

TODO: glossar

DataBase System (DBS)

Besteht aus DBMS und Datenbasen

DataBase Management System (DBMS)

- (A) Transaktionen
- (C) Konsistenz
- (I) Mehrbenutzerbetrieb
- (D) Grosse Datenmengen
- (D) Sicherheit
- Datentypen
- Abfragesprache
- Backup & Recovery
- Redundanzfreiheit
- Kapselung

ANSI Modell

Logische Ebene: Logische Struktur der Daten

Interne Ebene: Speicherstrukturen, Definition durch internes Schema (Beziehungen, Tabellen etc.)

Externe Ebene: Sicht einer Benutzerklasse auf Teilmenge der DB, Definition durch externes Schema

Mapping: Zwischen den Ebenen ist eine mehr oder weniger komplexe Abbildung notwendig

Relationales Modell

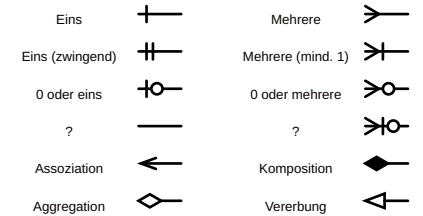
PK sind unterstrichen, FK sind *kursiv*

tabellenname (

id SERIAL PRIMARY KEY,
grade DECIMAL(2,1) NOT NULL,
fk INT FOREIGN KEY REFERENCES t2,
u VARCHAR(9) DEFAULT CURRENT_USER,

);

Unified Modeling Language (UML)



Complete: Alle Subklassen sind definiert

Incomplete: Zusätzliche Subklassen sind erlaubt

Disjoint: Ist Instanz von genau einer Unterklasse

Overlapping: Kann Instanz von mehreren überlappenden Unterklassen sein

Normalisierung

1NF: Atomare Attributwerte

TODO: better examples

id	full_name	⇒	id	first	last
1	First Last		1	First	Last

2NF: Nichtschlüsselattr. voll vom Schlüssel abhängig

track	title	cd_id	album
1	Turnover	1	Repeater
2	Repeater	1	Repeater

⇒ track

track	cd_id	title	cd	album
1	1	Turnover	1	Repeater
2	1	Repeater		

3NF: Keine transitiven Abhängigkeiten

Dbs1 | HS25

id	album	interpret	land
1	Repeater	Fugazi	USA
2	Red Medicine	Fugazi	USA

⇒ cd

id	album	interpret	id	name	land
1	Repeater	1	1	Fugazi	USA

BCNF: Nur abhängigkeiten vom Schlüssel

(Voll-)funktionale Abhängigkeit: B hängt von A ab, zu jedem Wert von A gibt es genau einen Wert von B ($A \rightarrow B$)

Transitive Abhängigkeit: B hängt vom Attribut A ab, C hängt von B ab ($A \rightarrow B \wedge B \rightarrow C \Rightarrow A \rightarrow C$)

Denormalisierung: In geringere NF zurückführen (Verbessert Performance und reduziert Joins-Komplexität)

Anomalien

Einfügeanomalie, Löschanomalie, Änderungsanomalie

Data Control Language (DCL)

If WITH GRANT OPTION is specified, the recipient of the privilege can in turn grant it to others. → REVOKE ... CASCADE;

```
CREATE ROLE u WITH LOGIN PASSWORD ''; -- user
GRANT INSERT ON TABLE t TO u WITH GRANT OPTION;
ALTER ROLE u CREATEROLE, CREATEDB, INHERIT;
CREATE ROLE r; -- group
GRANT r TO u; -- put user u in group r
REVOKE CREATE ON SCHEMA s FROM r;
CREATE ROLE u PASSWORD '' IN ROLE r; -- equivalent
```

Read-only user

```
-- creating
REVOKE CREATE ON SCHEMA public FROM PUBLIC;
CREATE ROLE u WITH LOGIN ENCRYPTED PASSWORD ''
NOINHERIT; -- don't inherit privileges
GRANT SELECT ON ALL TABLES IN SCHEMA public TO u;
-- read all new tables (also created by others):
ALTER DEFAULT PRIVILEGES IN SCHEMA public GRANT
SELECT ON TABLES TO u;
-- deleting
REVOKE SELECT ON ALL TABLES IN SCHEMA public FROM u;
ALTER DEFAULT PRIVILEGES IN SCHEMA public
REVOKE SELECT ON TABLES FROM u;
DROP USER u;
```

