

Zusammenfassung IDB

Marco Ammon

15. Februar 2019

1 Einführung

- *Datenabstraktion* / *Datenunabhängigkeit*: persistentes Speichern und Wiedergewinnen (Auffinden und Aushändigen) von Daten *unabhängig* von Details der Speicherung
- *Schicht*: realisiert *Dienst* und stellt ihn per *Schnittstelle* zur Verfügung

2 Dateiverwaltung

- *physische* Speichergeräte (z.B. Festplatten) werden durch *logische* abstrahiert (z.B. Neueinlesen bei Checksum-Fehlern)
- *Block* als kleinste Einheit der IO
- „Adresse“ eines Blocks: (Zylinder, Spur, Sektor)
- *Dateien* als benannte Menge von Blöcken
- *blockorientierte* Zugriffsmethode: verwendet eindeutige, fortlaufende Blockadressen innerhalb der Datei

3 Sätze

- *Satz* als zusammengehörende Daten eines Gegenstands der Anwendung (z.B. Tupel, Objekt) mit variabler oder fester Länge
- *Satzdatei* als Sammlung von Sätzen, kann über verschiedene Blöcke verteilt sein
- Ausprägungen:
 - *sequentiell*:
 - * Reihenfolge der Abspeicherung und des Auslesens bereits mit Schreiben festgelegt
 - * *keine* Änderungen / Löschen möglich
 - * kein wahlfreier Zugriff
 - *direkt*:
 - * Verwendung sogenannter *Satzadressen* (hier als *TIDs* realisiert; *eindeutig* und *unveränderlich*) als Adresstupel (Block, Index)
 - * Abbildung von Index auf Offset innerhalb eines Blockes durch Array am Ende eines Blockes
 - * erlaubt wahlfreien Zugriff
 - * erlaubt Löschen von Sätzen: Index wird ungültig markiert, folgende Sätze nach vorne verschoben, Anpassung der Offsets
 - * erlaubt Ändern von Sätzen:

- *ohne* Überlauf: Verschieben der folgenden Sätze, Anpassung der Offsets
- *mit* Überlauf: Satz wird in anderen Block verschoben, Verweis auf diesen wird angelegt, (evtl.) Anpassung der Offsets

4 Schlüssel

- *Schlüsselwerte* als „inhaltsbezogene Adressen“
- *Hashing*:
 - *Hash-Funktion* verteilt Schlüsselwert möglichst gleichmäßig auf verfügbare *Buckets* (Blöcke)
 - *Divisions-Rest-Verfahren*: $h(k) = (k \bmod q)$ mit Schlüsselwert k und Anzahl der Buckets q
 - Problem des *Überlaufs* mit verschiedenen Lösungsmöglichkeiten:
 - * *Open Addressing*: Ausweichen auf Nachbarbuckets
 - * spezielle *Overflow-Buckets*: Bucket verweist auf „*seinen*“ Overflow-Bucket
 - *virtuelles Hashing* zur konstanten Reorganisation:
 - * Anzahl der Buckets q , Sätze pro Bucket $b \Rightarrow$ Kapazität $:= q \cdot b$
 - * Belegungsfaktor $\beta := \frac{\text{Anzahl gespeicherter Sätze } N}{\text{Kapazität}}$
 - * Wenn $\beta >$ Schwellwert α , Menge der Buckets vergrößern
 - * als *VH1*:
 - Anzahl der Blöcke direkt verdoppeln
 - neue Hashfunktion h_2 einführen
 - Bitmaske um Verwendung der neuen Hashfunktion zu verwalten
 - bei *Einfügen* eines Satzes in ein „altes“ Bucket Neuverteilung dieses Buckets mittels h_2 , Bit setzen
 - * als *Lineares Hashing*:
 - Positionszeiger p
 - ein neues Bucket anlegen
 - Bucket an Stelle p mit h_2 aufteilen, $p++$
 - wenn $h_1(k) < p$, dann mittels h_2 verteilen
- *Indizes* mittels *Bäumen*:
 - *B-Baum*:
 - * jeder *Knoten* ist genau einen Block groß
 - * *balanciert*, alle Blätter außer Wurzel immer mindestens zur Hälfte gefüllt
 - * *Knoten*:
 - Anzahl der verwendeten Einträge n , es gilt $k \leq n \leq 2k$
 - *Eintrag*: Tupel (Schlüsselwert, Datensatz, Blocknummer des Kindknotens)
 - Einträge nach Schlüsselwert *sortiert*
 - * Einfügen: wie Suchen; nur in Blattknoten; bei Überlauf „linke“ und „rechte“ Einträge als neue Knoten, „mittlerer“ als *Diskriminator* in Eltern-Knoten einfügen
 - * Löschen von Schlüssel S im Blattknoten:
 - Entfernen und ggf. Unterlauf behandeln
 - * Löschen von Schlüssel S in innerem Knoten:
 - betrachte die Blattknoten mit direktem Vorgänger S' und direktem Nachfolger S'' von S

