotokolle	11
6.2.1	Multiversion-Timestamp-Ordering MVTO	11
6.2.2	MV2PL	12
6.2.3	2V2PL	12

1 Vorlesung

- **Vorlesung** Di, 14:15-15:45, H11
- **Übung** Mo, 13-14
- **Prüfung** mündlich 16.06. und 22.10.

Motivation

Bei vielen, kurzen Transaktionen (Änderungen) darf die Datenbasis nicht zerstört werden

- Rollback
- Administration der Aktionen auf der Datenbasis
- \Rightarrow Datenkonsistenz

Konsistenz Bewahrung der Korrektheit Daten im Fehlerfall

Generizität Abstraktion von Szenarien

Paralleler Zugriff Beispiel 1.1 (Folie 12)

Naive Parallelverarbeitung sorgt zum Konflikt

Optimistischer Ansatz Laufen lassen, bis ein Fehler Auftritt

Pessimistische Ansatz Zugriff blockieren

Fehlerhafte Ausführung Beispiel 1.2 (Folie 13)

Prozess wird durch Fehler unterbrochen

Rollback Sollten nicht alle Aktionen ausführbar sein, nicht ausführen (Komplett oder gar nicht)

Verteiltes Datensystem Beispiel 1.3 (Folie 14)

Verschiedene Datenbestände nicht korrekt synchronisiert (zB Client- und Serverwarenkorb),
Datensysteme sind verschieden und unabhängig voneinander (heterogen und autonom)

Transaktionale Eigenschaften

- Synchronisierung von Client und Serverinformationen
- Verifikation des Abschlusses einer Transaktion

Beispiel 1.4 (Folie 19)

Gesamte Aktion muss erfolgreich sein: Schlägt eine Transaktion im Block fehl, wirft eine Fehlermeldung (zB Prüfungsanmeldung und Bestätigung)

Workflow Management

Spezifikation von Workflows

- Wer bekommt welche Rolle

Workflow

- Geschäftsprozess (zB Beschaffung, Reiseplanung)
- Langlebig

Aktivität Teile eines Workflows, die von verschiedenen Akteuren ausgeführt werden

Architekturen

Einfache Server Struktur (Folie 27) Data Server: Datendarstellung

- Gekapselt in Objekten (Request, Reply)
- Ungekapselt als Tupel

Föderierte Systeme

- Alte Systeme müssen mit neuen Systemen kooperieren

Transaktionsmanagement

ACID (Folie 30)

- Atomarität: Ganz oder gar nicht
- Konsistenz: Konsistenzhaltung, waren die Daten Konsistent vor der Transaktion, sind sie es auch danach
- Isolation: Transaktionen beeinflussen sich nicht gegenseitig
- Dauerhaftigkeit: Wenn Transaktion erfolgreich, so ist sie in der Datenbank vorhanden

Anforderungen and Transaktionsmanagement (Folie 31)

- Concurrency Control
- !nachgucken!

Aufbau (Folie 32)

- Transaktionsmanagement sorgt für Synch der Zugriffe
- Datenbank-Cache: Lesen und Bearbeiten der Daten im DB-Cache. Schreiben geschieht später
- DB Seiten (Folie 37)

2 2.Vorlesung

Transaktion ist eine Sequenz von Operationen

Partiell geordnete Transaktionen

- Reflexiv
- Antisymmetrisch
- Transitiv

2.1 Objekt-Modell

Baumdarstellung einer Transaktion (welche Methode ruft welche Methode auf)

- Baum mit endlicher Höhe
- Innere Knoten sind Namen und Parameter von Operationen
- Blätter sind Seitenoperationen
- Besteht eine Ordnung auf einer Ebene, so ist die höhere Ebene auch geordnet

2.2 Concurrency Control

Klassische Synchprobleme

Verlust von ACID Eigenschaften, wenn Transaktionen unkontrolliert ausgeführt werden.

- Lost Update Problem: Keine Kommunikation zwischen Prozessen während eines Updates
- Inconsistent Read Problem: Transaktion₁ liest während Transaktion₂ läuft ⇒ Änderungen nicht abgeschlossen
- Dirty Read Problem: Ein Zwischenwert einer Transaktion wird für andere Transaktionen lesbar ⇒ Abbruch der Transaktion sorgt für Fehler durch gelesenen Wert

Schedules

Modell für verschränkte/parallele Ausführung von Transaktionen

- Transaction Manager entscheidet endgültig über die Reihenfolge in der Ausführung der Transaktionen verschiedener Prozesse
- Abort einer Transaktion: Rückführung aller Effekte
- Commit einer Transaktion
 - Abgeschlossen und Effekte für andere Transaktionen sichtbar
 - Muss atomar durchlaufen (ganz oder gar nicht)

Historie

- Vollständige Darstellung aller Transaktionen (mit Information über Commit und Abort)
- In der Praxis ist nur der erste Ausschnitt (Präfix) sichtbar \Rightarrow Schedule
- Serielle Historie: Transaktionen werden hintereinander ausgeführt (nicht parallel)
- Nicht-serielle Historie: Verschränkte Ausführung von Transaktionen

Shuffle Produkt Mischen von Transaktionen, die verschiedene Ausführungsreihenfolgen ergeben. Shuffle Produkt ist gültig, wenn

- Reihenfolge der Operationen beibehalten
- Keine Operationen hinzufügen
- Keine Operation entfernen

Aus der Menge der gültigen Produkte muss der Scheduler ein Element (eine Ausführungsmöglichkeit) wählen.

