

8. Logging und Recovery¹

- **DB-Recovery**
 - Anforderungen und Begriffe
 - Fehler- und Recovery-Arten
- **Logging-Verfahren**
 - Klassifikation und Bewertung
 - Aufbau der Log-Datei, Nutzung von LSNs
- **Abhängigkeiten zu anderen Systemkomponenten**
 - Externspeicherabbildung: Einbringstrategie
 - Zusammenspiel mit der DB-Puffer- und Sperrverwaltung
- **Commit-Behandlung** (Gruppen-, Prä-Commit)
- **Sicherungspunkte**
Direkte und unscharfe Sicherungspunkte (*Checkpoints*)
- **Klassifikation von DB-Recovery-Verfahren**
- **Crash-Recovery**
 - Allgemeine Restart-Prozedur
 - Restart-Bespiel (Selektives Redo)
 - Einsatz von Compensation Log Records
 - Restart-Beispiel (Repeating History)
- **Transaktions-Recovery**
- **Die Zehn Gebote**
- **Medien-Recovery**

1. Härder, T., Reuter, A.: **Principles of Transaction Oriented Database Recovery**,
in: ACM Computing Surveys 15:4, Dec. 1983, 287-317.

DB-Recovery

- **Beobachtung**

Die Betriebskosten von DB-Systemen sind **3- bis 18-mal höher** als der Kaufpreis von Cluster-basierten Systemen, und **1/3 bis 1/2 dieser Kosten** wird für Recovery oder für Fehlervorsorge aufgewendet

- **Systemverfügbarkeit A**

- MTTF: Mean Time To Failure
- MTTR: Mean Time To Repair
- $A = \text{MTTF} / (\text{MTTF} + \text{MTTR})$
- Wie erreicht man annähernd $A = 1,0$?
 - **MTTF $\rightarrow \infty$?**
 - **MTTR \ll MTTF !**

- **Warum Recovery-Oriented Computing (ROC)?**

- Falsche Aktionen von Operateuren sowie HW- und SW-Fehler sind Tatsachen, mit denen man fertig werden muss, und keine Probleme, die zu lösen sind²
- MTTR kann direkt gemessen werden (MTTF von Magnetplatten ist heute 120 Jahre)
- Verkürzung der MTTR (auf Anwendungsebene) verbessert die Benutzererfahrung, was das Systemverhalten betrifft
- Häufige „Recovery“ kann die effektive MTTF verlängern

➔ **Der Fokus liegt auf ROC!**

2. If a problem has no solution, it may not be a problem but a fact, not to be solved but to be coped with over time (Shimon Peres)

DB-Recovery (2)

- **Aufgabe des DBMS:**
Automatische Behandlung aller erwarteten Fehler
- **Was sind erwartete Fehler?**³
 - DB-Operation wird zurückgewiesen, Commit wird nicht akzeptiert, . . .
 - Stromausfall, DBMS-Probleme, . . .
 - Geräte funktionieren nicht (Spur, Zylinder, Platte defekt)
 - auch beliebiges Fehlverhalten der Gerätesteuerung?
 - falsche Korrektur von Lesefehlern? . . .
- **Was sind die Besonderheiten der DBS-Fehlerbehandlung?**
 - Begrenzung von Behebung der zur Laufzeit möglichen Fehler (wie auch bei anderen fehlertoleranten Systemen)
 - „Reparatur“ der statischen Struktur der DB
- **Allgemeine Probleme**
 - Fehlererkennung
 - Fehlereingrenzung
 - Abschätzung des Schadens
 - Durchführung der Recovery
- **Fehlermodell von zentralisierten DBMS**
 - Transaktionsfehler
 - Systemfehler
 - Gerätefehler
 - Katastrophen

3. Kommerzielle Anwendungen auf Großrechnern sind durch ihre Zuverlässigkeit gekennzeichnet. Nicht selten besteht der Code bis zu 90% aus (erprobten) Recovery-Routinen (W. G. Spruth).

DB-Recovery (3)

- **Voraussetzung:**
Sammeln redundanter Informationen während des Normalbetriebs
- **Welcher Zielzustand soll erreicht werden?**
 - früher: beliebiger Abbruch der DB-Verarbeitung
 - Verbesserung: Sicherungspunkte bei „Langläufern“
- **Transaktionsparadigma verlangt:**
 - Alles-oder-Nichts-Eigenschaft von Transaktionen
 - Dauerhaftigkeit erfolgreicher Änderungen

- **Zielzustand nach erfolgreicher Recovery:**

*Durch die Recovery-Aktionen ist der jüngste Zustand vor Erkennen des Fehlers wiederherzustellen, der **allen semantischen Integritätsbedingungen** entspricht, der also ein möglichst aktuelles, exaktes Bild der Miniwelt darstellt*

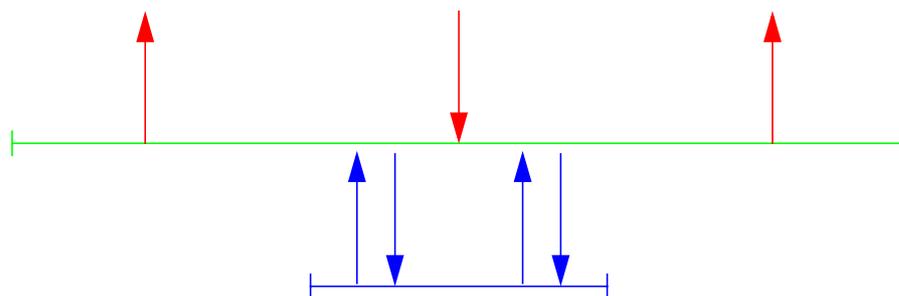
↳ **jüngster transaktionskonsistenter DB-Zustand!**

- **In welchem Zustand befindet sich die Systemumgebung?**
(Betriebssystem, Anwendungssystem, andere Komponenten)

Umgebung

AW

DB



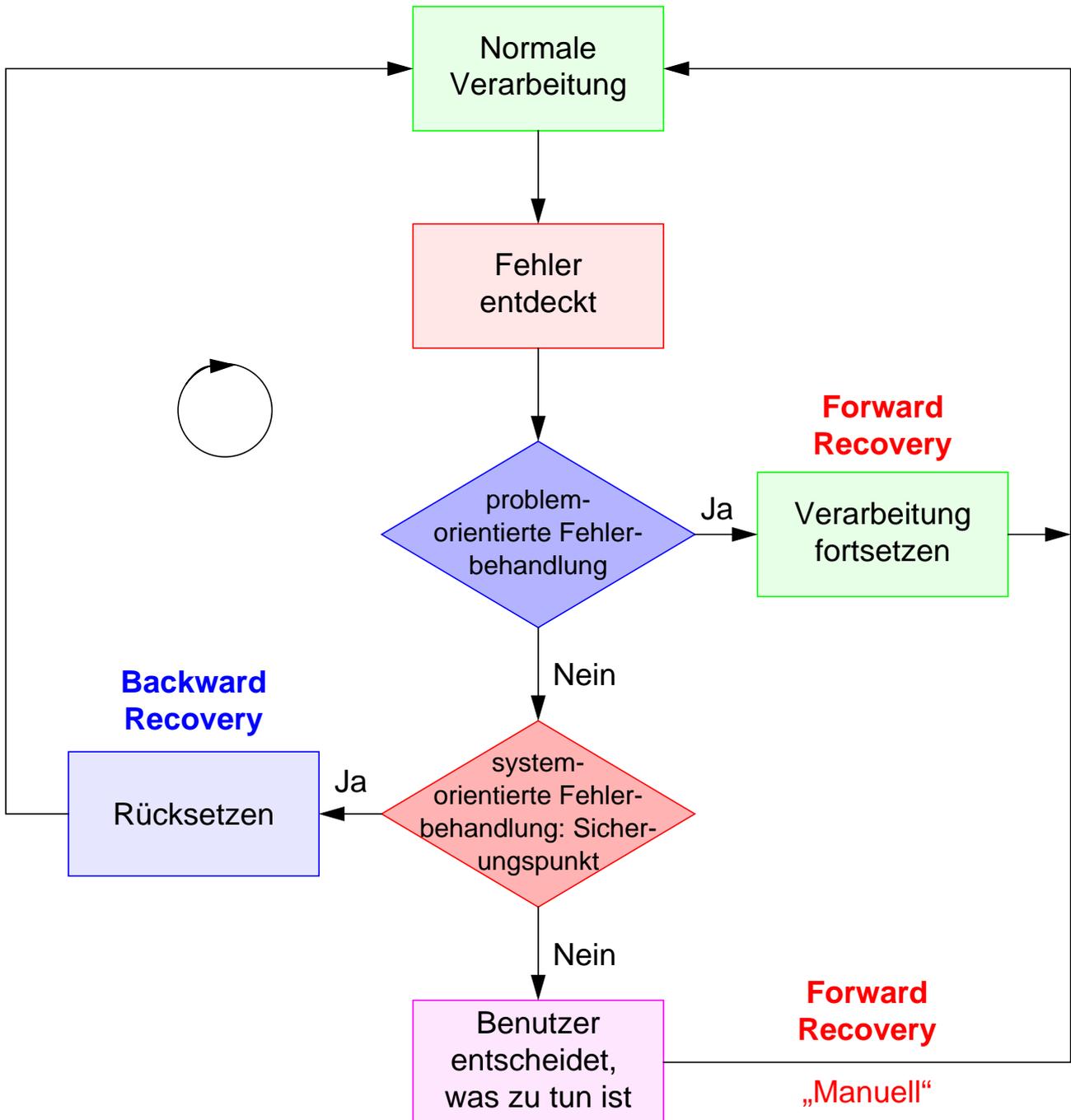
DB-Recovery (4)

- **Wie soll Recovery durchgeführt werden?**
- **Forward-Recovery**
 - Non-Stop-Paradigma (Prozesspaare usw.)
 - Fehlerursache häufig falsche Programme, Eingabefehler u. ä.
 - durch Fehler unterbrochene TA sind zurückzusetzen

↳ **Forward-Recovery i. Allg. nicht anwendbar!**
- **Backward-Recovery**
 - setzt voraus, dass auf allen Abstraktionsebenen genau definiert ist, auf welchen Zustand die DB im Fehlerfall zurückzusetzen ist
 - Zurücksetzen auf konsistenten Zustand und Wiederholung
 - Warum funktioniert Backward-Recovery?
(Unterscheidung von „Bohrbugs“ und „Heisenbugs“)
- **“A recoverable action is 30% harder and requires 20% more code than a non-recoverable action” (J. Gray)**
 - Anweisungs- und TA-Atomarität gefordert
 - Zwei Prinzipien der Anweisungs-Atomarität möglich
 - **„Do things twice”**
(vorbereitende Durchführung der Operation; wenn alles OK, erneuter Zugriff und Änderung)
 - **„Do things once”**
(sofortiges Durchführen der Änderung; wenn Fehler auftritt, internes Zurücksetzen)
 - Zweites Prinzip wird häufiger genutzt (ist optimistischer und effizienter)

Recovery – Begriffsklärung

- Grundsätzliche Vorgehensweisen



- Was passiert, wenn

- nach Backward-Recovery der Fehler nicht behoben ist?
- nach Forward-Recovery die „normale Verarbeitung“ weitergeführt bzw. wieder aufgenommen wird?

Fehlerarten

Auswirkung eines Fehlers auf	Fehlertyp	Fehlerklassifikation
eine Transaktion	<ul style="list-style-type: none"> - Verletzung von Systemrestriktionen • Verstoß gegen Sicherheitsbestimmungen • übermäßige Betriebsmittelanforderungen - anwendungsbedingte Fehler • z. B. falsche Operationen und Werte 	Transaktionsfehler
mehrere Transaktionen	<ul style="list-style-type: none"> - geplante Systemschließung - Schwierigkeiten bei der Betriebsmittelvergabe • Überlast des Systems • Verklemmung mehrerer Transaktionen 	Systemfehler (Crash)
alle Transaktionen (das gesamte Systemverhalten)	<ul style="list-style-type: none"> - Crash mit Verlust der Hauptspeichereinhalte • Hardware-Fehler • falsche Werte in kritischen Tabellen - Zerstörung von Sekundärspeichern - Zerstörung des Rechenzentrums 	Gerätefehler Katastrophen

Recovery-Arten

1. Transaktions-Recovery

Zurücksetzen einzelner (noch nicht abgeschlossener) TA im laufenden DB-Betrieb (TA-Fehler, Deadlock usw.)⁴

- R1: vollständiges Zurücksetzen auf BOT (TA-Undo) bzw.
- R0: partielles Zurücksetzen auf Rücksetzpunkt (*Savepoint*) innerhalb der Transaktion

2. Crash-Recovery nach Systemfehler

Wiederherstellen des jüngsten transaktionskonsistenten DB-Zustandes:

- R2: (partielles) Redo für erfolgreiche TA (Wiederholung verlorengangener Änderungen)
- R3: Undo aller durch Ausfall unterbrochenen TA (Entfernen der Änderungen aus der permanenten DB)

3. Medien-Recovery nach Gerätefehler (R4)

- Spiegelplatten bzw.
- vollständiges Wiederholen (Redo) aller Änderungen auf einer Archivkopie

4. Katastrophen-Recovery

- Nutzung einer aktuellen DB-Kopie in einem "entfernten" System oder
- stark verzögerte Fortsetzung der DB-Verarbeitung mit repariertem/neuem System auf der Basis gesicherter Archivkopien (Datenverlust!)

4. Die verschiedenen Recovery-Verfahren werden auch mit R0 - R4 abgekürzt.

Recovery-Arten (2)

- **A Fundamental Theorem of Recovery**

Axiom 1 (Murphy): All programs (DBMSs) are buggy.

Theorem 1 (Law of Large Programs):

Large programs are even buggier than their size would indicate.

Corollary 1.1:

A recovery-relevant program has recovery bugs.

Theorem 2:

If you do not run a program, it does not matter whether or not it is buggy.

Corollary 2.1:

If you do not run a program, it does not matter whether or not it has recovery bugs.

Theorem 3:

Exposed machines should run as few programs as possible; the ones that are run should be as small as possible!???

↳ ***KISS: Keep It Simple, Stupid!***

- **Annahmen**

(Unter welchen Voraussetzungen funktioniert die Wiederherstellung der Daten?)

- quasi-stabiler Speicher
- fehlerfreier DBMS-Code
- fehlerfreie Log-Daten
- Unabhängigkeit der Fehler

Recovery-Arten (3)

- Pessimistische Variante von „Murphy’s Law“

↳ Was ist zu tun, wenn . . . ?

- Nicht systematisierte Recovery-Verfahren

- R5-Recovery

- Log-Daten sind fehlerhaft oder DB-Strukturen (ohne Log-Daten) sind unbrauchbar
- kein TA-konsistenter, bestenfalls aktions- oder gerätekonsistenter Zustand erreichbar

↳ *Salvation Programs, Scavenger*

- R6-Recovery:

Zusammenfassung aller Maßnahmen außerhalb des Systems

- Kompensations-TA und
- Behandlung der Auswirkungen (manuell)

- **Entwicklungsziele**

Build a system used by millions of people that is always available –
out less than 1 second per 100 years = 8 9's of availability! (J. Gray: **1998 Turing Lecture**)

- **Verfügbarkeit heute (optimistisch):⁵**

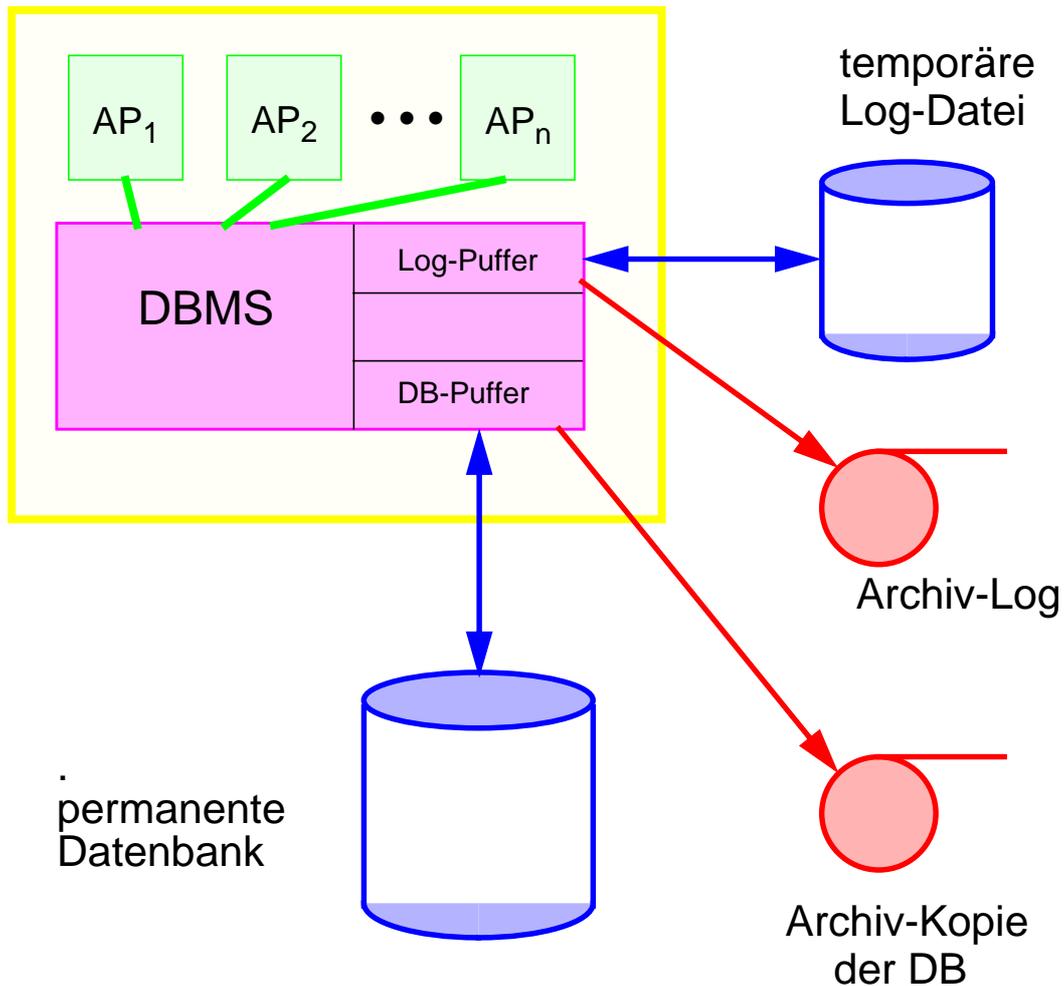
- für Web-Sites: 99%
- für gut administrierte Systeme: 99,99%
- höchstens: 99,999%

- **Künftige Verfügbarkeit**

- bis 2010: weitere 5 9' (nicht zu erreichen???)
- . . .