- wähle den größeren
- ersetze S je nach Wahl durch S' bzw. S''
- lösche entsprechenden Schlüssel S' bzw. S'' und ggf. Unterlauf behandeln
- * Höhe:
 - obere Schranke: $h(n) = \log_{k+1} \left(\frac{n+1}{2} \right) + 1$
 - untere Schranke: $h(n) = \log_{2k+1} (n + 1)$
- *B*-Baum* / *B+-Baum*:
 - * Sätze stehen *ausschließlich* in Blattknoten
 - * innerer Knoten:
 - Anzahl der verwendeten Einträge n
 - Eintrag: Tupel (Referenzschlüssel, Blocknummer des Kindknotens)
 - * Blattknoten:
 - Anzahl der verwendeten Einträge n
 - Vorgänger-Zeiger, Nachfolger-Zeiger
 - Eintrag: Tupel (Schlüsselwert, Datensatz)
 - * Löschen ohne Unterlauf: lösche Satz aus Blatt; Diskriminator muss *nicht* geändert werden
 - * Löschen mit Unterlauf:
 - Ist Anzahl der Einträge des Blatts und eines Nachbarknotens größer als $2k$, verteile Sätze neu auf beide Knoten
 - ansonsten mische beide Blätter zu einem einzigen
- *R-Baum*:
 - * ähnlich zu B-Baum
 - * multidimensional
 - * arbeitet mit Rechtecken
 - * beim Einfügen Rechteck nur möglichst gering vergrößern
- Müssen nicht zwangsläufig zur *Primärorganisation* verwendet werden, können als „Sätze“ z.B. auch nur Satzadressen enthalten
- *Bitmap-Indizes*: eine Bitmap *pro Schlüsselwert*

5 Puffer

- Hauptspeicherbereich, der Blöcke aufnehmen kann, um (Lese-/Schreibe-) Zugriffe zu *beschleunigen*
- *Ersetzungsstrategie*: „Welcher Block wird verdrängt?“
 - *first in, first out* (FIFO): „ältester“ Block
 - *least frequently used* (LFU): am seltensten benutzter Block
 - *least recently used* (LRU): am längsten nicht mehr benutzter Block
 - * Stacktiefenverteilung: „Wie tief liegen die referenzierten Seiten?“
 - *second chance* (CLOCK): Approximation von LRU mit einfacherer Implementierung:
 - * Jeder Block im Puffer besitzt ein *Benutzt-Bit*
 - * bei Verdrängung Suche mit Zeiger
 - * falls Benutzt-Bit 1, auf 0 setzen und Zeiger weiterschieben