Row-Level Security (RLS)

```
CREATE TABLE exams (
  id SERIAL, -- other fields...
  teacher VARCHAR(60) DEFAULT current_user
);
CREATE POLICY teachers_see_own_exams ON exams
FOR ALL TO PUBLIC USING (teacher = current_user);
ALTER TABLE exams ENABLE ROW LEVEL SECURITY;
```

Data Definition Language (DDL)

Wichtig: NOT NULL wo notwendig nicht vergessen

```
CREATE SCHEMA s;
CREATE TABLE t (
  id SERIAL PRIMARY KEY,
  name TEXT UNIQUE,
  grade DECIMAL(2,1) NOT NULL,
  fk INT FOREIGN KEY REFERENCES t2.id
ON DELETE CASCADE,
added TIMESTAMP DEFAULT CURRENT_TIMESTAMP,
u VARCHAR(9) DEFAULT CURRENT_USER,
CHECK (grade between 1 and 6)
);
```

```
ALTER TABLE t2 ADD CONSTRAINT c PRIMARY KEY (a, b);
TRUNCATE/DROP TABLE t;
```

Vererbung

Tabelle pro Sub- und Superklasse:

```
CREATE TABLE sup ( -- 3.a
  id SERIAL PRIMARY KEY,
  name TEXT UNIQUE
);
CREATE TABLE sub1 (
  id SERIAL PRIMARY KEY,
  age INT
);
```

```
);
CREATE TABLE sub2 (
  id SERIAL PRIMARY KEY
);
ALTER TABLE sub1 ADD CONSTRAINT id FOREIGN KEY
REFERENCES sup (id);
ALTER TABLE sub2 ADD CONSTRAINT id FOREIGN KEY
REFERENCES sup (id);
```

Tabelle pro Subklasse: Enthält jeweil. Subklassenattribute

```
CREATE TABLE sub1 ( -- 3.b
  id SERIAL PRIMARY KEY,
  name TEXT UNIQUE,
  age INT
);
CREATE TABLE sub2 (
  id SERIAL PRIMARY KEY,
  name TEXT UNIQUE
);
```

Einzige Tabelle für Superklasse: Enthält alle Attribute

```
CREATE TABLE sup ( -- 3.c
  id SERIAL PRIMARY KEY,
  name TEXT UNIQUE,
  age INT
);
```

Junction Tabellen

```
CREATE TABLE a_b(
  a: INTEGER REFERENCES a(id),
  b: INTEGER REFERENCES b(id),
  PRIMARY KEY(a, b)
);
```

Datentypen

```
SMALLINT INT INTEGER BIGINT REAL FLOAT
DOUBLE NUMERIC(precision,scale) DECIMAL(p,s)
VARCHAR(size) TEXT CHAR(size) -- fixed size
DATETIME DATE INTERVAL TIME BINARY
CLOB /*Char Large Object*/ BLOB VARBINARY
```

Casting

Explizit

```
CAST($ AS float8) = 5::float8
SELECT 'ABCDEF6'::NUMERIC; -- error
SELECT SAFE_CAST('ABCDEF6' AS NUMERIC); -- NULL
```

Implizit

```
SELECT 5 + 3.2; -- 5 is cast to 5.0 (numeric)
SELECT 'Number ' || 42; -- 42 is cast to '42'
SELECT true AND 1; -- 1 is treated as true
SELECT CURRENT_TIMESTAMP + INTERVAL '1 day'; --
CURRENT_TIMESTAMP to date
SELECT '100'::text + 1; -- '100' is cast to 100
```

Views

Resultate werden jedes mal dynamisch queried

```
CREATE VIEW v (id, u) AS SELECT id, u FROM t;
-- complex query
CREATE VIEW cheap_restaurant_view AS
WITH big_restaurant AS (
  SELECT * FROM restaurant
  WHERE anzahl_plaetze >= 20
)
SELECT r.name AS restaurant_name, s.name,
MIN(g.preis) AS cheap_gericht
FROM big_restaurant r
LEFT JOIN skigebiet s ON (s.id = r.skigebiet_id)
LEFT JOIN menukarte m ON (r.id = m.restaurant_id)
LEFT JOIN menu_gericht mg ON (m.id = mg.menu_id)
LEFT JOIN gericht g ON (g.id = mg.gericht_id)
WHERE ist_tagesmenu = true
GROUP BY r.id, s.id, restaurant_name
HAVING MIN(g.preis) >= 3
ORDER BY cheap_gericht;
```

```
);
```

