Hochschule
Bonn-Rhein-Sieg
University of Applied Sciences

**Projektarbeit**

# PostgresSQL - Rekursion auf Basis generischer Stored Procedures

Fachbereich Informatik
Referent: Prof. Dr. Harm Knolle

eingereicht von:
Jennifer Wittling, Rolf Kimmelmann, Jan Löffelsender

Sankt Augustin, den 09.12.2018

# Zusammenfassung

In den letzten Jahren haben Graphdatenbanken an Bedeutung gewonnen, da sich mit diesen bestimmte Fragestellungen besonders schnell lösen lassen. Graphdatenbanken haben den Vorteil, dass sich insbesondere Beziehungen zwischen Objekten gut abbilden und sehr performant abfragen lassen. Bei relationalen Datenbanken ist es zur Darstellung von Beziehungen zwischen Objekten erforderlich die verschiedenen Tabellen mittes des JOIN Operators zu verknüpfen. Diese Verknüpfungen können schnell zu einem großen Rechenaufwand und langen Laufzeiten führen. Es soll am Beispiel von Postgres untersucht werden, ob und wie sich Graphen in relationalen Datenbanken abbilden lassen. Weiterhin soll analysiert werden, ob und für welche Problemstellungen es sinnvoller ist Graphen in einer relationale Datenbank statt einer Graphdatenbank abzubilden. Ist es zukünftig notwendig für die performante Verarbeitung steigender Datenmengen auf neue Technologien, wie Graphdatenbanken zu schwenken oder lassen sich die klassischen relationalen Datenbanken so erweitern, dass diese Problemstellungen ähnlich effizient lösen können.

Not only SQL (NoSQL) Datenbanken und insbesondere Graphdatenbanken sind im Gegensatz zu den relationalen Datenbanken flexibler und bei der Lösung bestimmter Probleme weniger rechen- und speicherintensiv. Insbesonder wenn es um die Auflösung von Beziehungen bzw. um die Traversierung über einen Graphen geht, bieten Graphdatenbanken Vorteile gegenüber den herkömmlichen relationalen Datenbanken. In der Praxis wurde jedoch auch die Beobachtung gemacht, dass durch die Verwendung von Stored Procedures die Traversierung über einen Graphen mittels einer relationalen Datenbank ähnlich schnell umgesetzt werden kann, wie mit einer Graphdatenbank.

Es soll das Modell als grundlegender technologische Aspekt von Graphdatenbanken kurz erläutert werden. Zielsetzung dieser Arbeit ist es einen Graphen in der relationalen Datenbank Postgres abzubilden und zu vergleichen, wie sich die Traversierung über diesen Graphen effizient umsetzen lässt. Zunächst soll die Umsetzung mittels klassischer SQL Operationen erfolgen. Anschließend sollen die Problemstellungen mittels Stored Procedures, sowie der Rekursion mittels PL/SQL gelöst werden. Die Ergebnisse der verschiedenen Vorgehensweisen sollen miteinander verglichen werden.

# Vorwort

| Kapitel | schriftlich | Umsetzung | Vortrag erstellt | Vortrag gehalten |
|---|---|---|---|---|
| 1 | Wittling | - | Wittling | Wittling |
| 2 | Löffelsender, Wittling | - | - | - |
| 3 | Löffelsender, Wittling | Löffelsender | Löffelsender | Löffelsender |
| 4 | Kimmelmann | Kimmelmann | Kimmelmann | Kimmelmann |
| 4 | Kimmelmann | - | - | - |
| Systemadministration | | Kimmelmann | - | - |

Tabelle 0.1: Aufgabenverteilung

Die packages

- amsthm,
- lstautogobble,
- multirow

wurden zusaätzlich zur Standardvorlage verwendet.

# Inhaltsverzeichnis

**Zusammenfassung** **II**

**Vorwort** **III**

**1 Graph-Datenbanken - Grundlegende technologische Aspekte** **1**
1.1 Modell . . . 1
1.1.1 Graph . . . 2
1.1.2 Bäume . . . 3
1.1.3 Property Graphen . . . 4
1.1.4 Hypergraphen . . . 5
1.1.5 Verschachtelte Graphen . . . 5

**2 Graph-Datenbanken und -Frameworks - Ausgewählte Systeme** **7**
2.1 PostgreSQL . . . 7
2.1.1 Visitenkarte des Systems . . . 7

**3 Graph-Datenbanken im praktischen Einsatz: Online Transaction Processing (OLTP)** **9**
3.1 PostgreSQL . . . 9
3.1.1 Installation von Postgres . . . 9
3.1.2 CSV-Import . . . 10
3.1.3 Datenbankschema . . . 10
3.1.4 Erstellen von Fremdschlüsseln, Indexen und Partitionen . . . 10
3.1.5 Ausführungsplan . . . 11
3.1.6 Graphtraversierung mit Hilfe von Standard Structured Query Language (SQL) . . . 11
3.1.7 Graphtraversierung mit Hilfe von verschachteltem SELECT Statement . . . 13
3.1.8 Graphtraversierung mit Hilfe von rekursiven INNER JOIN . . . 14
3.1.9 Graphtraversierung mit Hilfe von selbstgeschriebenen Stored Procedure . . . 15

**4 Graph-Datenbanken im praktischen Einsatz: OLAP** **17**
4.1 PostgreSQL . . . 17
4.1.1 Indexe und Partionierte Tabellen . . . 17
4.1.2 Benchmark . . . 18
4.1.3 Interpretation der Ergebnisse . . . 37

**5 Fazit** **38**
5.1 Postgres . . . . . 38
5.1.1 Zusammenfassung . . . . . 38
5.1.2 Pros . . . . . 38
5.1.3 Cons . . . . . 39

**A Anhang** **40**
A.1 Graph-Datenbanken - Grundlegende technologische Aspekte . . . . . 40
A.2 Graph-Datenbanken und -Frameworks - Ausgewählte Systeme . . . . 40
A.3 Graph-Datenbanken im praktischen Einsatz: OLTP . . . . . 40
A.4 Graph-Datenbanken im praktischen Einsatz: OLAP . . . . . 48

**Abbildungsverzeichnis** **49**

**Tabellenverzeichnis** **50**

**Listings** **51**

**Abkürzungsverzeichnis** **52**

**Literaturverzeichnis** **54**

**Eidesstattliche Erklärung** **57**

# 1 Graph-Datenbanken - Grundlegende technologische Aspekte

## 1.1 Modell

Allgemein betrachtet ist ein Modell eine vereinfachte bzw. abstrahierte Darstellung von realen Gegenständen, Sachverhalten oder Problemen. Durch die Modellierung soll die Realität auf die wichtigsten Einflussfaktoren reduziert werden [KS96]. In der Datenbankwelt beschreibt das Modell die Struktur der Daten, Operationen zum manipulieren der Daten und Integritätsbedingungen [Cod81]. Das derzeit am häufigsten verwendete Modell ist das relationale Datenbankmodell, bei dem die Daten in Tabellen gespeichert werden und in der Regel die standardisierte Abfragesprache SQL eingesetzt wird. Der Schwachpunkt des relationalen Datenbankmodells liegt bei der Verarbeitung von Daten mit einer hohen Anzahl an Beziehungen [VMZ+10].

Da eine effiziente Verarbeitung von großen vernetzten Datenmengen immer wichtiger wird, haben Graphenmodelle in den letzten Jahren im Datenbankbereich stark an Bedeutung gewonnen. Graph-Datenbanken nutzen Graphen als Datenbankmodell und greifen auf graphenspezifische Operationen zur effizienten Verarbeitung vernetzter Daten zurück [AG08]. Trotz der oft kleinen Unterschiede in der Datenmodellierung können je nach Anwendungsfall verschiedene Modelle sinnvoll sein [Ang12]. In der Praxis werden oft verschiedene Modelle zu Multi-Model Datenbanken kombiniert, um die Schwachpunkte der einzelnen Modelle auszugleichen. Ein Beispiel für eine solche Multi-Model Datenbank ist OrientDB, welche unteranderem das Graphen-Modell mit Key-Value Stores und dem Objektorientierten-Modell verbindet [**?** ]. Im Folgenden sollen verschiedene Graphdatenbankmodelle, sowie Aspekte der Graphentheorie, die zur Modellierung von Graphdatenbanken von Bedeutung sind, kurz vorgestellt werden.

### 1.1.1 Graph

Die Grundlage aller Graphdatenbankmodelle liefert die Definition eines einfachen Graphen:

**Definition.** *Ein Graph $G = (V, E, \gamma)$ ist ein Tripel bestehend aus:*

- *$V$, einer nicht leeren, ungeordneten Menge von Knoten (vertices)*
- *$E$, einer Menge von Kanten (edges)*
- *$\gamma$ , einer Inzidenzabbildung (incidence relation), mit $\gamma : E \longrightarrow \{X|X \subseteq V, 1 \leq |X| \leq 2\}$*

*[Bec18, Seite 21]*

Ein Knoten repräsentiert ein Element in einem Graphen und die Kanten stellen die Beziehung zwischen den einzelnen Knoten her. Bei einfachen Graphen können die Kanten nur die Kardinalität $1 \leq |X| \leq 2$ haben. Als Kardinalität wird die Anzahl Knoten bezeichnet, die durch eine Kante in Beziehung gesetzt werden kann. Zwei Knoten heißen adjazent, wenn diese über eine Kante direkt miteinander verbunden sind. Eine Kante die mit einem Knoten verbunden ist wird als inzident zu diesem Knoten bezeichnet [KK15].

Graphen können gerichtet oder ungerichtet sein. Gerichtete Graphen zeichnen sich dardurch aus, dass die Kanten eine zugewiesene Richtung besitzen. Grafisch werden gerichtete Kanten in der Regel durch Pfeile dargestellt. Für die Modellierung von realen Gegebenheiten ist das Konzept der gerichteten Graphen sehr entscheidend, da dieses die Darstellung einseitiger Beziehungen zwischen den Entitäten des Modells erlaubt.

Um die Beziehung zwischen zwei Knoten genauer zu definieren, lassen sich die Kanten gewichten. Dabei werden den Kanten in der Regel nummerische Werte zugeordnet und man bezeichnet diese Graphen als gewichtete Graphen. Durch die Wichtung von Kanten lassen sich beispielsweise Kosten oder Distanzen zwischen den Entitäten definieren.