- * falls Benutzt-Bit 0, Block ersetzen
- *Working Set Size* $|W(t, w)|$: Anzahl der unterschiedlichen referenzierten Seiten in den letzten w Zugriffen bis Zeitpunkt t
- *aktuelle Lokalität*: $AL(t, w) = \frac{|W(t, w)|}{w}$
- *durchschnittliche Lokalität*: $L(w) = \frac{\sum_{t=w}^n AL(t, w)}{n-w+1}$
- Zustand im Fehlerfall hängt unter anderem von *Einbringstrategie* (siehe Recovery) und *Seitenzuordnung* ab
- Seitenzuordnung: „Welche Blöcke (in einer Datei) gehören zu einer Seite (im Puffer)?“
 - *direkt*: aufeinander folgende Seiten werden auf aufeinander folgende Blöcke einer Datei abgebildet
 - *indirekt*: *Page Table* enthält zu jeder Seite eine Blocknummer
- Seiteneinbringung:
 - *direkt*: Bei Verdrängung aus Puffer wird genau der Block überschrieben, aus dem ursprünglich eingelagert wurde („update-in-place“)
 - *indirekt*: Bei Verdrängung aus Puffer wird in einen freien Block geschrieben.
- Problem der indirekten Seiteneinbringung: „Wann können alte Blöcke gelöscht werden?“; verschiedene Lösungsansätze:
 - *Schattenspeicher*:
 - * Änderungen nur auf Kopien, die periodisch dann mit „gesicherter“ Version vertauscht wird
 - *Twin Slots*:
 - * jede Seite hat zwei Blöcke
 - * immer beide lesen, bei Änderungen älteren überschreiben

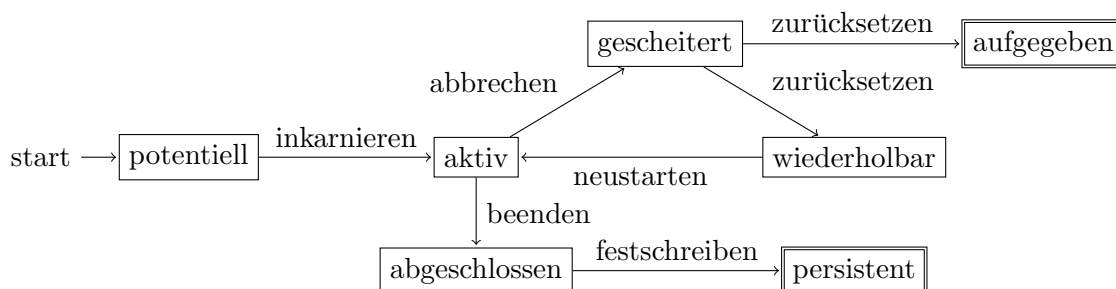
6 Programmzugriff

- *Precompiler* übersetzt SQL-Anweisungen (mittels EXEC SQL gekennzeichnet) zur *Compile-Zeit* in die verwendete Programmiersprache
 - Deklaration der verwendeten Variablen am Anfang mittels DECLARE SECTION
 - Fehlermeldungen und ähnliches werden über die sogenannte *SQL communication area* verwaltet (INCLUDE SQLCA am Anfang)
 - Mengen-orientes Paradigma des DBVS oft nicht mit Programmiersprache vereinbar \Rightarrow Einrichtung eines *Cursors* zum tupelweisen Durchlaufen der Ergebnismenge
 - Beispielablauf: DECLARE CURSOR \rightarrow OPEN \rightarrow (mehrfach) FETCH bis Fehlercode == 100 \rightarrow CLOSE
 - kann durch Präprozessor direkt als *stored procedure* angelegt werden
- *Unterprogrammaufruf (Call-Level-Interface)*:
 - Übergabe der SQL-Anweisungen zur *Laufzeit*
 - Beispiel JDBC
 - * `Connection con = DriverManager.getConnection(URL, USER, PASSWORD);`
 - * `Statement anweisung = con.createStatement();`
 - `ResultSet ergebnis = anweisung.executeQuery(ANFRAGE);`
 - außerdem: `int executeUpdate(String sql), boolean execute(String sql)`
 - * `while (ergebnis.next()) int pnr = ergebnis.getInt(1);`