Total geordneter Schedule Entscheidungen werden auf Grund des Wissens aus den Präfixen einer Historie getroffen.

Partiell geordnete Historien Für Histoire S gilt:

- S ist vollständig: Transaktionen und Ergebnis (commit/abort)
- Eine Transaktion in S ist entweder committed oder aborted
- Ist eine Transaktion geordnet, so ist sie es auch in S
- Ordnung verschiedener Transaktionen auf dem gleichen Objekt

2.3 Reads-from Relation

2.4 FSR

2.5 View-Serialisierbarkeit VSR

3 Vorlesung

3.1 Monotonie von Historien

Eine Klasse von Historien ist monoton, wenn Schedules, die nicht in der Klasse E sind, nicht so verändert werden können, sodass sie zu E gehören. Projektionen von Historien aus E sind auch wieder in E.

3.2 Konfliktserilisierbarkeit CSR

Polynomiell entscheidbar

Konflikt Verschiedene Transaktionen greifen auf dasselbe Datenobjekt zugreifen und mindestens eine ist eine Schreiboperation.

Konfliktäquivalent Operationsanzahl und Konfliktmengen sind gleich.

Konfliktserialisierbar Ist die Reihenfolge, die sich aus den Konflikten ergibt nicht zyklisch, ist der Schedule Konfliktserialisierbar.

Beobachtung $CSR \subset VSR \subset FSR$

CSR ist monoton Wenn eine Transaktion einen Schedule nicht mehr in CSR

3.2.1 Serialisierbarkeitstheorem

- bei einer Zyklische Konfliktrelationen kann es keine konflikt-äquivalente serielle Historie geben.
- Sind die Konfliktrelationen azyklisch, ist die Historie in CSR

3.3 Kommutativität

Vertauschen von Operationen ohne die Semantik zu verändern

- Alle Operationen ohne Konflikt können bearbeitet/vertauscht werden
- Benachbarte Leser verschiedener Transaktionen können vertauscht werden
- Leser und Schreiber auf verschiedenen Objekten und von verschiedenen Transaktionen können vertauscht werden

- Schreiber auf verschiedenen Objekten und von verschiedenen Transaktionen können vertauscht werden

⇒ Eine Histore ist kommutativitäts-basiert reduzibel, wenn sie in CSR ist.

3.4 Algorithmen für Scheduler

Aktionen eines Schedulers Für jede Transaktion muss entschieden werden:

- Output, Anfügen ans Ende des Schedules
- Reject, führt zum Fehler, also abort
- Block, funktioniert ggf, aber erst später

Arten von Scheduling

- Optimistische Scheduler
 - Vermeiden Block aktionen
 - Erst kurz vor Commit wird auf Korrektheit überprüft
- Pessimistische Scheduler
 - in der Praxis häufig verwendet, da Abort immer teuer
 - Bei Konflikt wird blockiert
 - Weniger Aborts, aber auch weniger Parallelität bis hin zum seriellen Schedule

3.4.1 Sperrende Scheduler

Lesesperre $rl_T(x)$ (keine andere Transaktion kann schreiben), Schreibsperre $wl_T(x)$ (keine andere Transaktion kann lesen)

Wohlgeformtheitsregeln für Sperranfragen

1. Wenn gelesen wird muss vorher ein read lock ausgeführt worden sein (Schreiben analog)
2. Folie 190
3. S enthält keine unnötigen Sperranfragen
4. Sperren auf einem Objekt darf nicht auf ein Objekt angewendet werden, wenn die Transaktionen in Konflikt stehen.

2-Phasen Sperrprotokoll 2PL-Scheduler Erst alle Sperren anfordern, bevor sie geschlossen werden. Nach einem Unlock, kann nicht wieder gelockt werden

Korrektheit bei Konflikt

- Bei Konflikt muss die Sperrfreigabe der ersten Transaktion vor der Anforderung der zweiten erfolgen
- Folie 200
- Konfliktgraph muss zyklensfrei sein
- Deadlock möglich, da Transaktionen endlos auf eine Sperre warten können
- Unerwartetes Einfügen von Tupeln (nur Sperren von Tupeln). Phantom-Problem.
Lösung:
 - Index Locking: Zugriff auf die Tabelle wird gesperrt
 - Predicate Locking: Sperren eines logischen Ausdrucks (Ergebnis einer Anfrage)

