TU München, Fakultät für Informatik
Lehrstuhl III: Datenbanksysteme
Prof. Alfons Kemper, Ph.D.

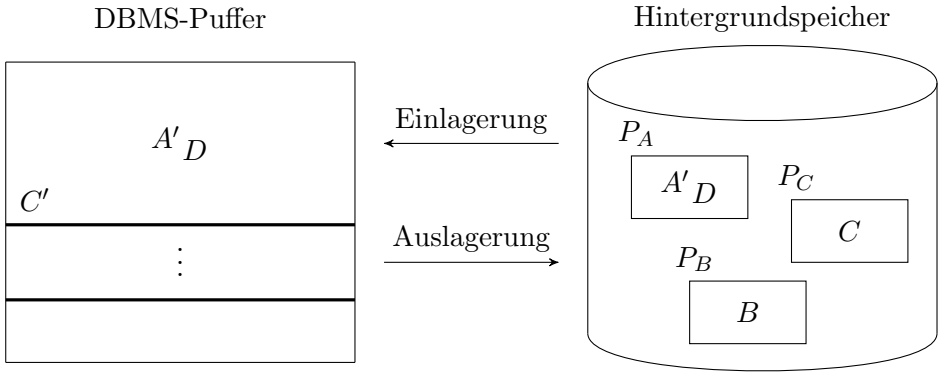
Übung zur Vorlesung *Einsatz und Realisierung von Datenbanksystemen* im SoSe19

Maximilian {Bandle, Schüle} (i3erdb@in.tum.de)
http://db.in.tum.de/teaching/ss19/impldb/

Blatt Nr. 01

Hausaufgabe 1

Demonstrieren Sie anhand eines Beispiels, dass man die Strategien *force* und ¬*steal* nicht kombinieren kann, wenn parallele Transaktionen gleichzeitig Änderungen an Datenobjekten innerhalb einer Seite durchführen. Betrachten Sie dazu z.B. die unten dargestellte Seitenbelegung, bei der die Seite P_A die beiden Datensätze A und D enthält. Entwerfen Sie eine verzahnte Ausführung zweier Transaktionen, bei der eine Kombination aus *force* und ¬*steal* ausgeschlossen ist.



Lösung:

Folgendes Beispiel zeigt, warum man *force* und ¬*steal* nicht kombinieren kann:

Schritt	T_1	T_2
1.	**BOT**	
2.		**BOT**
3.	read(A)	
4.		read(D)
5.		write(D)
6.	write(A)	
7.	**commit**	

In Schritt 7 führt T_1 einen commit aus. Aufgrund der *force*-Strategie müssen nun alle von dieser Transaktion geänderten Seiten ausgelagert werden. Im Beispiel hat T_1 nur P_A geändert, also muss diese ausgelagert werden. Gleichzeitig existiert aber noch eine laufende Transaktion T_2, die ebenfalls die Seite P_A verändert hat. Wegen der ¬*steal*-Strategie dürfen keine Seiten ausgelagert werden, die von noch nicht beendeten Transaktionen bearbeitet

wurden. Im Beispiel muss also P_A zwingend ausgelagert werden, da T_1 einen commit ausführt, aber P_A darf nicht ausgelagert werden, da sie von der noch laufenden Transaktion T_2 verändert wurde, was einen Widerspruch darstellt.

Hausaufgabe 2

Überlegen Sie sich, bei welcher Seitenersetzungsstrategie bei einem Wiederanlauf eine *Redo-* bzw. eine *Undo*-Phase notwendig ist. Verwenden Sie in diesem Zusammenhang den Begriff *dirty*. Welche der beiden Phasen entfällt bei einer Hauptspeicherdatenbank?

Lösung:

- $\neg force$: erfordert eine *Redo*-Phase, da nach einem erfolgreichen *commit* die Änderungen einer somit abgeschlossenen Transaktion (*Winner*) nicht in der Datenbasis materialisiert sein müssen.
- *steal*: erfordert eine *Undo*-Phase, da Änderungen einer noch nicht abgeschlossenen Transaktion (*Loser*) bereits auf der Datenbasis (im Hintergrundspeicher) materialisiert sein können, wenn die entsprechende Seite ausgelagert worden ist, da modifizierte Seiten (*dirty*) von einer Auslagerung nicht ausgeschlossen sind. Eine Seite ist *dirty*, sobald ihr Inhalt geändert worden ist und nicht mehr mit der materialisierten Datenbasis übereinstimmt.
- Bei einer Hauptspeicherdatenbank befindet sich die materialisierte Datenbasis ausschließlich im Hauptspeicher ($\neg force$ und $\neg steal$), ein Verlust des Hauptspeichers erfordert ein *Redo* der vollständigen Datenbasis, dafür ist eine *Undo*-Phase nicht nötig.

