Kapitel 15: Concurrency Control – Synchronisation von Prozessen und Transaktionen

15.1 Synchronisation nebenläufiger Prozesse

15.2 Synchronisation nebenläufiger Transaktionen

- 15.2.1 Probleme
- 15.2.2 Modellbildung
- 15.2.3 Protokolle

15.1 Synchronisation nebenläufiger Prozesse

Nebenläufigkeit (Quasi-Parallelität, Concurrency):

Verschränkte Ausführung der Schritte mehrerer Prozesse

z.B.: p11, p21, p12, p13, p22 für Prozesse p1, p2

→ Gefährdung der Konsistenz gemeinsamer Datenstrukturen

Lösung:

wechselseitiger Ausschluss (mutual exclusion)
bei kritischen Abschnitten (critical sections)

Beispiel: Programm mit Schritten p1, p2, p3, p4 und
kritischem Abschnitt p2, p3
2 Instantiierungen: Prozesse p, p‘
→ p1, p1‘, p2, p3, p2‘, p3‘, p4‘, p4 ist erlaubt
→ p1, p2, p1‘, p2‘, p3, p3‘, p4, p4‘ ist nicht erlaubt

Wechselseitiger Ausschluss mit Semaphoren

Semaphor (Ampel):

ganzzahlige, nichtnegative Variable mit unteilbaren Operationen

```
Boolean P (Semaphore x) {
        if (x == 1) {x = x-1; return True}
        else return False;}

void V (Semaphore x) {x = x+1;};
```

Wechselseitiger Ausschluss für kritischen Abschnitt von Programm p:

p1; while (P(mutex)!=True) { }; p2; p3; V(mutex); p4;

Implementierung von Semaphoren

1) unteilbare Maschineninstruktion Test-and-Set <addr> <val>
2) ununterbrechbare Prozedur des Betriebssystemskerns
   (z.B. System-Call semop in Unix)
3) selbst implementierte leichtgewichtige Prozedur

jeweils mit
a) busy wait oder
b) lazy wait

Latches: leichtgewichtige Semaphore

```
struct latch {
      int Status;
      int NumProcesses;
      int Pids[MaxProcesses]; };

int P (latch) {
      while ( Test-and-Set(latch.Status, 0) != True ) { };
      latch.Pids[latch.NumProcesses] = getOwnProcessId();
      latch.NumProcesses++;
      if (latch.NumProcesses == 1) {latch.Status = 1}
      else {latch.Status = 1; sleep ( )};
      return True; };

int V (latch) {
      while ( Test-and-Set(latch.Status, 0) != True) { };
      for (i=0; i < latch.NumProcesses; i++)
         {latch.Pids[i] = latch.Pids[i+1]};
      latch.NumProcesses--;
      if (latch.NumProcesses == 0) {latch.Status = 1}
      else {latch.Status = 1, wakeup (Pids[0])};
      return True;};
```

15.2 Synchronisation nebenläufiger Transaktionen

Eine Transaktion ist eine Folge von Server-Aktionen
mit ACID-Eigenschaften:

- Atomarität (atomicity): Alles oder Nichts
- Dauerhauftigkeit/Persistenz (durability)
- Isolation (isolation)
- Integritätserhaltung (consistency preservation)

ACID-Vertrag zwischen Client und transaktionalem Server:

- Alle Aktionen vom Beginn einer Transaktion bis zum Commit Work bilden eine ACID-Einheit (Alles-Fall bei Atomarität).
- Alle Aktionen vom Beginn bis zum Rollback Work (Abort) sind isoliert und werden rückgängig gemacht (Nichts-Fall bei Atomarität)

Transaktionsprogramm Debit/Credit

```
void main ( ) {
   EXEC SQL BEGIN DECLARE SECTION
      int b /*balance*/, a /*accountid*/, amount;
   EXEC SQL END DECLARE SECTION;
   /* read user input */
   scanf („%d %d“, &a, &amount);
   /* read account balance */
   EXEC SQL Select Balance into :b From Account
      Where Account_Id = :a;
/* add amount (positive for debit, negative for credit) */
   b = b + amount;
/* write account balance back into database */
   EXEC SQL Update Account
      Set Balance = :b Where Account_Id = :a;
   EXEC SQL Commit Work;
}
```

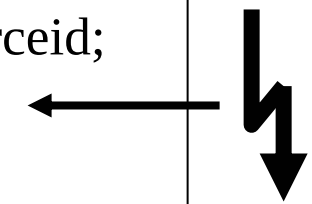
OLTP Example 1: Concurrent Executions

P1	Time	P2
Select Balance Into :b1		
From Account	**1**	
Where Account_Id = :a		
/* b1=0, a.Balance=100, b2=0 */		
		Select Balance Into :b2
	2	**From Account**
		Where Account_Id = :a
/* b1=100, a.Balance=100, b2=100 */		
b1 = b1-50	**3**	
/* b1=50, a.Balance=100, b2=100 */		
	4	**b2 = b2 +100**
/* b1=50, a.Balance=100, b2=200 */		
Update Account		
Set Balance = :b1	**5**	
Where Account_Id = :a		
/* b1=50, a.Balance=50, b2=200 */		
		Update Account
	6	**Set Balance = :b2**
		Where Account_Id = :a
/* b1=50, a.Balance=200, b2=200 */		