Ein Knoten ist isoliert, wenn er keine inzidenten Kanten und somit keine direkten Nachbarn hat [KK15]. Ein ungerichteter Graph heißt zusammenhängend, falls es zwischen zwei beliebigen Knoten $a$ und $b$ aus $V$ einen ungerichteten Weg mit $a$ als Startknoten und $b$ als Endknoten gibt [KN12, 36-38]. Hat eine Kante als Start- und Endknoten den selben Knoten, verbindet also den Knoten mit sich selber, spricht man von einer Schlinge. Liegen zwischen zwei Knoten eines Graphen mehr als eine Kante, nennt man diese Multikante. Enthält ein Graph Multikanten und Schlingen ist dies kein einfacher Graph mehr sondern ein Multigraph [SF05].

Der Grad eines Knoten bezeichnet die Anzahl der inzidenten Kanten des Knoten. Dabei werden Schleifen doppelt gezählt [Rah17b]. Ein Graph, bei dem alle Knoten

den selben Knotengrad haben, wird als regulärer Graph bezeichnet [Fel03]. Sind bei einem Graphen alle Knoten mit allen übrigen Knoten verbunden, spricht man von einem vollständigen Graphen:

$$K_n = \left([n], \binom{[n]}{2}\right)$$

Da bei einem Graphen nur die Struktur definiert ist, also welcher Knoten über welche Kante mit den anderen Knoten verbunden ist, können Graphen auf unterschiedliche Weisen gezeichnet werden und trotzdem gleich sein. Sind zwei Graphen gleich, bezeichnet man diese als isomorph [Rah17a, Seite 22].

### 1.1.2 Bäume

Ist ein Graph kreisfrei und es gibt keinen Weg bei dem der Start- gleich dem Endknoten ist, spricht man von einem Wald. Sind die Knoten eines Waldes zusammenhängend entsteht ein Baum. Knoten mit dem Grad $n = 1$ werden als Blätter bezeichnet. Bäume können gerichtet und ungerichtet sein. Im Falle von gerichteten Bäumen spricht man auch von gewurzelten Bäumen, da der Ursprungsknoten als Wurzel bezeichnet wird. Abbildung 1.1.2 zeigt einen gewurzelten Baum, die Blätter sind hier grün dargestellt und die Wurzel rot. In einem Baum gibt es zwischen zwei beliebigen Knoten immer nur einen Weg [Rah17a].

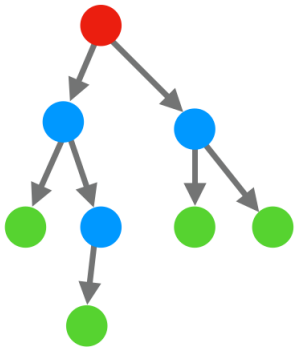


Abbildung 1.1: gewurzelter Baum

Bäume sind Grundlage unteranderen des hierarchischen Datenbankmodells, welches sich dadurch auszeichnet, dass jeder Knoten nur einen Vorgänger haben kann. Dieses Datenbankmodell hat den Nachteil, dass bedingt durch die Kreisfreiheit eines Baumes sehr eingeschränkt ist und beispielsweise keine n:n Beziehungen modelliert werden können. Das Netzwerkdatenbankmodell versucht dieses Problem zu lösen, indem die Limitierung auf einen Vorfahren aufgehoben wird [HN13].

### 1.1.3 Property Graphen

Property Graphen erweitern das Modell des einfachen Graphen. Property Graphen sind gerichtete Graphen, die sich durch ihre den Kanten und Knoten zugewiesenen Eigenschaften (Properties) auszeichnen. Gespeichert werden diese Eigenschaften als Key-Value-Paare. Das Hinzufügen von Attributen an einen Knoten oder eine Kante soll zusammengehörige Daten schneller abrufbar machen [Ang12]. Label ermöglichen die Unterteilung von Knoten und Kanten in verschiedene Knoten- und Kantentypen. Attribute, Label und die Richtung der Kanten erlauben eine sehr detaillierte Modellierung von realen Sachverhalten. Somit sind Property Graphen von sehr großer Bedeutung für die Modellierung von Graphdatenbanken.

Abbildung 1.1.3 zeigt einen Property Graphen. Die Knoten sind den drei Labeln Person, Unternehmen und Stadt zugeordnet. Die gerichteten Kanten stellen die Beziehungsverhältnisse zwischen den einzelnen Knoten her und können durch Attribute, wie beispielsweise der Information über die Dauer der bisherigen Beziehung, genauer definiert werden.

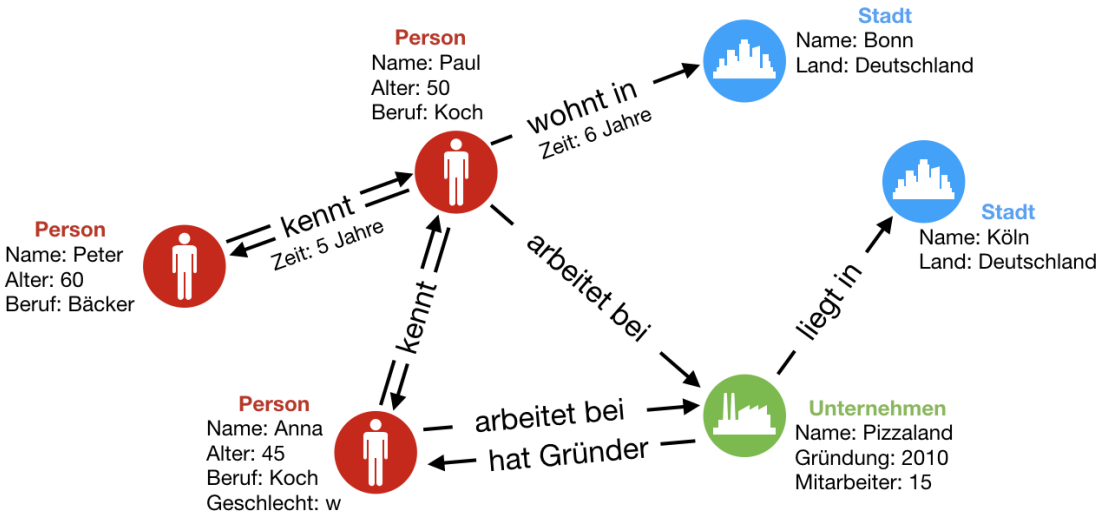



Abbildung 1.2: Property Graph

Der Vorteil von Property Graphen ist, dass diese eine sehr detailierte Modellierung der Daten ermöglichen. Nachteilig ist, dass eine komplexere Datenstruktur zu einer komplizierteren Realisierung führt. Derzeit sind Property Graphen das am häufigsten verwendete Datenmodell für Graphdatenbanken. Neo4j, die momentan weltweit populärste Graphdatenbank, nutzt Property Graphen als Datenbankmodell [Neo]. Ein weiteres Beispiel für ein Graph Datenbankmanagementsystem (DBMS), welches Property Graphen zur Modellierung nutzt, ist JanusGraph [Jan].

### 1.1.4 Hypergraphen

Hypergraphen stellen eine Generalisierung von Graphen dar und ermöglichen die Modelierung komplexer Beziehungen [AG18]. Im Vergleich zum normalen Graphen können die Kanten eines Hypergraphen eine beliebige Kardinalität haben. Die Hyperedges in einem Hypergraphen verbinden somit eine beliebige Menge von Knoten, was eine direkte Darstellung von Beziehungen höherer Ordnung ermöglicht [Ior10]. Im Falle eines gerichteten Hypergraphen verbindet die Hyperkante den Ausgangsknoten direkt mit allen Zielknoten.

Abbildung 1.1.4 zeigt einen Hypergraphen. Die Kante $e_4$ verbindet in diesem Graphen die Knoten $v_5$, $v_6$ und $v_7$ miteinander.

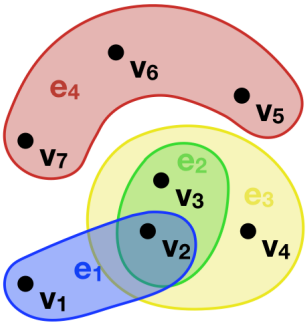



Abbildung 1.3: Hypergraph

Da Hypergraphen die direkte Darstellung rekursiver Beziehungen ermöglichen und somit eine flexiblere Struktur als das einfache Graphen-Modell bieten, werden diese oft zur Modellierung in Graphdatenbanken verwendet [Ior10][Goe15]. Eine Datenbank, die Hypergraphen als Datenbankmodell nutzt ist beispielsweise HyperGraphDB, welche von Kobrix Software Inc entwickelt wurde [Ior10]. Ein weiteres Projekt, bei dem Hypergraphen zur Modellierung genutzt werden ist Trinity [SWL13].

### 1.1.5 Verschachtelte Graphen

In einem verschachtelten Graphen kann ein Knoten wiederum ein Graph sein. Diese Knoten werden als Hypernodes bezeichnet. Das Konzept von Hypernodes erlaubt eine beliebig große Komplexität des Modells. Das Hypernode Modell nutzt gerichtete Kanten. Jeder Knoten des verschachtelten Graphen bekommt ein eindeutiges Label. Um die Knoten in verschiedene Kategorien zu unterteilen werden Tags vergeben [PL94].

Abbildung 1.1.5 stellt einen Teil des in 1.1.3 dargestellten Property Graphen als Hypernodes dar. Alle Knoten haben ein eindeutiges Label und es wurden zwei Tags vergeben - Unternehmen und Person. Durch gerichtete Kanten werden die Beziehungen zwischen den einzelnen Hypernodes hergestellt. Die Attributer, die im Property Graphen als Key-Value Paare gespeichert werden, werden im verschachtelten Graphen als Knoten einer Hypernode gespeichert.

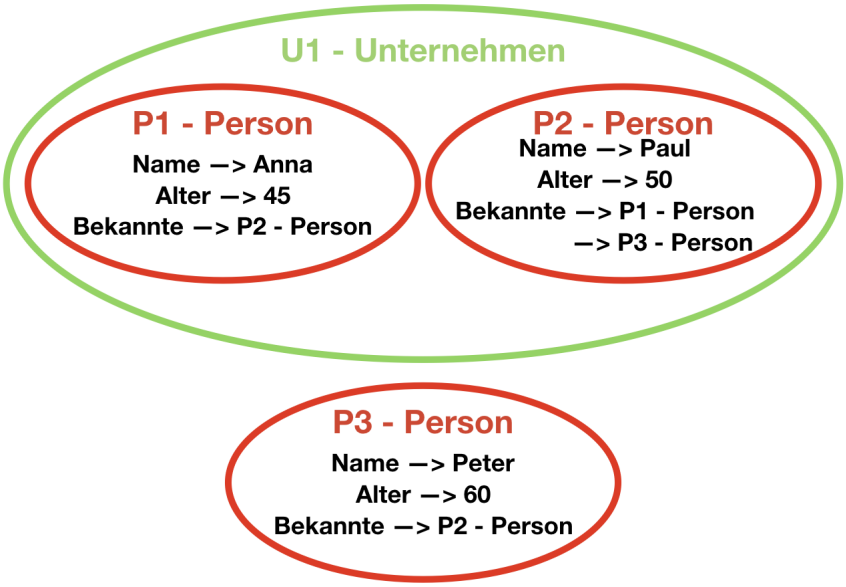



Abbildung 1.4: Hypernode

Hypergraphen lassen sich durch Hypernodes darstellen, indem man die im Hypergraph durch eine Hyperedge verbundenen Knoten in einer Hypernode modelliert. Umgekehrt lassen sich Hypernodes nicht unbedingt in einem Hypergraphen realisieren [PL94].