5. Despite marketing campaigns promising 99,999% availability, well-managed servers today achieve 99,9% to 99%, or 8 to 80 hours downtime per year (Armando Fox)

DB-Recovery – Systemkomponenten



- **Pufferung von Log-Daten im Hauptspeicher (Log-Puffer)**

Ausschreiben spätestens bei Commit

- **Einsatz der Log-Daten**

1. **Temporäre Log-Datei**

zur Behandlung von Transaktions- und Systemfehlern

DB + temp. Log ⇒ DB

2. **Behandlung von Gerätefehlern:**

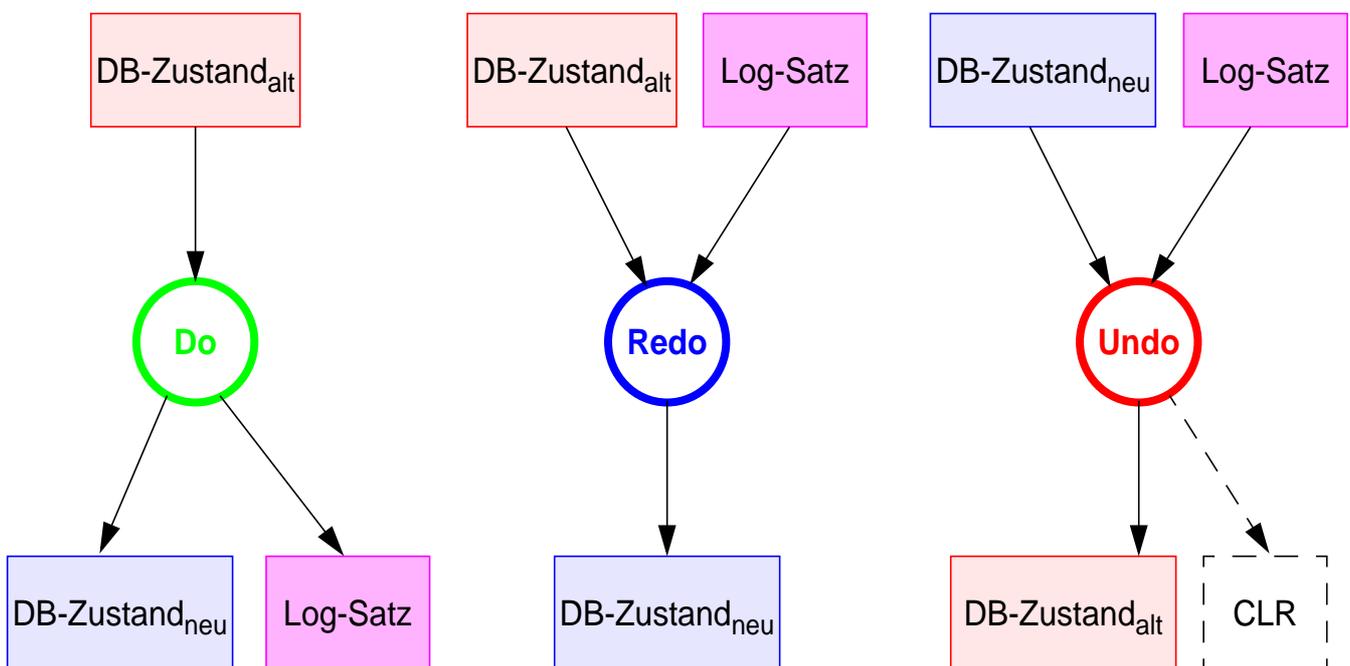
Archiv-Kopie + Archiv-Log ⇒ DB

Logging-Aufgaben

- **Logging**

- Sammlung redundanter Daten bei Änderungen im Normalbetrieb (Do) als Voraussetzung für Recovery
- Einsatz im Fehlerfall (Undo-, Redo-Recovery)

- **Do-Redo-Undo-Prinzip**

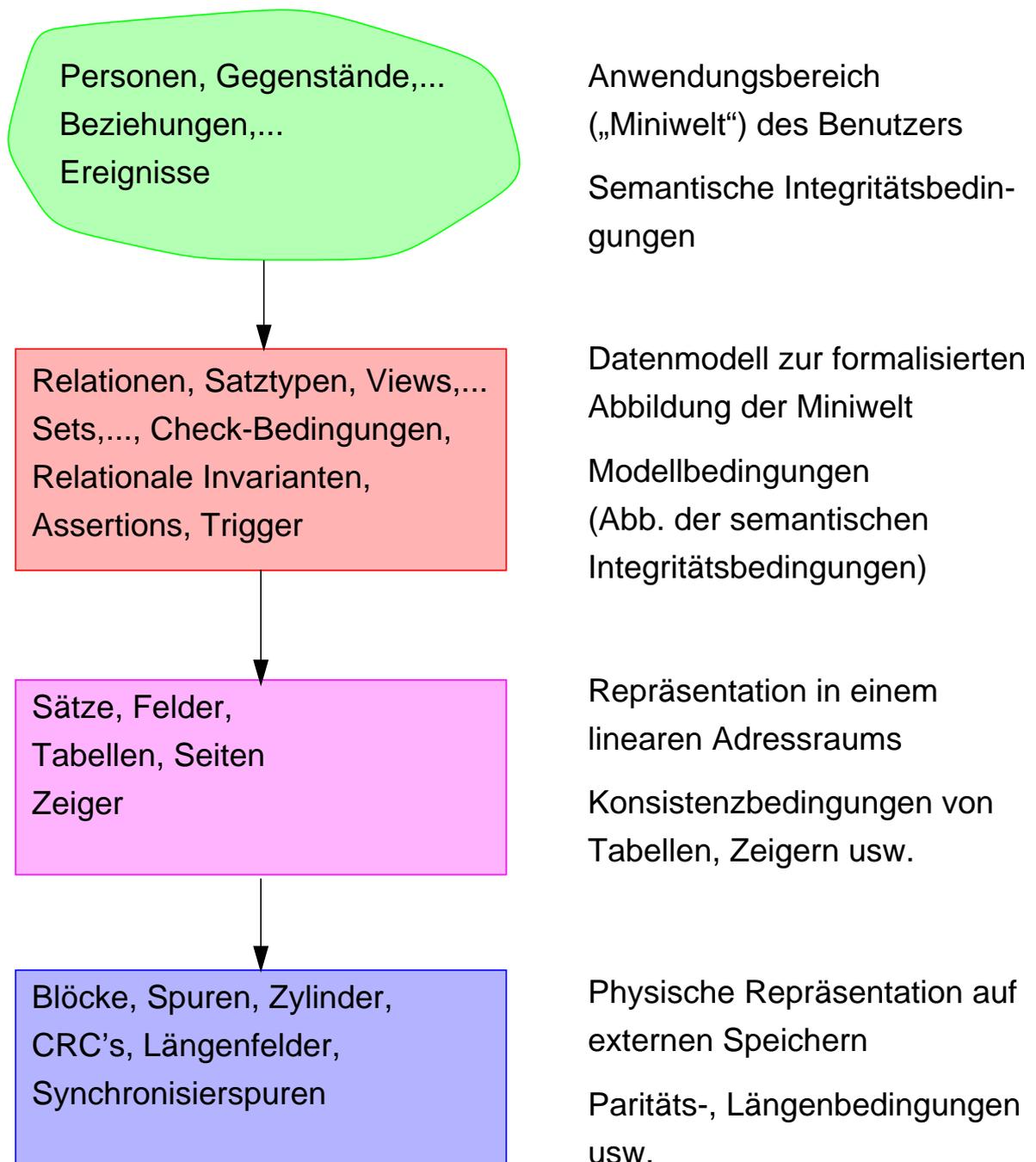


CLR = Compensation Log Record (für Crash während der Recovery)

- **Log-Granulat**

- Welche Granulate können gewählt werden?
- Was ist zu beachten?

Abstraktionsebenen und Logging

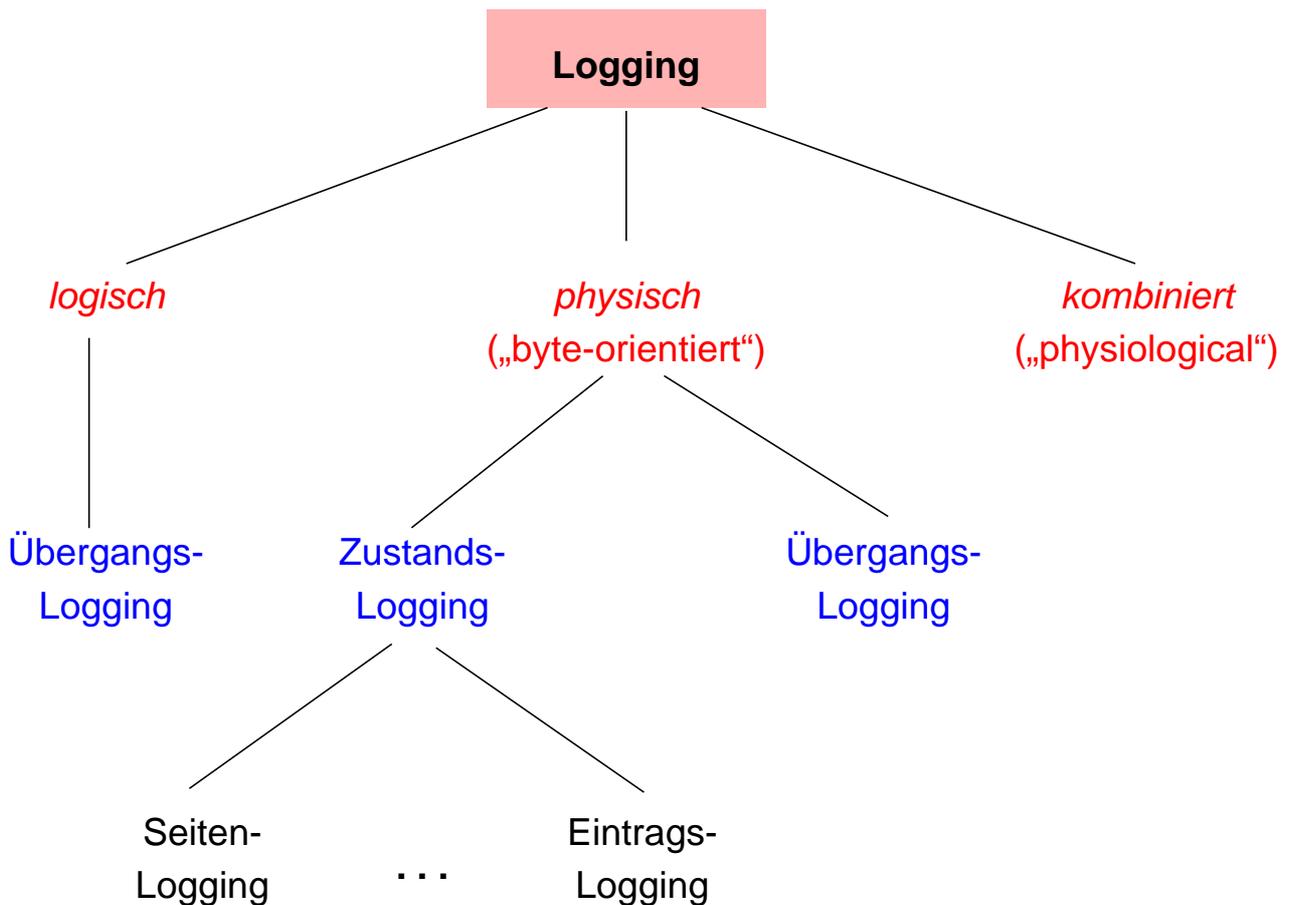


Logging kann auf jeder Ebene erfolgen:

Das Sammeln von ebenenspezifischer Log-Information setzt voraus, dass bei der Recovery die Konsistenzbedingungen der darunterliegenden Abbildungsschicht im DB-Zustand erfüllt sind!

➔ Wie kann ebenenspezifische Konsistenz (Aktions- oder Operationskonsistenz) im Fehlerfall garantiert werden?

Klassifikation von Logging-Verfahren



• Logisches Logging

- Protokollierung der ändernden DML-Befehle mit ihren Parametern
- Generelles Problem:
mengenorientierte Aktualisierungsoperation (z. B. DELETE <relation>)
- Undo-Probleme vor allem bei nicht-relationalen Systemen
(z. B. Löschen einer Hierarchie von Set-Ausprägungen (ERASE ALL))
- **Voraussetzung:**
Nach einem Crash müssen auf der permanenten Datenbank DML-Operationen ausführbar sein, d. h., sie muss wenigstens speicherkonsistent sein (Aktionskonsistenz)

➔ **verzögerte (indirekte) Einbringstrategie erforderlich**

Klassifikation von Logging-Verfahren (2)

- **Physisches Logging**

- Log-Granulat: Seite vs. Eintrag/Satz
- **Zustands-Logging:**
Alte Zustände (Before-Images) und neue Zustände (After-Images) geänderter Objekte werden in die Log-Datei geschrieben
- **Übergangs-Logging:**
Protokollierung der Differenz zwischen Before- und After-Image
- Physisches Logging ist bei direkten und verzögerten Einbringstrategien anwendbar

- **Probleme logischer und physischer Logging-Verfahren**

- **Logisches Logging:**
für Update-in-Place nicht anwendbar
- **Physisches, „byte-orientiertes“ Logging:**
aufwendig und unnötig starr v.a. bezüglich Lösch- und Einfügeoperationen

- **Synthese: Physiologisches Logging**

Kombination physische/logische Protokollierung:

Physical-to-a-page, Logical-within-a-page

- Protokollierung von elementaren Operationen innerhalb einer Seite
- Jeder Log-Satz bezieht sich auf eine Seite
- Technik ist mit Update-in-Place verträglich

Logging: Anwendungsbeispiel

- **Änderungen** bezüglich einer Seite A:
 1. Ein Objekt a wird in Seite A eingefügt
 2. In A wird ein bestehendes Objekt b_{alt} nach b_{neu} geändert

- **Zustandsübergänge** von A: $A_1 \xrightarrow{1.} A_2 \xrightarrow{2.} A_3$

	<i>logisch</i>	<i>physisch</i>
<i>Zustände</i>		Protokollierung der Before- und After-Images 1. A_1 und A_2 2. A_2 und A_3
<i>Übergänge</i>	Protokollierung der Operationen mit Parameter 1. Insert (a) 2. Update (b_{alt}, b_{neu})	Differenzen-Logging 1. $A_1 \oplus A_2$ 2. $A_2 \oplus A_3$

- **Rekonstruktion von Seiten** beim Differenzen-Logging:

A_1 als Anfangs- oder A_3 als Endzustand seien verfügbar

Es gilt:

$$A_1 \oplus (A_1 \oplus A_2) = A_2$$

$$A_2 \oplus (A_2 \oplus A_3) = A_3$$

Redo-Recovery

|

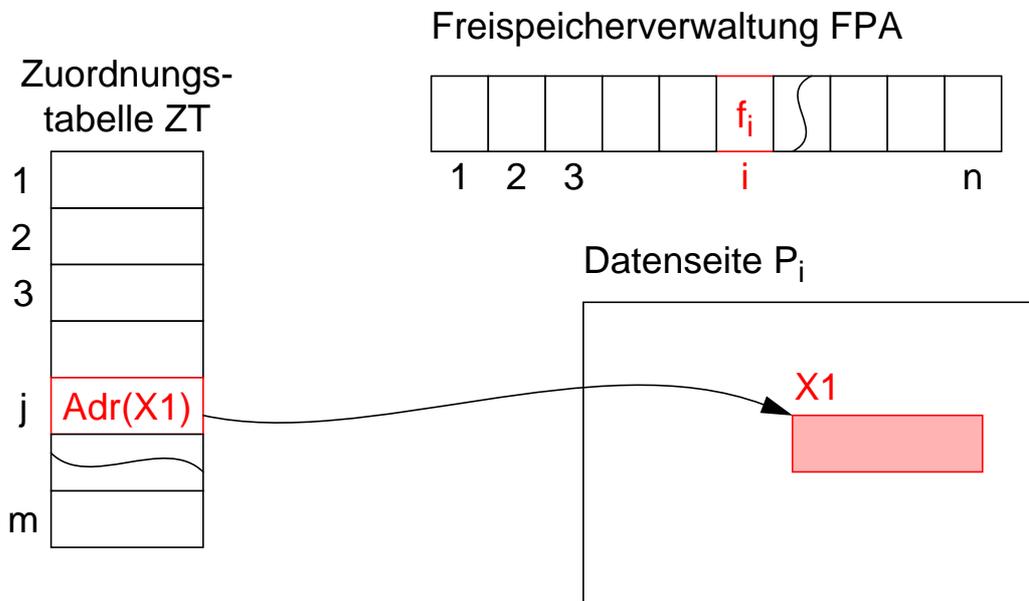
$$A_3 \oplus (A_2 \oplus A_3) = A_2$$

$$A_2 \oplus (A_1 \oplus A_2) = A_1$$

Undo-Recovery

Aufwand bei physischem Zustandslogging

- Einfachste Form der Implementierung: Seiten-Logging



- Operation: STORE X-RECORD ($X1$)

Aufwand	Datenseite	ZT	FPA	n Zugriffspfad-seiten (Min)
normaler Betrieb (DO)	neues P_i	$\text{Adr}(X1)$	f_i	$n \text{ DS}_{\text{neu}}$
Undo-Log	altes P_i	alter Inhalt	alter Inhalt	$n \text{ DS}_{\text{alt}}$
Redo-Log	neues P_i	$\text{Adr}(X1)$	f_i	$n \text{ DS}_{\text{neu}}$

Bewertung der Logging-Verfahren

	Logging-Aufwand im Normalbetrieb	Restart-Aufwand im Fehlerfall (Crash)
Seitenzustands- Logging		
Seitenübergangs- Logging		
Eintrags-Logging/ physiologisches Logging		
logisches Logging		

-- sehr hoch + gering
 - hoch ++ sehr gering

- **Vorteile von Eintrags-Logging gegenüber Seiten-Logging:**

- geringerer Platzbedarf
- weniger Log-E/As
- erlaubt bessere Pufferung von Log-Daten (Gruppen-Commit)
- unterstützt feine Synchronisationsgranulate (Seiten-Logging → Synchronisation auf Seitenebene)