Updatable View

Views sind updatable wenn diese Kriterien erfüllt sind:
– Single base table

– Keine aggregate, DISTINCT, GROUP BY, oder HAVING klauseln

– Alle Spalten müssen zur originalen Tabelle direkt gemappt werden können

Materialized View

Speichert resultat auf Disk

```
CREATE MATERIALIZED VIEW mv AS SELECT * FROM t;
REFRESH MATERIALIZED VIEW mv; -- refresh results
```

Temporäre Tabellen

```
CREATE TEMPORARY TABLE temp_products (
  id SERIAL PRIMARY KEY,
  product_name TEXT
);
```

```
INSERT INTO temp_products (product_name) VALUES
('Product A'), ('Product B'), ('Product C');
```

```
SELECT ts.product_name, ts.quantity FROM
temp_sales ts JOIN temp_products tp ON
ts.product_name = tp.product_name;
```

Data Manipulation Language (DML)

```
FROM -> JOIN -> WHERE -> GROUP BY -> HAVING ->
SELECT (WINDOW FUNCTIONS) -> ORDER BY -> LIMIT
```

Common Table Expressions (CTE)

– Erlauben die zeilenweise Ausgabe
– Erlauben Abfragen quasi als Parameter
– Können rekursiv sein

```
-- normal
WITH cte AS (SELECT * FROM t) SELECT * FROM cte;
WITH tmp(id, name) AS (SELECT id, name FROM t)
SELECT id, name FROM tmpstable;
-- recursive
WITH RECURSIVE q AS (SELECT * FROM t WHERE grade>1
UNION ALL SELECT * FROM t INNER JOIN q ON
q.u = t.name) SELECT id as 'ID' FROM q;
```

Window Functions

```
SELECT id, RANK() OVER
(ORDER BY grade DESC) as r FROM t;
SELECT id, u, LAG(name, 1) OVER
(PARTITION BY fk ORDER BY id DESC) FROM t;
-- PERCENT/DENSE_RANK(), FIRST_VALUE(v),
LAST_VALUE(n)
-- NTH_VALUE(v,n), NTILE(n), LEAD(v,o), ROW_NUMBER()
```

INSERT

```
INSERT INTO t (added, grade)
VALUES ('2002-10-10', 1) RETURNING id;
```

UPDATE

```
UPDATE t SET grade = grade+1, name='' WHERE id = 1;
```

Subqueries

```
SELECT * FROM t WHERE grade > ANY (SELECT g FROM t2);
SELECT * FROM t WHERE EXISTS (SELECT g FROM t2);
-- ALL, ANY, IN, EXISTS, =
```

Inner Join

Zeilen, die in beiden Tabellen matchen

SELECT a.*, b.* FROM a INNER JOIN b ON a.id = b.id;

Equi Join

Wie Inner Join

SELECT a.*, b.* FROM a JOIN b ON a.id = b.id;

Natural Join

Wie Inner Join aber ohne Duplikate

SELECT a.*, b.* FROM a NATURAL JOIN b ON a.id = b.id;

Semi Join

Nur Zeilen aus a, wobei b matchen muss

```
SELECT a.* FROM a WHERE EXISTS
(SELECT 1 FROM b WHERE a.id = b.id);
```

Anti Join

Nur Zeilen aus a, wobei b nicht matchen darf

```
SELECT a.* FROM a WHERE NOT EXISTS
(SELECT 1 FROM b WHERE a.id = b.id);
```

Left outer Join

Alle Zeilen beider Tabellen, NULL für b falls kein match

```
SELECT a.*,b.* FROM a LEFT OUTER JOIN b ON
a.id=b.id;
```

Right outer Join

Alle Zeilen beider Tabellen, NULL für a falls kein match

```
SELECT a.*,b.* FROM a RIGHT OUTER JOIN b ON
a.id=b.id;
```

Full outer Join

Alle Zeilen beider Tabellen, NULL falls kein match

```
SELECT a.*,b.* FROM a FULL OUTER JOIN b ON
a.id=b.id;
```

Lateral Join

Join, der Subqueries erlaubt

SELECT x.*, y.* FROM a AS x JOIN LATERAL
(SELECT * FROM b WHERE b.id = y.id) AS y ON TRUE;

GROUP BY

```
SELECT id, COUNT(*) FROM t
GROUP BY grade, id HAVING COUNT(*) > 2;
```