# 2 Graph-Datenbanken und -Frameworks - Ausgewählte Systeme

## 2.1 PostgreSQL

### 2.1.1 Visitenkarte des Systems

- Allgemein
  - Name: PostgreSQL, umgangssprachlich Postgres
  - Kategorie / Modell: PostgreSQL ist ein Relationales Datenbank System
  - Version: 11.1
  - Historie: PostgreSQL ist aus dem POSTGRES Projekt der University of California at Berkeley entstanden, welches unter der Leitung von Professor Michael Stonebraker im Jahre 1986 began.
  - Hersteller: PostgreSQL Global Development Group
  - Lizenz: Open-Source
  - Referenzen / Quellenangaben: [Fro18], [Pos18], [Groa], [Eis03]
- Architektur
  - Programmiersprache: C
  - Systemarchitektur: Objektrelationales Datenbankmanagementsystem
  - Betriebsart: Stand Alone, Cluster Betrieb für Replikation der Datenbank
  - Application Programming Interface (API): u.A. libpq, psycopg, psqlODBC, pq, pgtclng, Npgsql, node-postgres

- Datenmodell
  - Standardsprache: PL/pgSQL
  - Sichten (Views): Ja
  - Externe Dateien (BLOBs): Ja
  - Schlüssel: Ja
  - Semantische unterschiedliche Beziehungen: Ja
  - Constraints: Ja
- Indexe
  - Sekundärindexe: Ja
  - Gespeicherte Prozeduren: Ja
  - Triggermechanismen: Ja, Prozeduren , die als Trigger aufgerufen werden
  - Versionierung: Ja, Versionierung mit Hilfe von Transaktions-ID(XID)
- Anfragemethoden
  - Kommunikation: SQL über Transmission Control Protocol (TCP)/Internet Protocol (IP)
  - Create, Read, Update, Delete (CRUD)-Operationen: Ja
  - Ad-hoc-Anfragen: Ja
- Konsistenz
  - Atomicity, Consistency, Isolation, Durability (ACID), besoners Multiversion Concurrency Control Modell (MVCC)
  - Transaktionen: Ja
  - Nebenläufigkeit (Synchronisation): Ja
- Administration
  - Werkzeuge: pgAdmin, dataGrip, diverse Erweiterungen
  - Massendatenimport: Ja
  - Datensicherung: Ja

# 3 Graph-Datenbanken im praktischen Einsatz: OLTP

## 3.1 PostgreSQL

Die Implementierung von OLTP Anwendungsfällen ist eine klassische Aufgabe für relationale Datenbanken. Da statt einer Graphdatenbank eine relationale Datenbank verwendet wurde, ist die Implementierung des OLTP Anwendungsfalls (Gästebuch) uninteressant. Interessant ist jedoch die Umsetzung der Traversierung von Graphen in relationalen Datenbanken. Für die Graphtraversierung wurden eigene Skripte geschrieben, die in diesem Kapitel vorgestellt werden. Da Graphdatenbanken für das Traversieren von Graphen entwickelt worden sind, sollten diese bei der Traversierung einen Performancegewinn gegenüber objektrelationalen Datenbanken haben. Ziel ist es, mit Hilfe einer objektrelationalen Datenbank eine mit den Graphdatenbanken vergleichbar performante Abfrage eines Graphen zu implementieren. Für die Graphtraversierung sind die folgenden fünf Methoden vorgesehen.

Graphtraversierung mit Hilfe von:

- Rekursiven Common Table Expression (CTE)
- Verschachteltem SELECT Statement
- Rekursiven INNER JOIN
- Selbstgeschriebenen Stored Procedure
- Dynamisch generiertem SQL

### 3.1.1 Installation von Postgres

PostgreSQL kann unter Ubuntu über die Paketverwaltung Advanced Package Tool (APT) installiert werden. Weiterhin wird eine Installation über die Red Hat Package Manager (RPM)-Paketverwaltung angeboten. Im Rahmen dieser Arbeit wird PostgreSQL Version 11 verwendet. Ein Parallelbetrieb verschiedener PostgreSQL Versionen ist möglich. Nach der Installation von PostgreSQL muss zunächst der Befehl *initdb* ausgeführt werden. Über *initdb* wird ein PostgreSQL-Cluster angelegt.

Als Parameter kann ein Directory-Pfad angegeben werden. In diesem Pfad wird der PostgreSQL-Cluster von *initdb* angelegt. Gemäß der Vorgaben dieser Arbeit wurde das PostgreSQL-Cluster unter $/data/team22/postgresql/11/main$ installiert.

### 3.1.2 CSV-Import

Beim Import von (CSV)-Dateien wird zwischen Import vom Clientsystem und Import vom Serversystem unterschieden. Für den Import vom Client wird das psql-Statement \copy verwendet (siehe SQL-Skript A.1). \copy liest Informationen aus einer Datei, die vom psql-Client aus erreichbar sein muss. [Pos18]

### 3.1.3 Datenbankschema

Für die Performancemessung sind fünf Graphen vorgesehen. Für jenden Graph sind zwei Tabellen gegeben, die Tabelle $profile$ und die Tabelle $relation$. Die beiden Tabelle werden mit Hilfe der Spalte $ID$ aus der jeweiligen $profiles$ Tabelle verknüpft. Die Spalten $src$ und $dst$ aus der $relation$ Tabelle sind Fremdschlüssel, sie verweisen auf die Spalte $ID$ in der $profiles$ Tabelle. $ID$ hingegen ist in der $profiles$ Tabelle ein Primärschlüssel (siehe A.2).

### 3.1.4 Erstellen von Fremdschlüsseln, Indexen und Partitionen

Um die $profile$ Tabelle und die $relation$ Tabelle zu verknüpfen, wurde zwischen den beiden Tabellen ein Fremdschlüssel erstellt. Bei der Erstellung wurde die $profile$ Tabelle mit einem Zähler versehen. Hierbei wurde der postgres Befehl *serial* verwendet, der einen Zähler für jede Zeile der Tabelle erstellt und bei eins startet. Damit die Tabellen $relation$ und $profile$ mit Hilfe eines Fremdschlüssels verknüpft werden können, muss der Zähler innerhalb der $profile$ Tabelle jedoch bei null starten. Der Grund dafür ist, dass innerhalb der $relation$ Tabelle die $src$ und die $dst$ Spalte bei null anfangen - somit auf ein Profil verweisen, was die ID null hat. Um diese Problematik zu lösen wurde für die $relation$ Tabelle ein SQL-Skript geschrieben. Dieses Skript schreibt die Daten zuerst in eine temporäre Tabelle und subtrahiert von jeder Zeile innerhalb der Spalte $ID$ eins. Anschließend werden die Werte aus der temporären Tabelle in die endgültige $profile$ Tabelle geschrieben (siehe hierzu beispielhaft das Skript für die Tabelle $facebook - profiles$ A.4). Für die einzelnen $relation$ Tabellen wurden ebenfalls Indexe erstellt. Die Messung der Performance wurde jeweil auf den $relation$ Tabellen ohne Index, auf den $relation$ Tabellen mit Index und auf den partitionierten Tabellen mit Index durchgeführt. Partitionierung bezeichnet das Aufteilen einer großen Tabelle in mehrere kleine Tabellen [Groc]. Die Motivation hinter der Erstellung von Indexen und der Partitionierung von Tabellen besteht darin, einen Performancegewinn bei der Graphtraversierung zu erzielen. Dies wird genauer im 4. Kapitel disuktiert.

### 3.1.5 Ausführungsplan

Zur Erklärung der Skripte wird in diesem Kapitel der Ausführungsplan verwendet. Postgres erstellt für jede Query einen Ausführungsplan,der mit Hilfe des Kommandos *EXPLAIN* angezeigt werden kann. Eine Zeile im Ausführungsplan sieht beispielsweise folgendermaßen aus:

Listing 3.1: Zeile im Ausführungsplan

```
->  Seq Scan on relation_wiki_vote relation_wiki_vote_1  (cost
    =10000000000.00..10000001649.62 rows=100762 width=8) (actual time=0.002..4.758
    rows=100762 loops=1)
```

Zuerst wird die Operation angegeben. In diesem Fall ein Sequential Scan[1]. Anschließend wird die Tabelle angegeben, diese wird jedoch nicht bei jeder Operation genannt. Innerhalb der ersten Klammern wird die geschätzte Zeit zum Starten und zum Ausführen des Knoten angegeben, die geschätze Anzahl an Zeilen, die dieser Knoten zurückliefert und die geschätzte durchschnittliche Breite in bytes der zurückgegebenen Zeilen. Innerhalb der zweiten Klammern wird die tatsächliche Zeit angegeben, die gebraucht wurde um den Befehl auszuführen. Darüberhinaus enthält die zweite Klammer die Anzahl der tatsächlich zurückgelieferten Zeilen und deren zugehörige Breite [Grob].

### 3.1.6 Graphtraversierung mit Hilfe von Standard SQL

Bei der Graphtraversierung mit Hilfe von Standard SQL wird der Befehl WITH *RECURSIVE* und *UNION* verwendet. Im Anhang befindet sich ein SQL-Skript, welches die Tabelle relation_facebook mit Hilfe des *WITHRECURSIVE* Befehls bis zur Rekursionsstufe fünf traversiert (siehe A.22), sowie ein Skript, welches den Standard SQL Source Code dynamisch generiert (siehe A.21). Der *WITH* Befehl erstellt eine temporäre Tabelle, die nur für die angegebene Query existiert. Diese werden oft auch als CTE bezeichnet. Der SQL Befehl *RECURSIVE* sorgt dafür, dass die Abfrage sich mit der Ergebnismenge wieder selber aufruft. Die Struktur einer *RECURSIVE* Query sieht folgedermaßen aus: Zuerst wird der nicht rekursive Teil der Query angegeben, anschließend wird der rekursive Teil beschrieben.