→ **jedoch:** Recovery ist komplexer als mit Seiten-Logging

Aufbau der (temporären) Log-Datei

- **Verschiedene Satzarten erforderlich**
 - BOT-, Commit-, Abort-Satz
 - Änderungssatz (Undo-Informationen (z. B. ‚Before-Images‘) und Redo-Informationen (z. B. ‚After-Images‘))
 - Sicherungspunktsätze
- **Protokollierung von Änderungsoperationen**
 - **Struktur der Log-Einträge**
[LSN, TAID, PageID, Redo, Undo, PrevLSN]
 - **LSN** (Log Sequence Number)
 - eindeutige Kennung des Log-Eintrags
 - LSNs müssen monoton aufsteigend vergeben werden
 - chronologische Reihenfolge der Protokolleinträge kann dadurch ermittelt werden
 - **Transaktionskennung** TAID
der TA, welche die Änderung durchgeführt hat
 - **PageID**
 - Kennung der Seite, auf der die Änderungsoperation vollzogen wurde
 - Wenn die Änderung mehr als eine Seite betrifft, müssen entsprechend viele Log-Einträge generiert werden
 - **Redo**
Redo-Information gibt an, wie die Änderung nachvollzogen werden kann
 - **Undo**
Undo-Information beschreibt, wie die Änderung rückgängig gemacht werden kann
 - **PrevLSN**
ist ein Zeiger auf den vorhergehenden Log-Eintrag der jeweiligen TA.
Diesen Eintrag benötigt man aus Effizienzgründen

Beispiel einer Log-Datei

Schritt	T_1	T_2	Log
			[LSN, TAID, 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]

Aufbau der (temporären) Log-Datei (2)

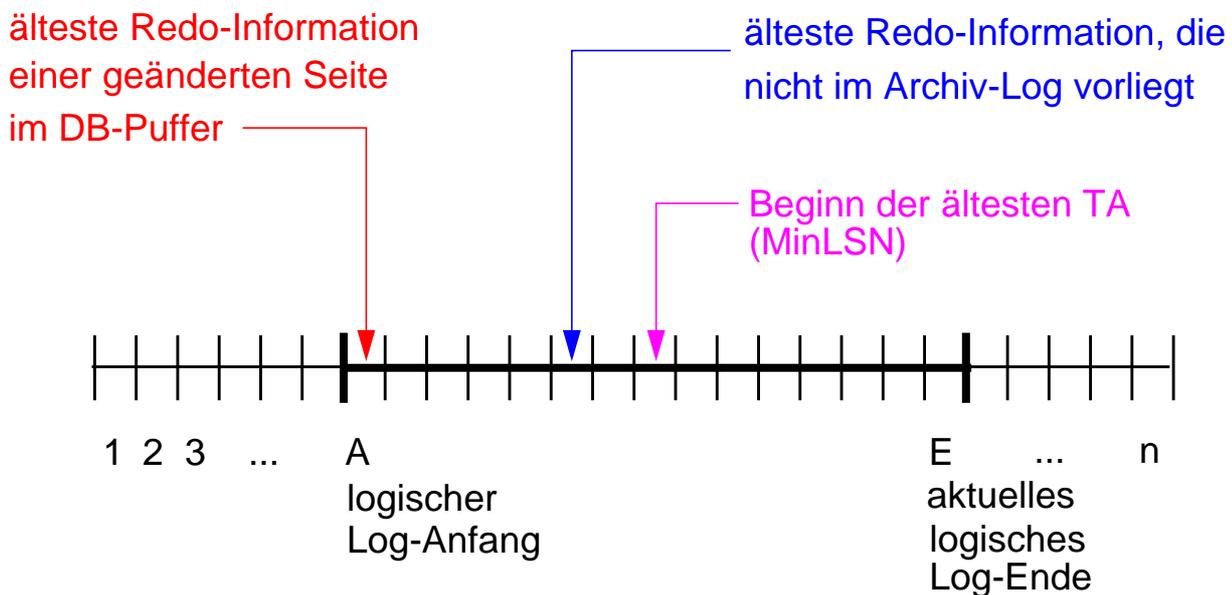
- **Log ist eine sequentielle Datei**

Schreiben neuer Protokolldaten an das aktuelle Dateieinde

- **Log-Daten sind für Crash-Recovery nur begrenzte Zeit relevant**

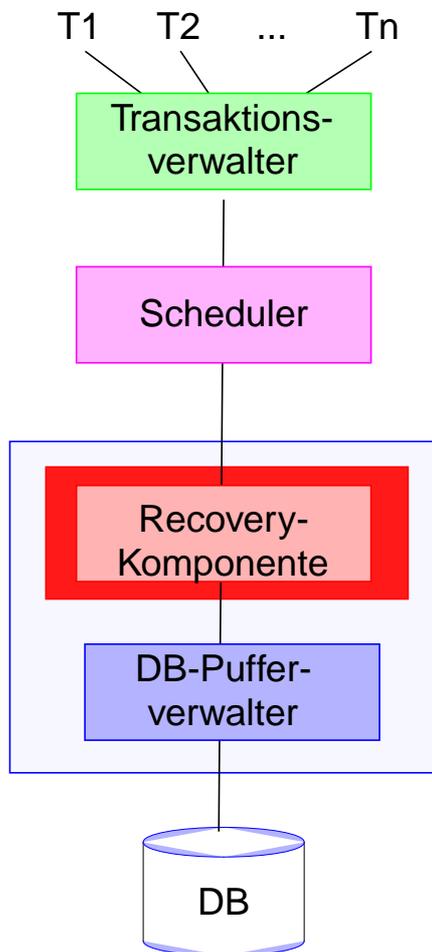
- Undo-Sätze für erfolgreich beendete TA werden nicht mehr benötigt
- nach Einbringen der Seite in die DB wird Redo-Information nicht mehr benötigt
- Redo-Information für Medien-Recovery ist im Archiv-Log zu sammeln!

- **Ringpufferorganisation** der Log-Datei



Abhängigkeiten zu anderen Systemkomponenten

- **Stark vereinfachtes Modell**



1. Einbringstrategie für Änderungen

- direkt (**Non-Atomic**, *Update-in-Place*)
- verzögert (**Atomic**, Bsp.: Schattenspeicherkonzept)

2. DB-Pufferverwaltung

- Verdrängen ‚schmutziger‘ Seiten (**Steal vs. NoSteal**)
- Ausschreibstrategie für geänderte Seiten (**Force vs. NoForce**)

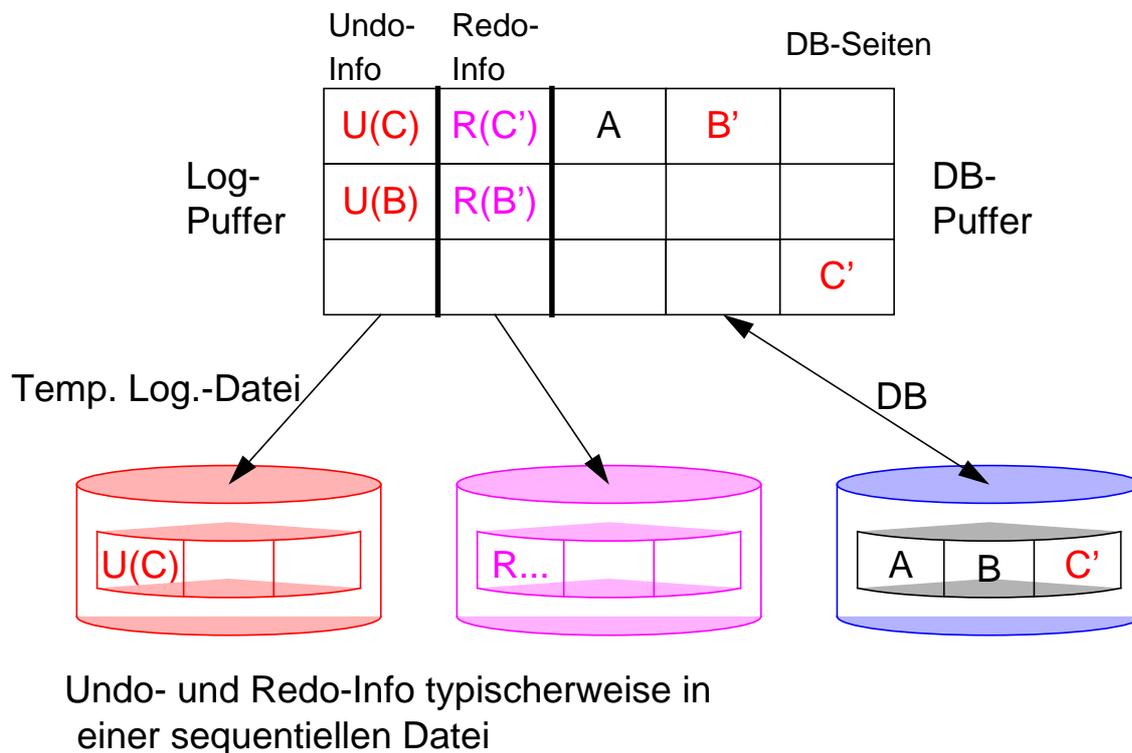
3. Sperrverwaltung

(Wahl des Sperrgranulats)

Abhängigkeiten zur Einbringstrategie

- **Nicht-atomares Einbringen (Non-Atomic, Update-in-Place)**

- Geänderte Seite wird immer in denselben Block auf Platte zurückgeschrieben
- Schreiben ist dadurch gleichzeitig Einbringen in die permanente DB (direktes Einbringen)
- Atomares Einbringen mehrerer geänderter Seiten ist nicht möglich



- Es sind **zwei Prinzipien** einzuhalten (Minimalforderung):

- 1. WAL-Prinzip: Write Ahead Log für Undo-Info**

U(B) vor B'

- 2. Ausschreiben der Redo-Info spätestens bei Commit**

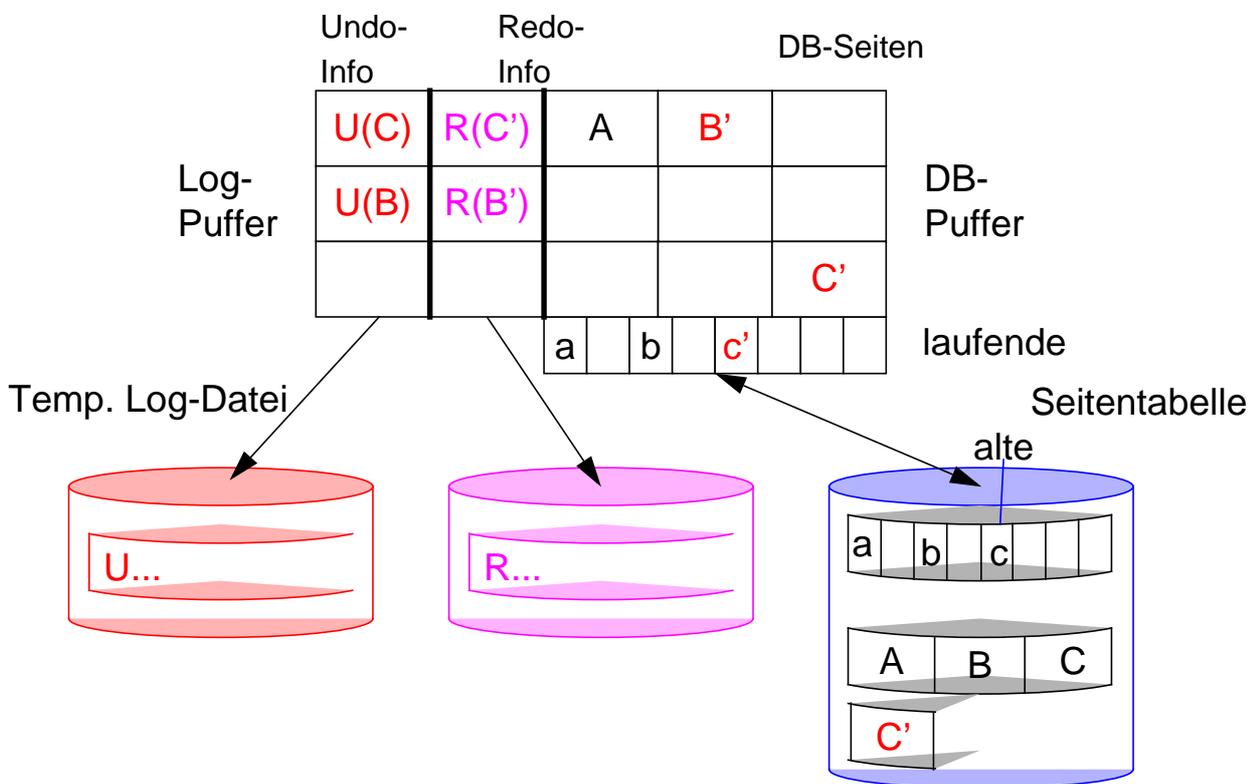
R(C') + R(B') vor Commit

Abhängigkeiten zur Einbringstrategie (2)

- **Atomares Einbringen (Atomic, z. B. bei System R, SQL/DS)**

- Geänderte Seite wird in separaten Block auf Platte geschrieben, Einbringen in die DB erfolgt beim nächsten Sicherungspunkt (verzögertes Einbringen)
- Laufende Seitentabelle gibt aktuelle Adresse einer Seite an
- Atomares Einbringen mehrerer geänderter Seiten ist durch Umschalten von Seitentabellen möglich

➔ *aktions- oder transaktionskonsistente DB auf Externspeicher*
(logisches Logging anwendbar)



1. WAL-Prinzip bei verzögertem Einbringen

TA-bezogene Undo-Info ist vor Sicherungspunkt zu schreiben

U(C) + U(B) vor Sicherungspunkt

2. Ausschreiben der Redo-Info spätestens bei Commit

R(C') + R(B') vor Commit

Abhängigkeiten zur Ersetzungsstrategie

- **Problem: Ersetzung ‚schmutziger‘ Seiten**

- **Steal:**

Geänderte Seiten können jederzeit, insbesondere vor EOT der ändernden TA, ersetzt und in die permanente DB eingebracht werden

+ große Flexibilität bei Seitenersetzung

+ effektivere Puffernutzung bei langen TA mit vielen Änderungen

– Undo-Recovery erforderlich bei TA-Abbruch, Systemfehler usw.

➔ Steal erfordert Einhaltung des **Write-Ahead-Log (WAL)-Prinzips:**

Vor dem Einbringen einer schmutzigen Änderung müssen zugehörige Undo-Informationen (z. B. Before-Images) in die Log-Datei geschrieben werden

- **NoSteal:**

+ keine Undo-Recovery auf der permanenten DB

– Seiten mit schmutzigen Änderungen dürfen nicht ersetzt werden

– Probleme bei langen Änderungs-TA

Abhängigkeiten zur Ausschreibstrategie (EOT-Behandlung)

- **Force:**

Alle geänderten Seiten werden spätestens bei EOT (bei Commit) in die permanente DB eingebracht (Durchschreiben)

+ keine Redo-Recovery nach Rechnerausfall

– hoher Schreibaufwand

– große DB-Puffer werden schlecht genutzt

– Antwortzeitverlängerung für Änderungs-TA

- **NoForce:**

+ kein Durchschreiben der Änderungen bei EOT

+ Beim Commit werden lediglich Redo-Informationen in die Log-Datei geschrieben

– Redo-Recovery nach Rechnerausfall

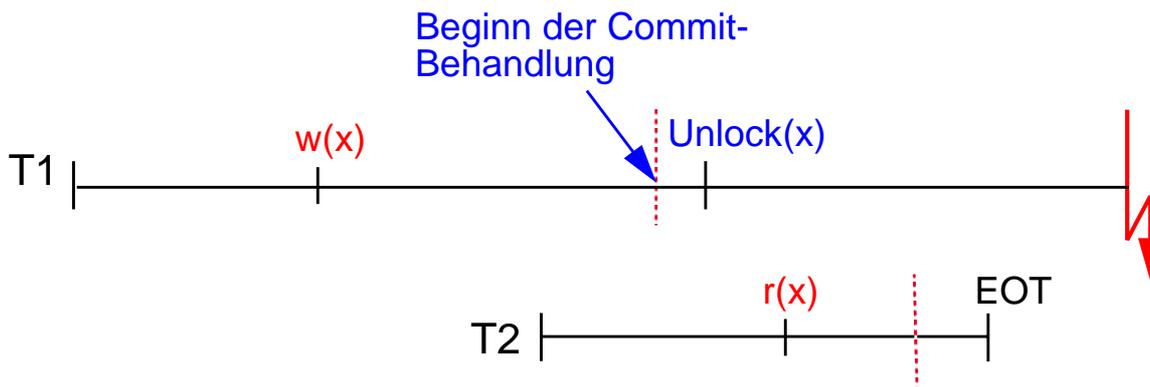
- **Commit-Regel:**

Bevor das Commit einer TA ausgeführt werden kann, sind für ihre Änderungen ausreichende Redo-Informationen (z. B. *After-Images*) zu sichern

Commit-Behandlung

- **Änderungen einer TA**

- sind vor Commit zu sichern
- für andere TA erst sichtbar, wenn Durchkommen der ändernden TA gewährleistet ist
- sonst: Problem des rekursiven Zurücksetzens



- **Zweiphasige Commit-Bearbeitung**

Phase 1: Wiederholbarkeit der TA sichern

- ggf. noch Änderungen sichern
- Commit-Satz auf Log schreiben

Phase 2: Änderungen sichtbarmachen (Freigabe der Sperren)

Benutzer kann nach Phase 1 vom erfolgreichen Ende der TA informiert werden (Ausgabenachricht)

- **Beispiel: Commit-Behandlung bei Force, Steal:**

1. Before-Images auf Log schreiben
2. Force der geänderten DB-Seiten
3. After-Images (für Archiv-Log) und Commit-Satz schreiben

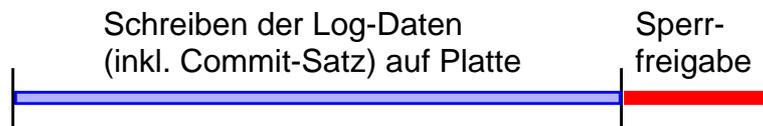
bei NoForce lediglich 3.) für erste Commit-Phase notwendig

