Jasmin Fässler 2024

BEGRIFFE / THEORIE

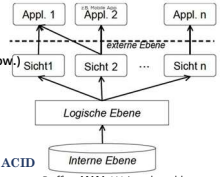
ACID Atomicity (Integrity), Consistency, Isolation (Concurrency, Multiuser), Durability (Security) und weiterer Vorteil DB-Systeme im Gegensatz zu Dateisystem: Kapselung
Anforderungen an DBMS Redundanzfreiheit + Datenintegrität
Datenintegrität Datenkonsistenz (logische Widerspruchsfreiheit der Daten), Datensicherheit (Schutz vor physischem Verlust) & Datenschutz (Zugriffe)
Datenmodelle Hierarchisch, Netzwerk, Relationen, Postrelational: Objektrelational (Methoden, Tabellenvererbung), *Objektorientiert (analog Programmiersprache)*
DBMS-Funktionen Backup & Recovery, SQL/ QuerySprachen, Datentypen, ACID, Transaktionen (A), Konsistenz (C), Mehrbenutzerbetrieb (I), Grosse Datenmengen/Sicherheit (D)

Ansi-3-Ebenen-Modell (Trennung der Ebenen!) Architektur

Externe Ebene (z.B. App, Website zu DB)
- Sicht einer Benutzerklasse auf Teilmenge der DB
- Definition durch externes Schema

Konzeptionelle/Logische Ebene (UML/rel. Schreibw.)
- Logische Struktur der Daten
- Definition durch log. Schema «Trägermodell»

Interne Ebene
- Speicherstrukturen, physische Datenstruktur
- Definition durch internes Schema, DDL



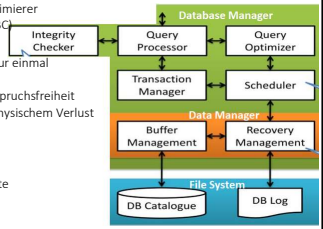
PostgreSQL ORDBMS nach SQL Standard mit ACID

Client-Server Modell, physische und logische Ebene getrennt, Buffer, **WAL** Write ahead log zuerst im log speichern danach in DB

Datenbankmanagement (DBMS) Funktionen

- Speicherung /Persistenz (dauerhaft)
- Transaktionen («alles oder nichts» - Operationen)
- Mehrbenutzerbetrieb (Sync parallele Zugriffe)
- Sicherheit: Authentifizierung und Autorisierung
- Backup und Recovery
- Datentypen /Datenstrukturen mit Datenkatalog
- Abfragesprachen (z.B SQL) mit Optimierer
- Programmierschnittstellen (z.B JDBC)

DBMS Grafik ACID Zusammenhang
Integrity Checker: **C**
Scheduler: **I,C**



Anforderungen an DBMS

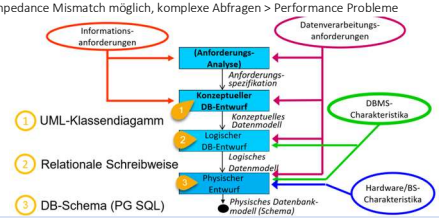
Redundanzfreiheit Jedes Element nur einmal
Datenintegrität
- Datenkonsistenz = logische Widerspruchsfreiheit
- Datensicherheit = Sicherung von physischem Verlust
- Datenschutz = Schutz der Daten vor unberechtigtem Zugriff

Datenbankmodell (Paradigma)

- Legt Datenstrukturierungs-Konzepte des DBMS fest (Beziehungen)
- Legt die Datenstrukturen fest (Datentypen, Speicherung)
- Auch Paradigma genannt (in UML 2 Meta-Modell)

Datenbankmodelle

- Hierarchisches Datenmodell (legacy) 1 einzige Hierarchie, Welt nicht modellierbar
- Netzwerkmodell eine vernetzte Hierarchie, Beziehungen zusammen mit Daten, ineffizient
- Relationen Modell 1. Normalform in Tabellen=Relationen, Daten & Anwendungen getrennt, Impedance Mismatch möglich, komplexe Abfragen > Performance Probleme



NORMALFORMEN

1.NF Wertebereiche der Attribute sind atomar, Alle Tabellenspalten beinhalten gleichartige Werte, keine Mengen, hat PK.
2.NF Jedes Nichtschlüsselattribut muss vom Primärschlüssel voll funktional abhängig sein.
NICHT in 2. NF, wenn sie einen zusammengesetzten Schlüssel hat und mind. ein Nichtschlüsselattribut von nur einem Teil des Schlüssels funktional abhängig ist
3.NF Kein Nichtschlüsselattribut darf von einem Schlüsselkandidaten transitiv abhängig sein.
Boyce Codd Kein Attribut von Schlüsselkand. transitiv abhängig, ausser triviale Abhängigkeit.
Denormalisierung auf 2. NF + Performanz bei Anfragen über mehrere Tabellen **+** weniger komplizierter Zugriff **-** Redundanzen (kann zu Anomalien führen) **-** braucht mehr Speicher

BACKUP UND RECOVERY

WAL write-ahead log, schreibt zuerst in WAL und dann erst in DB
NAS (Network Attached Storage), RAID (Redundant Array of independend Disks)
Fehlersituationen (beim Speichern): 1. Fehler/ROLLBACK, 2. Memory-Fehler/-Verlust, 3. Disk-Fehler-Verlust
Aspekte des DB-Backups Physischer vs. logischer Backup, Full vs. incremental Backup.