Listing 3.2: Rekursiver und nicht rekursiver Teil

```
WITH RECURSIVE graphtraverse(src, dst, lvl) AS(
SELECT src ,dst, 1 as lvl FROM public.relation_facebook WHERE src =765
UNION
SELECT p1.src,p1.dst,p.lvl+1 as lvl FROM graphtraverse p, relation_facebook p1 WHERE p1.src IN (
    p.dst ) and lvl<5
) SELECT DISTINCT(dst) FROM graphtraverse order by dst;
```

Die Rekursion operiert hierzu auf zwei temporären Tabellen. Der *Working* Tabelle und der *Intermediate* Tabelle. Ein Rekursionsschritt sieht folgendermaßen aus: Die

[1] Der Sequential Scan liest alle Datenblöcke sequenziell[Fro18, S.211].

Ergebnisse innerhalb einer Rekursionsstufe werden in die *Working* Tabelle geschrieben, es wird mit Hilfe des *UNION* Operators überprüft ob Duplikate vorhanden sind. Die Überprüfung erfolgt bezogen auf eine Rekursionsstufe. Duplikate werden gelöscht, die Ergebissmenge wird in die Intermediate Tabelle geschrieben, die Ergebnisse aus der Intermediate Tabelle werden in die *Working* Tabelle kopiert, die *Intermediate* Tabelle wird gelöscht [Grod]. Die Abbruchbedingung für die Rekursion wird innerhalb der Funktion definiert. Ob die Abbruchbedingung erreicht ist, wird im rekursiven Teil der Funktion überprüft:

Listing 3.3: Überprüfen der Abbruchbedingung

```
SELECT p1.src,p1.dst,p.lvl+1 as lvl FROM graphtraverse p, relation$\_$facebook p1
    WHERE p1.src IN ( p.dst ) and lvl<5
```

Der Ausführungsplan für die Tabelle relation_facebook für den *WITHRECURSIVE* Operator befindet sich im Anhang (siehe A.23). Das Verknüpfen der zurückgegebenen Ergebnismenge von der graphtraverse Funktion mit der relation_facebook Tabelle erfolgt in einem Nested Loop Join. Ein Nested Loop Join besteht aus zwei Tabellen über die iteriert wird. Die erste Tabelle (Outer Table) wird einmal durchlaufen. Die zweite Tabelle (Inner Table) wird mehrfach durchlaufen. Der Vergleich wird über eine Indexsuche gebildet [Fro18, Seite 213]. Die Gleichheitsüberprüfung (src = p.dst) wird mit Hilfe eines Index Scans gemacht. Die Überprüfung ob das Rekursionslevel erreicht worden ist, erfolgt mit Hilfe eines Scans über die *Working* Table:

Listing 3.4: Überprüfung der WHERE Bedingung

```
->  Nested Loop  (cost=0.29..1434.82 rows=2111 width=12) (actual time=0.018..2.174
    rows=8173 loops=5)
->  WorkTable Scan on graphtraverse p  (cost=0.00..5.17 rows=77 width=8) (actual
    time=0.016..0.065 rows=729 loops=5)
Filter: (lvl < 5)
Rows Removed by Filter: 482
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook p1  (cost=0.29..18.23 rows=27
    width=8) (actual time=0.001..0.002 rows=11 loops=3645)
Index Cond: (src = p.dst)
```

Der *RECURSIVE* Operator und der *UNION* Operator finden sich in der Zeile Recursive Union wieder. Dieser Teil der Ausführung dauert am längsten (16,071 ms).

Listing 3.5: Aufruf RECURSIVE und UNION Operator

```
->  Recursive Union  (cost=0.29..14814.87 rows=21133 width=12) (actual time
    =0.014..16.085 rows=6056 loops=1)
```

Der Aufruf der graphtraverse Funktion findet sich in der letzten Zeile des Ausführungsplan:

Listing 3.6: Aufruf der graphtraverse Funktion

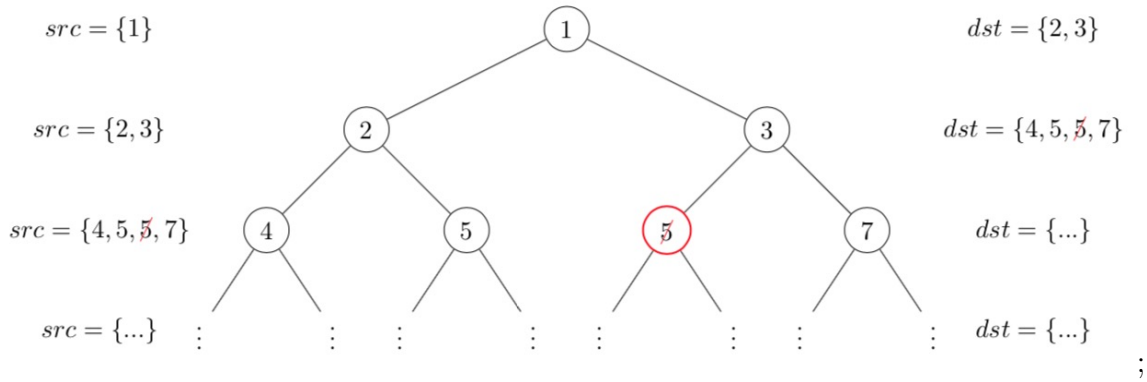
```
SELECT DISTINCT(dst) FROM graphtraverse order by dst
```

Listing 3.7: Aufruf der graphtraverse Funktion im Ausführungsplan

```
->  CTE Scan on graphtraverse  (cost=0.00..422.66 rows=21133 width=4) (actual time
    =0.015..16.921 rows=6056 loops=1)
```

### 3.1.7 Graphtraversierung mit Hilfe von verschachteltem SELECT Statement

Bei der Graphtraversierung mit Hilfe von verschachteltem SQL wird ein selbsterstelltes verschachteltes *SELECT* Statement verwendet. Ein Beispielstatement befindet sich im Anhang (siehe A.16). Auf der obersten Rekursionsstufe wird der Startknoten des Graphen mitgegeben (in diesem Beispiel ist der Startknoten = 1). Das Ergebnis dieser Abfrage wird als Eingabe für die nächst tiefere Rekursionsstufe verwendet. In der *WHERE* Klausel wird für die Spalte *src* der *IN* Operator verwendet. Der *IN* Operator erlaubt es, mehrere Werte innerhalb der *WHERE* Klausel anzugeben. Das *DISTINCT* in der *SELECT* Klausel sorgt dafür, dass Duplikate in der Ergebnismenge der momentanen Rekursionsstufe entfernt werden. Die Funktionsweise von *DISTINCT* ist in der folgenden Grafik nochmal dargestellt:




;

Abbildung 3.1: Löschen von Duplikaten in einer Rekursionsstufe

Hierbei liegt der Knoten fünf so, dass er in der zweiten Rekursionsstufe zwei Mal in der Auswahl auftaucht. *DISTINCT* entfernt das Duplikat. Die Ergebnismenge, entfernt um die Duplikate, wird als Input für die nächste Rekursionsstufe verwendet. Die Ausgabe des verschachtelten *SELECT* Statement sind die Nachbarn der Knoten, der angegebenen Rekursionstiefe. Wird zum Beispiel ein verschachteltes *SELECT* Statement der Tiefe drei erstellt, so gibt dieses Statement alle Nachbarn dritten Grades ausgehend vom Startknoten an. Der Nachteil bei dieser Methode

ist, dass Kreise in einem Graph nicht erkannt werden. Die Duplikatüberprüfung erfolgt nicht über mehrere Rekursionsstufen hinweg, sondern immer nur zwischen zwei Rekursionsstufen. Der Ausführungsplan für ein verschachteltes *SELECT* der Tiefe fünf befindet sich im Anhang (siehe A.24). Für die *DISTINCT* Überprüfung wird auf jeder Rekursionsebene ein HashAggregate herangezogen. Die Zugehörigkeitsüberprüfung zur *IN* Klausel in der *WHERE* Bedingung ist in folgendem Listing gegeben:

Listing 3.8: IN Klausel

```
SELECT DISTINCT(dst) FROM relation_facebook WHERE src IN ()
```

Die Zugehörigkeitsüberprüfung erfolgt auf allen Rekursionsstufen, ausgenommen der ersten Rekursionsstufe, mit Hilfe eines Hash Join. Bevor der Hash Join durchgeführt wird, wird zuerst der Hash gebildet und anschließend ein Sequential Scan durchgeführt:

Listing 3.9: Aufruf der DISTINCT Funktion

```
->  Hash Join  (cost=2713.40..4389.64 rows=88234 width=4) (actual time=11.821..17.797
     rows=1709 loops=1)
->  Seq Scan on relation_facebook relation_facebook_1  (cost
    =10000000000.00..10000001649.62 rows=100762 width=8) (actual time=0.004..4.822
    rows=100762 loops=1)
->  Hash  (cost=60.87..60.87 rows=19 width=4) (actual time=0.022..0.022 rows=4 loops
    =1)
```

Auf der ersten Rekursionsstufe erfolgt die Überprüfung der *IN* Klausel mit Hilfe eines Index Scans:

Listing 3.10: IndexScanFacebookRelation

```
Index Scan using indexsrc on
relation_facebook relation_facebook_4 (cost =0.29..44.00 rows =23 width =4) (
    actual time =0.009..0.012 rows =27 loops =1)
Index Cond: (src = 765)
```

Dieser wird nur auf der ersten Rekursionsstufe verwendet, weil nur hier auf einer physischen Tabelle operiert wird. Auf den tieferen Rekursionsstufen wird immer ein Sequential Scan vollzogen (vergleiche A.24). Hier wird immer auf einer Zwischentabelle operiert, die mit Hilfe des *IN* Operators erstellet wird. Auf diesen Tabellen operiert das verschachtelte *SELECT* Statement jedoch die meiste Zeit, weshalb die meiste Zeit ein sequential Scan verwendet wird.

