Datenbanken und Informationssysteme

Serialisierbarkeit

Burkhardt Renz

Fachbereich MNI
TH Mittelhessen

Wintersemester 2018/19

Übersicht

- Serialisierbarkeit
- 2-Phasen-Sperrprotokoll (2PL)
- Verklemmungen

Modell einer Datenbank

- Datenobjekte $x, y, z \ldots$
- Aktionen
  $r(x)$ – lese Datenobjekt x (read)
  $w(x)$ – schreibe Datenobjekt x (write)
  c – bestätige Transaktion (commit)
  a – breche Transaktion ab (abort)
- Transaktion ist Folge solcher Aktionen:
  $r(x); w(x); r(y); w(z); c$

Aktionen mehrerer Transaktionen

- $T_1 \mathrel{\widehat{=}} r_1(x); w_1(x); r_1(y); w_1(y)$
- $T_2 \mathrel{\widehat{=}} r_2(x); w_2(x)$

Der Index gibt an, welche Transaktion die Aktion durchführt.

Verschränkung von Transaktionen

Drei Abläufe S_1, S_2 und S_3 mit den beiden Transaktionen:

- $S_1 \triangleq r_1(x); w_1(x); r_1(y); w_1(y); r_2(x); w_2(x)$
- $S_2 \triangleq r_1(x); r_2(x); w_1(x); r_1(y); w_2(x); w_1(y)$
- $S_3 \triangleq r_1(x); w_1(x); r_2(x); w_2(x); r_1(y); w_1(y)$

Serielle Abläufe

Definition

Ein Ablauf heißt seriell, wenn alle Schritte einer Transaktion vollständig ausgeführt werden, ehe die der nächsten Transaktion beginnen.

Beispiel

Der Ablauf S_1 ist seriell, die beiden Transaktionen folgen zeitlich aufeinander.

Konflikt zwischen Aktionen

Definition

Zwei Aktionen in einem Ablauf stehen in Konflikt, wenn gilt

1. sie gehören zu unterschiedlichen Transaktionen
2. sie greifen auf dasselbe Datenobjekt zu
3. mindestens einer der Aktionen ist write

Beispiel

- $r_1(x)$ und $w_2(x)$ stehen in Konflikt
- $r_1(x)$ und $r_2(x)$ stehen nicht in Konflikt (beide lesend)
- $w_1(y)$ und $w_2(x)$ stehen nicht in Konflikt (unterschiedliche Datenobjekte)

Konfliktäquivalenz

Definition

Zwei Abläufe heißen konfliktäquivalent, wenn die Reihenfolge von allen Paaren von in Konflikt stehenden Aktionen in beiden Abläufen gleich ist.

Beispiel

- S_1 und S_2 sind nicht konfliktäquivalent
- S_1 und S_3 sind konfliktäquivalent

Konfliktserialisierbarkeit

Definition

Ein Ablauf heißt konfliktserialisierbar, wenn er zu einem seriellen Ablauf konfliktäquivalent ist.

Beispiel

- S_1 ist seriell, also konfliktserialisierbar
- S_2 ist nicht serialisierbar
- S_3 ist serialisierbar, weil konfliktäquivalent zu S_1

Präzedenzgraph

Fragestellung

Kriterium für Serialisierbarkeit

Definition

Der Präzedenzgraph zu einem Ablauf S ist ein gerichteter Graph G_S mit

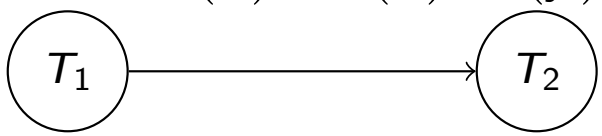
1. den Knoten $T_1, T_2, \ldots$ für jede Transaktion T_i in S
2. den Kanten $T_i \rightarrow T_j$ falls T_i und T_j konfligierende Aktionen haben, bei denen die Aktion in T_i vor der in T_j in S vorkommt.

Beispiele für den Präzedenzgraphen

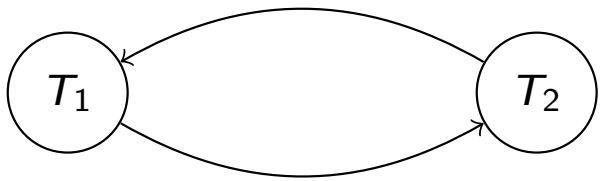
Beispiel

Präzedenzgraphen zu unseren Beispielabläufen:

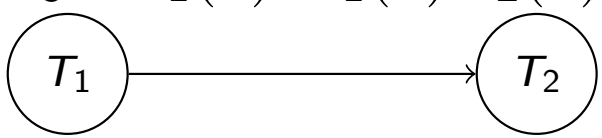
- $S_1 \triangleq r_1(x); w_1(x); r_1(y); w_1(y); r_2(x); w_2(x)$



- $S_2 \triangleq r_1(x); r_2(x); w_1(x); r_1(y); w_2(x); w_1(y)$



- $S_3 \triangleq r_1(x); w_1(x); r_2(x); w_2(x); r_1(y); w_1(y)$



Kriterium für Serialisierbarkeit

Satz (Kriterium für Serialisierbarkeit)

Ein Ablauf S ist genau dann (konflikt-)serialisierbar, wenn sein Präzedenzgraph G_S keinen Zyklus hat.