Hausaufgabe 3

In Abbildung 1 ist die verzahnte Ausführung der beiden Transaktionen T_1 und T_2 und das zugehörige *Log* auf der Basis logischer Protokollierung gezeigt. Wie sähe das Log bei physischer Protokollierung aus, wenn die Datenobjekte A, B und C die Initialwerte 1000, 2000 und 3000 hätten?

Lösung: Vgl. Übungsbuch

$$[\#1, T_1, \textbf{BOT}, 0]$$
$$[\#2, T_2, \textbf{BOT}, 0]$$
$$[\#3, T_1, P_A, A{=}950, A{=}1000, \#1]$$
$$[\#4, T_2, P_C, C{=}3100, C{=}3000, \#2]$$
$$[\#5, T_1, P_B, B{=}2050, B{=}2000, \#3]$$
$$[\#6, T_1, \textbf{commit}, \#5]$$
$$[\#7, T_2, P_A, A{=}850, A{=}950, \#4]$$
$$[\#8, T_2, \textbf{commit}, \#7]$$

Hausaufgabe 4

Leider erhalten wir einen Fehler mit Hauptspeicherverlust der in Abbildung 1 gezeigten Ausführung nach Schritt 13. Welche Transaktion ist ein *Winner*, welche ein *Loser*? Geben Sie alle nötigen Kompensations-Rekorde (CLR) an.

Schritt	T_1	T_2	Log [LSN,TA,PageID,Redo,Undo,PrevLSN]
1.	**BOT**		[#1, T_1, **BOT**, 0]
2.	$r(A, a_1)$		
3.		**BOT**	[#2, T_2, **BOT**, 0]
4.		$r(C, c_2)$	
5.	$a_1 := a_1 - 50$		
6.	$w(A, a_1)$		[#3, T_1, P_A, A–=50, A+=50, #1]
7.		$c_2 := c_2 + 100$	
8.		$w(C, c_2)$	[#4, T_2, P_C, C+=100, C–=100, #2]
9.	$r(B, b_1)$		
10.	$b_1 := b_1 + 50$		
11.	$w(B, b_1)$		[#5, T_1, P_B, B+=50, B–=50, #3]
12.	**commit**		[#6, T_1, **commit**, #5]
13.		$r(A, a_2)$	
14.		$a_2 := a_2 - 100$	
15.		$w(A, a_2)$	[#7, T_2, P_A, A–=100, A+=100, #4]
16.		**commit**	[#8, T_2, **commit**, #7]

Abbildung 1: Verzahnte Ausführung zweier Transaktionen und das erstellte Log

Lösung: T_1 konnte erfolgreich abschließen und ist somit ein *Winner*, T_2 konnte kein *commit* ausführen und ist ein *Loser*. Daher müssen wir für alle Änderungen von T_2 einen CLR anlegen. Es erfolgte eine Änderung von T_2 in Schritt 8, diese müssen wir, nach einem erfolgten Wiederanlauf aller bis Schritt 13 geschriebenen Log-Dateien, zurücksetzen.

$$<\#4', T_2, P_C, C\text{–=}100, \#4, \#2 >$$
$$<\#2', T_2, -, -, \#4', 0 >$$

Hausaufgabe 5

Zeigen Sie, dass es für die Erzielung der Idempotenz der *Redo*-Phase notwendig ist, die – und nur die – LSN einer tatsächlich durchgeführten *Redo*-Operation in der betreffenden Seite zu vermerken.

Was würde passieren, wenn man in der *Redo*-Phase gar keine LSN-Einträge in die Datenseiten schriebe?

Was wäre, wenn man auch LSN-Einträge von Log-Records, für die die *Redo*-Operation nicht ausgeführt wird, in die Datenseiten übertragen würde?