### 3.1.8 Graphtraversierung mit Hilfe von rekursiven INNER JOIN

Bei der Graphtraversierung mit Hilfe von rekursiven *INNERJOIN* soll der Graph traversiert werden, indem die Relationentabelle immer wieder mit sich selber verknüpft wird. Ausgegebnen werden, ähnlich wie bei der Graphtraversierung mit Hilfe von verschachteltem SELECT Statement, die Nachbarn der Knoten, die sich auf der mitgegebenen Rekursionsstiefe befinden. Ein Beispielstatement für den rekursiven

*INNERJOIN* ist im Anhang gegeben (siehe A.18). Der Ausführungsplan für die relation_facebook Tabelle befindet sich ebenfalls im Anhang (A.25). Fast alle Verknüpfungen werden mit Hilfe eines Hash Join vollzogen. Bei dem Ausführungsplan fällt der Merge Join auf, der sehr viel Zeit in Ansprich nimmt:

Listing 3.11: Merge JOIN

```
->  Merge Join  (cost=89342.23..356052.39 rows=17747686 width=4) (actual time
    =112.509..1178.121 rows=8863706 loops=1)
```

### 3.1.9 Graphtraversierung mit Hilfe von selbstgeschriebenen Stored Procedure

Der Graph wird durch eine selbst erstellte Stored Procedure, die sich selber bis zu einer mitgegebenen Rekursionstiefe wieder aufruft, traversiert (siehe A.20). Die Abbruchbedingung wird dem Stored Procedure in Form einer Rekursionsstiefe mitgegeben.

Listing 3.12: Abbruchbedingung recursiveSearch

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION recursivesearch(tInput integer[], iRecursionDepth integer
    , sTable text) RETURNS SETOF integer AS
```

In jeder Rekursionsstufe erstellt das Skript zwei temporäre Tabelle. Eine temporäre Tabelle wird auf Basis eines Eingabeparameters (Datenstruktur Array) mit Hilfe des unnest Operators erstellt.

Listing 3.13: Signatur recursiveSearch

```
CREATE TEMPORARY TABLE  intermDst AS SELECT * FROM unnest  (tInput);
```

Diese temporäre Tabelle besitzt nur eine Spalte. Diese Tabelle stellt die Spalte *src* der aktuellen Rekursionsstufe dar. Sie wird im *IN* Operator der *WHERE* Klausel verwendet, um die zweite temporäre Tabelle zu erstellen.

Listing 3.14: Erstellen 2. temporäre Tabelle

```
EXECUTE 'CREATE TEMPORARY TABLE  intermDst1 AS SELECT DISTINCT(dst) FROM ' || sTable || '
WHERE src IN (SELECT * FROM intermDst)';
```

Die zweite temporäre Tabelle beinhaltet die Spalte *dst* der aktuellen Rekursionsstufe. Diese wird anschließend in ein Array umgewandelt.

Listing 3.15: Erstellen des Aufrufarray

```
intermDst_ := ARRAY(SELECT * FROM intermDst1);
```

*intermDst_* wird als Aufrufparameter für die nächste Rekursionsstufe mitgegeben. Darüber hinaus wird die nächst niedrigere Rekursionsstufe und die Tabelle als Aufrufparameter an die Funktion übergeben:

Listing 3.16: Aufrufen der nächst tieferen Rekursionsstufe

```
return query SELECT * FROM recursivesearch(intermDst_, iRecursionDepth - 1, sTable);
```

In der nächst tieferen Rekursionsstufe dient die zweite temporäre Tabelle als die Tabelle, die alle *src* Spalten der aktuellen Rekursionsstufe beinhaltet. Die zweite temporäre Tabelle wird mit Hilfe von dynamischen SQL erstellt. Es wird Dynamisches SQL verwendet, da das SQL auf jeder Rekursionsstufe mit anderen Parametern neu generiert wird. Dynamisches SQL ermöglicht die Erstellung von Programmen, die in gewisser Weise generisch oder allgemeingültig sind und somit die wechselnden Parameter der verschiedenen Rekursionsstufen verarbeiten können.[Fro18, S.316 - 317]

Zuerst wurde zur Erstellung des Skriptes anstelle einer temporären Tabelle eine standard Tabelle verwendet. Dadurch war das Stored Procedure jedoch um den Faktor sieben langsamer. Es ist die Vermutung, dass durch die Anlage als temporäre Tabelle, die Tabelle im Shared Memory angelegt wird und so ein Performancegewinn erzielt wird [Fro18, S.26]

# 4 Graph-Datenbanken im praktischen Einsatz: OLAP

## 4.1 PostgreSQL

Im folgenden Abschnitt werden die in Kapitel 3 vorgestellten SQLs auf ihre Leistungsfähigkeit untersucht. Für die Messung wurden vier verschiedene Stored Procedures angelegt:

- innerJoinGenerator
- recursivesearch
- selectCascadingGenerator
- selectUnionGenerator

Der Aufruf der Statements funktioniert gleich, es werden die Rekursionstiefe, der Startknoten und die Tabelle, auf welcher die Stored Procedure ausgeführt wird, übergeben.

Die Funktionen innerJoinGenerator, selectCascadingGenerator und selectWithUnionSourceCodeGenerator generieren die entsprechenden Statements und führen diese aus. Die Funktion innerJoinGenerator erzeugt ein Select Statement in der die Abfrage, wie in Abschnitt 3.1.8 beschrieben, erzeugt und ausgeführt wird. Entsprechend erzeugt selectCascadingGenerator eine verschachtelte Select-Abfrage. Die Funktion ist in Listing A.21 abgebildet. Die Funktion selectUnionGenerator erzeugt eine Abfrage wie in Abschnitt 3.1.6 beschrieben. Bei der Funktion recursivesearch handelt es sich um die Funktion wie sie in Abschnitt 3.1.9 beschrieben.

### 4.1.1 Indexe und Partionierte Tabellen

Um eine bessere Aussage über die Performance von PostgreSQL zu bekommen wurden zusätzlich zu den ”Default” –Relationstabellen für jeden Datensatz zwei weitere Tabellen angelegt.

Die erste Tabelle hat das Suffix "_with_index". Im Listing ist Beispielhaft das Create-Skript für die Relationen aus dem Datensatz "youtube" dargestellt:

Listing 4.1: Tabelle mit Index anlegen

```
CREATE TABLE IF NOT EXISTS relation_youtube_with_index(
src INTEGER REFERENCES profiles_youtube(ID),
dst INTEGER REFERENCES profiles_youtube(ID),
type VARCHAR(50),
date DATE
);
CREATE INDEX yt_dst ON relation_youtube_with_index (dst);
CREATE INDEX yt_src ON relation_youtube_with_index (src);
```

Im Unterschied zur "public_youtube"–Tabelle wurde diese Tabelle noch um Zwei Indices erweitert. Dabei wurde ein index auf die src-Spalte angelegt, der andere auf die dst-Spalte.

Neben der den "_with_index"–Tabellen wurden noch die _partitioned–Tabellen angelegt. Diese verwenden die gleichen Indices wie die "_with_index"-Tabellen, jedoch sind sie zusätzlich in 4 Partitonen aufgteilt:

Listing 4.2: Partitonierte Tabelle mit Indices anlegen

```
CREATE TABLE IF NOT EXISTS relation_youtube_partitioned(
src INTEGER REFERENCES profiles_youtube(ID),
dst INTEGER REFERENCES profiles_youtube(ID),
type VARCHAR(50),
date DATE
)PARTITION BY RANGE(src);
CREATE INDEX yt_part_src ON relation_youtube_partitioned (src);
CREATE INDEX yt_part_dst ON relation_youtube_partitioned (dst);
CREATE TABLE relation_youtube_partitioned_0 PARTITION OF
    relation_youtube_partitioned
FOR VALUES FROM (0) TO (800000);
CREATE TABLE relation_youtube_partitioned_1 PARTITION OF
    relation_youtube_partitioned
FOR VALUES FROM (800001) TO (1600000);
CREATE TABLE relation_youtube_partitioned_2 PARTITION OF
    relation_youtube_partitioned
FOR VALUES FROM (1600001) TO (2400000);
CREATE TABLE relation_youtube_partitioned_3 PARTITION OF
    relation_youtube_partitioned
FOR VALUES FROM (2400001) TO (3200000);
```

Da die Datensätze unterschiedlich groß sind wurden die Partionsgrößen entsprechend angepasst. Jeder Datensatz wurde auf 4 Partitonen verteilt. Damit ergibt sich für den Datensatz youtube eine Partitonsgröße von 800.000.

### 4.1.2 Benchmark

Mit der Standardinstallation von PostgreSQL wird auch pgbench mitinstalliert. Bei pgbench handelt es sich um ein einfaches Tool zur Durchführung von Benchmark-Tests. Bei einem Benchmark-Test wird eine Menge von SQL-Statements beliebig oft wiederholt, dabei können auch mehrere parallele Sessions geöffnet werden. Beim

durchführen des Tests berechnet pgbench die durchschnittliche Latenz aller Requests, sowie die Transaktionen pro Sekunde [Pos18].

### Verwendung von pgbench

pgbench wird über die Kommandozeile gestartet. Dabei können eine Reihe von Parametern übergeben werden, mit denen das Verhalten von pgbench gesteuert werden kann.

- -c clients
  Über das Flag -c wird die Anzahl der Clients bzw. die Anzahl der gleichzeitigen Datenbankverbindungen festgelegt. Wenn hier nichts angegeben ist wird nur ein Client verewendet.

- -t transactions
  Über das Flag -t wird festgelegt wieviele Transaktionen jeder Client durchführt. Die Anzahl aller Transaktionen ergibt sich durch das Produkt von Clients und Transactions.

- -h hostname
  Der Hostname des Datenbankservers.

- -p Port
  Der Port auf dem die Datenbank hört.

- -U login
  Der Nutzername mit dem sich pgbench anmeldet. Hier kann kein Passwort angegeben werden. Das Datenbankpasswort kann in die Systemvariable PGPASSWORD geschrieben werden. Diese Varibale wird von pgbench dann ausgwewertet.

- -d Database
  Die Datenbank gegen die sich pgbench verbindet

- -f File
  Über -f kann jeweils eine Datei mit mehreren SQL-Statements übergeben werden. Eine Transaktion entspricht dabei der Abarbeitung aller SQL-Befehle innerhalb der Datei. Wird keine Datei angegeben führt pgbench ein Default-Benchmarking aus.

Für die Benchmarktests wurden zehn Clients parallel gestartet werden, die jeweils fünf Transaktionen durchführen sollten. Aus dem Mittelwert dieser 50 Transaktionen bestimmt pgbench Latenz und Transaktionen pro Sekunde.

Listing 4.3: pgbench Statment

```
/usr/lib/postgresql/11/bin/pgbench \
-h 10.20.110.43 -p 5413 \
-U postgres -d team22 \
```

