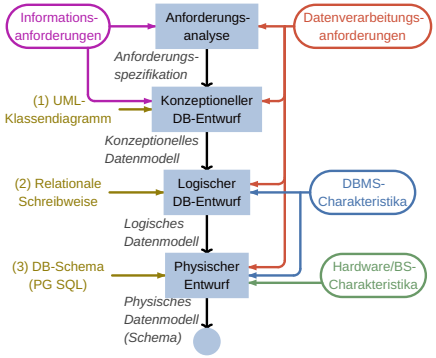
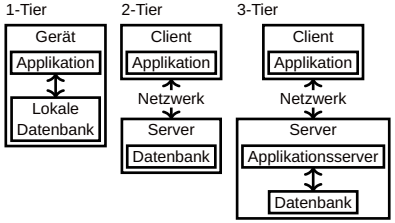


Glossar

Term	Definition
Impedance-Mismatch	Diskrepanz zwischen Datenstrukturen auf Applikations- und Datenbankebene
System-Katalog	Enthält Metadaten über die Datenbankobjekte, z.B. Tabellen und Schemata.
Datenbankschema	Struktur einer Datenbank, die die Organisation der Daten und Beziehungen beschreibt.
Datenbasis	Der physische Speicherort
Surrogate Key	Künstlich generierter PK
Referentielle Integrität	Fremdschlüssel muss zu einem Wert der referenzierten Tabelle oder NULL zeigen
Datenunabhängigkeit	Daten in einer DB ändern können, ohne dass Anwendungen geändert werden müssen
Data Pages	Kleinste Speicher-Dateneinheiten einer DB
Heaps	Unsortierte Datenorganisation
Semantische Integrität	Daten sind nicht nur syntaktisch, sondern auch inhaltlich korrekt, insbesondere nach T

Datenbankmodelle

Begriff	Bedeutung
Hierarchisch	Daten sind in einer baumartigen Struktur geordnet
Netzwerk	Flexiblere Struktur als hierarchisch, Erlaubt mehrere Pfade zwischen Entitäten
Objektorientiert	Speichert Daten und ihr Verhalten in Form von Obj.
Objektrelational	Kombiniert objektorientierte + relationale Prinzipien
Relational	Speichert Daten in Tabellen (Relationen) und verwaltet Beziehungen durch Schlüssel



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

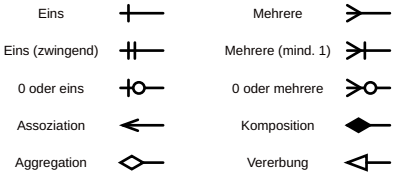
Logische Ebene: Logische Struktur der Daten
Interne Ebene: Speicherstrukturen, Definition durch internes Schema (Beziehungen, Tabellen etc.)
Externe Ebene: Sicht einer Benutzerklasse auf Teilmenge der DB, Definition durch externes Schema
Mapping: Zwischen den Ebenen ist eine mehr oder weniger komplexe 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
1	First Last

⇒

id	first	last
1	First	Last

2NF: Nichtschlüsselattr. voll vom Schlüssel abhängig. Ist PK atomar, dann 2NF gegeben

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

⇒ track

track	cd_id	title
1	1	Turnover
2	1	Repeater

cd

id	album
1	Repeater

3NF: Keine transitiven Abhängigkeiten

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

⇒ cd

id	album	interpret
1	Repeater	1

kuenstler

id	name	land
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 ($A \rightarrow B$)
Teilweise funkt. Abh.: B hängt von A ab, aber auch von einem Teil eines zusammengesetzten Schlüssels.
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

BNF

```
<select> ::= [ 'WITH' [ 'RECURSIVE' ] <with_query> [, ...] ]
'SELECT' [ 'ALL' | 'DISTINCT' [ 'ON' ( <expression> [, ...] ) ] ]
    [ { * | <expression> [ [ 'AS' ] <output_name> ] } [, ...] ]
    [ 'FROM' <from_item> [, ...] ]
    [ 'WHERE' <condition> ]
    [ 'GROUP BY' [ 'ALL' | 'DISTINCT' ] <grouping_element>
[, ...] ]
    [ 'HAVING' <condition> ]
    [ 'WINDOW' <window_name> 'AS' ( <window_definition> )
[, ...] ]
    [ { 'UNION' | 'INTERSECT' | 'EXCEPT' } [ 'ALL' | 'DISTINCT' ]
<select> ]
    [ 'ORDER BY' <expression> [ 'ASC' | 'DESC' | 'USING'
<operator> ] [ 'NULLS' { 'FIRST' | 'LAST' } ] [, ...] ]
    [ 'LIMIT' { <count> | 'ALL' } ]
    [ 'OFFSET' <start> [ 'ROW' | 'ROWS' ] ]

<from_item> := <table_name> [ * ] [ [ 'AS' ] <alias>
[ ( <column_alias> [, ...] ) ] ]
    [ 'LATERAL' ] ( <select> ) [ [ 'AS' ] <alias>
[ ( <column_alias> [, ...] ) ] ]
    <with_query_name> [ [ 'AS' ] <alias> [ ( <column_alias>
[, ...] ) ] ]
    <from_item> <join_type> <from_item> { 'ON' <join_condition> |
'USING' ( <join_column> [, ...] ) [ 'AS' <join_using_alias> ] }
    <from_item> 'NATURAL' <join_type> <from_item>
    <from_item> 'CROSS JOIN' <from_item>

<with_query> := <with_query_name> [ ( <column_name> [, ...] ) ]
'AS' ( <select> | <values> | <insert> | <update> | <delete> |
<merge> )
        [ 'USING' <cycle_path_col_name> ]
```