Observation: concurrency or parallelism may cause inconsistencies
*requires concurrency control for „**isolation**“*

Transaktionsprogramm Überweisung

```
void main ( ) {
  /* read user input */
  scanf („%d %d %d“, &sourceid, &targetid, &amount);
  /* subtract amount from source account */
  EXEC SQL Update Account
    Set Balance = Balance - :amount Where Account_Id = :sourceid;
  /* add amount to target account */
  EXEC SQL Update Account
    Set Balance = Balance + :amount Where Account_Id = :targetid;
  EXEC SQL Commit Work; }
```



Observation: failures may cause inconsistencies
*require recovery for „**atomicity**“ and „**durability**“*

Problemtyp „Verlorene Änderung“

P1	Time	P2
	/* x = 100 */	
r (x)	**1**	
	2	**r (x)**
x := x+100	**4**	**x := x+200**
w (x)	**5**	
	/* x = 200 */	
	6	**w (x)**
	/* x = 300 */	

„lost update“

Kern des Problems: R1(x) R2(x) W1(x) W2(x)

Problemtyp „Inkonsistentes Lesen“

P1	Time	P2
	1	r (x)
	2	x := x – 10
	3	w (x)
sum := 0	4	
r (x)	5	
r (y)	6	
sum := sum +x	7	
sum := sum + y	8	
	9	r (y)
	10	y := y + 10
	11	w (y)

„inconsistent read“

Kern des Problems: R2(x) W2(x) R1(x) R1(y) R2(y) W2(y)

Problemtyp „Dominoeffekt“

P1	Time	P2
r (x)	**1**	
x := x + 100	**2**	
w (x)	**3**	
	4	**r (x)**
	5	**x := x - 100**
failure & rollback	**6**	
	7	**w (x)**

„dirty read“

Kern des Problems: R1(x) W1(x) R2(x) A1 W2(x) ... [C2]

Warum Semaphore nicht genügen

- ein Semaphor für ganze DB führt zur Zwangssequentialisierung
- jeweils ein Semaphor pro Tupel ist (noch) keine Lösung:
  - unklar, wann V-Operation möglich ist
  - unklar, wie Insert-/Delete-Operationen und prädikatorientierte Operationen zu behandeln sind
  - Umgang mit Deadlocks unklar
  - unakzeptabler Overhead bei vielen Semaphoren

Prozess 1: FundsTransfer von a nach b	*Prozess 2: Prüfen der Summe von a und b*
shared semaphore mutex_a;	shared semaphore mutex_b;
P(mutex_a);	
Update Konto Set Stand = Stand – 3000 Where KontoNr = a;	
V(mutex_a);	
	P(mutex_a);
	Select Stand From Konto Where KontoNr = a;
	V(mutex_a);
	P(mutex_b); ...; V(mutex_b);
P(mutex_b); ...; V(mutex_b);	

Modellbildung und Korrektheitskriterium

Intuitiv:
nur Abläufe zulassen, die äquivalent zu sequentieller Ausführung sind

Formalisierung:

- Modellbildung für (quasi-) parallele Abläufe $\rightarrow$ Schedules
- Definition der Äquivalenz $\rightarrow$ Konfliktäquivalenz
- Definition zulässiger Abläufe $\rightarrow$ (Konflikt-) Serialisierbarkeit
- Entwicklung beweisbar korrekter Concurrrency-Control-Verfahren zur automatischen Synchronisation durch das DBS

Schedules und Konflikte

Ein **Schedule** s ist ein Tripel (T, A, <) mit:

- Transaktionsmenge T
- Aktionsmenge A mit Aktionen der Form Ri (x) oder Wi (x)
- Partieller Ordnung < auf der Aktionenmenge A,
  wobei für jedes Paar <a, b> $\in$ A $\times$ A gilt:
  wenn a und b auf dasselbe Objekt zugreifen und a oder b schreibt,
  muß (a < b) $\vee$ (b < a) gelten.

Aktionen a, b $\in$ A in einem Schedule s = (T, A, <) sind in **Konflikt,** wenn beide auf dasselbe Objekt zugreifen und a oder b schreibt und a, b zu verschiedenen Transaktionen gehören.

Schedule s = (T, A, <) heißt **seriell**, wenn für je zwei Ti, Tj $\in$ T gilt: entweder liegen alle Aktionen von Ti bezüglich < vor allen Aktionen von Tj oder umgekehrt.

Konflikt-Äquivalenz und Serialisierbarkeit

Schedules s und s‘ mit denselben Transaktionen und Aktionen sind **(konflikt-) äquivalent**, wenn sie dieselben Konfliktpaare haben.

Ein Schedule s heißt (konflikt-) **serialisierbar**, wenn er (konflikt-) äquivalent zu einem seriellen Schedule ist.