ANOMALIEN (UNREGELMÄSSIGKEIT, REGELWIDRIGKEIT)

Einfügeanomalie
- Tupel kann erst eingefügt werden, wenn andere Tupel (z.B in anderen Tabellen) existieren

Löschanomalie
- Wenn Tupel gelöscht wird, gehen zusätzliche Infos verloren (Mitarbeiter löschen, löscht auch Abteilung)

Änderungsanomalie
- Eine Änderung muss auch an x Orten nachgetragen werden

OPTIMIERUNG EINES DBMS WIE POSTGRESQL

- **Abfrageoptimierung**, Ineffiziente Abfragen umgestalten, Komplexität reduzieren, «SELECT *» vermeiden – sowie Just-in-time-Kompilierung (JIT)
- ist **SQL-Query** adäquat oder muss sie umgeschrieben werden? DB-Schema adäquat?
- Ist die **DBMS-Konfiguration** der Hardware angepasst? (GUC oder pgtune.leopard.in.ua)
- Tabellen-Statistik→ANALYZE VACUUM, DB-Logs überwachen (Probleme identifizieren)
- **Indexoptimierung** Sind die (richtigen) Indexe vorhanden?
- Parallele Abfrageausführung: Aktivieren und konfigurieren
- Partitionierung: Native Daten-Partitionierung einrichten
- Verbindungspooling: Datenbank-Verbindungen wiederverwenden (mit Tools)
- Zwischenspeicherung: Häufig abgefragte Daten (MATERIALIZED VIEW) und Queries (PREPARED Statement) speichern
- Hardwareressourcen: CPU, RAM oder SSD hinzufügen

INDEXE WÄHLEN (NICHT OHNE GRUND SELECT * UND INDEXE ERSTELLEN)

Index-Kandidaten sind
- Spalten, die häufig in Abfragen vorkommen (WHERE-Klausel)
- Spalten/Attribute in Constraints wie z.B. UNIQUE NOT NULL
- Spalten/Attribute, die in JOINS vorkommen, meist Schlüssel (PK, FK, Sekundär-S.)

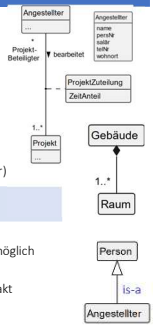
Weniger gut eignen sich Indexe:
- bei Spalten, die sich häufig ändern
- bei Spalten, mit wenig unterschiedlichen Werten (Boolean, Enumerations)
- viele Daten auf's Mal eingefügt werden (Index löschen, Daten laden& wieder erstellen)
- bei Resultsets, die grösser als ~5-10% einer "grossen" (z.B. >100K) Tabelle sind – bei diesen ist ein Lesen der ganzen Tabelle ("Full Table Scan") schneller

RELATIONALE ALGEBRA

$R \times S$ **Kartesisches Produkt** SELECT * FROM **R1, R2** von >2 Tabellen Tupel kombiniert
$\pi_{A_1,A_2,\ldots,A_n}(R)$ **projection** SELECT **A1, A4** FROM Tabelle
$\sigma_F(R)$ **selection** SELECT * FROM Tabelle **WHERE A1 > 30** (WHERE)
$R \bowtie S$ **natural join** SELECT * FROM R **natural join S** gleicher Spaltenname kombiniert
$R \bowtie_\theta S$ **theta-join** SELECT * FROM R **join S on R.a < S.b** INNER JOIN,equi ∈ theta join
$R \div S$ **division**
$\rho[A_1B_1, \ldots, A_nB_n]$ **rename** SELECT A2 **as renamed** from Tabelle (Alias)

UML (DATENMODELLIERUNG) DOMÄNEN MODELL

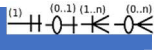
Aggregation ◊ (besteht aus, Teil von), Komposition: ♦ (Existenzielle Abhängigkeit des Teils vom Ganzen), Vererbung: Δ
Assoziations-Klasse Gibt der Beziehung eigene Attribute
Basisdatentypen TEXT, INTEGER, DECIMAL(10,2), FLOAT,PHONE_NR, BOOLEAN, DATE, TIME, DATETIME
PG-Datentypen NUMERIC (10, 2) ist wie DECIMAL, ENUM-Typ
Multiplizität Angabe: 1, 0, 0..1, 1
Angabe der Bedeutung der Beziehung: Assoziations-Name (bearbeite ►) oder mind. eine der beiden Rollen (Projekt-Beteiligter)



GENERALISIERUNG/VERERBUNG CONSTRAINTS

{disjoint} default (disjunkt)→ Instanz genau einer Unterklasse
{overlapping} (nicht disjoint!) → mehrere Unterklassen gleichzeitig möglich und kann Unterklassenzugehörigkeit wechseln
{complete} default → alle Subklassen definiert, Superklasse ist abstrakt
{incomplete} → nicht alle Objekte müssen in eine Subklasse fallen
{ordered} → Reihenfolge, Position festgelegt

LOGISCHES DB-MODELL



ABBILDUNGSREGELN, RELATIONALE SCHREIBWEISE

Beziehungen one-to-many: via Fremdschlüssel, many-to-many mit Zwischentabelle
Keine Semikolons, **Datentypen überall ausser FK angeben**! Datentypen freier als SQL