Was passiert, wenn der Kompensationseintrag geschrieben wurde, und dann noch vor der Ausführung des *Undo* das Datenbanksystem abstürzt?

Lösung: Vgl. Übungsbuch:
In dieser Aufgabe beweisen wir die Idempotenz der Redo-Phase anahnd von zwei Beispielen. Dazu zeigen wir, dass die LSN dann und nur genau dann auf die Seite übertragen wird, wenn die zugehörige Redo-Operation ausgeführt worden ist.
Folglich sind zwei Schritte zu zeigen:
Teilaufgabe 1:
Was passiert, wenn keine LSN geschrieben werden: keine Idempotenz, alle Änderungen des Logs werden bei einem Wiederanlauf vollzogen, eventuell werden Redo-Operationen auf dem *After*-Image. Beim After-Image handelt es sich um die modifizierten aus dem Hintergrundspeicher geladenen und somit materialisierten Seiten. Diese enthalten (ohne die LSN) keinerlei Informationen, ob Redo-Operationen bereits auf dieser Seite ausgeführt worden sind.
Teilaufgabe 2: Wann schreibe ich LSN raus?
Beispiel: Absturz der materialisierten Datenbasis, danach Wiederanlauf. Redo erfolgt nur für die Log-Records, die noch nicht materialisiert sind (sowohl für Loser als auch für Winner). Dazu vergleichen wir die LSN im Log-Record mit der der Seite. Ist die LSN des Log-Records größer der der Seite, muss eine Redo-Operation durchgeführt werden. Jetzt ist die Idee, was passierte, wenn die LSN jedes Log-Records in die Seite geschrieben wird, unabhängig davon ob der zugehörige Redo-Eintrag ausgeführt worden ist. Das ginge zwar beim ersten Mal gut, da kein Redo notwendig ist. Beim nächsten Mal ist nun die kleinere LSN vom vorherigen Log-Record eingetragen und fälschlicherweise wird ein Redo ausgeführt.
Kurz gefasst: Redo nur, wenn LSN vom Log-Record größer als das der Seite der materialisierten Datenbasis ist, und dann auch die LSN schreiben.
Teilaufgabe 3: CLR auf Platte geschrieben, konnte aber nicht ausgeführt werden. Dann wird der CLR beim Wiederanlauf ausgeführt.
CLRs erhalten ebenfalls eine fortlaufende LSN, echt größer als alle vorherigen Log-Records zuvor. Damit genügt wieder ein Vergleich der LSN um zu wissen, welche CLR bereits ausgeführt worden sind und welche nicht. Somit werden CLR nie fälschlicherweise wiederholt. Wegen Write-Ahead-Logging darf ich eine Seite erst auslagern, wenn alle zugehörigen Log-Einträge bereits herausgeschrieben sind. Somit ist sichergestellt, dass zu einer Änderung auf Platte auch der entsprechende CLR geschrieben ist.

Hausaufgabe 6

Wieder sorgt ein Zitat von Donald Trump für Irritationen: „The Germans are bad, very bad“, soll der Präsident in einer Diskussion über den deutschen Handelsüberschuss gegenüber Amerika gesagt haben. Wie sind die Fakten in TPC-H? Orientieren Sie sich an der TPC-H-Abfrage 7 und nutzen Sie `hyper-db.de`.

```
select
   supp_nation,
   cust_nation,
   l_year,
   sum(volume) as revenue
from
    (
   select
      n1.n_name as supp_nation,
      n2.n_name as cust_nation,
      extract(year from l_shipdate) as l_year,
      l_extendedprice * (1 - l_discount) as volume
   from
      supplier,
      lineitem,
      orders,
      customer,
      nation n1,
      nation n2
   where
      s_suppkey = l_suppkey
      and o_orderkey = l_orderkey
      and c_custkey = o_custkey
      and s_nationkey = n1.n_nationkey
      and c_nationkey = n2.n_nationkey
      and (
         (n1.n_name = 'UNITED␣STATES' and n2.n_name = 'GERMANY')
          or (n1.n_name = 'GERMANY' and n2.n_name = 'UNITED␣STATES')
      )
    ) as shipping
group by
    supp_nation,
    cust_nation,
    l_year
order by
    supp_nation,
    cust_nation,
    l_year
```