```
-c 10 -t 5 -f Select_innerjoinsourcecodegenerator_1.sql
```

Pgbench kann kein Passwort übergeben werden. Als Workaround kann das Passwort in die Umgebungsvariable PGPASSWORD gespeichert werden. Die Variable wird dann von pgbench ausgewertet.

### Testaufbau

Für die Benchmarktests wurde auf dem Master-Node der Ordner pgbench angelegt. Im Ordner pgbench sind eine Reihe von Unterordnern angelegt sowie das Skript pgbench.sh. Dieses Skript erzeugt das pgbench-Statment. Anschließend ruft das Skript sequentiell alle pgbensh.sh-Skripte auf die sich in den Unterordnern befinden auf.

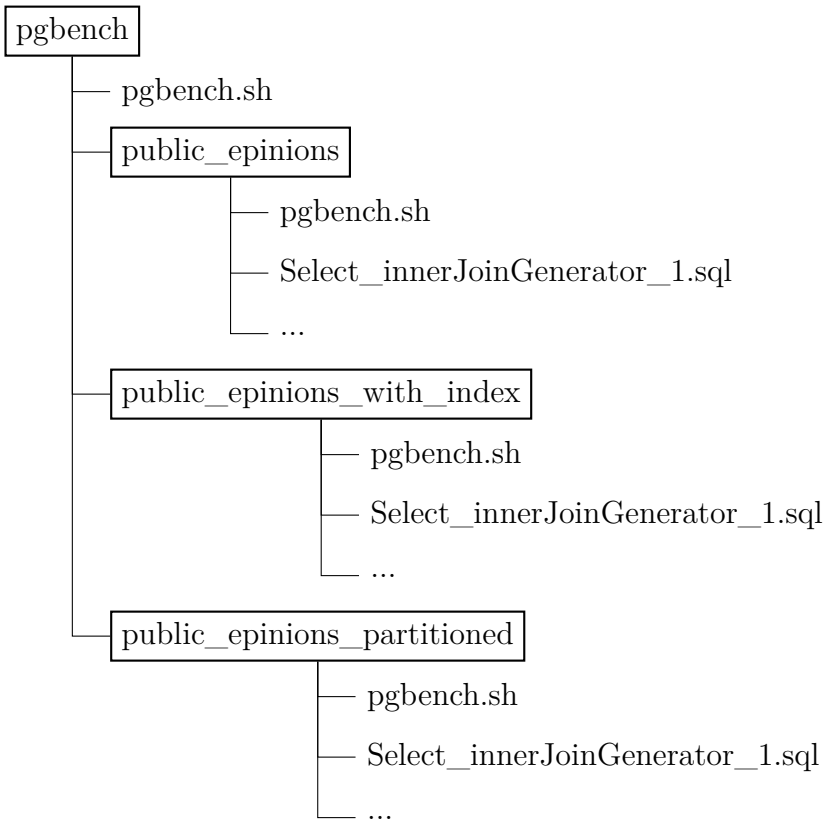



Abbildung 4.1: Ordnerstruktur Benchmarktest

Jedes pgbench.sh-Skript startet sequenziell einen pgbench-Benchmarktest mit jeder SQL-Datei im selben Ordner. Jeder Ordner steht dabei für eine der relations-Tabellen. Für jede Kombination aus Rekursionstiefe und SQL-Statement gibt es eine SQL-Datei, welche genau ein Statement enthält.

Nach jedem Durchlauf von pgbench wird folgende Ausgabe erzeugt:

Listing 4.4: Ausgabe pgbench