WHERE

```
BETWEEN 1 AND 5; LIKE '___%'; AND; IS (NOT) NULL
IN (1, 5) ; LIKE '%asd'; OR ;
```

Aggregatfunktionen

COUNT ; SUM ; MIN ; MAX ; AVG

Weitere Funktionen

COALESCE(a1, a2, ...); -- returns first non-null arg

INDEX

	B-Tree	Hash	BRIN
Gleichheitsabfragen	✓	✓	✗
Range Queries	✓	✗	✓
Sortierte Daten	✓	✗	✓
Grosse Tabellen	•	•	✓

* Hash: Nur bei Gleichheitsabfragen

```
CREATE INDEX i ON t/*/USING BTREE*/ (grade,UPPER(u));
CREATE INDEX j ON t (fk) INCLUDE (added) WHERE fk>4;
DROP INDEX i;
```

Transaktionen

Note: In postgres gibt es keine geschachtelten T.
Atomicity: Vollständig oder gar nicht
Consistency: Konsistenter Zustand bleibt erhalten
Isolation: Transaktion ist von anderen T isoliert
Durability: Änderungen sind persistent

```
BEGIN; SAVEPOINT s;
COMMIT; ROLLBACK /*TO SAVEPOINT s*/;
```

Isolation

```
SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL ...; -- transaction
SET SESSION CHARACTERISTICS AS TRANSACTION
ISOLATION LEVEL ...; -- session
```

READ UNCOMMITTED: Lesezugriffe nicht synchronisiert (keine Read-lock), Read ignoriert jegliche Sperren
READ COMMITTED: Lesezugriffe nur kurz/temporär synchronisiert (default), setzt für gesamte T Write-Lock, Read-lock nur kurzfristig
REPEATABLE READ: Einzelne Zugriffe ROWS sind syn-

chronisiert, Read und Write Lock für die gesamte T
SERIALIZABLE: Vollständige Isolation nach ACID

	Read Un-committed	Read Com-mitted	Repeata-ble Read	Seria-lizabe
Dirty Write	*	*	*	X
Dirty Read	✓	X	X	X
Lost Update	✓	✓	X	X
Fuzzy Read	✓	✓	X	X
Phantom Read	✓	✓	✓	X
Read Skew	✓	✓	X	X
Write Skew	✓	✓	✓	*

* Nur in SQL92 möglich, PSQL >= 9.1 verhindert dies
Dirty Read: Lese Daten von nicht committed T's
Fuzzy Read: Versch. Werte beim mehrmaligen Lesen glei-cher Daten (da durch andere T geändert)
Phantom Read: Neue/Gelöschte Rows einer anderen T
Read Skew: Daten lesen, die sich während der T ändern
Write Skew: Mehrere T lesen Daten und Ändern sie
Deadlock: Mehrere T blockieren sich, da sie auf die gleiche Ressource warten
Cascading Rollback: T schlägt fehl und alle davon abhän-gigen T müssen ebenfalls zurückgerollt werden

	Seriali-sierbar	Dead-locks	Cas-cading RollB.	Kon-flikt-RollB.	Hohe Paral-lelität	Realis-tisch
Two-Phase Locking	✓	✓	✓	X	X	X
Strict 2PL	✓	✓	X	X	X	✓
Preclai-ming 2PL	✓	X	X	X	X	X
Valida-tion-ba-sed	✓	X	✓	✓	✓	✓
Timestamp-based	X	X	✓	✓	✓	✓
Snapsho-t Isolati-on	X	*	X	✓	✓	✓
SSI	✓	*	X	✓	✓	✓

* Deadlock in PSQL mit Snapshot Isolation

SQL Beispiel

```
BEGIN;  
SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL SERIALIZABLE;  
UPDATE accounts SET balance = balance - 100.00  
WHERE name = 'Alice';  
SAVEPOINT my_savepoint;  
UPDATE accounts SET balance = balance + 100.00  
WHERE name = 'Bob';  
ROLLBACK TO my_savepoint;  
UPDATE accounts SET balance = balance + 100.00  
WHERE name = 'Wally';  
COMMIT;
```

Relationale Algebra

$\pi_{R1,R4}(R)$ SELECT R1,R4 FROM R; (Projektion)
 $\sigma_{R1>30}(R)$ SELECT * FROM R WHERE R1 > 30; (Selektion)
 $\rho_{a \leftarrow R}$ SELECT * FROM R AS a; (Umbenennung/Alias)
 $R \times S$ SELECT * FROM R, S; (Kartesisches Produkt)
 $R \bowtie_{A=B} S$ SELECT * FROM R JOIN S ON R.A=S.B; (Verbund)