- Bei mehrfacher Ausführung der gleichen Abfrage mit unterschiedlichen Werten *prepared statements* sinnvoll:
 - * Anfrage enthält Platzhalter für Werte
 - * Analyse, Ausführungsplanerstellung und weiteres wird sofort durchgeführte
 - * JDBC:
 - `PreparedStatement prep = con.prepareStatement("INSERT INTO ... VALUES (?,?)")`
 - Setzen der Werte mittels `void setDATENTYP(int paramId, DATENTYP val)`
 - Ausführung mit `prep.executeUpdate()`
- bei stored-procedures nur noch einmaliges Analysieren, etc. zur Compile-Zeit erforderlich:
 - * Prozedur in DBVS bekommt „Namen“, über den sie mit Werten als Parametern aufrufbar ist
 - * JDBC:
 - `CallableStatement call = con.prepareCall("{ call PROZEDUR }");`
 - Eingabe-Parameter analog zu prepared statements
 - Ausgabe-Parameter mittels `registerOutParameter(int paramId, int type)`
- *O/R-Mapping* bildet Objekte der Programmiersprache (meist durch Annotationen) auf Tupel der relationalen DB ab

7 Transaktionen

- sinnvoll für *nebenläufigen* Zugriff
- erleichtern Umgang mit *Fehlern* und Ausfällen (siehe Recovery)
- *Transaktion* als *logische Einheit* einer Folge von DB-Operationen (von einem logisch konsistenten Zustand zum nächsten):
 - bei Fehler vor Ende: Rückgängigmachen der bisher durchgeführten Änderungen
 - bei Fehler nach Ende: kein Problem
 - Anfang meist implizit (oder *begin*)
 - Ende durch *commit* (Änderungen sollen durchgeführt werden) bzw. *abort/rollback* (Änderungen sollen verworfen werden)
- *ACID*-Eigenschaften einer Transaktion:
 - *Atomarität* („alles oder nichts“ wird ausgeführt)
 - *Konsistenz*
 - *Isolation* (gegenüber anderen Zugriffen auf DB)
 - *Dauerhaftigkeit* (auch nach Fehler bleiben erfolgreiche Transaktionen bestehen)
- „Lebenszyklus“ einer Transaktion



- *Anomalien im Mehrbenutzerbetrieb:*
 - *dirty read:* Lesen von nicht freigegeben Änderungen: $w_1[x], r_2[x]$, erst danach Commit / Rollback
 - *dirty write:* Überschreiben von nicht freigegebenen Änderungen: $w_1[x], w_2[x]$, erst danach Commit / Rollback
 - *non-repeatable read:* Änderung nachdem gelesen wurde: $r_1[x], w_2[x]$, erst danach Commit / Rollback
 - *Phantom-Problem:* Ändern/Anlegen eines Tupels, das gelesenes Prädikat P erfüllt: $r_1[P], w_1[y \in P]$, erst danach Commit/Rollback
- *Serialisierbarkeitstheorie:*
 - Ablauf ist *serialisierbar*, wenn es einen *äquivalenten seriellen* Ablauf seiner Transaktionen gibt
 - Äquivalenz von Abläufen G, H , wenn für jedes Datenobjekt A gilt ($< \hat{=}$ „vor“):