Beweis.

$\Rightarrow$) Widerspruchsbeweis

$\Leftarrow$) Induktion über die Zahl der Transaktionen

□

Übersicht

- Serialisierbarkeit
- 2-Phasen-Sperrprotokoll (2PL)
- Verklemmungen

Modell binärer Sperren

Wir verwenden folgendes Modell für Sperren auf Datenobjekten:

Binäre Sperren

- $l_i(x)$ – Transaktion T_i erwirkt eine Sperre auf Datenobjekt x (lock)
- $u_i(x)$ – Transaktion T_i gibt seine Sperre auf dem Datenobjekt x frei (unlock)

Protokoll binärer Sperren

Verhalten der Transaktionen

1. Eine Transaktion muss vor Lese- oder Schreibaktion auf ein Datenobjekt x eine Sperre auf x anfordern.
2. Eine Transaktion muss eine Sperre auf x freigeben, wenn sie keine Aktionen mit x mehr durchführen will.

Verhalten des Systems

1. Die Anforderung $l_i(x)$ von T_i wird nur ausgeführt, wenn keine andere Transaktion eine Sperre auf x hält, andernfalls muss T_i warten.
2. Wird eine Freigabe eines Datenobjekts ausgeführt, werden alle darauf wartenden Transaktionen wieder angestoßen.

Sperren und Serialisierbarkeit

Bemerkung

Das Befolgen dieses Protokolls garantiert Serialisierbarkeit nicht.

Beispiel

$l_1(x); w_1(x); u_1(x); l_2(y); w_2(y); u_2(y);$
$l_1(y); w_1(y); u_1(y); l_2(x); w_2(x); u_2(x);$

2-Phasen-Lock-Protokoll

Definition

Eine Transaktion folgt dem 2-Phasen-Sperrprotokoll (2PL), wenn *alle* Sperraktionen in der Transaktion *vor* der ersten Freigabeaktion ausgeführt werden.

Die erste Phase, in der Sperren angefordert werden, nennt man die Wachstumsphase.
Die zweite Phase, in der nur noch Freigabe von Sperren erfolgen, nennt man die Schrumpfungsphase.

Striktes 2PL

Definition

Eine Transaktion folgt dem strikten 2PL, wenn sie dem 2PL folgt und alle Sperren en bloc am Ende der Transaktion freigibt.

Bemerkung

Ein Ablauf nach dem 2PL ist äquivalent zu einem Ablauf nach dem strikten 2PL.

Begründung

2PL und Serialisierbarkeit

Satz

Ein Ablauf, in dem alle Transaktionen dem 2PL folgen, ist serialisierbar.

Beweis.

Induktion über die Zahl der Transaktionen □

Korollar

Ein Ablauf nach dem 2PL ist äquivalent zu einem seriellen Ablauf in der Reihenfolge der Transaktionen wie sie beginnen, ihre Sperren freizugeben.

2PL und Serialisierbarkeit — Diskussion

Beispiel

$l_1(x); l_1(y); w_1(x); u_1(x); l_2(x); w_2(x); l_2(y);$
$w_1(y); u_1(y); w_2(y); u_2(x); u_2(y)$ Nun bricht T_1 die Transaktion ab und T_2 bestätigt sie
Was passiert?

Diskussion

- 2PL garantiert Konflikt-Serialisierbarkeit
- aber „Dirty Read“ ist möglich
- aber 2PL genügt nicht für korrektes Zurücksetzen von abgebrochenen Transaktionen
- *Striktes* 2PL hilft!

Übersicht

- Serialisierbarkeit
- 2-Phasen-Sperrprotokoll (2PL)
- Verklemmungen

2PL und Verklemmungen

Bemerkung

2PL verhindert Verklemmungen nicht

Beispiel

$T_1 \triangleq l_1(x); r_1(x); w_1(x); l_1(y); u_1(x); r_1(y); w_1(y); u_1(y);$
$T_2 \triangleq l_2(y); r_2(y); w_2(y); l_2(x); u_2(y); r_2(x); w_2(x); u_2(x);$

Zeitlicher Ablauf:

T_1	$l_1(x); r_1(x)$		$w_1(x)$		$l_1(y) \ldots$
T_2		$l_2(y); r_2(y)$	$w_2(y)$		$l_2(x) \ldots$

Wartegraph

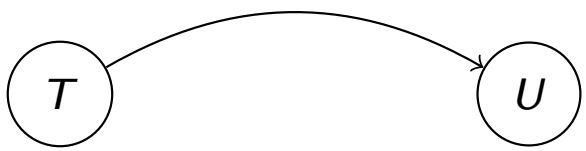
Thema und Modell

Thema: Erkennen und Auflösen von Verklemmungen (Deadlocks)
Rahmen: Unser einfaches Modell mit binären Sperren

Definition

Der Wartegraph ist ein gerichteter Graph mit

1. die Knoten sind die Transaktionen
2. Zwei Knoten T und U sind durch eine gerichtete Kante verbunden, wenn T darauf wartet, dass U ein Datenobjekt freigibt.