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. Subklassattribute

```
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

Type	Description
INTEGER/INT	Integer (4 bytes)
BIGINT	Large integer (8 bytes)
SMALLINT	Small integer (2 bytes)
REAL	Single precision float (4 bytes)
NUMERIC(precision, scale)	Exact numeric of selectable precision Alias for `DECIMAL(precision, scale)`
DOUBLE PRECISION	Double precision float (8 bytes)
SERIAL	Auto-incrementing integer (4 bytes)
BIGSERIAL	Auto-incrementing large integer (8 bytes)
SMALLSERIAL	Auto-incrementing small integer (2 bytes)
CHARACTER/ CHAR(size)	Fixed-length, blank-padded string
VARCHAR(size)	Variable-length, non-blank-padded string
TEXT	Variable-length character string
BOOLEAN	Logical Boolean (true/false)
DATE	Calendar date (year, month, day)
TIME	Time of day (no time zone)
TIMESTAMP	Date and time (no time zone)
TIMESTAMP WITH TIME ZONE	Date and time with time zone
INTERVAL	Time interval
JSON	JSON data
UUID	Universally unique identifier
ARRAY OF base_type	Array of values

```
NUMERIC(4, 2) /* 99.99 */ NUMERIC(2, 1) /* 9.9 */
VARCHAR(5) /* 'abcde' */  CHAR(5) /* 'abcde' */
```

Casting

Explizit

```
CAST(5 AS float8) = 5::float8
SELECT 'ABCDEFG'::NUMERIC; -- error
SELECT SAFE_CAST('ABCDEFG' 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 tmptable;
-- 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	ISAM
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 synchronisiert, Read und Write Lock für die gesamte T
SERIALIZABLE: Vollständige Isolation nach ACID

	Read Uncommitted	Read Committed	Repeatable Read	Serializable
Dirty Write	•	•	•	✗
Dirty Read	✓	✗	✗	✗
Lost Update	✓	✓	✗	✗
Fuzzy Read	✓	✓	✗	✗
Phantom Read	✓	✓	✓	✗
Read Skew	✓	✓	✗	✗
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 gleicher 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 abhängigen T müssen ebenfalls zurückgerollt werden

	Serialisierbar	Deadlocks	Cascading RollB.	Konflikt-RollB.	Hohe Parallelität	Realistisch
Two-Phase Locking	✓	✓	✓	✗	✗	✗
Strict 2PL	✓	✓	✗	✗	✗	✓
Preclaiming 2PL	✓	✗	✗	✗	✗	✗
Validation-based	✓	✗	✓	✓	✓	✓
Timestamp-based	✓	✗	✓	✓	✓	✓
Snapshot Isolation	✗	•	✗	✓	✓	✓
SSI	✓	•	✗	✓	✓	✓

* 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;
```

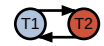
Relationale Algebra

$\pi_{R1,R4}(R)$ `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

S hared Lock: Schreib- & Lesezugriffe (eine Transaktion)
E X clusive Lock: Lesezugriffe (mehrere Transaktionen)
Starvation: T erhält aufgrund von Sperren niemals die Möglichkeit, ihre Arbeit abzuschliessen, da T immer blockiert wird
Serieller Schedule: Führt Transaktionen am Stück aus
Nicht serialisierbar:

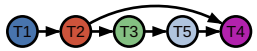
S1=R1(x)R2(x)W1(x)R1(y)W2(x)W1(y)



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)



Begriff	Bedeutung
Seriell	Alle T in einem Schedule sind geordnet
Konfliktäquivalent	Rehenfolge aller Paare von konfligierenden Aktionen ist in beiden Schedules gleich
Konfliktserialisierbar	Ein S backslash a regexist konfliktäquivalent zu einem seriellen S

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, interkompatibel 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 neuesten 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

Optimistisches Lockverfahren

T operieren ohne anfängliche Sperren. Überprüfen am Ende falls Konflikte aufgetreten → Änderungen zurücksetzen.

Pessimistisches Lockverfahren

T fordern sofort Sperren an, damit andere T nicht gleichzeitig auf dieselben Daten zugreifen oder diese ändern.

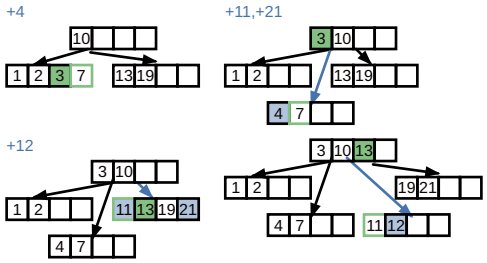
Write-Ahead Log (WAL)

Schreibt Änderungen der T in Log, dann Commit loggen, dann Updates in DB. Kann bei Absturz replayed werden
LSN, TalD, 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 staelle 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 staelle 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 staelle 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'
);
```