4 Vorlesung

4.1 2PL Protokollvarianten

Konservative C2PL

- Alle Sperren einer Transaktion wird anfangs gesetzt
- Wenn nicht alle Sperren erfolgreich gesetzt sind, werden die Konflikttransaktionen abgelehnt (nicht geblockt) \Rightarrow keine Deadlocks
- Nachteil: Am Anfang müssen alle Zugriffe bekannt sein

Strikt S2PL

- Alle Schreibsperren werden erst beim Commit freigegeben (nicht Lesesperren)
- Starke SS2PL: Alle Sperren werden erst beim Transaktionsende freigegeben

4.2 Deadlocks in 2PL

- Verkantung
- Sperrkonvertierung

Lösung

1. Erkennen eines Deadlocks
 - Zyklus im Graph für Wartebeziehungen
 - Warten auf Timeout (Rückschluss auf Deadlock)
2. Eine der Zyklentransaktionen wird aborted (zB die mit am wenigsten bisher geleisteten Arbeit)

4.3 Sperrgranularität

Tradeoff mehr Sperren, weniger Synchronisationsaufwand. Weniger Sperren. mehr Parallelität.

4.3.1 Intention Reading

MGL-Protokoll = Wie werden Anforderungen bearbeitet.

- IR
- IX
- RIX
- Miteinander im Sperrbaum kombinierbar
- Verschiedene Sperranfragen, je nach Tiefe im Baum (I-Sperren = Warnsperre)

4.3.2 Tree Locking (TL) Protokoll

Zugriff auf Tupel nur über Indexbaum (geeignet für Hierarchische Datenzugriffe).

Write Only TL WTL

1. Wohlgeformtheitsregeln werden eingehalten
2. Folie 230
- 3.

Lock Coupling ist nicht zweiphasig. Elternknoten wird solange gesperrt, bis alle benötigten Kindknoten gesperrt sind. WTL ist Deadlockfrei

4.4 Nicht-sperrende Scheduler

Timestamp Ordering

- Keine Wartebeziehung, keine Deadlock
- Ordnung nach Zähler oder Timestamp $TS(T)$ (Zeitstempel ist einzigartig)
- Zeitstempel der Transaktionen geben Serialisierungsreihenfolge vor
- Konflikttransaktionen werden nach Zeitstempel geordnet

TO-Regel: Konflikttransaktionen sind nach ihren Timestamps (TS) geordnet.

5 Vorlesung

5.1 Multiversionsserialisierbar: MVSR

- Wenn die Graphen äquivalent sind, haben sie auch den gleichen Konfliktgraphen

5.1.1 Versionsordnung

In einem seriellen Monoversionsschedule liegen die Zugriffe auf die Datenobjekte, wie in der Ordnung angegeben. Liegt ein MVS vor, lege eine Ordnung fest

5.1.2 Multiversion-Serialisierungsgraph MVSG

Um den Graphen aufzulösen und einen seriellen Monoversionsschedule aus einem MVS zu machen, nimm einen Knoten ohne eingehende Kanten und lösche alle ausgehenden Kanten usw. Wenn eine passende Versionsordnung gefunden ist, kann der Graph leicht gefunden werden

6 Vorlesung

6.1 Multiversion Conflict Serialisierbarkeit: MCSR

Jeder Schreiber generiert eine neue Version

6.1.1 Multiversion Conflict

- nur Read-Write Konflikte
- Umsortierung ohne Read-Write Konflikte führt zu Fehlern

6.1.2 Multiversion Conflict Graph

6.2 Multiversionprotokolle

Protokolle, die mehr, als eine Versionen verwenden

6.2.1 Multiversion-Timestamp-Ordering MVTO

- First come, first serve.
- Leser: Letzte Version vom Zeitstempel des Lesers wird gelesen
- Schreibschritt generiert neue Version: Schreiben wird verhindert, wenn zu spät kommt (bereits eine vorherige Version gelesen)
- Versionsordnung = Zeitstempelordnung
- Commit wird erst ausgeführt, wenn alle Schreiber für die aktuelle Version Committed haben.

- Transaktion kann sich nicht selbst lesen.

6.2.2 MV2PL

Unterscheidung von Datenobjekten

- Freigegebene Version (committed)
- aktuelle Version (current)
- nicht freigegebene Version (uncommitted)

Nicht Commit-Operation lesen immer die vorherige Version. Immer nur einer darf ein Objekt schreiben (nur eine nicht freigegebene Version). Verzögerung des Commits, bis alle Transaktionen, die die aktuelle Version gelesen haben fertig sind. Bei Commit wird die aktuelle Version zu neuen Version für zukünftige Operationen.

6.2.3 2V2PL

Für Recovery sinnvoll beim Abort: Before Image (BFIM), After Image (AFIM). BFIM ist aktuelle Version, AFIM die Version nach der nächsten Transaktion. Commit darf nur ausgeführt werden, wenn Andere Schreiber fertig sind. Leser können aktuelle Version lesen während, Schreiber eine neue Version schreiben