```
pghost: 10.20.110.43 pgport: 5413 nclients: 10 nxacts: 5 dbName: team22
transaction type: Select_innerjoinsourcecodegenerator_1.sql
scaling factor: 1
query mode: simple
number of clients: 10
number of threads: 1
number of transactions per client: 5
number of transactions actually processed: 50/50
latency average = 9.899 ms
tps = 1010.157069 (including connections establishing)
tps = 1104.908743 (excluding connections establishing)
```

Der Output von pgbench wird mit Hilfe der pgbench.sh Skripte in eine Logdatei geschrieben. Die Logdatei wird innerhalb jedes Ordners unterhalb von pgbench angelegt. Für jeden Testlauf wird eine neue Logdatei angelegt. Damit die Logdateien nicht überschrieben werden, wird die Logdatei mit einem Zeitstempel angelegt. So steht zum Beispiel in der Datei unter dem Pfad `/pgbench/public_epinions_with_index /pgbench_2019_01_12_15_26.log` die Ausgabe des Benchmarktests für die Tabelle `public_epionions_with_index` vom 12.1.2019.

In den folgenden drei Abschnitten sind die durchschnittlichen Latenzen aller Tabellen dargestellt. Die Unterteilung erfolgt hierbei nach Tabellen ohne Indices, Tabellen mit Incides und Partionierte Tabellen mit Indices.

### Antwortzeiten ohne Indices

In diesem Abschnitt sind die Laufzeiten der verschiedenen SQLs auf den Tabellen ohne Indices dargestellt.

#### relation_epinions

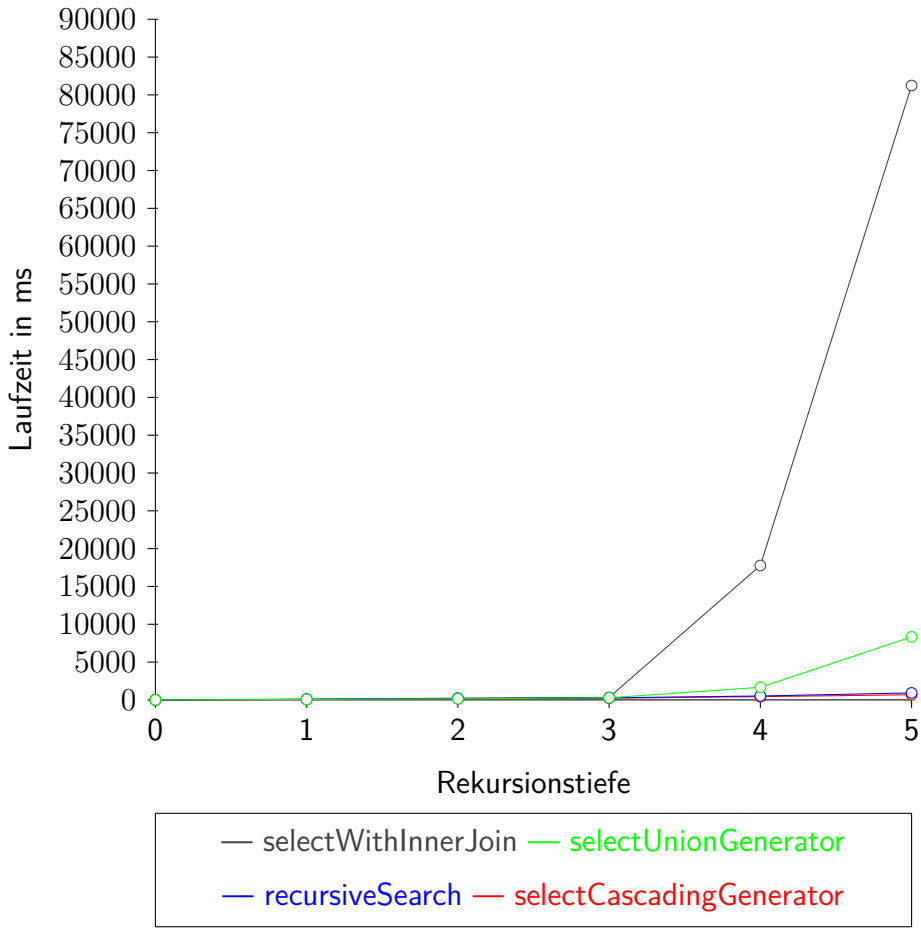



Abbildung 4.2: relation_epinions

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 63.636 | 89.858 | 59.275 | 61.065 |
| 2 | 139.225 | 168.822 | 143.367 | 231.850 |
| 3 | 229.997 | 273.452 | 277.766 | 333.011 |
| 4 | 432.297 | 513.038 | 1664.168 | 17772.456 |
| 5 | 677.420 | 921.228 | 8335.513 | 81241.284 |

Tabelle 4.1: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_epions

Bei der relation_epinions Tabelle zeigen sich ab der 3. Rekursionstufe deutliche Unterschiede in den Laufzeiten der einzelnen Statements. In der Rekursionsstufe 5 schneidet das Innerjoin-Statement mit 81 Sekunden am schlechtesten ab. Das verschachtelte Select ist mit 677 Millisekunden am schnellsten und benötigt dabei nur 0.8% der Laufzeit des Innerjoin Statements.

### relation_livejournal

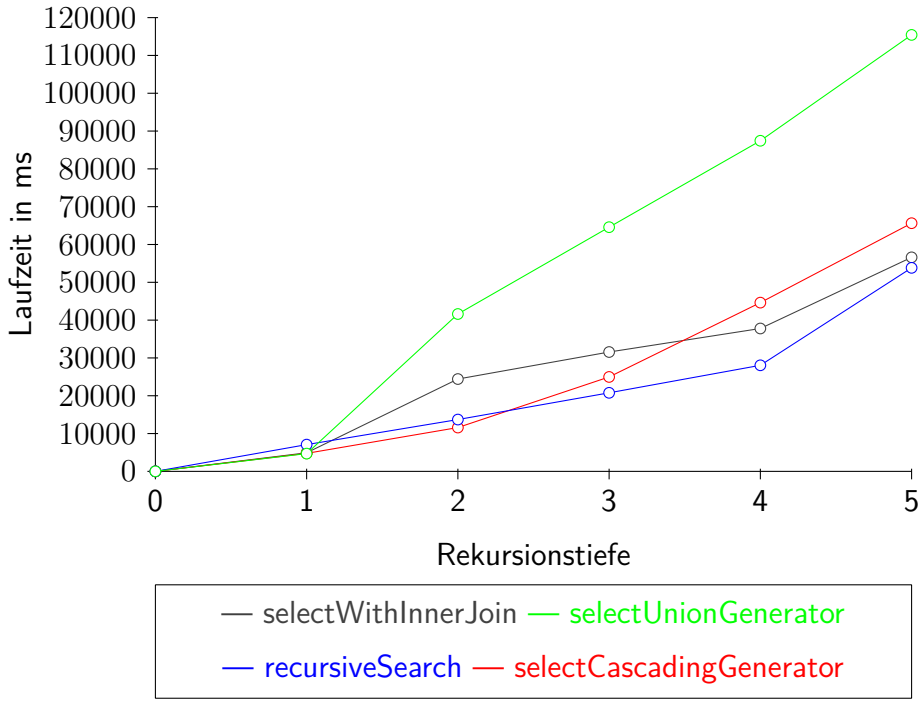



Abbildung 4.3: relation_livejournal

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 4761.733 | 7075.399 | 4695.466 | 4909.862 |
| 2 | 11589.219 | 13702.381 | 41616.216 | 24417.787 |
| 3 | 24971 | 20773.831 | 64577.873 | 31563.339 |
| 4 | 44625.935 | 28048.866 | 87434.075 | 37785.200 |
| 5 | 65632.972 | 53825.401 | 115432.071 | 56601.185 |

Tabelle 4.2: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_livejournal

Bei der relation_livejournal Tabelle sind die Laufzeiten am längsten. Hier schneidet das Standard-SQL am schlechtesten ab. Die Rekursive Stored Procedure ist hier am schnellsten. Jedoch sind die Laufzeiten in der fünften Rekursionsstufe mit im besten

Fall 53 Sekunden und im schlechtesten Fall 115 Sekunden sehr lange. Selbst in der ersten Rekursionstufe benötigt eine Abfrage mindestens 4,6 Sekunden.

**relation_facebook**

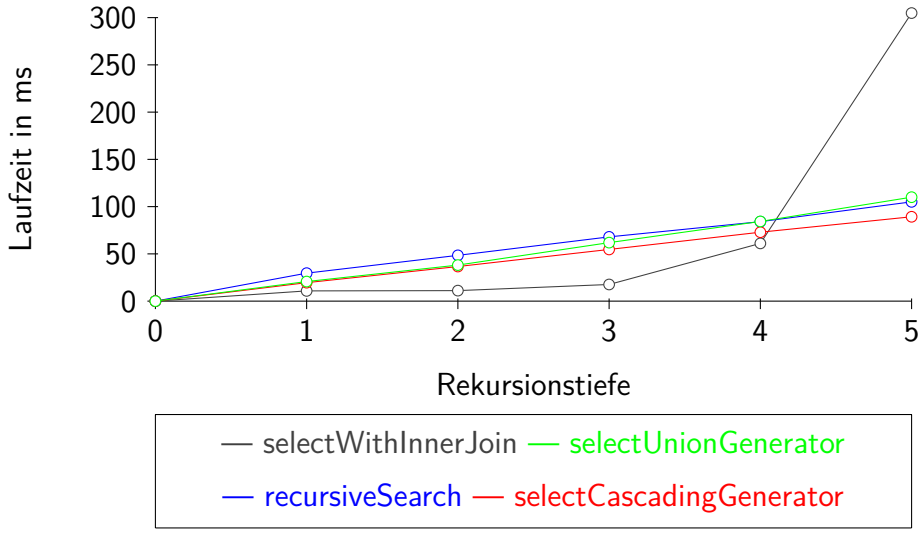



Abbildung 4.4: relation_facebook

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 19.528 | 29.595 | 20.716 | 10.825 |
| 2 | 36.613 | 48.442 | 38.137 | 11.119 |
| 3 | 54.681 | 67.989 | 61.904 | 17.613 |
| 4 | 72.934 | 84.084 | 84.295 | 61.089 |
| 5 | 89.262 | 105.049 | 110.000 | 304.821 |

Tabelle 4.3: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_facebook

Bei den facebook-Daten ist das Laufzeitverhalten des verschachtelten Selects, der rekursiven Funktion und dem Standard SQL gleich. Die Unterschiede in der Latenz sind im Verhältnis zur Gesamtlaufzeit gering. Einen Sonderfall bildet das inner-Join hier ist ab der dritten Rekursionsstufe ein exponentieller Anstieg der Laufzeit zu beobachten. Ab der ersten bis zur einschließlich vierten Rekursionstufe ist das innerJoin jedoch am Performantesten.

**relation_wiki_vote**

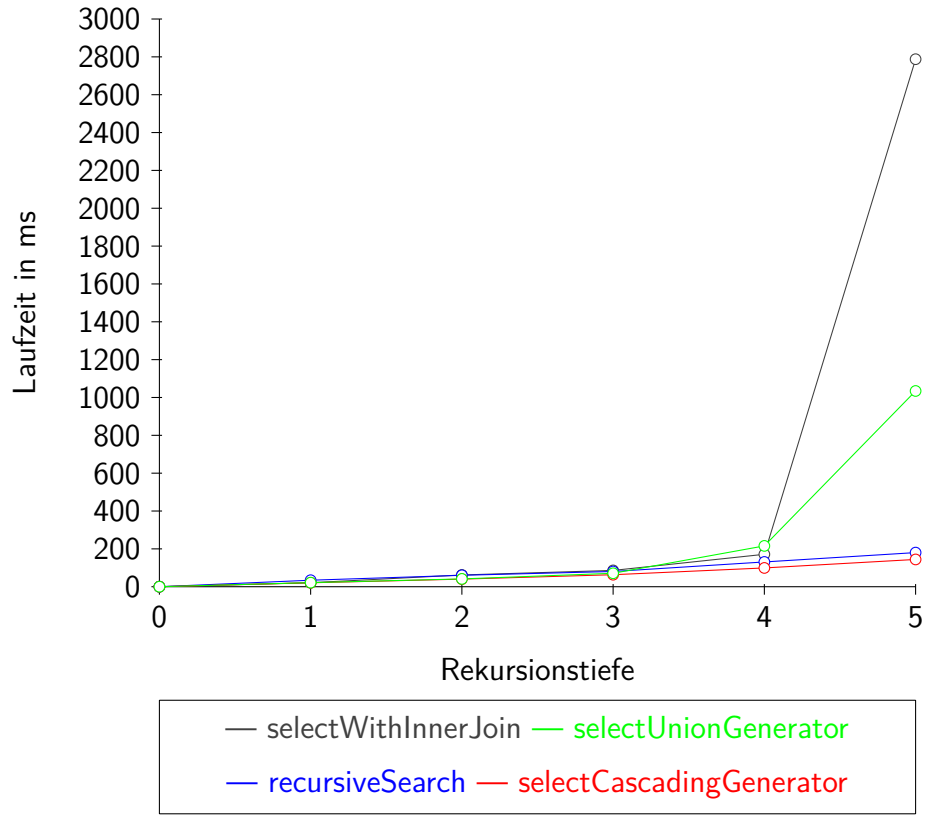



Abbildung 4.5: relation_wiki_vote

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 20.774 | 34.365 | 21.490 | 21.182 |
| 2 | 40.090 | 60.394 | 41.234 | 62.066 |
| 3 | 63.405 | 80.454 | 70.961 | 86.128 |