Regel 1 : Abbildung von Klassen

1. NF einhalten, Pro UML Klasse eine Tabelle, NULL (optional), Surrogat-Schlüssel wenn nötig.

```
Student(StudId INT, Name VARCHAR(80), Kürzel CHAR(3) NOT NULL,
Wohnort TEXT NOT NULL, Abflugzeit TIME)
```

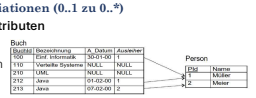
Regel 2.1 Abbildung von one-to-many Assoziationen (1..* zu 1) (auch 1..* zu 1..*)

PK der 1-Tabelle muss in *-Tabelle als FK vorkommen und Eigenschaften der Assoziation können als Attribute der *-Tabelle geführt werden.

```
Abteilung (AbtId INT, Name TEXT)
Student (StudId INT, Name TEXT, Adresse TEXT,
 AbtId INT NOT NULL REFERENCES Abteilung) -- DB-logisches Modell!
```

Regel 2.2 Abbildung von optionalen Assoziationen (0..1 zu 0..*)

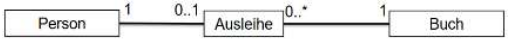
a) wie 2.1, aber mit optionalen Beziehungsattributen
- falls Beziehungen häufig vorkommen
- Null-Werte bei nicht vorhandenen Beziehungen




```
Person (Pid, Name TEXT NOT NULL)
Buch (BuchId, Bezeichnung NOT NULL,
Ausleihedatum DATE NOT NULL,
Ausleiher NULL REFERENCES Person) --bei sql mit Datentypen
```

b) mit separater (abhängiger) Beziehungstabelle
- falls Beziehungen selten sind • 'kanonische' Lösung ohne Null-Werte
- PK = PK der Tabelle mit Kardinalität

```
Person (PId, Name NOT NULL)
Buch (BuchId, Bezeichnung NOT NULL)
Ausleihe(BuchId NOT NULL REFERENCES Buch,
 PId NOT NULL REFERENCES Person, Ausleihedatum DATE NOT NULL)
```



Regel 2.3 Abbildung von Aggregationen I (Komposition ♦)

z.B. Angestellter **♦1 zu 0..*** Kind

Der Primärschlüssel einer abhängigen Tabelle ist entweder ein Fremdschlüssel oder er enthält Attribute eines Fremdschlüssels einer übergeordneten Tabelle.

```
Angestellter (AngId INT, Name VARCHAR(80) NOT NULL)
```

a) Abhängige Tabelle, starke Ganzes-Teile-Beziehung (Komposition) ♦

```
Kind (AngId REFERENCES Angestellter, -- NOT NULL UNIQUE default PK
      Vorname, GebJahr NOT NULL) mit Datentypen überall ausser FK!
– ORDERED bei Angestellter > Vorname mit Attribut Order
```

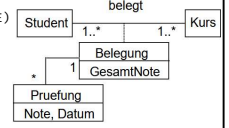
b) Unabhängige Tabelle, schwache Ganzes-Teile-Beziehung (Aggregation ◊)

```
Kind (KindId, AngId NOT NULL REFERENCES Angestellter,
      Vorname NOT NULL, GebJahr)
Constraint: UNIQUE(Kind.AngId, Kind.Vorname) –bei SQL, ON DELETE C.
```

Regel 2.4: Abbildung von many-to-many Assoziationen (0..* zu 0..*)

mit abhängiger Beziehungs-Tabelle mit zusammengesetztem PK

```
Student (StudId, Name NOT NULL)
Kurs (KursId, Bezeichnung NOT NULL UNIQUE)
Belegung (StudId REFERENCES Student,
          KursId REFERENCES Kurs)
```



Regel 2.4a Abbildung von assoziativen Klassen

```
Student (StudId INTEGER,
         Name VARCHAR(80) NOT NULL)
Kurs (KursId INTEGER,
      Bezeichnung VARCHAR(50))
Belegung (StudId, KursId, GesamtNote DECIMAL)
Pruefung (StudId REFERENCES Belegung, KursId REFERENCES Belegung,
          Datum DATE, Note DECIMAL NOT NULL)
```

Abhängige Beziehungs-Tabelle, erweitert mit den Attributen der assoziativen Klasse.
• Nachteil: Zusammengesetzte Schlüssel können sich über Assoziationen auf andere Tabellen fortpflanzen (Bsp. Tabelle Pruefung)

2.4b: Abbildung von assoziativen Klassen II

Assoziative Klasse ersetzen im konz. Modell oder bei der Abbildung auf das DB-Modell
+ keine abhängige Beziehungs-Tabelle Primärschlüssel enthalten keine FK-Attribute
- zusätzliche Unique-Bedingung

```
Student (StudId, Name)
Kurs (KursId, Bezeichnung)
Belegung (BelId, StudId, KursId, GesamtNote)
Pruefung (BelId, Datum, Note)
Constraints: UNIQUE(Belegung.StudId, Belegung.KursId)
```