Gruppen-Commit

- **Log-Datei ist potentieller Leistungsengpass**
 - pro Änderungstransaktion wenigstens 1 Log-E/A
 - max. ca. 250 sequentielle Schreibvorgänge pro Sekunde (1 Platte)
 - **Gruppen-Commit:**
gemeinsames Schreiben der Log-Daten von mehreren TA
 - Pufferung der Log-Daten in Log-Puffer (1 oder mehrere Seiten)
 - Voraussetzung: Eintrags-Logging
 - Ausschreiben des Log-Puffers erfolgt, wenn er voll ist bzw. Timer abläuft
 - nur geringe Commit-Verzögerung
 - **Gruppen-Commit**
erlaubt Reduktion auf 0.1 - 0.2 Log-E/As pro TA
 - Einsparung an CPU-Overhead für E/A reduziert CPU-Wartezeiten
 - dynamische Festsetzung des Timer-Wertes durch DBMS wünschenswert
- ➔ **Durchsatzverbesserung v.a. bei Log-Engpass oder hoher CPU-Auslastung**

Vergleich verschiedener Commit-Verfahren

- **Standard-2PC:**

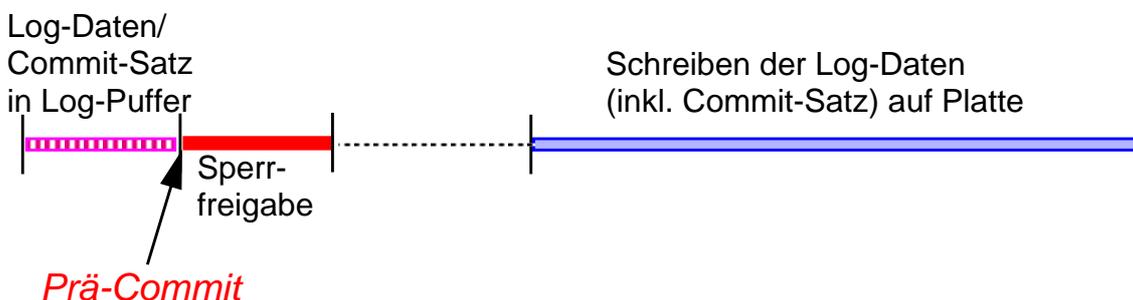


- **Gruppen-Commit:**



- **Weitere Optimierungsmöglichkeit: Prä-Commit**

- Sperren bereits freigeben, wenn Commit-Satz im Log-Puffer steht (vor Schreiben auf Log-Platte)
- TA kann nur noch durch Systemfehler scheitern
- In diesem Fall scheitern auch alle ‚abhängigen‘ TA, die ungesicherte Änderungen aufgrund der vorzeitigen Sperrfreigabe gesehen haben

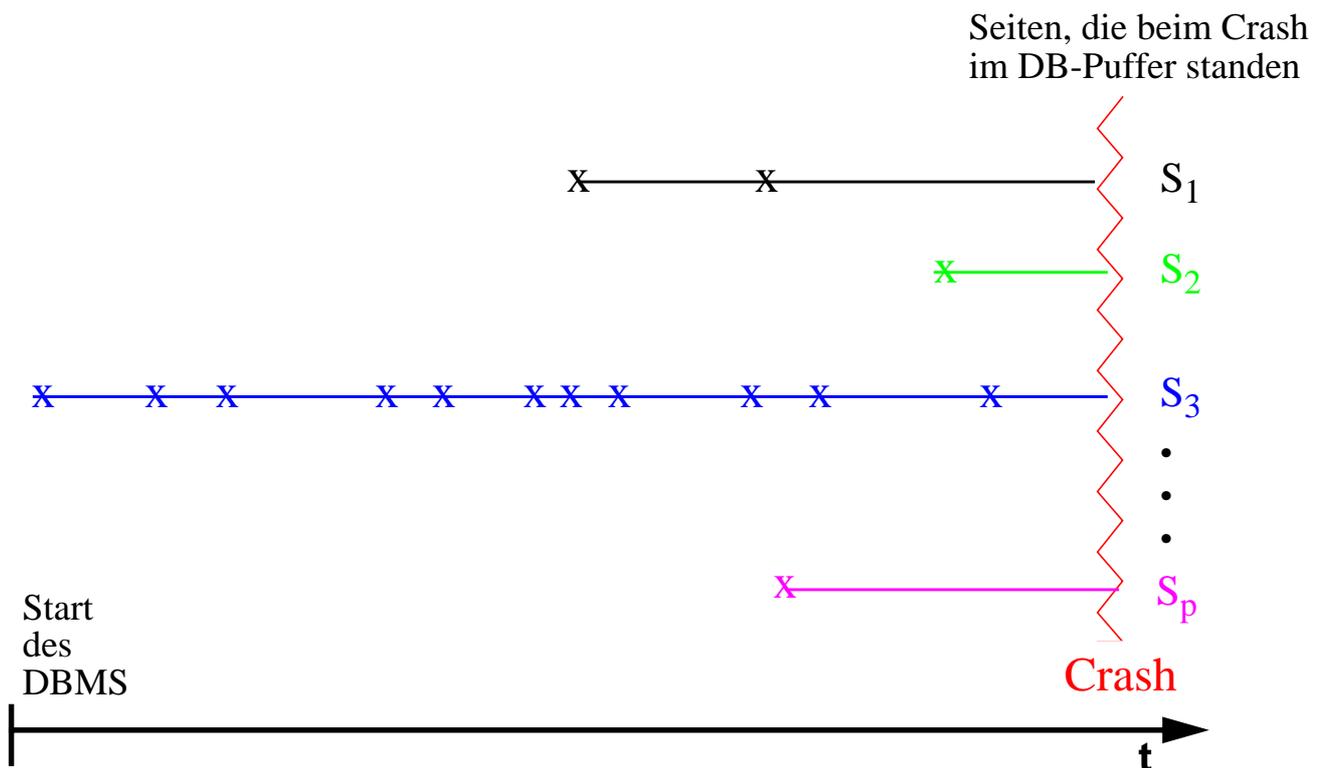


- In allen drei Verfahren wird der Benutzer **erst nach Schreiben des Commit-Satzes** auf Platte vom TA-Ende informiert

Sicherungspunkte (*Checkpoints*)

- **Sicherungspunkt**

- Maßnahme zur Begrenzung des Redo-Aufwandes nach Systemfehlern (Crash)
- Ohne Sicherungspunkte müssten potentiell alle Änderungen seit Start des DBMS wiederholt werden
- **besonders kritisch:** Hot-Spot-Seiten



- **Repräsentation in der Log-Datei**

- BEGIN_CHKPT-Satz
 - Sicherungspunktinformationen, u. a. Liste der aktiven TA
 - END_CHKPT-Satz
- Log-Adresse des letzten Sicherungspunktsatzes wird in spezieller Restart-Datei geführt

Arten von Sicherungspunkten

- **Direkte Sicherungspunkte**

- Alle geänderten Seiten im DB-Puffer werden in die permanente DB eingebracht
- Redo-Recovery beginnt bei letztem Sicherungspunkt
- Nachteil: lange „Totzeit“ des Systems, da während des Sicherungspunktes keine Änderungen durchgeführt werden können
- Problem wird durch große Hauptspeicher verstärkt
- *Transaktionskonsistente* oder *aktionskonsistente* Sicherungspunkte

- **Indirekte/Unscharfe Sicherungspunkte (Fuzzy Checkpoints)**

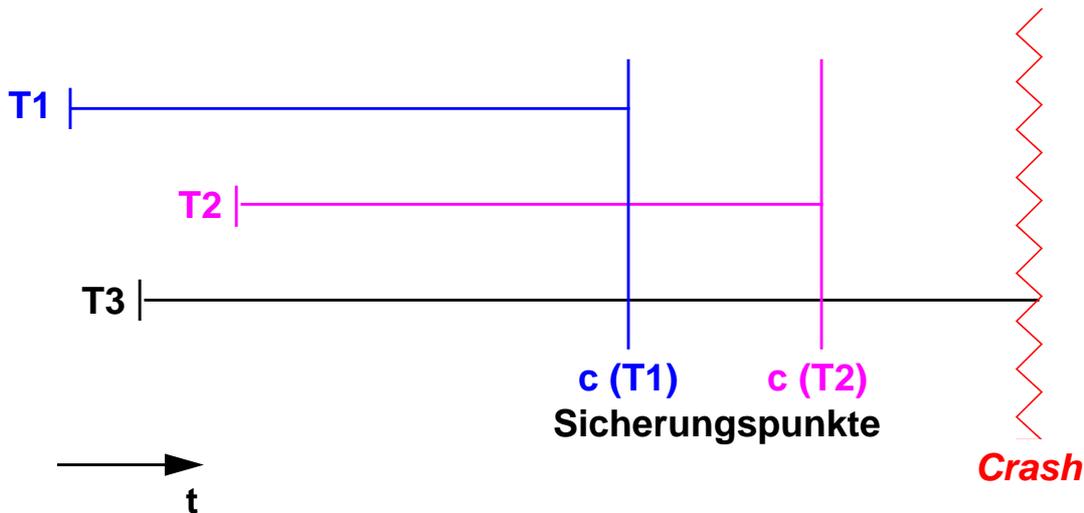
- kein Hinauszwingen geänderter Seiten
- Nur Statusinformationen (Pufferbelegung, Menge aktiver TA, offene Dateien usw.) werden in die Log-Datei geschrieben
- sehr geringer Sicherungspunktaufwand
- Redo-Informationen vor letztem Sicherungspunkt sind i. Allg. noch zu berücksichtigen
- Sonderbehandlung von Hot-Spot-Seiten

- **Sicherungspunkte und Einbringverfahren**

- **Atomic**: Zustand der permanenten DB beim Crash entspricht dem zum Zeitpunkt des letzten erfolgreichen Sicherungspunktes
- **Non-Atomic**: Zustand der permanenten DB enthält alle ausgeschriebenen (eingebrachten) Änderungen bis zum Crash

Transaktionsorientierte Sicherungspunkte

- **Force kann als spezieller Sicherungspunkttyp aufgefasst werden**
 - Nur die Seiten der TA, die Commit durchführt, werden ausgeschrieben
 - Sicherungspunkt bezieht sich immer auf genau eine TA
 - TOC = Transaction-Oriented Checkpoint \equiv Force



- **Eigenschaften**
 - EOT-Behandlung erzwingt das Ausschreiben aller geänderten Seiten der TA aus dem DB-Puffer
 - bei atomarer Einbringstrategie:
 - DB-Zustand zum Sicherungszeitpunkt bleibt bis zum nächsten erhalten
 - Unter welcher Bedingung bleibt die DB stets transaktionskonsistent?

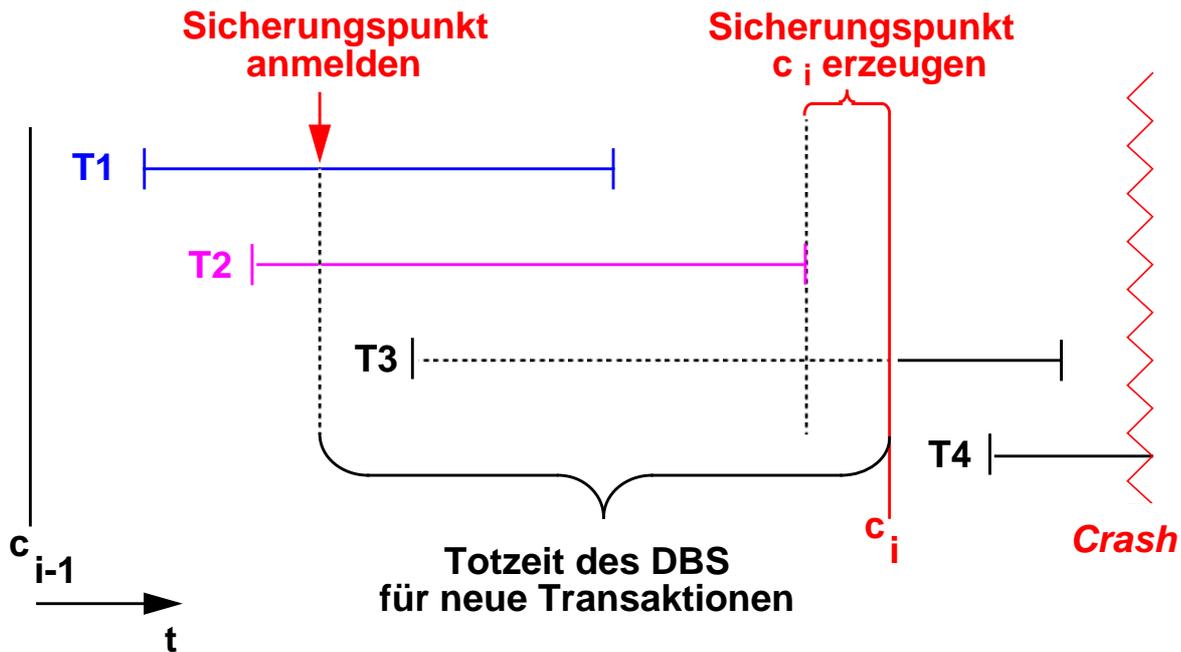
➔ **Zumindest bei nicht-atomarem Einbringen der Seiten ist Undo-Recovery vorzusehen (Steal)**

- **Abhängigkeit: Non-Atomic, Force => Steal**

Transaktionskonsistente Sicherungspunkte

- **Direkter Sicherungspunkt**

- Sicherungspunkt bezieht sich immer auf alle TA
- TCC = Transaction-Consistent Checkpoints (logisch konsistent)



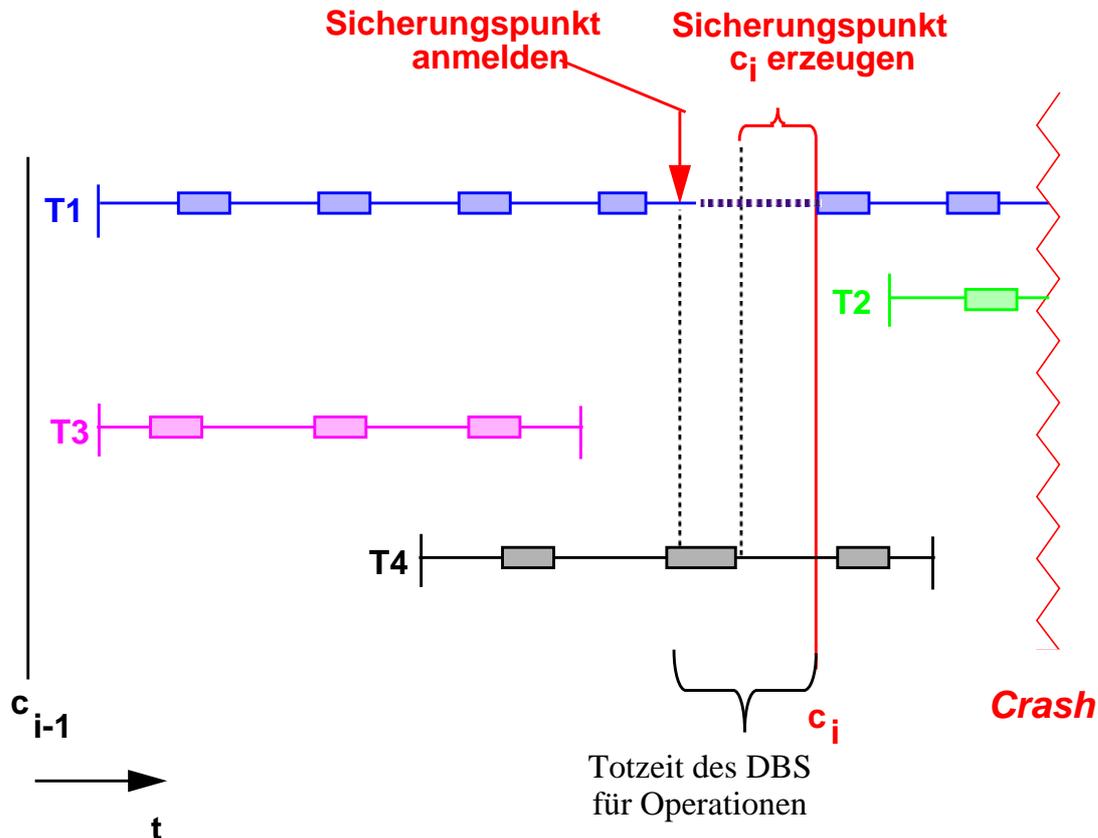
- **Eigenschaften**

- Ausschreiben ist bis zum Ende aller aktiven Änderungs-TA zu verzögern
- Neue Änderungs-TA müssen warten, bis Erzeugung des Sicherungspunkts beendet ist
- **Crash-Recovery startet bei letztem Sicherungspunkt (Firewall)**
- bei atomarer Einbringstrategie:
 - DB-Zustand zum Sicherungszeitpunkt bleibt bis zum nächsten erhalten und
 - ist stets transaktionskonsistent

Aktionskonsistente Sicherungspunkte

- **Direkter Sicherungspunkt**

- Sicherungspunkt bezieht sich immer auf alle TA
- ACC = Action Consistent Checkpoints (**speicherkonsistent**)



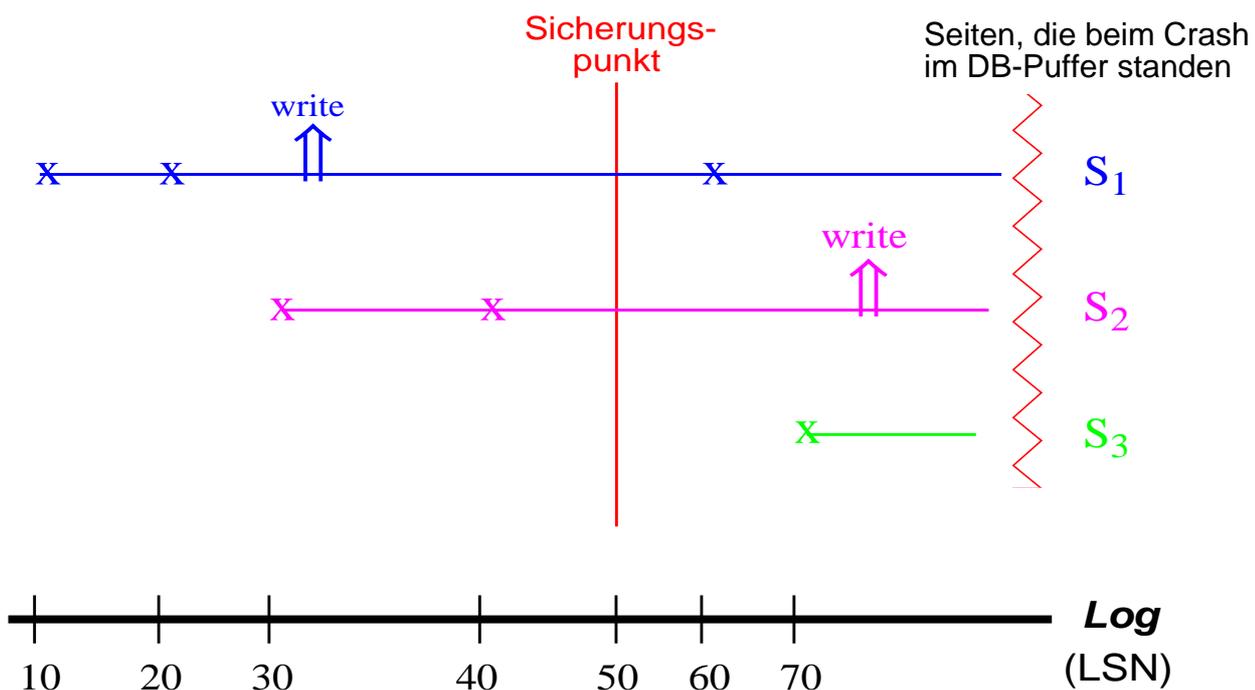
- **Eigenschaften**

- keine Änderungsanweisungen während des Sicherungspunktes
- geringere Totzeiten als bei TCC, dafür Verminderung der Qualität der Sicherungspunkte
- Crash-Recovery wird **nicht durch letzten Sicherungspunkt begrenzt**
- bei atomarer Einbringstrategie:
 - DB-Zustand zum Sicherungszeitpunkt bleibt bis zum nächsten erhalten
 - Crash-Recovery vom letzten Sicherungspunkt aus: R2 vorwärts und R3 rückwärts; Reihenfolge von R2- und R3-Recovery ist unerheblich

- **Abhängigkeit: ACC => Steal**

Unscharfe Sicherungspunkte (Fuzzy Checkpoints)

- **DB auf Platte bleibt ‚fuzzy‘, nicht aktionskonsistent**
 - ➔ nur bei Update-in-Place (Non-Atomic) relevant
- **Problem: Bestimmung der Log-Position, an der Redo-Recovery**
beginnen muss
 - DB-Pufferverwalter vermerkt sich zu jeder geänderten Seite StartLSN, d. h. Log-Satz-Adresse der ersten Änderung seit Einlesen von Platte
 - Redo-Recovery nach Crash beginnt bei MinDirtyPageLSN (= MIN(StartLSN))
- **Sicherungspunktinformation:**
MinDirtyPageLSN, Liste der aktiven TA und ihrer StartLSNs, . . .