$$r_i[A] <_H w_j[A] \Leftrightarrow r_i[A] <_G w_j[A]$$

$$w_i[A] <_H r_j[A] \Leftrightarrow w_i[A] <_G r_j[A]$$

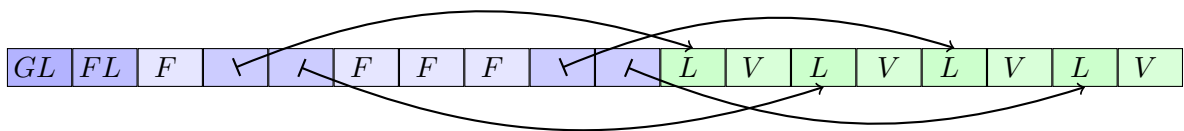
$$w_i[A] <_H w_j[A] \Leftrightarrow w_i[A] <_G w_j[A]$$
 - *Abhängigkeitsgraph* hat *keine* Zyklen \Rightarrow Ablauf serialisierbar
- *Sperrverfahren mittels Sperrtabelle:*
 - Sperrung muss *vor* Zugriff erfolgen
 - Transaktionen fordern Sperre nicht erneut an
 - Sperren müssen beachtet werden
 - erst am Ende einer Transaktion dürfen Sperren freigegeben werden
 - *X-Sperre:* exklusiv, für Änderungen notwendig
 - *S-Sperre:* geteilt, für Lesen notwendig
 - *IX-Sperre:* exklusiv, zeigt Sperren auf feingranularerer Ebene an
 - *IS-Sperre:* geteilt, zeigt Sperren auf feingranularerer Ebene an
 - *SIX-Sperre:* S + IX, wenn alle Tupel gelesen, aber nur einige geändert werden
 - *Top-Down-Erwerb, Bottom-Up-Freigabe* der Sperren

8 Speicherung

- Speicherung der Tupel in Sätzen:
 - zusammengesetzt aus Feldern mit Namen, Typ und Länge (maximal oder variabel)
 - *Metadaten* in *Systemkatalog* gespeichert
 - *Satztyp:* Menge von Sätzen gleicher Struktur (z.B. Tupel einer Relation)
- verschiedene *Speicherungsstrukturen* in Sätzen:
 - mit *eingebetteten Längefeldern:* Gesamtlänge GL , Inhalt fester Länge F , zu jedem Inhalt variabler Länge V vorher die Länge $L \Rightarrow$ satzinterne Adresse kann *nicht* direkt aus Katalogdaten berechnet werden

GL	F	L	V	L	V	F	F	F	L	V	L	V
----	---	---	---	---	---	---	---	---	---	---	---	---

- eingebettete Längfelder mit *Zeigern*: Länge des festen Strukturteils FL , Zeiger auf variable Bereiche \Rightarrow satzinterne Adresse kann aus Katalogdaten berechnet werden



- *spaltenweises* Abspeichern mittels *C-Store*:
 - vor allem auf das Lesen optimiert
 - Änderungen durch Löschen und Einfügen
 - *Projektion*:
 - * eine oder mehrere Spalten einer Tabelle (und ggf. anderer, über Fremdschlüssel erreichbare Tabellen) nach einem Attribut sortiert
 - * Speicherschlüssel (*Storage Keys, SK*) für jedes Tupel, aus Position berechenbar
 - * *Verbund-Indizes (Join Indices)*: Seien T1 und T2 Projektionen der Tabelle T, dann ist ein Join-Index von T1 zu T2 eine Liste von Tupeln aus T2 um den jeweiligen SK aus T1 ergänzt.
 - verschiedene *Komprimierungen* abhängig von Sortierung und Anzahl der verschiedenen Werte:
 - * sortiert, wenige verschiedene Werte: Tripel (Wert, Position des ersten Auftretens, Anzahl des gleichen Werts) in B-Baum
 - * unsortiert, wenige verschiedene Werte: laulängenkodierte Bitmaps pro Wert mit B-Baum zum Auffinden der richtigen Bitmap
 - * sortiert, viele verschiedene Werte: Delta-Kodierung (Differtenz zum Vorgänger) mit B-Baum als Primärorganisation
 - * unsortiert, viele verschiedene Werte: unkomprimiert, bei Zeichenketten *Dictionary*