REGEL 3: ABBILDUNG VON VERERBUNGEN/GENERALISIERUNGEN

Regel 3a je eine Tabelle pro Klasse / eine Tabelle pro Sub- und Superklasse)

```
fahrzeug (id INT, fzg_typ INT NOT NULL)
pkw (fzg_id REFERENCES fahrzeug)
lkw (fzg_id REFERENCES fahrzeug, flaeche DECIMAL NOT NULL)
fzg_typ NULL möglich für incomplete, overlapping möglich
```

Regel 3b Eine Tabelle pro Subklasse (Superklassen nicht abgebildet)

```
pkw (id INT)  Schlüssel-Eindeutigkeit separat kontrollieren
lkw (id INT, flaeche DECIMAL NOT NULL) kein overlapping
```

Regel 3c Eine einzige Tabelle für Superklasse (Subklassen nicht abgebildet)

```
fahrzeug (id INT, fzg_typ INT NOT NULL, flaeche DECIMAL NULL)
overlapping möglich, 3.NF verletzt, viele NULL Werte
```

SQL ALLGEMEIN (INKL. DDL UND DML)

SQL QUERIES (DDL)

Reihenfolge im Code
SFW: **SELECT** field **FROM** table **WHERE** field = condition query

```
WITH – SELECT – FROM – JOIN – WHERE – GROUP BY – HAVING –
ORDER BY – LIMIT
```

SQL Order (mathematische Berechnung im Hintergrund)

```
FROM + JOIN > WHERE > GROUP BY > HAVING > SELECT (+ WINDOW
FUNCTION.) > ORDER BY > LIMIT
```

LIMIT(x) begrenze auf x Queries

```
(WITH…) SELECT… FROM… (JOIN…) WHERE… ORDER BY… (LIMIT…)
```

WHERE-Prädikate

```
BETWEEN, AND, IN (oder Subquery), OR, < >, =, !=, DISTINCT
Beispiel SELECT name, tel FROM angestellter WHERE tel IS NOT NULL
ORDER BY name ASC;
```

DATENTYPEN IN POSTGRESQL (NICHT ALLE)

BOOLEAN (TRUE oder FALSE)
Fliesskommazahl NUMERIC=DECIMAL, z.B. Geld NUMERIC(7,2) *Anz. Zahlen vor,nach Punkt*
Ganzzahl INTEGER / INT, BIGINT
Strings TEXT beliebige Länge, VARCHAR(80) maximale Länge, CHAR(3) feste Länge
Zeit DATE Format tolerant ISO (YYYY:MM:DD), TIME Format (HH:MM:SS),
TIMESTAMP (YYYY:MM:DD HH:MM:SS),
TIMESTAMPTZ mit TimeZone '2025-01-21 00:00:00+01'
NOW() Funktion gibt Zeit zur Laufzeit zurück, CURRENT_DATE(), CURRENT_TIME()
INTERVAL Zeitintervalle
Verschiedenes BINARY, BLOB→**BYTEA** (postgres) binäre Datentypen für grosse Daten
ARRAY OF base_type array_name TEXT []
Auto-Increment SERIAL "create table t1 (id serial primary key);"
GENERATED AS IDENTITY "create table t2 (id integer primary key generated always as identity);"

FUNKTIONEN (MODERNES SQL)

Concat (concatenation, zusammenführen)

```
select 'hello' || ' ' || 'world' from table; -> hello world
```

String functions / Text Manipulation

```
select LOWER('HelLo') from table; -> hello
select UPPER('HelLo') from table; -> HELLO
select LENGTH('HelLo') from table; -> 5 (Länge von String)
COALESCE(wohnort, 'unbekannt') -> unbekannt statt NULL
```

Text extrahieren

```
substring(string [from <str_pos>] [for <ext_char>])
```

Wildcards
_ für 1 Zeichen, % für mehrere Zeichen, oder Regex mit «~»

```
LIKE '%B%', LIKE '_B_'
```

Type-Casting

```
now()::text, SUM(salaer)::int, CAST(expression AS target_type)
```

Numerisch-mathematische Funktionen

```
SUM(), COUNT(), ROUND(source, anzahl_dezimalstellen), MOD,
TRUNC(num, precision),  ABS(num)→Betrag, COS(), SIN(),
POWER(), SQRT(), etc.
CASE if/else, ohne else returns NULL
    WHEN condition1 THEN result1
    ELSE result
END;
```

DATENBANK ANLEGEN | DATENBANK, SCHEMA, TABELLE, ATTRIBUTE

```
CREATE DATABASE foo WITH OWNER = 'bar';
CREATE INDEX indexname ON tbl_name (attr.);
CREATE TABLE fahrzeug (
  id INTEGER PRIMARY KEY,
  fzg_typ INTEGER NOT NULL
);
CREATE TABLE pwk (
  fahrzeug PRIMARY KEY REFERENCES fahrzeug(id)
);
CREATE TABLE angestellter (
 persnr INTEGER NOT NULL, --Column Constraint (NOT NULL)
 name VARCHAR(20) NOT NULL UNIQUE, tel TEXT NULL,
 salaer DECIMAL(7,2) NOT NULL,
 eintrittsdatum DATE DEFAULT CURRENT_DATE,
 chef INTEGER NOT NULL REFERENCES angestellter(persnr),
 --Table Constraints
 PRIMARY KEY (persnr, name), -- Two PKs
 CHECK (salaer BETWEEN 1000 AND 20000)
);
ALTER TABLE angestellter
  ADD CONSTRAINT fk_ang_chef -- Table Constraint im Nachhinein
    FOREIGN KEY (chef) REFERENCES angestellter(persnr)--Foreign Key
    ON DELETE CASCADE,
  ADD CONSTRAINT alter_jung_constraint CHECK (alter < 66);
ALTER TABLE personen RENAME TO mitarbeiter;
ALTER TABLE mitarbeiter [ADD|MODIFY|DROP] COLUMN alter INTEGER;
```