- **Geänderte Seiten werden asynchron ausgeschrieben**
 - ggf. Kopie der Seite anlegen (für Hot-Spot-Seiten)
 - Seite ausschreiben
 - StartLSN anpassen / zurücksetzen

Test zur Fehlerbehandlung

Situation im Fehlerfall (Crash)	Datenseite bereits in die Datenbank eingebracht	Log-Satz bereits in die Log-Datei geschrieben	Transaktion	
			nicht beendet ggf. Zurücksetzung	abgeschlossen ggf. Wiederholung
1.	Nein	Nein		
2.	Nein	Ja		
3.	Ja	Nein		
4.	Ja	Ja		

Mögliche Antworten:

- Tue überhaupt nichts
- Benutze die Undo-Information und setze zurück
- Benutze die Redo-Information und wiederhole
- WAL-Prinzip verhindert diese Situation
- Zwei-Phasen-Commit-Protokoll verhindert diese Situation

Nutzung von LSNs

- **Seitenkopf von DB-Seiten enthält Seiten-LSN**

- Die „Herausforderung“ besteht darin, beim Restart zu entscheiden, ob für die Seite Recovery-Maßnahmen anzuwenden sind oder nicht (ob man den alten oder bereits den geänderten Zustand auf dem Externspeicher vorgefunden hat)

- Dazu wird auf jeder Seite B die LSN des jüngsten dieser Seite betreffenden Log-Eintrags L gespeichert ($\text{PageLSN}(B) := \text{LSN}(L)$)

- **Entscheidungsprozedur:**

Restart hat eine Redo- und eine Undo-Phase

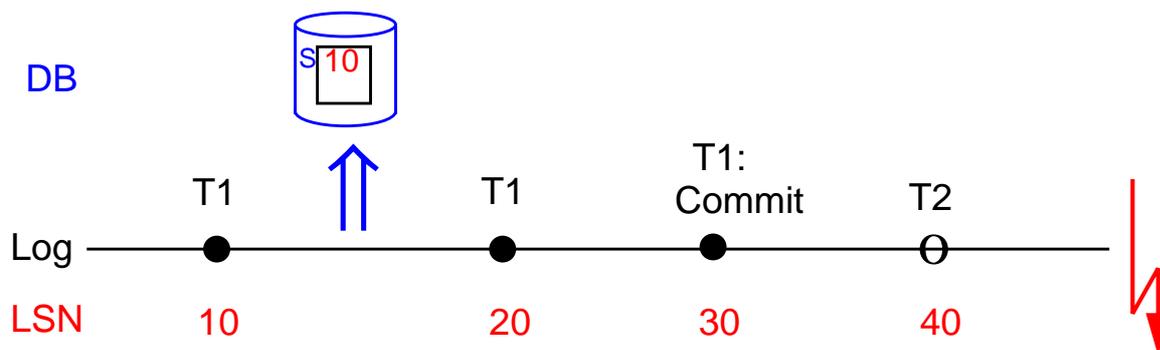
- **Redo** ist nur erforderlich, wenn

Seiten-LSN < LSN des Redo-Log-Satzes

- **Undo** ist nur erforderlich, wenn

Seiten-LSN \geq LSN des Undo-Log-Satzes

- **Vereinfachte Anwendung: Seitensperren**



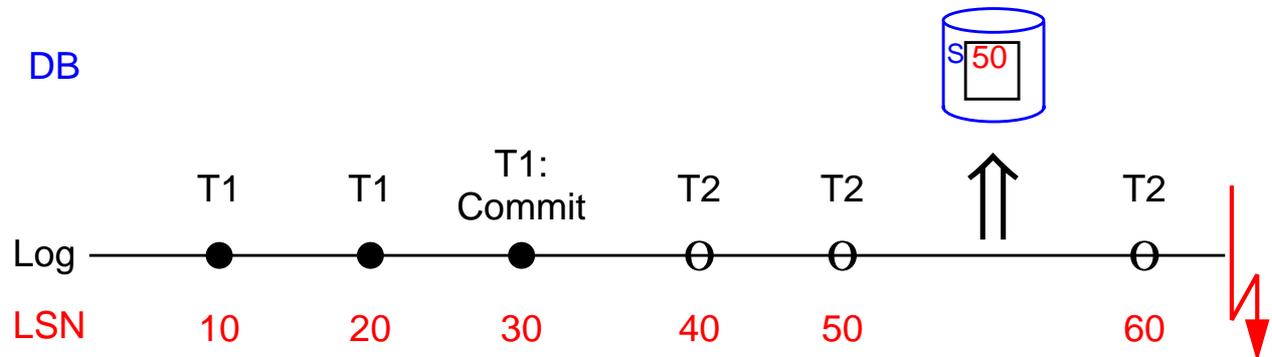
Redo von T1: $S(10) = T1(10) : -$
 $S(10) < T1(20) : \text{Redo, } S(20)$

Undo von T2: $S(20) < T2(40) : -$

➔ Seiten-LSN wird bei Redo aktualisiert (wächst monoton)

Nutzung von LSNs (2)

- Vereinfachte Anwendung: Seitensperren



Redo von T1: $S(50) > T1(10) : -$
 $S(50) > T1(20) : -$

Undo von T2: $S(50) < T2(60) : -$
 $S(50) \geq T2(50) : \text{Undo}$
 $S(50) \geq T2(40) : \text{Undo}$

➔ Was passiert bei Crash im Restart?

- Undo erfolgt in LIFO-Reihenfolge

- Undo muss speziell behandelt werden, so dass wiederholte Ausführung zum gleichen Ergebnis führt (**Idempotenz**)
- Zustandslogging und LIFO-Reihenfolge gewährleisten Idempotenz

➔ Allgemeinere Lösung:

Kompensation von Undo wird später eingeführt

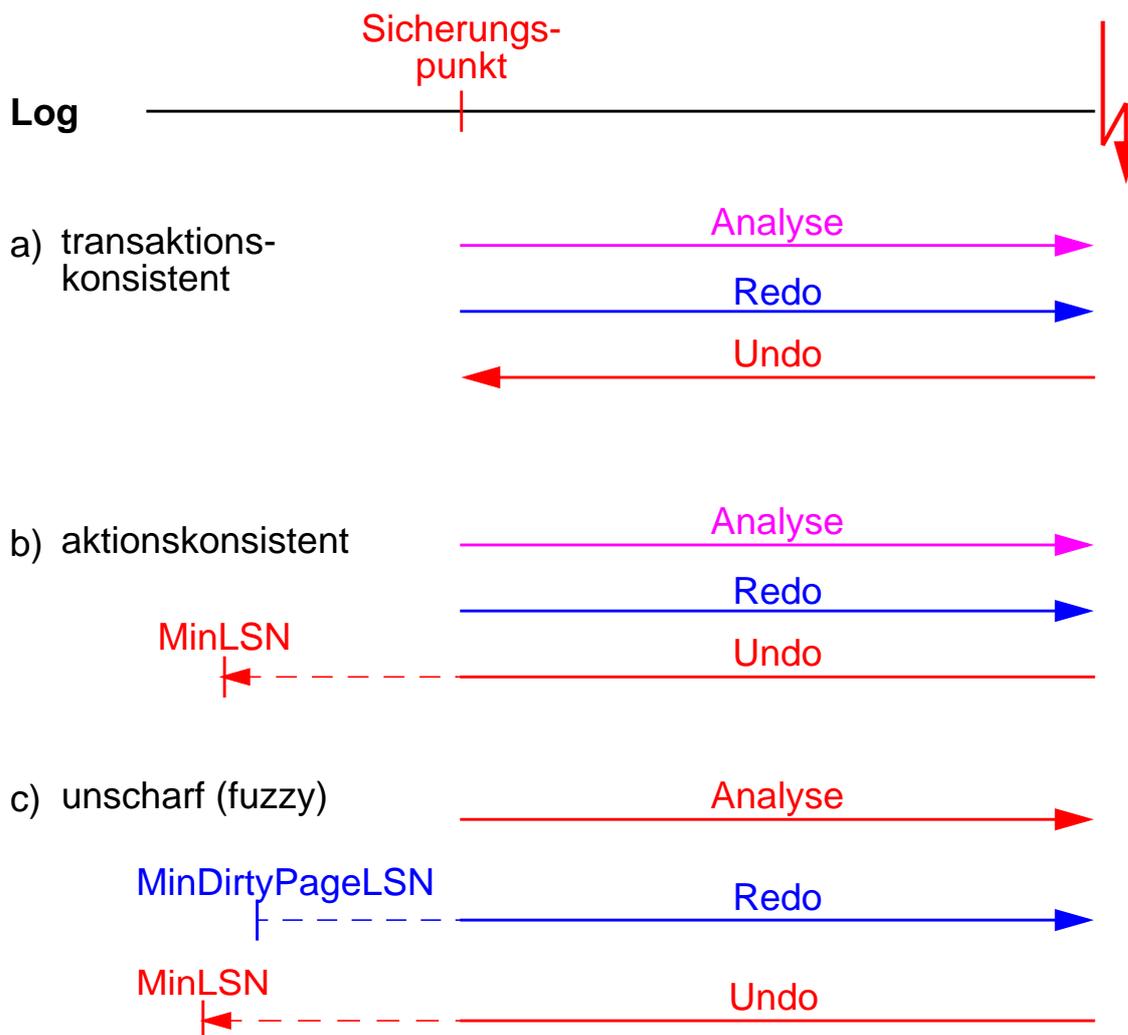
Crash-Recovery

- **Ziel:** Herstellung des jüngsten transaktionskonsistenten DB-Zustandes aus permanenter DB und temporärer Log-Datei
- **Bei Update-in-Place (Non-Atomic):**
 - Zustand der permanenten DB nach Crash unvorhersehbar („chaotisch“)
 - ↳ nur physische Logging-Verfahren anwendbar
 - Ein Block der permanenten DB ist entweder
 - aktuell oder
 - veraltet (NoForce) ↳ Redo oder
 - ‚schmutzig‘ (Steal) ↳ Undo
- **Bei Atomic:**
 - Permanente DB entspricht Zustand des letzten erfolgreichen Einbringens (Sicherungspunkt)
 - zumindest aktionskonsistent
 - ↳ DML-Befehle ausführbar (logisches Logging)
 - **Force:** kein Redo
 - **NoForce:**
 - a) transaktionskonsistentes Einbringen
 - ↳ Redo, jedoch kein Undo
 - b) aktionskonsistentes Einbringen
 - ↳ Undo + Redo

Allgemeine Restart-Prozedur

- Temporäre Log-Datei wird 3-mal gelesen

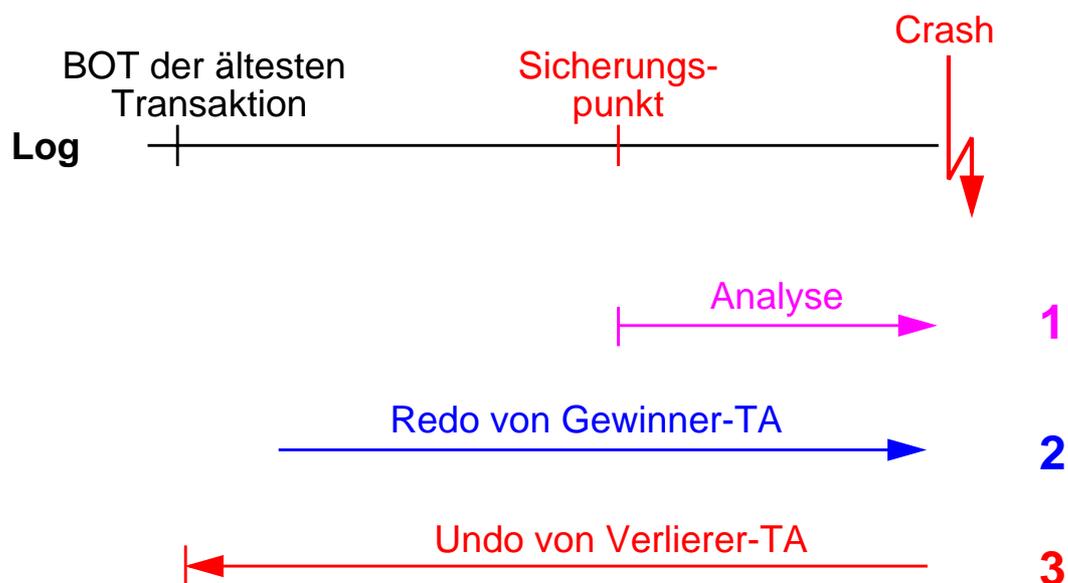
1. **Analyse-Phase** (vom letzten Sicherungspunkt bis zum Log-Ende):
Bestimmung von **Gewinner-** und **Verlierer-TA** sowie der Seiten, die von ihnen geändert wurden
2. **Redo-Phase:**
Vorwärtslesen des Log: Startpunkt abhängig vom Sicherungspunkttyp: **Selektives Redo** bei Seitensperren (redo winners) oder **vollständiges Redo** (repeating history) möglich
3. **Undo-Phase:**
Rücksetzen der Verlierer-TA durch Rückwärtslesen des Logs bis zum BOT-Satz der ältesten Verlierer-TA



Restart-Prozedur bei Update-in-Place

- **Attribute: Non-Atomic, Steal, NoForce, Fuzzy Checkpoint**

1. **Analyse-Phase** (vom letzten Sicherungspunkt bis zum Log-Ende):
2. **Redo-Phase:**
Startpunkt abhängig vom Sicherungspunkttyp: hier MinDirtyPageLSN
Selektives Redo: nur Wiederholung der Änderungen der Gewinner-TA
3. **Undo-Phase:**
Rücksetzen der Verlierer-TA bis MinLSN



- **Aufwandsaspekte**

- Für Schritt 2 und 3 sind betroffene DB-Seiten einzulesen
- LSN der Seiten zeigen, ob Log-Informationen anzuwenden sind
- Am Ende sind alle geänderten Seiten wieder auszuschreiben, bzw. es wird ein Sicherungspunkt erzeugt

Redo-Recovery

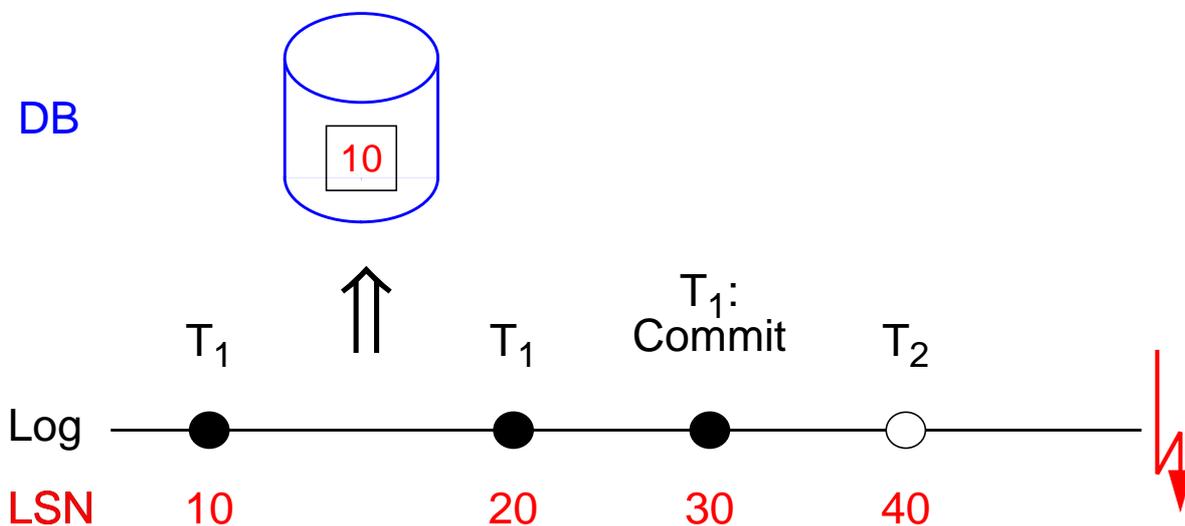
- **Physiologisches und physisches Logging:**