$\widehat{=}$ T wartet auf U

Beispiel Wartegraph

Beispiel

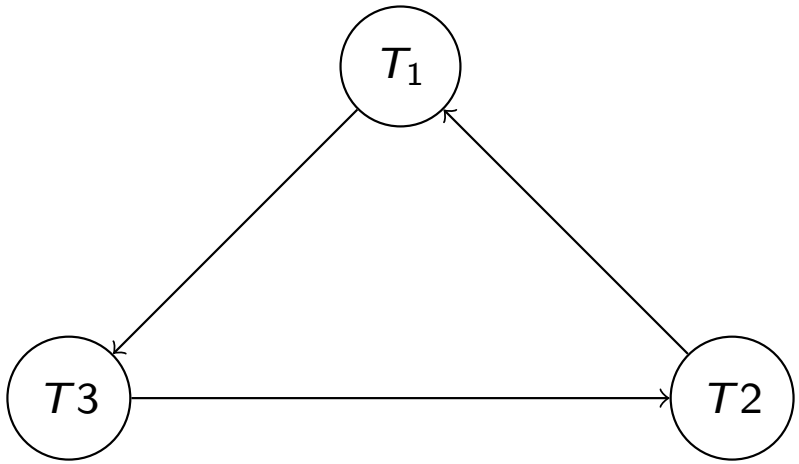
T_1, T_2, T_3 möchten folgende Abläufe machen:

- $T_1 : l_1(x); r_1(x); l_1(y); w_1(y); u_1(x); u_1(y);$
- $T_2 : l_2(z); r_2(z); l_2(x); w_2(x); u_2(z); u_2(x);$
- $T_3 : l_3(y); r_3(y); l_3(z); w_3(z); u_3(y); u_3(z);$

Es entsteht z.B. folgender Ablauf in zeitlicher Reihenfolge:
$l_1(x); r_1(x); l_2(z); r_2(z); l_3(y); r_3(y); l_2(x); l_3(z); l_1(y);$
Ergebnis:

- T_2 wartet auf T_1
- T_3 wartet auf T_2
- T_1 wartet auf T_3

Wartegraph zum Beispiel



Wartegraph und Verklemmungen

Satz

Es liegt genau dann eine Verklemmung vor, wenn der Wartegraph einen Zyklus hat.

Bemerkung

Der Wartegraph kann auf zwei Arten verwendet werden:

1. *Deadlock-Erkennung*
2. *Deadlock-Vermeidung*

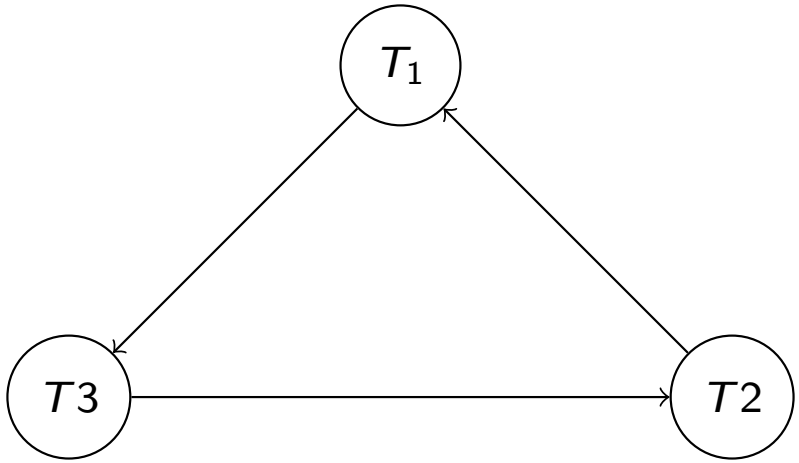
Adjazenzmatrix des Wartegraphen

Man repräsentiert den Wartegraphen gerne durch seine Adjazenzmatrix:

Die Zeilen und Spalten der Matrix repräsentieren die Transaktionen $T_1, T_2, T_3, \ldots, T_n$
und für ein Element w_{ij} der Matrix gilt:

$$w_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{falls } T_i \rightarrow T_j \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

Beispiel für die Adjazenzmatrix



$$\begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}$$

Algorithmus

1. Entferne alle Transaktionen, die an keinem Zyklus beteiligt sind, d.h. diejenigen, bei denen
   (a) die Zeile nur 0 enthält, oder
   (b) die Spalte nur 0 enthält.
2. Sind jetzt noch Transaktionen übrig, müssen sie an einem Zyklus beteiligt sind.
   Wähle ein Opfer und breche die Transaktion ab.
   Weiter mit Schritt 1.