DML – DATA MANIPULATION LANGUAGE

Datenbank mit Daten füllen / DML

```
INSERT INTO angestellter (id, name, chef, datum) VALUES (101,
'Spring', NULL, DATE '2005-05-05');
INSERT INTO films SELECT * FROM table2 WHERE id = 2;
INSERT INTO ang (id, name)
  VALUES (nextval('s_angid'), 'Müller')
  RETURNING id; RETURNING auch bei UPDATE möglich
COPY abteilung (abtnr, name) FROM stdin [WITH (ENCODING 'UTF8')];
   Verkauf
   Marketing
\.
```

UPDATE Tupel aktualisieren

```
UPDATE tablename SET operations WHERE conditions;
UPDATE angestellter SET salaer=6000 WHERE persNr=101;
```

DELETE Tupel löschen

```
DELETE FROM angestellter WHERE persNr = 1001;
```

TRUNCATE, Löschen aller Inhalte der Tabelle
```
TRUNCATE table1, table2 [ CASCADE | RESTRICT ]; oder nur 1 Tabelle
```
DROP TABLE, Löschen der ganzen Tabelle
```
DROP TABLE [ IF EXISTS ] name [, ...] [ CASCADE | RESTRICT ]
```
Löschen eines Tupels konfigurieren (default: RESTRICT):
```
ON DELETE CASCADE – Alle Sub-Tupel (FK) werden auch gelöscht
ON DELETE RESTRICT – Super-Tupel kann nicht gelöscht werden
ON DELETE SET NULL – Sub-Tupel werden NULL
ON DELETE SET DEFAULT – Sub-Tupel werden DEFAULT
ON DELETE RESTRICT/NO ACTION: Fehler/Rollback ist default
ON UPDATE – Wie DELETE aber bei Änderung Super-Tupel
```

SELECT QUERIES

ANY Mehrere Tupel, Mindestens ein Wert aus Liste **IN** Mehrere Tupel, Gelieferte Liste enthält
EXISTS Mehrere Tupel, Gelieferte Tabelle nicht 0
ALL Mehrere Tupel, Alle Werte aus der Liste

Subqueries / Unterabfragen, korreliert oder unkorreliert

Korreliert/correlated subquery → executes once for each candidate row considered by the outer query. In other words, the inner query is driven by the outer query.
```
SELECT a.name FROM angestellter a
WHERE (
  SELECT COUNT(pzt.*)
  FROM projektzuteilung pzt
  WHERE pzt.persnr = a.persnr -- a = outer query→korreliert
) >= 2;
```
Unkorreliert/Normal nested subquery → the inner SELECT query runs first and executes once, returning values to be used by the main query. Unterabfrage selbständig/unabhängig.

Joins

EQUI-JOIN JOIN mit «=», sich selbst, NATURAL JOIN nicht empfohlen
CROSS JOIN Kreuzprodukt (SELECT * from a,b) *(old join syntax)*
LATERAL JOIN Zweite Tabelle als Subquery
```
SELECT abtnr, name, maxsalaer FROM abteilung AS abt
  JOIN LATERAL ( SELECT MAX(salaer) AS maxsalaer FROM angestellter
  WHERE abtnr=abt.abtnr) AS ang ON TRUE;
```
JOIN = INNER JOIN, mit Bedingung
LEFT/RIGHT OUTER JOIN dort wo Bedingung nicht passt = NULL

MENGENOPERATIONEN

UNION / UNION ALL ($E1 \cup E2$) = `Q1 UNION Q2` Fügt zwei Tabellen zusammen, ALL entfernt nicht Duplikate, benötigt genau gleich viel ausgelesene Attribute (`'All'`,)
INTERSECT ($E1 \cap E2$) = `Q1 INTERSECT Q2` Durchschnitt zweier Tabellen (EXIST)
EXCEPT `Q1 UNION Q2 EXCEPT Q3` Differenz zwei Tabellen (INNER JOIN)
```
SELECT persnr FROM angestellter a
 WHERE a.chef IS NULL INTERSECT
SELECT a.persnr FROM angestellter a
 INNER JOIN projektzuteilung p ON a.persnr = p.persnr
 INNER JOIN projekt pr ON p.projnr = pr.projnr
 WHERE p.bezeichnung LIKE '%Uranus%'
```

AGGREGATSFUNKTIONEN (GROUP BY) UND NULL

```
MIN(), MAX(), SUM(), AVG(), COUNT()
nutze HAVING statt WHERE
```
NULL-Werte werden bei Aggregatfunktionen nicht mit verwendet
```
SELECT * FROM table WHERE test != 'hoi' OR test IS NULL;
```
```
2 + NULL          => NULL
NULL * 10         => NULL
CONCAT('hi', NULL) => NULL

NULL = NULL  => NULL
2 = NULL     => NULL
2 != NULL    => NULL
```