Notwendigkeit einer Redo-Aktion für Log-Satz L wird über PageLSN der betroffenen Seite B angezeigt

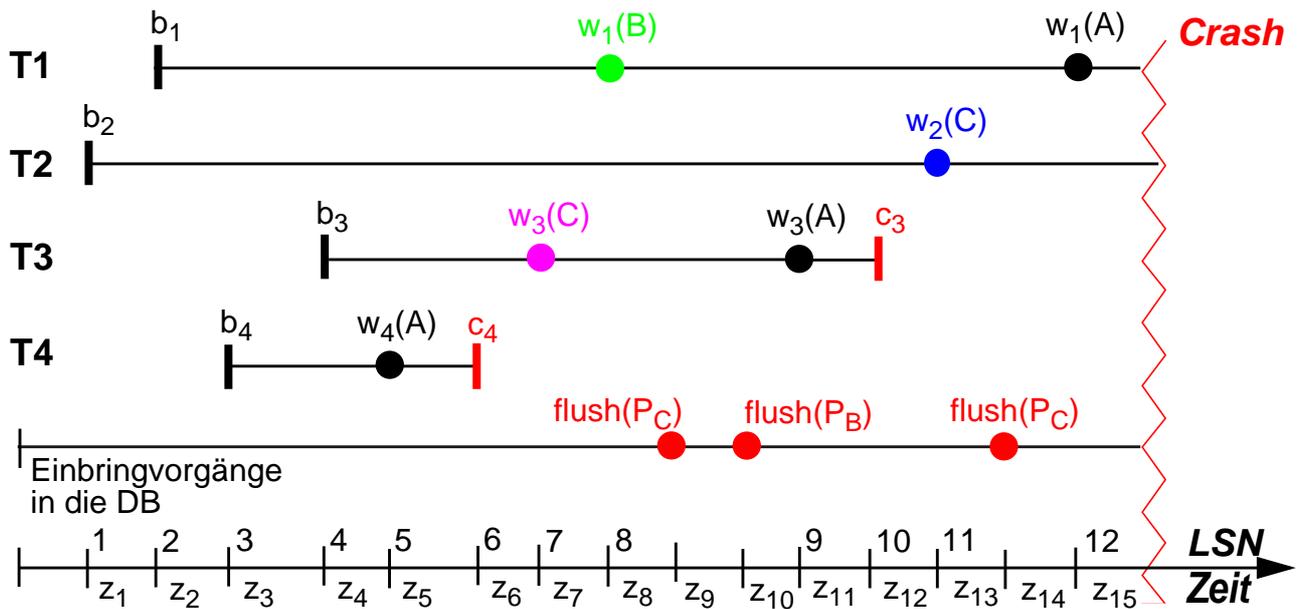
```
if (B nicht gepuffert) then (lies B in den Hauptspeicher ein);  
if LSN (L) > PageLSN (B) then do;  
    Redo (Änderung aus L);  
    PageLSN (B) := LSN (L);  
end;
```

- **Wiederholte Anwendung des Log-Satzes**

- (z. B. nach mehrfachen Fehlern) erhält Korrektheit (Redo-Idempotenz)
- Wie verläuft die Recovery bei Crashes während des Restart?



Restart – Beispiel



Zeit	Aktion	Änderung im DB-Puffer (Seite, LSN)	Änderung in der DB (Seite, LSN)	Log-Puffer: (LSN, TAID, Log-Info, PrevLSN)	Log-Datei: zugefügte Einträge (LSNs)
z ₁	b ₂			1, T ₂ , BOT, 0	
z ₂	b ₁			2, T ₁ , BOT, 0	
z ₃	b ₄			3, T ₄ , BOT, 0	
z ₄	b ₃			4, T ₃ , BOT, 0	
z ₅	w ₄ (A)	P _A , 5		5, T ₄ , U/R(A), 3	
z ₆	c ₄			6, T ₄ , EOT, 5	1, 2, 3, 4, 5, 6
z ₇	w ₃ (C)	P _C , 7		7, T ₃ , U/R(C), 4	
z ₈	w ₁ (B)	P _B , 8		8, T ₁ , U/R(B), 2	
z ₉	flush(P _C)		P _C , 7		7, 8
z ₁₀	flush(P _B)		P _B , 8		
z ₁₁	w ₃ (A)	P _A , 9		9, T ₃ , U/R(A), 7	
z ₁₂	c ₃			10, T ₃ , EOT, 9	9, 10
z ₁₃	w ₂ (C)	P _C , 11		11, T ₂ , U/R(C), 1	
z ₁₄	flush(P _C)		P _C , 11		11
z ₁₅	w ₁ (A)	P _A , 12		12, T ₁ , U/R(A), 8	

„We will meet again if your memory serves you well.“ (Bob Dylan)

Restart – Beispiel (2)

- **Annahme:** Zu Beginn seien alle Seiten-LSNs auf Null gesetzt⁶
- **Analyse-Phase:** Gewinner-TA: T_3, T_4
 Verlierer-TA: T_1, T_2
 Relevante Seiten: P_A, P_B, P_C

Im Restart-Beispiel ändert nie mehr als eine TA gleichzeitig in einer Seite, was einem Einsatz von Seitensperren entspricht. Deshalb ist **Selektives Redo**, also nur das Redo der Gewinner-TA, ausreichend.

- **Redo-Phase: Log-Sätze für T_3 und T_4 vorwärts prüfen**

TA	Seite	Seiten-LSN	Log-Satz-LSN	Aktion
T_4	P_A			
T_3	P_C			
T_3	P_A			

(Redo nur, wenn Seiten-LSN < Log-Satz-LSN)

➔ **Seiten-LSNs wachsen monoton**

- **Undo-Phase: Log-Sätze für T_1 und T_2 rückwärts prüfen**

TA	Seite	Seiten-LSN	Log-Satz-LSN	Aktion
T_1	P_A	9	12	Kein Undo, ohnehin nicht in Log-Datei
T_2	P_C			
T_1	P_B			

(Undo nur, wenn Seiten-LSN \geq Log-Satz-LSN)

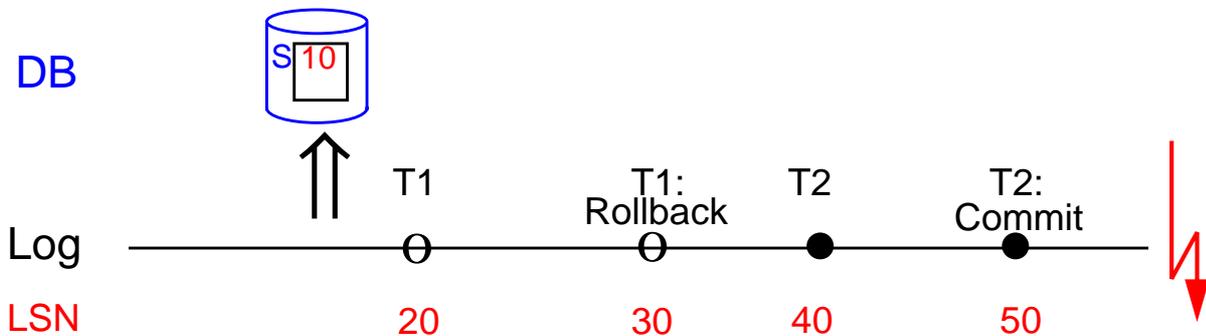
➔ **Wegen der Seitensperren gibt es auf einer Seite keine Interferenz zwischen Redo- und Undo-Aktionen. Zustands-Logging sichert Undo-Idempotenz!**

6. „This we know. All things are connected.” (Chief Seattle)

Probleme bei LSN-Verwendung für Undo

- **Problem 1: Rücksetzungen von TA**

Bisherige LSN-Verwendung führt zu Problemen in der Undo-Phase bei vorherigem Rollback



Redo von T2:

$S(10) < T2(40)$: Redo, $S(40)$

Undo von T1:

$S(40) > T1(20)$: Undo, **Fehler!**

- **Bemerkung:**

- Es wird Änderung 20 zurückgesetzt, obwohl sie gar nicht in der Seite S vorliegt
- Zuweisung von LSN = 20 zu S verletzt Monotonieforderung für Seiten-LSNs
(Was passiert bei Crash nach Zuweisung?)

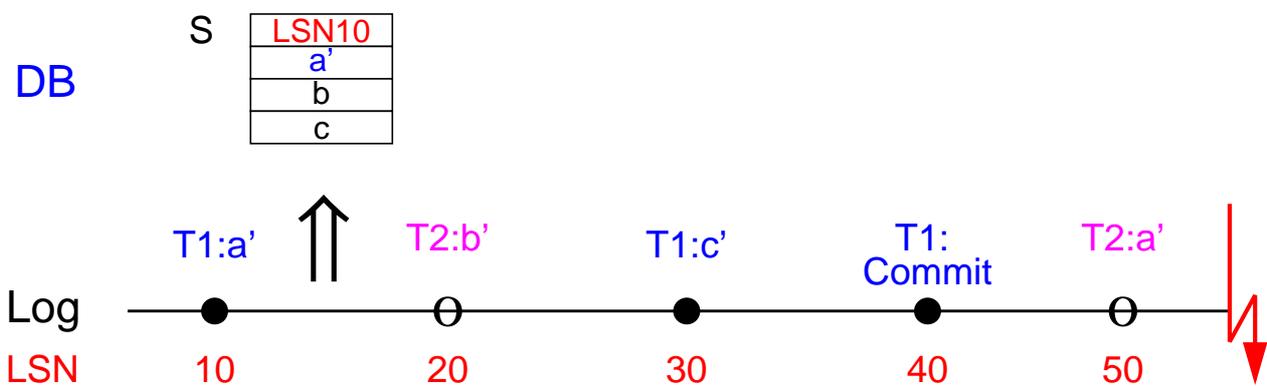
Probleme bei LSN-Verwendung für Undo (2)

- **Problem 2: Satzsperrn**

- Ausgangszustand der Seite S

S	LSN 5
	a
	b
	c

- T1 und T2 ändern gleichzeitig in Seite S



Redo von T1:

$S(10) \geq T1(10)$: kein Redo

$S(10) < T1(30)$: Redo, S(30)

Undo von T2 (LIFO):

$S(30) < T2(50)$: kein Undo

$S(30) > T2(20)$: Undo, **Fehler!**

➔ **Allgemeinere Behandlung des Undo erforderlich !**

Fehlertoleranz des Restart

- **Forderung: Idempotenz des Restart**

$$\text{Undo}(\text{Undo}(\dots(\text{Undo}(A))\dots)) = \text{Undo}(A)$$

$$\text{Redo}(\text{Redo}(\dots(\text{Redo}(A))\dots)) = \text{Redo}(A)$$

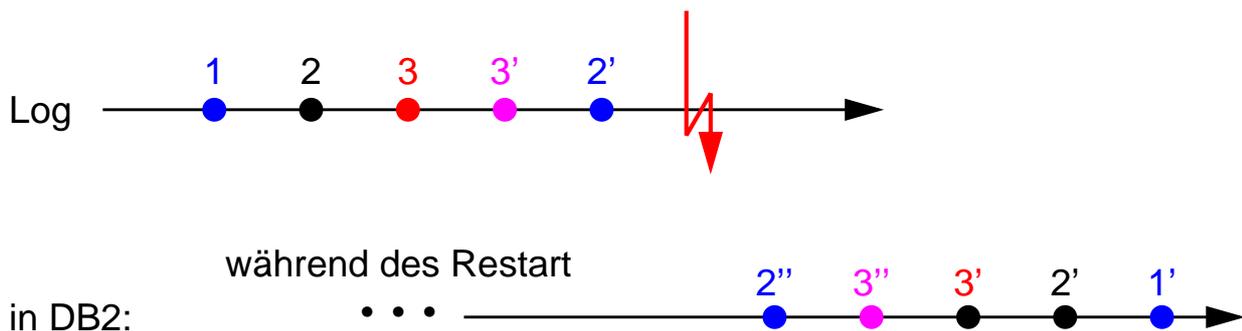
- Idempotenz der Redo-Phase wird dadurch erreicht, dass LSN des Log-Satzes, für den ein Redo tatsächlich ausgeführt wird, in die Seite eingetragen wird.

Redo-Operationen erfordern **keine zusätzliche Protokollierung**

- **Seiten-LSNs müssen monoton wachsen.** Deshalb kann in der Undo-Phase nicht entsprechend verfahren werden.
- Gewährleistung der Idempotenz der Undo-Phase erfordert ein neues Konzept: **CLR = Compensation Log Record**

- **Logging**

- Änderungen der DB sind durch Log-Einträge abzusichern – und zwar im Normalbetrieb und beim Restart!
- Was passiert im Fall eines Crash beim Undo?
Aktionen 1-3 sollen zurückgesetzt werden: I' ist CLR für I und I'' ist CLR für I'



➔ **Problem von kompensierenden Kompensationen!**

➔ **Crash bei Restart!?**

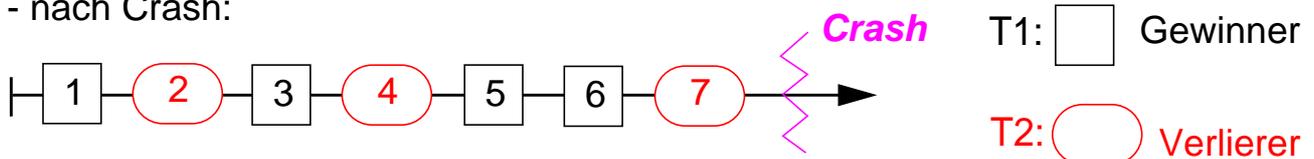
Compensation Log Records (CLR)

- **Optimierte Lösung**

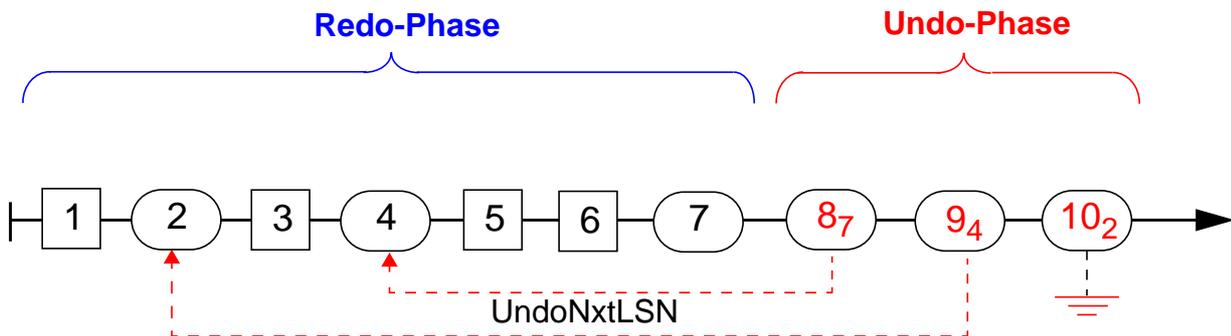
- Einsatz von CLR bei allen Undo-Operationen: Rollback und Undo-Phase
- in der Redo-Phase: **Vollständiges Redo** von Gewinnern und Verlierern („repeating history“)

- **Schematische Darstellung der Log-Datei**

- nach Crash:



- nach vollständigem Restart:

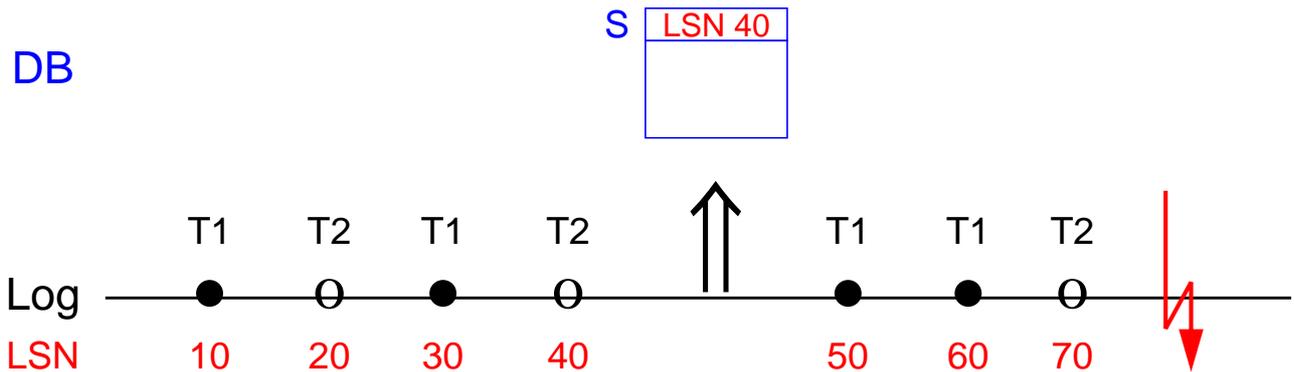


- Die Redo-Information eines CLR entspricht der während der Undo-Phase ausgeführten Undo-Operation
- CLR-Sätze werden bei erneutem Restart benötigt (nach Crash beim Restart). Ihre Redo-Information wird während der **Redo-Phase** angewendet. Dabei werden Seiten-LSNs geschrieben.
➔ **Die Redo-Phase ist idempotent!**
- CLR benötigen keine Undo-Information, da sie während nachfolgender Undo-Phasen übersprungen werden (UndoNxtLSN)

CLR (2)

- **Detaillierung des Beispiels**

- T1 Gewinner, T2 Verlierer
- Alle Änderungen betreffen Seite S
- Zustand nach Crash 1:



Repeating History: S(40) > T1(10) : -

...