Serialisierbarkeit

Shared Lock: Schreib- & Lesezugriffe (eine Transaktion)
Exclusive Lock: Lesezugriffe (mehrere Transaktionen)
Serieller Schedule: Führt Transaktionen am Stück aus
Nicht serialisierbar:

S1=R1(x)R2(x)W1(x)R1(y)W2(x)W1(y)



Konfliktpaare:

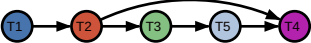
R1(x) < W2(x) R2(x) < W1(x)

Konflikt-Serialisierbar:

r1(b)r2(b)w2(b)r2(c)r2(d)w3(a)r4(d)r3(b)w4(d)r5(c)r5(a)w4(c)

Konflikt-Äquivalenter serieller Schedule:

r1(b)r2(b)w2(b)r2(c)r2(d)w3(a)r3(b)r5(c)r5(a)r4(d)w4(d)w4(c)



Vollständiges Backup

Exakte kopie der ganzen DB

Inkrementelles Backup

Sichert nur die seit dem letzten Backup geänderten Daten.

Logisches Backup (SQL Dump)

Blockiert keine T. Für mittelgrosse Datenmengen, interkom-patibel mit neuen PG-Versionen und anderen Maschinen.

Physisches Backup (File System)

Datenbank muss gestoppt werden, schneller als logisches Backup, passt nur zu derselben «Major Version» von PG.
Multi-Version Concurrency Control (MVCC)
Ermöglich es, mehreren T gleichzeitig zu laufen. Bei jeder Änderung wird eine neue Version der Daten erstellt. Leser sehen die älteren Versionen, während Schreiber die neues-ten Versionen sehen.

Two-Phase Locking (2PL)

TODO: example

Stellt Isolation der T sicher

- 1) Growing Phase: Die T. kann neue Locks erwerben, jedoch keine freigeben
- 2) Shrinking Phase: Locks können freigegeben werden, aber keine neuen mehr erworben werden

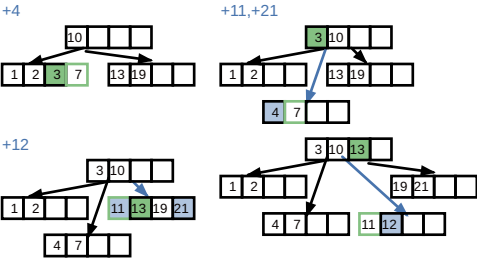
Write-Ahead Log (WAL)

Schreibt Änderungen der T in Log, dann Commit loggen, dann Updates in DB. Kann bei Absturz replayed werden
LSN, TailD, PageID, Redo, Undo, PrevLSN

Dreiwertige Logik (cursed)

```
SELECT NULL IS NULL; -- true  
SELECT NULL = NULL; -- [null]
```

B-Baum



SQL Beispiele

```
CREATE TABLE pferd (  
    pnr SERIAL PRIMARY KEY,  
    name TEXT,  
    alter INT,  
    zuechternr INT REFERENCES stall.pk,  
    vaternr INT REFERENCES pferd.pk  
);  
CREATE TABLE stall (  
    zuechternr SERIAL PRIMARY KEY,  
    name TEXT,  
    plz INT,  
    ort TEXT,  
    strasse TEXT  
);
```

-- Welche Züchter haben in ihren Ställen mindestens
1 Kind von dem Vater mit Namen "Hermes"

```
-- Eleganteste anfrage unkorreliert  
SELECT s.name FROM staele s  
WHERE s.zuechternr IN (  
    SELECT p.zuechternr  
    FROM pferde p  
    JOIN pferde p2 ON p2.pnr = p.vaternr  
    WHERE p2.name = 'Hermes'  
);  
-- Kürzeste anfrage  
SELECT DISTINCT s.name FROM staele s  
JOIN pferde p ON p.zuechternr = s.zuechternr  
JOIN pferde p2 ON p2.pnr = p.vaternr  
WHERE p2.name = 'Hermes';  
--  
SELECT DISTINCT s.name FROM staele s  
JOIN pferde p ON p.zuechternr = s.zuechternr  
WHERE EXISTS (  
    SELECT vaternr FROM pferde p2  
    WHERE p2.pnr = p.vaternr AND p2.name = 'Hermes'  
);
```