WINDOW FUNCTIONS (ZUSÄTZLICH ZU AGGREGATSFUNKTIONEN)

Window Function ist abhängig von `OVER (PARTITION BY …)`,
Reihenfolge Window Function ist abhängig von `OVER (ORDER BY …)`, Reihenfolge
Ausgabe ist abhängig von `ORDER BY`
```
SELECT abtnr, persnr, salaer, RANK() OVER (
  PARTITION BY abtnr ORDER BY salaer DESC)
FROM ang ORDER BY 1;
```
row_number() Number of current row from its current partition
rank(), dense_rank(), percent_rank() Ranking based on order in current partition (dense_rank is without gaps; percent_rank is relative rank).
ntile() Returns an integer ranging from 1 to the argument value, dividing the partition as equally as possible.
lag(), lead() access data of the previous row from the current row, nth value relative to current, -nth value relative to current (n defaults to 1) in current partition.
```
SELECT year, sales, LAG(sales, 1)::INT OVER ( ORDER BY year ) AS
  previous_year_sales FROM sales_table; LEAD für n folgender Wert
```
first_value() / last_value() / nth_value() Absolute first/last/nth value in a partition based on order regardless of current position

VIEWS

Sicherheit: Irrelevante Daten für bestimmte Nutzer entfernen. View ist eine virtuelle Tabelle basierend auf andere Tabellen oder Views. Daten werden zur Ausführzeit aus Tabellendaten hergeleitet. Man kann auch Queries damit vereinfachen.
```
CREATE VIEW angpublic [(persnr, name, tel, wohnort)] AS
  SELECT persnr, name, tel, wohnort FROM angestellter;
```

UPDATE möglich, wenn
- Keine Join, Set-Operationen
- Keine Gruppen-Funktionen (`min`, `max`)
- Keine `GROUP BY, CONNECT BY, START WITH, DISTINCT`

INSERT und UPDATE auf Views
..ermöglichen in PostgreSQL mit **RULE-System** oder **TRIGGERS**.
```
CREATE RULE teloffice_insert AS ON INSERT
  TO teloffice [ WHERE condition ]
  DO [INSTEAD | ALSO] INSERT INTO telverz VALUES
(nextval('s_telid'), NEW.name, NEW.tel, 1);
```
Weitere Views
```
CREATE MATERIALIZED VIEW view2; // speichert Kopie der Query
REFRESH MATERIALIZED VIEW view2;
```
Row-Level Security (RLS) ist eine Art "System-Views" - Nur User mit entsprecheneden Lese- und Schreibrecht («Policy») auf Rows haben Zugriff
Temporäre Tabellen (`CREATE TEMPORARY TABLE`):
- Werden gelöscht (dropped) am Ende einer Session oder Transaction
- Andere «permanente» Tabellen mit gleichem Namen sind nicht sichtbar

CTE (COMMON TABLE EXPRESSION)

Hilfs-Query in einer `WITH`-Klausel (Temporäre Tabellen während des Statements) Können…
…SELECT, INSERT, UPDATE, DELETE enthalten | …sich auf vorergehende Hilfs-Query beziehen
…anstelle Subqueries verwendet werden | … dem DB-Optimierer helfen und rekursiv sein

Syntax (Normal)
```
WITH nameTable1 AS ( SELECT * FROM myTable )
SELECT * FROM nameTable1;
```
Rekursiv: zuerst Initialisierung, dann Rekursiver Teil
Von einem Angestellten alle Untergebenen rekursiv auch Unteruntergebene usw.
```
WITH RECURSIVE untergebene (persnr, name, chef) AS (
  SELECT A.persnr, A.name, A.chef FROM angestellter A
  WHERE A.chef = 1010
  UNION ALL
  SELECT A.persnr, A.name, A.chef FROM angestellter A
  INNER JOIN unter B ON B.persnr = A.chef
)
SELECT * FROM untergebene ORDER BY chef, persnr;
```

TRANSAKTIONEN

Pro Session maximum 1 Transaktion, **NESTED Transaktion nicht unterstützt** (savepoints)
Fault Tolerance Bei Server-chrash kann Operation wiederholt werden oder wird ganz gecancelt, Write-Ahead Log zur dauerhaftbarkeit nach Commit
Concurrency Isolation der Transaktionen, Parallelität wird ermöglicht
- **A***tomicity*: Transaktion vollständig oder gar nicht
- **C***onsistency*: Konsistenter Zustand von Daten bleibt erhalten
- **I***solation*: Transaktion wie von anderen Isoliert ausgeführt werden
- **D***urability* Alle Änderungen sind persistent, bei Fehler nicht verloren

Gründe für Abort
- Explizit durch ROLLBACK oder ABORT
- Unzulässige Verzahnung mit anderen nebenläufigen Transaktionen, Deadlock
- Applikationsabbruch, Systemabsturz, Fehler

```
BEGIN [TRANSACTION];
COMMIT [TRANSACTION];
ROLLBACK [TRANSACTION];
```
```
SAVEPOINT transaktionsname;
ROLLBACK TO transaktionsname;
```