9 Anfrageverarbeitung

- Abbildung von mengenorientierten Operatoren auf interne Satzchnittstelle
- *Anfrageverarbeitung* erstellt einen *Anfrageausführungsplan*:
 - Analyse: lexikalische und syntaktische Prüfung, semantische Prüfung, Zugriffskontrolle, Integritätskontrolle
 - Optimierung:
 - * *Standardisierung* und Vereinfachung
 - * *algebraische* Verbesserung
 - * *nicht-algebraische* Verbesserung: Berücksichtigung der Kosten der *Planoperatoren*
 - Code-Generierung
 - Ausführungskontrolle
- *logische Operatoren* mit Relationen R , S und Prädikat P :
 - *Selektion* $SEL(R, P)$
 - *Projektion* $PROJ(R, L)$ mit $L = (A_1, \dots, A_k)$
 - *Kreuzprodukt* $CROSS(R, S)$
 - *Verbund* $JOIN(R, S, P(R_{A_i}, S_{A_j}))$
 - *Vereinigung* $UNION(R;S)$
 - *Schnitt* $INTERSECT(R,S)$

- *Ausschluss* EXCEPT(R,S)
 - analoge Operationen auf *Multimengen*
 - *Umbenennung* RENAME($R, R_{\text{neu}}, ((A_i, A_{i,\text{neu}}), \dots)$)
 - *Duplikat-Eliminierung* DUP-ELIM(R)
 - *Aggregation* SUM(R, A_i), AVG(R, A_i), MIN(R, A_i), MAX(R, A_i), COUNT(R)
 - *Gruppierung* GROUP(R, L, G) mit $G = ((\text{AGG}_1, (A_i), \text{name}_1), \dots)$
 - *erweiterte Projektion* G-PROJ(R, L) mit $L = (\text{name}_1 = \text{expr}_1, \dots)$
 - *Sortierung* SORT(R, L) mit $L = (A_i, A_j, \dots)$
 - *äußerer Verbund* OUTER-JOIN(R, S, P, c) mit $c \in \{\text{left, right, full}\}$
- allgemeine Vorgehensweise bei Restrukturierung:
 - komplexe Verbünde, Selektionen in binäre aufteilen
 - Selektion möglichst „weit unten“ ausführen
 - Selektion und Kreuzprodukt zu Verbund gruppieren
 - aufeinander folgende Selektionen der selben Relation zusammenfassen
 - Projektionen möglichst „weit unten“ ausführen (aber Duplikat-Eliminierung vermeiden)
 - Planoperatoren (können durch *Pipelining* beschleunigt werden):
 - Selektion (*Scan*):
 - * Kosten: $C(R)$
 - * Relationen-Scan (Table-Scan): sequentielles Lesen
Kosten: $B(R)$
 - * Index-Scan: Verwendung eines Index
Kosten: $a \cdot \lceil B(R) \cdot \text{Selektivitätsfaktor} \rceil$
 - Projektion: in andere Planoperatoren integriert
Kosten: $C(R)$
 - Sortierung
 - Join mit Relationen R, S :
 - * Nested-Loop-Join (für *Gleichverbund* mit Index-Zugriff verbesserbar)
Kosten: $C(R) + B(R) \cdot C(S)$
 - * Sorted-Merge-Join (nur für Gleichverbund): sortiere R, S ; *schrithaltender* Scan
Kosten: $C(R) + C(S) + 2 \cdot (B(R) + B(T))$
 - * Hash-Join (nur für Gleichverbund): kleinere Relation hashen (bei zu großer Relation mehrere Teile); über größere sequentiellen Scan
Kosten: $C(R) + C(S)$
 - Duplikat-Eliminierung
 - Gruppierung
 - je nach System/Anwendung Optimierung auf niedrige CPU-/IO-Last
 - *Statistiken* für Wahl des Planoperators sinnvoll (Verteilung der Tupel, Selektivität, ...)