S(40) ≥ T2(40) : -

S(40) < T1(50) : Redo, S(50)

S(50) < T1(60) : Redo, S(60)

S(60) < T2(70) : Redo, S(70)

Undo von T2:

CLR(80) : Kompensieren von T2(70), S(80)

Schreiben von S in die DB (Flush S)

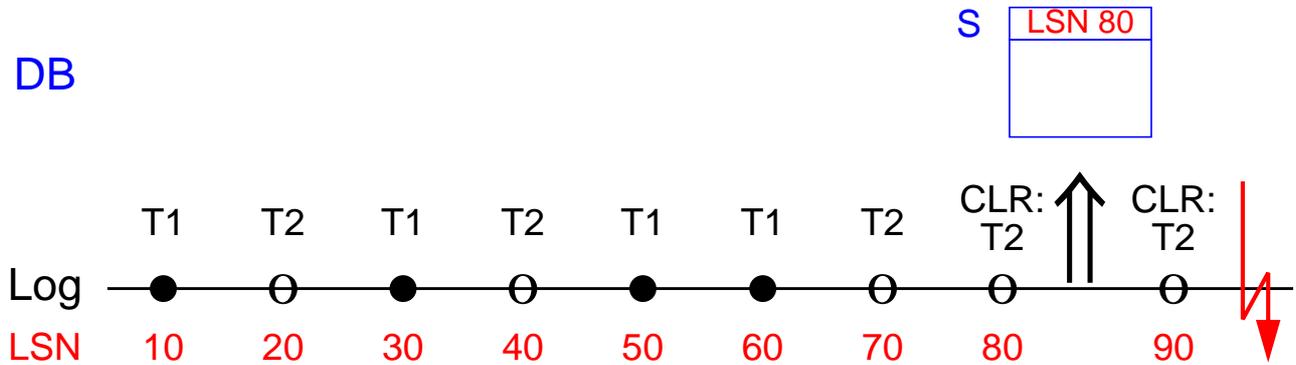
CLR(90) : Kompensieren von T2(40), S(90)

Crash

CLR (3)

- Fortsetzung des Beispiels

- Zustand nach Crash 2:



Repeating History: S(80) > T1(10) : -
...
S(80) > T2(70) : -
CLR(80) : -
CLR(90) : Kompensieren von T2(40), S(90)

Undo von T2:

CLR(100) : Kompensieren von T2(20), S(100)

erfolgreiches Ende!

Restart-Prozedur bei Update-in-Place

- **Attribute: Non-Atomic, Steal, NoForce, Fuzzy Checkpoint**

1. **Analyse-Phase** (vom letzten Sicherungspunkt bis zum Log-Ende):

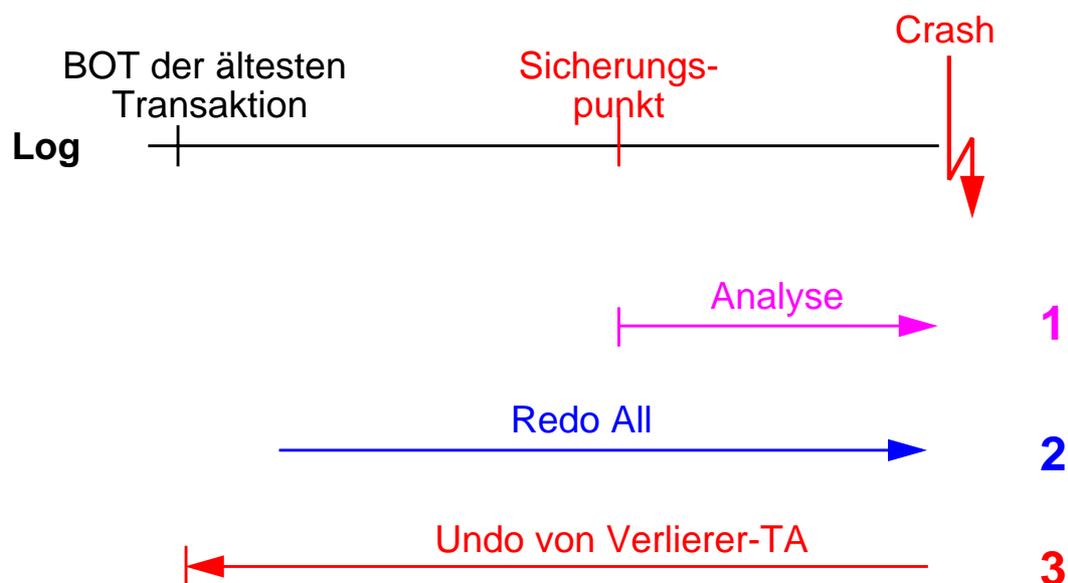
2. **Redo-Phase:**

Startpunkt abhängig vom Sicherungspunkttyp: hier MinDirtyPageLSN

Vollständiges Redo oder **Repeating History**: Wiederholung aller Änderungen (auch von Verlierer-TA), falls erforderlich

3. **Undo-Phase:**

Rücksetzen der Verlierer-TA bis MinLSN



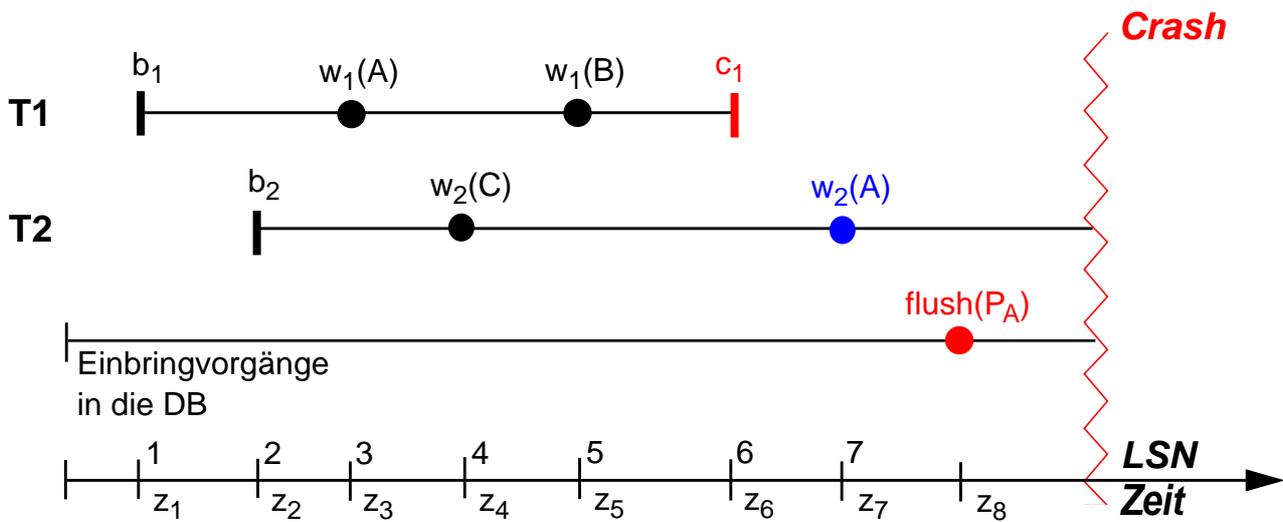
- **Umsetzung durch ARIES⁷**

(Algorithm for Recovery and Isolation Exploiting Semantics)

- entwickelt von C. Mohan et al. (IBM Almaden Research)
- realisiert in einer Reihe von kommerziellen DBS

7. C. Mohan, Donald J. Haderle, Bruce G. Lindsay, Hamid Pirahesh, Peter M. Schwarz:
ARIES: A Transaction Recovery Method Supporting Fine-Granularity Locking and Partial Rollbacks Using Write-Ahead Logging, in: ACM Transactions on Database Systems 17:1, 1992, 94-162

Restart – Beispiel 2



Zeit	Aktion	Änderung im DB-Puffer (Seite, LSN)	Änderung in der DB (Seite, LSN)	Log-Puffer: (LSN, TAID, Log-Info, PrevLSN)	Log-Datei: zugefügte Einträge (LSNs)
z ₁	b ₁			1, T ₁ , BOT, 0	
z ₂	b ₂			2, T ₂ , BOT, 0	
z ₃	w ₁ (A)	P _A , 3		3, T ₁ , U/R(A), 1	
z ₄	w ₂ (C)	P _C , 4		4, T ₂ , U/R(C), 2	
z ₅	w ₁ (B)	P _B , 5		5, T ₁ , U/R(B), 3	
z ₆	c ₁			6, T ₁ , EOT, 5	1, 2, 3, 4, 5, 6
z ₇	w ₂ (A)	P _A , 7		7, T ₂ , U/R(A), 4	
z ₈	flush(P _A)		P _A , 7		7

Restart – Beispiel 2 (2)

- **Annahme:** Zu Beginn seien alle Seiten-LSNs auf Null gesetzt
- **Analyse-Phase:**

Gewinner-TA: T_1

Verlierer-TA: T_2

Relevante Seiten: P_A, P_B, P_C

Im Restart-Beispiel 2 wird **Vollständiges Redo** durchgeführt.

Zur Gewährleistung der Idempotenz der Undo-Operationen wird für jede ausgeführte Undo-Operation ein CLR mit folgender Struktur angelegt:
[LSN, TAID, PageID, Redo, PrevLSN, UndoNextLSN]

- **Redo-Phase: Log-Sätze aller TA (T_1, T_2) vorwärts prüfen**

TA	Seite	Seiten-LSN	Log-Satz-LSN	Aktion
T_1	P_A	7	3	Kein Redo
T_2	P_C	0 --> 4	4	Redo
T_1	P_B	0 --> 5	5	Redo
T_2	P_A	7	7	Kein Redo

(Redo nur, wenn Seiten-LSN < Log-Satz-LSN)

- **Undo-Phase:**

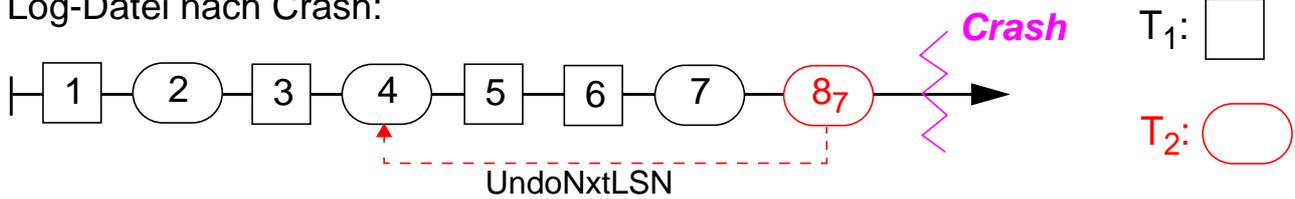
Log-Sätze der Verlierer-TA T_2 sind rückwärts unabhängig von Seiten-LSN zu prüfen. Für **jeden Log-Satz wird die zugehörige Undo-Operation** durchgeführt und mit einem **CLR** in der Log-Datei vermerkt

TA	Log-Satz-LSN	Aktion
T_2	7	Undo und lege CLR [8, T_2 , P_A , U(A), 7, 4] an
T_2	4	Undo und lege CLR [9, T_2 , P_C , U(C), 8, 2] an
T_2	2	Undo und lege CLR [10, T_2 , -, -, 9, 0] an

Restart – Beispiel 2 (3)

- Annahme:** Crash während des Restart

Log-Datei nach Crash:



- Analyse-Phase:** dito

- Redo-Phase:**

Log-Sätze aller TA (T_1 , T_2) inkl. CLR's vorwärts prüfen.

Für jedes CLR wird jeweils Redo ausgeführt

TA	Seite	Seiten-LSN	Log-Satz-LSN	Aktion
T_1	P_A	7	3	Kein Redo
T_2	P_C	4	4	Kein Redo
T_1	P_B	5	5	Kein Redo
T_2	P_A	7	7	Kein Redo
T_2	P_A			Redo: mit U(A) kompensiert

- Undo-Phase:**

Log-Sätze der Verlierer-TA T_2 (inkl. CLR's) sind rückwärts unabhängig von Seiten-LSN prüfen. Für **jeden Log-Satz wird die zugehörige Undo-Operation** durchgeführt und mit einem **CLR** in der Log-Datei vermerkt

TA	Log-Satz-LSN	Aktion
T_2	8	UndoNxtLSN = 4, dann weiter mit 4. Log-Satz (7. Log-Satz wird übersprungen, da er bereits mit dem 8. kompensiert wurde)
T_2	4	Undo und lege CLR [9, T_2 , P_C , U(C), 8, 2] an
T_2	2	Undo und lege CLR [10, T_2 , -, -, 9, 0] an

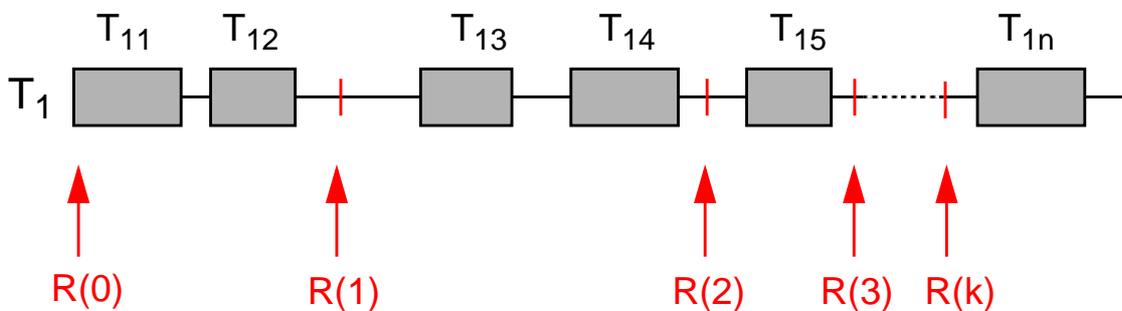
Zurücksetzen von Transaktionen

- **Transaktions-Recovery**

- Zurücksetzen einer TA im laufenden DB-Betrieb
- Nutzung der PrevLSN-Kette im temporären Log
- Schreiben von optimierten CLR, um mehrfaches Rücksetzen bei Restart zu vermeiden

- **Erweiterung zum partiellen Zurücksetzen innerhalb einer TA (R0)**

- Voraussetzung: **transaktionsinterne Rücksetzpunkte** (Savepoints)



■ = atomarer Transaktionsschritt T_{1i}

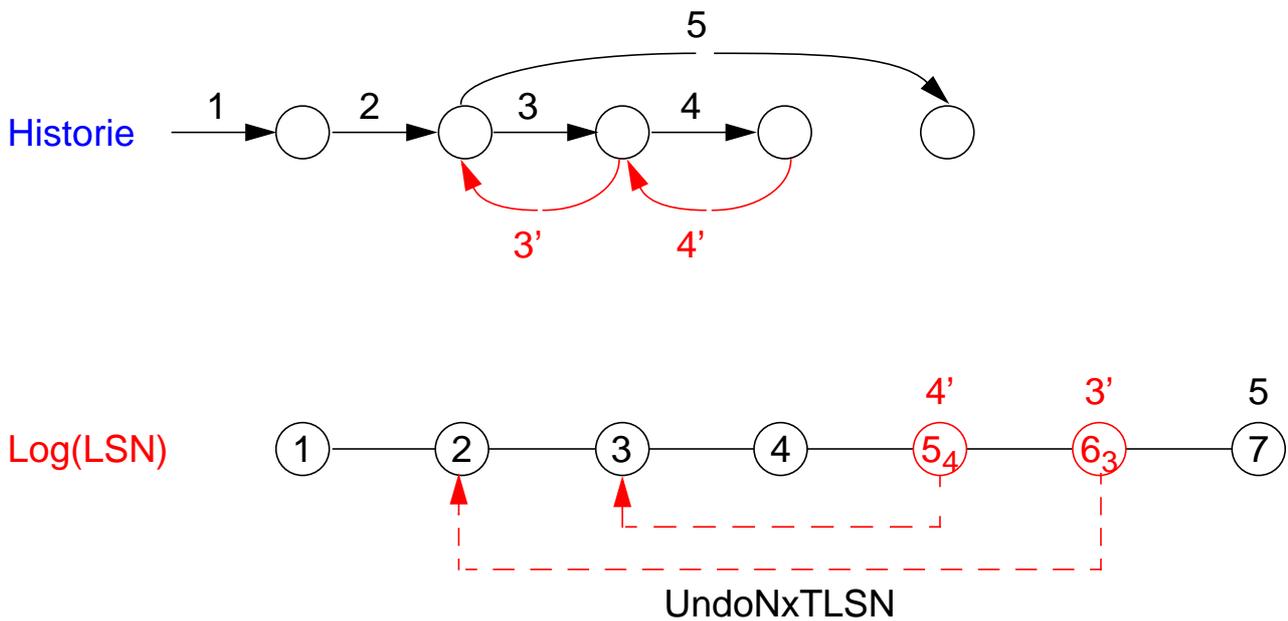
$R(i)$ = i -ter Rücksetzpunkt

$T_1 = (T_{11}, T_{12}, \dots, T_{1n})$

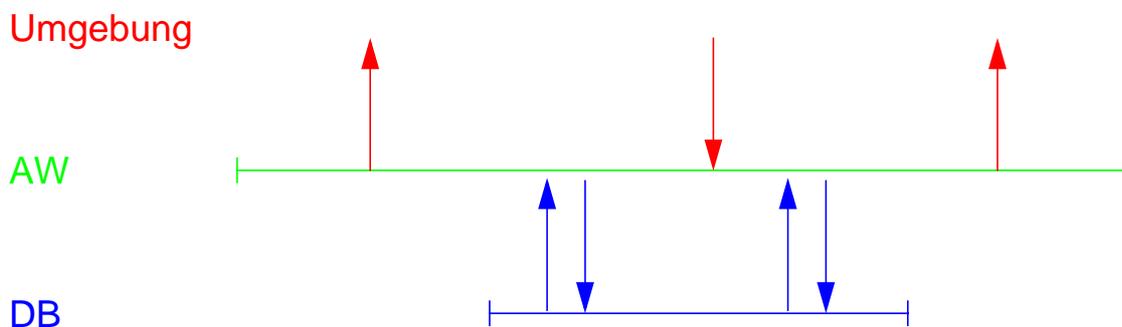
- Zusätzliche Operationen: Save $R(i)$
Restore $R(j)$
- Protokollierung aller Änderungen, Sperren, Cursor-Positionen usw.
- **Undo-Operation** bis $R(j)$ in LIFO-Reihenfolge

Zurücksetzen von Transaktionen (2)

- Partielles Zurücksetzen einer TA



- Rücksetzpunkte** müssen vom DBS sowie vom Laufzeitsystem der Programmiersprache unterstützt werden
 - Derzeitige Implementierungen bieten keine Unterstützung von persistenten *Savepoints*!
 - Nach Systemfehler wird TA vollständig zurückgesetzt



Die Zehn Gebote⁸

Allgemeine Regeln

- I. Recovery mit Übergangs-Logging setzt einen konsistenten DB-Zustand (bezüglich der protokollierten Operationen) zum Zeitpunkt der Recovery-Aktionen voraus.
- II. Das Sperrgranulat muss mindestens so groß wie das Log-Granulat sein.
- III. Nicht-atomare Einbringstrategien erfordern beim Restart erst Redo- bzw. Redo-All- (R2) und dann Undo-Recovery (R3). Bei atomaren Einbringstrategien ist dagegen die Reihenfolge von Undo- und Redo-Recovery unerheblich.