Sei s = (T, A, <) ein Schedule. Der **Abhängigkeitsgraph** G(s) von s ist ein gerichteter Graph mit

- Knotenmenge T und
- einer Kante von Ti nach Tj, wenn es ein Konfliktpaar <a,b> in s gibt, bei dem a zu Ti und b zu Tj gehört.

Satz: s ist serialisierbar g.d.w. G(s) azyklisch ist.

Beispiele

s1: R1 (a) W1 (a) R2 (a) R2 (b) R1 (b) W1 (b)

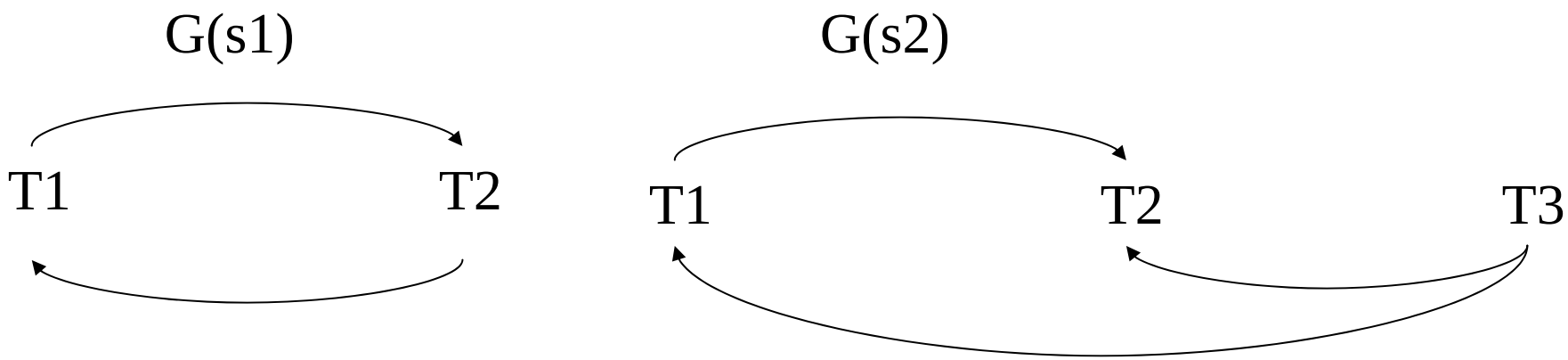
s2: R1 (a) W1 (a) R2 (a) R3 (b) R2 (b) W2 (b) R3 (c) W3 (c) R1 (c)

s2‘: R3 (b) R3 (c) W3 (c) R1 (a) W1 (a) R1 (c) R2 (a) R2 (b) W2 (b)

Konfliktpaare s1: <W1(a), R2(a)>, <R2(b), W1(b)>

Konfliktpaare s2: <W1(a), R2(a)>, <R3(b), W2(b)>, <W3(c), R1(c)>

Konfliktpaare s3: <W3(c), R1(c)>, <R3(b), W2(b)>, <W1(a), R2(a)>



Zweiphasen-Sperrprotokoll

DBS-interne Synchronisationsprimitive:

- Lock (Transktion Ti, Objekt x, Modus m)
- Unlock (Transaktion Ti, Objekt x)

Beispiel:

L1 (a) W1 (a) L1 (c) W1 (c) U1 (a) U1 (c)
L2 (b) W2 (b) L2 (c) - - - - - - - - - - W2 (c) U2 (b) U2 (c)

Zweiphasen-Sperrprotokoll (Two-Phase Locking, 2PL):

Regel 1: Bevor eine Transaktion auf ein Objekt zugreift, muß das Objekt für die Transaktion gesperrt werden (Wachstumsphase).

Regel 2: Nachdem eine Transaktion eine Sperre freigegeben hat, darf sie keine weiteren Sperren mehr erwerben (Schrumpfungsphase).

Satz: 2PL garantiert Serialisierbarkeit.

Striktes Zweiphasen-Sperrprotokoll

Striktes Zweiphasen-Sperrprotokoll (Strict Two-Phase Locking, S2PL):
Regel 1: wie bei 2PL
Regel 2: Alle jemals erworbenen (exklusiven) Sperren müssen bis zum Commit oder Abort der Transaktion gehalten werden.

Satz: S2PL garantiert Serialisierbarkeit und vermeidet Dominoeffekte.

Sperrprotokolle verwenden in der Regel operationsspezifische Sperrmodi (z.B. Shared-Sperren für Lesen und Exclusive-Sperren für Schreiben) mit einer entsprechenden Sperrmoduskompatibilitätsmatrix:

		Transaktion fordert eine Sperre an im Modus	
		Shared	*Exclusive*
Objekt ist gesperrt im Modus	*Shared*	+	-
	Exclusive	-	-

Deadlocks

Zyklische Wartebeziehungen zwischen Transaktionen
→ Zykluserkennung auf Waits-For-Graphen
→ Opferauswahl und Rücksetzen

Beispiele:

X1 (a) W1 (a) X1 (b) - - - - - - - -
X2 (b) W2 (b) X2 (a) - - - - - - - - - - - -

S1 (a) R1 (a) X1 (a) - - - - - - - - - - - -
S2 (a) R2 (a) X2 (a) - - - - - - - -