SERIALISIERBARKEIT

wenn, nebenläufige Ausführung, gleich wie serielle Ausführung
Muss azyklisch sein -> Serialisierbarkeit keine Schlaufen
Beispiel S = r1(x) r1(y) r2(x) r2(y) w1(x) w2(y) c1 c2
Konfliktpaare r1(x) < w1(x), r1(y) < w2(y), r2(x) < w1(x), r2(x) < w2(x)
Zyklus Serialisierbarkeitsgraph→Nicht serialisierbar | *2x gleiches Paar und gleiche Zahl mögl.*
Topologische Sortierung (Halbordnung) bestimmt **Commit-Reihenfolge** (T1→T2 =>c1→c2)

Implementation der Isolation

Pessimistische Verfahren (2PL)
- Sperrprotokolle
- Besser bei hoher Konflikt-Wahrscheinlichkeit

1.Phase Growing 2.Phase Shrinking

Optimistische Verfahren (Isolation, SI, SSI)
- Konfliktbehebung im Nachhinein
- Besser bei kleiner Konfliktwahrscheinlichkeit
- Abbruch bei Konflikt

Commit Resultate:
Success Änderungen atomar und durable gespeichert
Failure Alle temporären Änderungen werden abgebrochen (abort)

Locking
`unlock(x)`, Gibt lock wieder frei (*Wichtig richtiger Buchstabe*)
Exclusive Lock (X) `xlock(x)`
- Für Schreibe- oder Lesezugriffe, Nur eine Transaktion *xlock*

Shared Lock (S) `slock(x)`
- Nur für Lese-Zugriffe, Mehrere Transaktionen *slock*

	S	X
S	✓	✗
X	✗	✗

Lock-Verträglichkeit

ISOLATION LEVELS

```
BEGIN;
SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL [SERIALIZABLE|READ UNCOMMITTED|..];
```
Serializable ist am besten, Parallelität limitiert, Effizienz mit schwächeren Levels gesteigert, auf Kosten Korrektheit. Fehler schwer nachvollziehbar

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
Vollständig (korrekte) Isolation ACID

	Read Uncommited	Read Committed	Repeatable Read	Serializable
Dirty Write	möglich*	möglich*	möglich*	unmöglich
Dirty Read	Möglich *	unmöglich	unmöglich	unmöglich
Lost Update	möglich	möglich	unmöglich	unmöglich
Fuzzy Read	möglich	möglich	unmöglich	unmöglich
Phantom Read	möglich	möglich	möglich	unmöglich
Write Skew	möglich	möglich	möglich	möglich*
Deadlock			möglich	unmöglich
Cascading Rollback				unmöglich
Serialization Anomaly	möglich	möglich	möglich	unmöglich

* Möglich aber nur in SQL92, PostgreSQL Version >= 9.1 verhindert dies
Dirty Read (auch Read Skew) – Daten Lesen von anderer nicht committed T
Fuzzy Read = **nonrepeatable read** = inconsistent analysis – Lese gleiche Daten mehrmals, sehe aber andere Werte, gelesene Daten ändern sich durch andere T
Phantom Read – Gleiche `SELECT` neue/gelöschte Rows
Serializable Kann r, w Konfliktpaare blockieren, (bei Postgresql mit SSI)
Read Committed Kann w, w Konfliktpaare blockieren

CONCURRENCY CONTROL TECHNIQUES MVCC

Postgresql nutzt haupstächlich **MVCC** (Multi-Version Concurrency Control) = **Snapshot Isolation** und unterstützt **SSI** Serializable Snapshot Isolation und **OCC** (Optimistic Concurrency Control)

Grundlagen und Prinzip Multi-Version Concurrency Control (MVCC)
- Mehrere Versionen pro DB-Objekt
- Jede T hat Timestamp des Startzeitpunkts
- write(x): neue Version x_t, t = Start-TimeStamp
- read(x): letzte Version x_t, mit grösst. t ≤ Start-TimeStamp

PostgreSQL unterstützt MVCC
- Verfahren:
- Update -> Tupels X-Lock (row locking) -> Deadlocks möglich
- Lesen -> keine Locks, nicht überprüft
- Jedes Update führt zu neuer Version des Tupels

Verhalten
- READ COMMITTED: read nur mit derselben Verison (dort implementiert PostgreSQL SI)
- REPEATABLE READ od. SERIALIZABLE: ganze T nur mit derselben Version
- Serialisierbar nur mit Level SERIALIZABLE

	Garantiert Serialisier-bar	Keine Deadlocks	Keine Cascading Rollbacks	Keine Konflikt-Rollbacks	Hohe Parallelität	Realistisch (ohne Voranalyse)
Two-Phase Locking	✓	✗	✗	✓	✗	✗
Strict 2PL	✓	✗	✓	✓	✗	✓
Preclaiming 2PL	✓	✓	✓	✓	✗	✗
Validation-Based	✓	✓	✗	✗	✓	✓
Timestamp-Based	✓	✓	✗	✗	✓	✓
Snapshot Isolation	✗	*✓	✓	✗	✓	✓
SSI	✓	*✓	✓	✗	✓	✓

* Deadlock in PostgresSQL mit Snapshot Isolation
XLOCK = upgraded lock, SLOCK = shared lock (bei read)
Lösung gegen Deadlocks: Preclaiming Two-Phase Locking.