Regeln für Undo-Recovery

- IV. Zustands-Logging erfordert ein WAL-Verfahren (wenn Seiten vor Commit in die DB eingebracht werden).
- V. Für nicht-atomare Einbringstrategien ist Übergangs-Logging bei Redo- und Undo-Recovery generell nicht anwendbar.
- VI. Wenn das Log-Granulat kleiner als die Transporteinheit (Blockgröße) des Systems ist, kann ein Systemfehler Medien-Recovery (R4) erfordern.
- VII. Partielles Zurücksetzen innerhalb einer TA (R0) verletzt potenziell das 2PL-Protokoll (Programmierdisziplin erforderlich).

Regeln für Redo-Recovery

- VIII. Log-Information für Redo-Recovery muss unabhängig von den Maßnahmen für Undo-Recovery gesammelt werden.
- IX. Log-Information für Redo-Zwecke muss spätestens in Phase 1 von Commit geschrieben werden.
- X. Um die Wiederholbarkeit der Ergebnisse aller Transaktionen bei der Redo-Recovery mit logischem Übergangs-Logging zu garantieren, müssen ihre Änderungen transaktionsweise (im Einbenutzer-Modus) in der ursprünglichen Commit-Reihenfolge nachvollzogen werden.

8. Härder, T., Reuter, A.: A Systematic Framework for the Description of Transaction-Oriented Logging and Recovery Schemes, Interner Bericht DVI 79-4, FG Datenverwaltungssysteme I, TH Darmstadt, Dez. 1979

Medien-Recovery⁹

- **Spiegelplatten**

- schnellste und einfachste Lösung
- hohe Speicherkosten
- Doppelfehler nicht auszuschließen

- **Alternative: Archivkopie + Archiv-Log**

- **Archivkopie + Archiv-Log sind längerfristig verfügbar zu halten**
(auf Band)

- ↳ **Problem von Alterungsfehlern**

- Führen von Generationen der Archivkopie
- Duplex-Logging für Archiv-Log



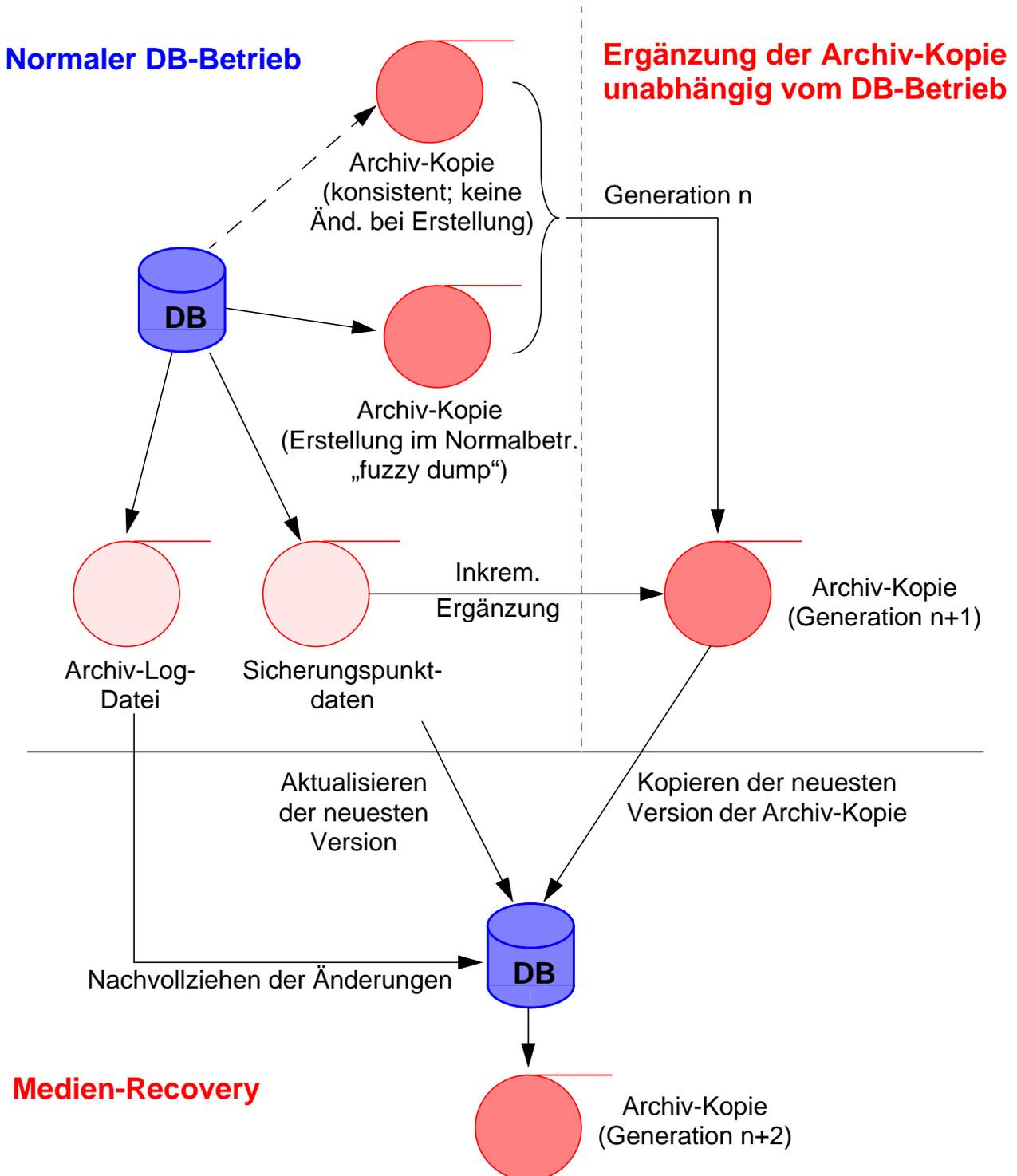
- **Ableitung von Archivdaten**

- Sammlung sehr großer Datenvolumina als nachgelagerter Prozess
- Archiv-Log kann offline aus temporärer Log-Datei abgeleitet werden
- Erstellung von Archivkopien und Archiv-Log erfolgt segmentorientiert

9. „Don't worry, be happy.” (Bobby McFerrin)

Medien-Recovery – Ein Szenarium

- Komponenten der Medien-Recovery



Optimierung der Erstellung der Archiv-Kopie durch inkrementelle Ergänzung mit Daten von Sicherungspunkten und ggf. Archiv-Log

Erstellung der Archivkopie

- **Anhalten des Änderungsbetriebs** zur Erstellung einer DB-Kopie
i. Allg. nicht tolerierbar

- **Alternativen:**

a) Incremental Dumping

- Ableiten neuer Generationen aus „Urkopie“
- nur Änderungen seit der letzten Archiv-Kopie protokollieren
- Offline-Erstellung einer aktuelleren Kopie

b) Online-Erstellung einer Archivkopie

(parallel zum Änderungsbetrieb)

- **Unterschiedliche Konsistenzgrade:**

b1) Fuzzy Dump

- Kopieren der DB im laufenden Betrieb, kurze Lesesperren
- bei Medienfehler Archiv-Log ab Beginn der Dump-Erstellung anzuwenden

b2) Aktionskonsistente Archivkopie

(Voraussetzung bei logischem Operations-Logging)

b3) Transaktionskonsistente Archivkopie

(Voraussetzung bei logischem Transaktions-Logging)

- **Black-/White-Verfahren**
- **Copy-on-Update-Verfahren**

Black-/White-Verfahren¹⁰

- **Spezieller Dump-Prozess zur Erstellung der Archiv-Kopie**

→ **Erzeugung transaktionskonsistenter Archiv-Kopien**

- **Kennzeichnung der Seiten**

- **Paint-Bit** pro Seite:

- weiß: Seite wurde noch nicht überprüft
- schwarz: Seite wurde bereits verarbeitet

- **Modified-Bit** pro Seite zeigt an, ob eine Änderung seit Erstellung der letzten Archiv-Kopie erfolgte

- Dump-Prozess färbt alle weißen Seiten schwarz und schreibt geänderte Seiten in Archiv-Kopie:

```
WHILE there are white pages DO;  
lock any white page;  
IF page is modified THEN DO;  
write page to archive copy;  
clear modified bit;  
END;  
change page color;  
release page lock;  
END;
```

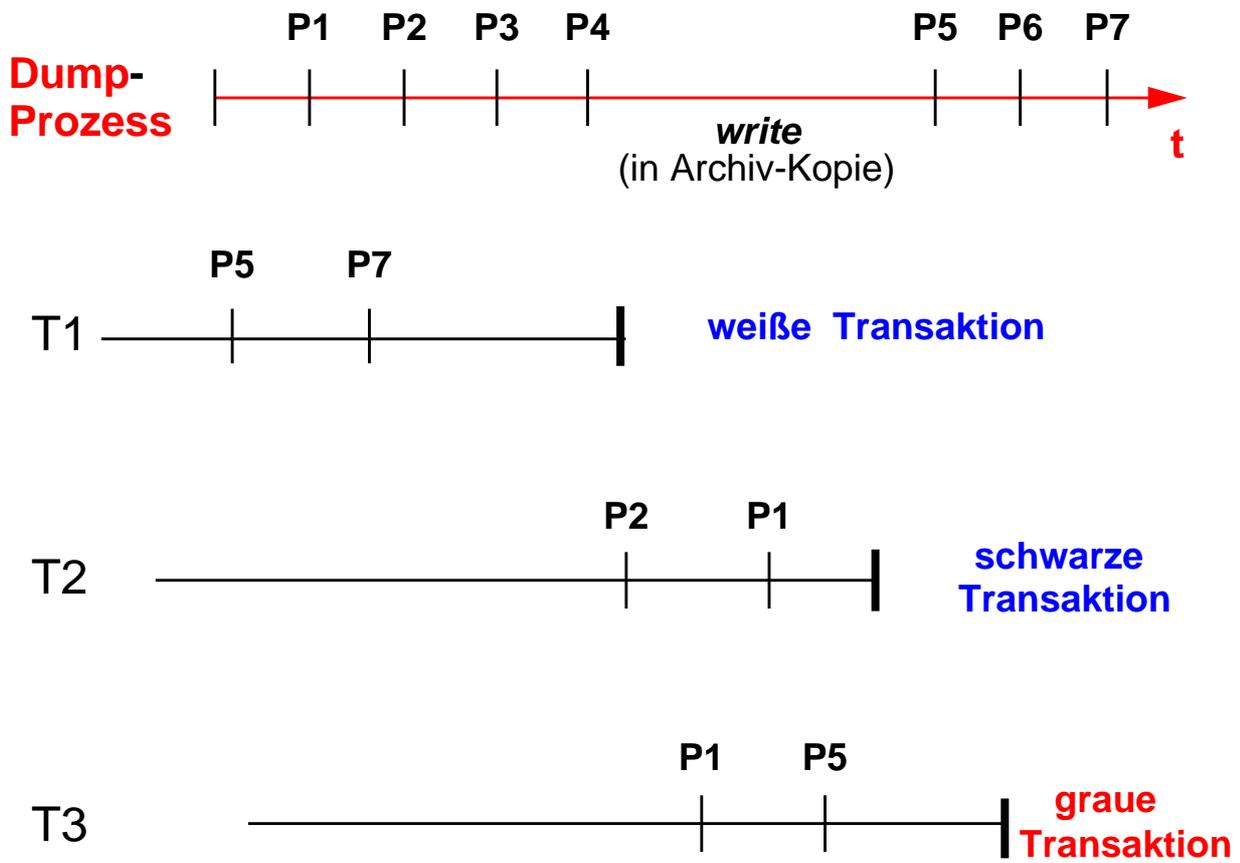
- **Rücksetzregel**

- Transaktionen, die sowohl weiße als auch schwarze Objekte geändert haben („**graue Transaktionen**“), werden zurückgesetzt
- „Farbtest“ am Transaktionsende

10. C. Pu: On-the-Fly, Incremental, Consistent Reading of Entire Databases, in: Algorithmica, 1986, 271- 287

Black-/White-Verfahren (2)

- Beispiel

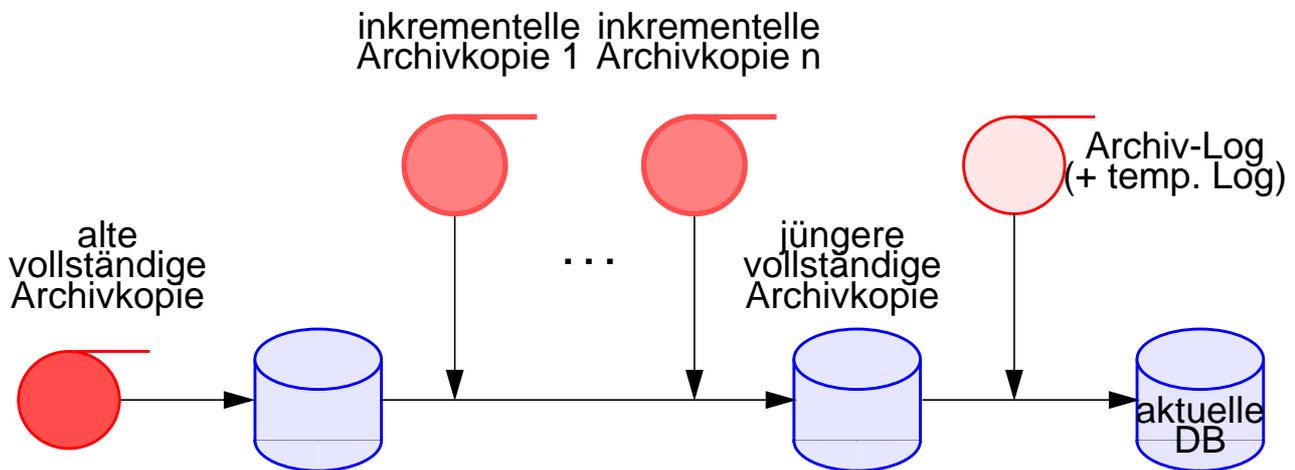


Black-/White-Verfahren – Erweiterungen zur Vermeidung von Rücksetzungen

- **Turn-White-Strategien** (Turn gray transactions white)
 - Für graue Transaktionen werden Änderungen „schwarzer“ Objekte nachträglich in Archiv-Kopie geschrieben
 - **Problem:** transitive Abhängigkeiten
 - **Alternative:** alle Änderungen schwarzer Objekte seit Dump-Beginn werden noch geschrieben (repaint all)
 - **Problem:** Archiv-Kopie-Erstellung kommt u. U. nie zu Ende
- **Turn-Black-Strategien**
 - Während der Erstellung einer Archiv-Kopie werden keine Zugriffe auf weiße Objekte vorgenommen
 - ggf. zu warten, bis Objekt gefärbt wird
- **Alternative: Copy-on-Update („save some“)**
 - Während der Erstellung einer Archiv-Kopie wird bei Änderung eines weißen Objektes Kopie mit Before-Image der Seite angelegt
 - Dump-Prozess greift auf Before-Images zu
 - Archiv-Kopie entspricht DB-Schnappschuss bei Dump-Beginn
 - ➔ wird in einigen DBS eingesetzt (DEC RDB)

Inkrementelles Dumping

- Nur DB-Seiten, die seit der letzten Archivkopie-Erstellung geändert wurden, werden archiviert



- **Erkennung geänderter Seiten**

- Archivierungs-Bit pro Seite → sehr hoher E/A-Aufwand
- **besser:** Verwendung separater Datenstrukturen (Bitlisten)

- **Setzen eines Änderungsbits, falls**

(PageLSN der ungeänderten Seite) < (LSN zu Beginn des letzten Dumps)

Zusammenfassung

- **Fehlerarten:**
Transaktions-, System-, Gerätefehler und Katastrophen
- **Breites Spektrum von Logging- und Recovery-Verfahren**
 - Logging kann auf verschiedenen Systemebenen angesiedelt werden
 - erfordert ebenenspezifische Konsistenz im Fehlerfall
 - **Eintrags-Logging** ist Seiten-Logging überlegen;
in vielen DBS findet sich das **physiologische Logging**
(flexiblere Recovery in einer DB-Seite, geringerer Platzbedarf,
weniger E/As, Gruppen-Commit)
- **Synchronisationsgranulat muss größer oder gleich dem Log-Granulat sein**
- **Atomic-Verfahren**
 - erhalten den DB-Zustand des letzten Sicherungspunktes
 - gewährleisten demnach die gewählte Aktionskonsistenz auch bei der Recovery von einem Crash und
 - erlauben folglich logisches Logging
- **Update-in-Place-Verfahren**
 - sind i. Allg. Atomic-Strategien vorzuziehen, weil sie im Normalbetrieb wesentlich billiger sind und
 - nur eine geringe Crash-Wahrscheinlichkeit zu unterstellen ist
 - Sie erfordern jedoch physisches Logging

Zusammenfassung (2)

- **Grundprinzipien bei Update-in-Place**

1. WAL-Prinzip: Write Ahead Log für Undo-Info
2. Redo-Info ist spätestens bei Commit zu schreiben

- **Grundprinzipien bei Atomic**

1. WAL-Prinzip bei verzögertem Einbringen:
TA-bezogene Undo-Info ist vor Sicherungspunkt zu schreiben
2. Redo-Info ist spätestens bei Commit auf die Log-Datei zu schreiben

- **NoForce-Strategien**

- sind Force-Verfahren vorzuziehen
- erfordern den Einsatz von Sicherungspunktmaßnahmen zur Begrenzung des Redo-Aufwandes:
 - ➔ „Fuzzy Checkpoints“ erzeugen den geringsten Overhead im Normalbetrieb

- **Steal-Methoden**

- verlangen die Einhaltung des WAL-Prinzips
- erfordern Undo-Aktionen nach einem Rechnerausfall

- **Idempotenz des Restart**

- Operationen der Redo-Phase, falls erforderlich, erhöhen die Seiten-LSNs; Notwendigkeit der Wiederholung kann jederzeit erkannt werden
- Idempotenz für Undo und Rollback durch Einführung von CLR; nach Crash in der Undo-Phase werden Undo-Operationen beim nachfolgenden Restart in der Redo-Phase kompensiert (Erhöhung der Seiten-LSNs, beliebig oft unterbrechbar)

- **Erstellung von Archiv-Kopien:**

„Fuzzy Dump“ oder „Copy on Update“ am besten geeignet