10 Recovery

- *Programmfehler*: Absturz des Datenbank-Anwendungsprogramms \Rightarrow Daten im Puffer und auf Festplatte in undefiniertem Zustand
- *Systemfehler*: DBVS oder BS fällt aus, Hardware-Fehler, ... \Rightarrow Daten im Puffer verloren, auf Festplatte in undefiniertem Zustand
- *Gerätefehler*: Festplattenausfall \Rightarrow Daten auf Festplatte sind verloren
- *Transaktionsfehler*: z.B. *Deadlock*, falsche Operationen, Aufruf von `rollback` bzw. `abort`
- *physische Konsistenz*:
 - Korrektheit der Speicherstrukturen, Verweise und Adressen
 - alle Indizes sind vollständig und stimmen mit Primärdaten überein
- *logische Konsistenz*:
 - Korrektheit der Inhalte
 - Referentielle Integrität, Primärschlüsseigenschaft und eigene Assertions sind erfüllt
 - erfordert physische Konsistenz
- Nach Fehler soll ein logisch konsistenter Zustand erreicht werden:
 - der Zustand vor Beginn der unvollständigen Änderungen durch *Rückgängigmachen* dieser (*undo*)
 - * *partial*: nach Transaktionsfehler Zurücksetzen der fehlgeschlagenen Transaktion
 - * *global*: nach Systemfehler mit Verlust des Hauptspeicherinhalts Zurücksetzen aller unvollständigen Transaktion
 - * Logging-Informationen müssen *vor* dem Einbringen gespeichert werden (*write-ahead log*, WAL)
 - der Zustand nach Abschluss aller Änderungen durch *Vervollständigung* bzw. *Wiederholung* der unvollständigen Änderungen (*redo*)
 - * *partial*: nach Systemfehler mit Verlust des Hauptspeicherinhalts Wiederholen aller verlorengegangenen Änderungen von abgeschlossenen Transaktionen
 - * *global*: nach Gerätefehler Einspielen des Backups und Nachvollziehen aller danach erfolgreichen Transaktionen
 - * Logging-Informationen müssen *vor* dem Melden des erfolgreichen Abschlusses geschrieben werden
- *Sicherung* und *Protokollierung (Logging)* immer notwendig
- auch Einbringstrategie von Bedeutung:
 - „Wann *darf* geänderte Seite auf die Festplatte geschrieben werden?“
 - * *Steal*: auch schon vor Ende der Transaktion bei Verdrängung aus dem Puffer
 - * *NoSteal*: erst am Ende der erfolgreichen Transaktion
 - „Wann *muss* geänderte Seite auf die Festplatte geschrieben werden?“
 - * *NoForce*: erst bei Verdrängung aus dem Puffer (also auch nach Ende einer Transaktion)
 - * *Force*: spätestens am Ende der erfolgreichen Transaktion
 - „Wie werden geänderte Seiten auf die Festplatte geschrieben?“
 - * *NotAtomic*: direktes Einbringen, in-place
 - * *Atomic*: indirektes Einbringen, „Umschalten“ von altem auf neuen Zustand

- Protokollverfahren:
 - *physisch*:
 - * *Zustandprotokollierung*: *before-image* für undo, *after-image* für redo, auf Ebene von Seiten oder Sätzen
 - * *Seitenprotokollierung*: für jede geänderte Seite *before-image* und *after-image* sichern
 - * *Eintragsprotokollierung*: nur geänderte Teile einer Seite
- Begrenzung des Recovery-Aufwands durch *Sicherungspunkte (checkpoints)*:
 - *transaction-oriented checkpoint*: Einbringung mittels Force
 - *transaction-consistent checkpoint*: Beginn neuer Transaktionen verhindern, auf Abschluss der laufenden warten, dann sichern
 - *action-consistent checkpoint*: keine *Änderungsoperation* darf aktiv sein, dann sichern; da aber Transaktionen laufen nur Begrenzung von Redo-Recovery
- *Wiederherstellungsprozedur*:
 - Analyse von letztem Checkpoint bis zum Log-Ende
 - erfolgreiche Transaktionen gegebenenfalls wiederholen
 - fehlgeschlagene Transaktionen von „neu nach alt“ rückgängig machen