SICHERHEIT (INKL. SQL DCL = RECHTEVERWALTUNG)

BENUTZERRECHTE

Bei PostgreSQL hat jeder Benutzer die Summe der folgenden Rechte
- alle Rechte, die **ihm selbst zugeteilt** wurden
- alle Rechte, mind. einer Gruppe / Rolle zugeteilt wurden, in der er **Mitglied** ist
- alle Rechte der Pseudo-Gruppe/Pseudo-Rolle **public**

Privileges for new user / group
```
CREATE ROLE user_or_group [WITH LOGIN PASSWORD '123']
  WITH [CREATEDB|NOCREATEDB] | [CREATEROLE|NOCREATEROLE];
CREATE ROLE group; standard = CREATE auf public schema
DROP USER IF EXISTS angguest;
CREATE ROLE angguest WITH LOGIN PASSWORD 'angguest' IN ROLE group;
REVOKE CREATE ON SCHEMA public FROM public; wichtig!
GRANT [ALL|SELECT|CREATE|INSERT|UPDATE]
        ON [TABLE|SCHEMA] angpublic,projekt TO angguest;
REVOKE ALL ON SCHEMA angpublic FROM u;
ALTER ROLE user RENAME TO user2;
DROP ROLE angguest;
```
```
SET ROLE bob; Benutzer wechseln
RESET ROLE; zurückwechseln
```
Systemprivilegien für Datenbank-Operationen & Systemvariablen
```
CREATEDB, CREATEROLE, NOCREATEDB, NOCREATEROLE
ALTER ROLE username WITH CREATEROLE;
current_timestamp TIMESTAMP, current_user ROLLE, session_user
```
Nur selbst erstellte Einträge sehen/create.. bei GRANT
```
CREATE POLICY policy_teachers_see_own_exams ON exams FOR ALL TO
PUBLIC USING (teacher_pguser_attr = current_user);
ALTER TABLE exams ENABLE ROW LEVEL SECURITY;
```

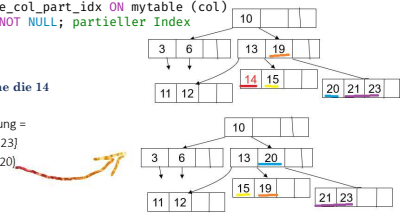
INDEXE UND SPEICHERSTRUKTUREN + OPTIMIERUNG

B-tree (universell), **B+ Baum** (verkettet, Blatt zeigt auf nächstes Blatt und d=Daten sind ausserhalb der Blätter im Heap gespeichert), **Hash** (equality search WHERE =), **GiST** (Array, Volltextsuche), **SP-GiST** (knn (nearest-neighbor), geometrisch), **GIN** (schneller aber mehr Daten als GiST, wenig ändern!), **BRIN** (Range Search), **ISAM** (wie hash aber kann mehr)
```
DROP INDEX [IF EXISTS] indexname;
```
zusammengesetzte Schlüssel
```
CREATE INDEX mytable_col12_idx ON mytable (col1, col2);
```
Index mit Include
```
CREATE INDEX magic_idx ON test (nr,id) INCLUDE (txt);
```
Funktionaler Index
```
CREATE INDEX mytable_col_part_idx
 ON mytable ( UPPER(col) ); UPPER nur als Beispiel
```
weitere Index-Typen
```
CREATE INDEX mytable_col_idx
 ON mytable USING btree (col);
CREATE EXTENSION btree_gist;
 CREATE INDEX mytable_col_idx2
 ON mytable USING gist (col);
CREATE UNIQUE INDEX name ON table (attribut) not null, unique
CLUSTER angestellter USING angestellter_pkey;
CREATE INDEX mytable_col_part_idx ON mytable (col)
 WHERE archived IS NOT NULL; partieller Index
```

B+-Baum

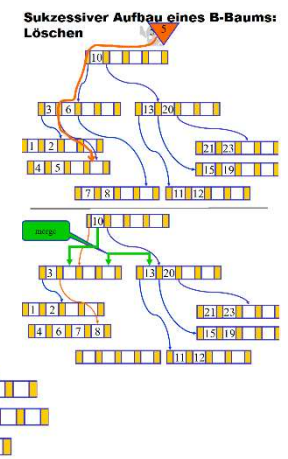
B-Baum mit m=2, k=4

Beispiel B-Baum Lösche die 14
1. Unterlauf bei **14**
2. Nachrücken /Verschiebung = merge [15, 19, 20, 21, 23] in Mitte aufteilen (bei 20)



Beispiel 2, lösche die 5
1. Unterlauf bei **5**
2. merge [4, 6, 7, 8]
3. Unterlauf bei Vater **3**
4. merge Elternknoten mit Kind von rechts [3, 10, 13, 20]
5. Schrumpfung freier Knoten (leere Knoten löschen)

$$hoehe \leq 1 + log_{m+1}(\frac{n+1}{2})$$



Einfügen (Ausschnitt)
Knoten/Blatt überfüllt>aufteilen wie folgt:
1. neuer Knoten mit Keys rechts vom mittlerem Key (/rechts von Mitte)
2. mittl.Key (/links von Mitte) = Vaterknoten (Rechtsbewegung)
3. Wenn Vaterknoten überfüllt →nochmals
- falls Wurzel → neue Wurzel (Baum wächst)
- wiederholen