| 4 | 99.210 | 130.866 | 215.687 | 171.283 |
| 5 | 144.089 | 180.301 | 1034.360 | 2787.659 |

Tabelle 4.4: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_wiki_vote

Bei den Wikipedia-Daten zeigt sich ein ähnliches Laufzeitverhalten wie bei den Epionions-Daten. InnerJoin und Standard-SQL verschlechtern sich von der vierten auf die fünfte Iterationsstufe massiv. Das verschachtelte Select weist hier über alle Rekursionsstufen die geringste Latenz auf.

**relation_youtube**

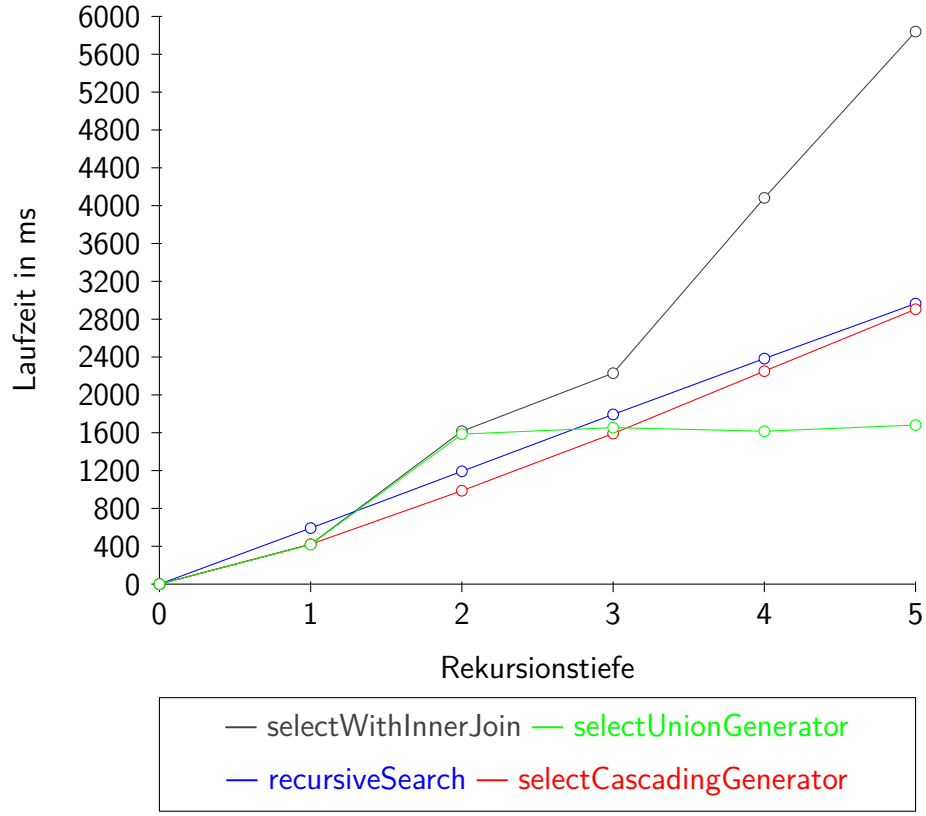



Abbildung 4.6: relation_youtube

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 421.464 | 592.063 | 418.105 | 421.124 |
| 2 | 986.995 | 1192.278 | 1585.836 | 1615.843 |
| 3 | 1591.391 | 1793.281 | 1654.011 | 2229.214 |
| 4 | 2250.832 | 2383.885 | 1615.986 | 4082.179 |
| 5 | 2905.167 | 2964.950 | 1681.231 | 5839.987 |

Tabelle 4.5: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_youtube

Bei den Youtube-Daten zeigen die verschiedenen SQL-Statements ein sehr unterschiedliches Verhalten. Beim Standard-SQL gibt es einen deutlichen Anstieg zwischen von der ersten auf die zweite Rekursionstiefe. Für die weiteren Rekursionstiefen bleibt die Laufzeit dann ungefähr konstant. Das verschachtelte Select und die rekursive Funktion sind in ihrem Laufzeitverhalten sehr ähnlich. Beide steigen linear. Das InnerJoin zeigt bei steigender Rekursionstiefe das schlechteste Laufzeitverhalten.

### Antwortzeiten mit Indices

Im Folgenden sind die Laufzeiten der SQL-Staments auf den Tabellen mit den Indices dargestellt.

#### relation_epinions_with_index

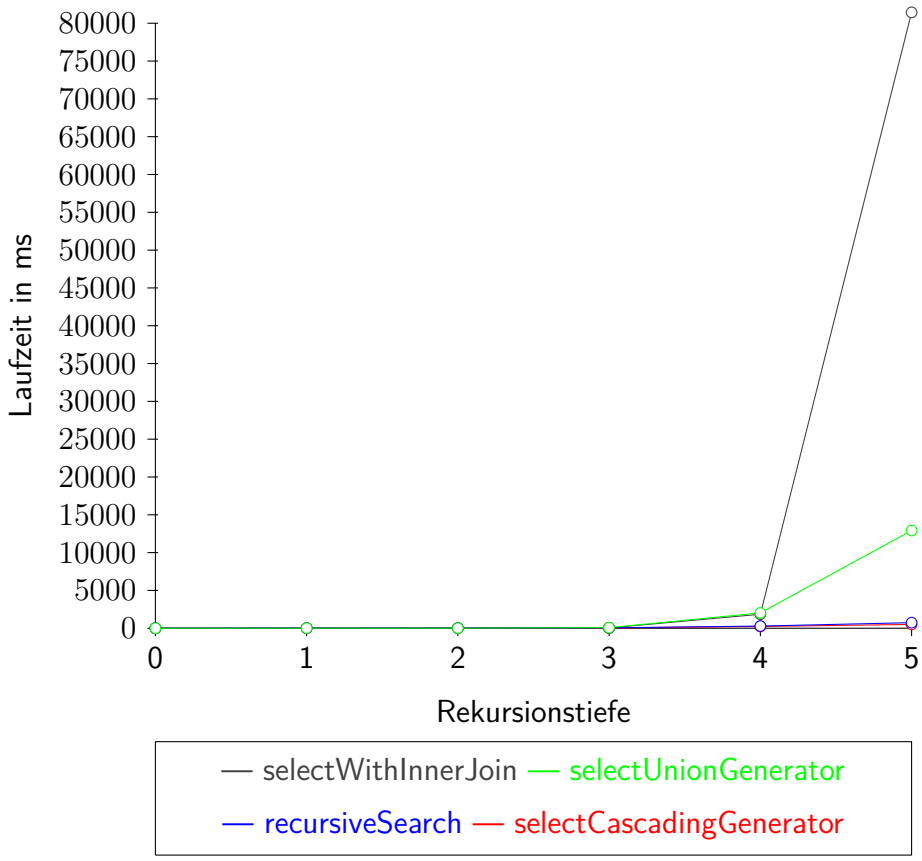



Abbildung 4.7: relation_epinions_with_index

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 8.231 | 18.999 | 8.885 | 10.596 |
| 2 | 9.290 | 23.549 | 10.304 | 10.739 |
| 3 | 36.244 | 54.953 | 78.303 | 41.171 |
| 4 | 235.146 | 287.319 | 2024.069 | 1898.726 |
| 5 | 504.793 | 737.300 | 12920.747 | 81436.561 |

Tabelle 4.6: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_epinions_with_index

Bei den Epinions-Daten wirkt sich das Einführen der Indices gering aus. Beim inner-Join ist praktisch kein Unterschied zu vorher messbar. Beim StandardSQL führte es sogar zu einer deutlichen Verschlechterung in der fünften Rekursionstufe. Beim verschachtelten Select und bei der rekursiven Funktion gab es eine Verbesserung, diese fiel jedoch verhältnismäßig gering aus. Im besten Fall verbesserte sich die fünfte Rekursionstufe von 677 Millisekunden auf 505 Millisekunden.

**relation_livejournal_with_index**

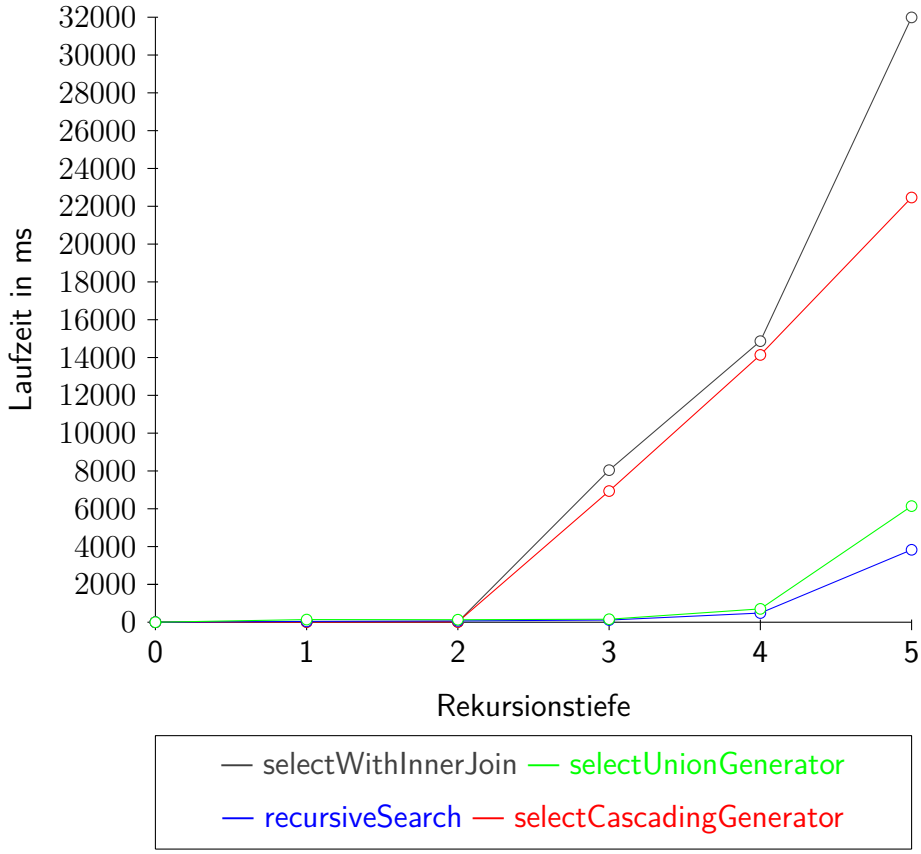



Abbildung 4.8: relation_livejournal_with_index

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 8.672 | 42.010 | 139.294 | 9.165 |
| 2 | 15.240 | 69.129 | 131.623 | 11.862 |
| 3 | 6936.935 | 114.466 | 157.707 | 8042.794 |
| 4 | 14137.544 | 484.914 | 705.293 | 14865.814 |
| 5 | 22464.363 | 3830.355 | 6140.824 | 31990.436 |

Tabelle 4.7: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_livejournal_with_index

Die Verwendung der Indices führt zu einer erheblich besseren Latenz. Die Laufzeit in der ersten Rekursionsstufe verbessert sich von von mindestens 4,7 Sekunden auf im besten Fall 8.7 Millisekunden. Auch in der fünften Rekursionsstufe verkürtzt sich die Laufzeit deutlich.

**relation_facebook_with_index**

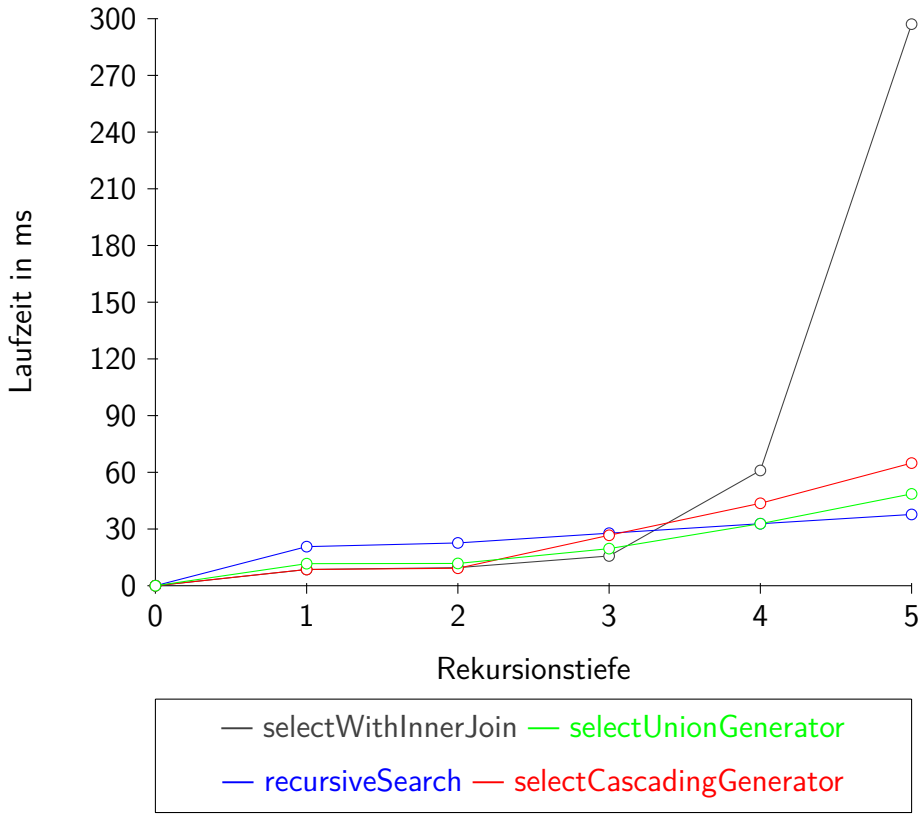



Abbildung 4.9: relation_facebook_with_index

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 8.594 | 20.674 | 11.672 | 8.585 |
| 2 | 9.239 | 22.639 | 11.787 | 9.565 |
| 3 | 26.683 | 27.788 | 19.625 | 15.738 |
| 4 | 43.610 | 32.804 | 32.817 | 60.976 |
| 5 | 64.882 | 37.706 | 48.580 | 297.115 |

Tabelle 4.8: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_facebook_with_index

Bei den Facebook Daten lässt sich durch die Indices in fast allen Fällen eine Verbesserung der Latenz erreichen. Außnahme ist hier der InnerJoin, hier ist keine wirkliche Verbesserung erkannbar. In der fünften Rekursionsstufe liegt die Latenz im besten Fall bei 38 Millisekunden mit der rekursiven Funktion. Ohne Indices liegt dieser Wert bei 89 Millisekunden und wird durch das verschachtelte SQL erreicht.

**relation_wiki_vote_with_index**

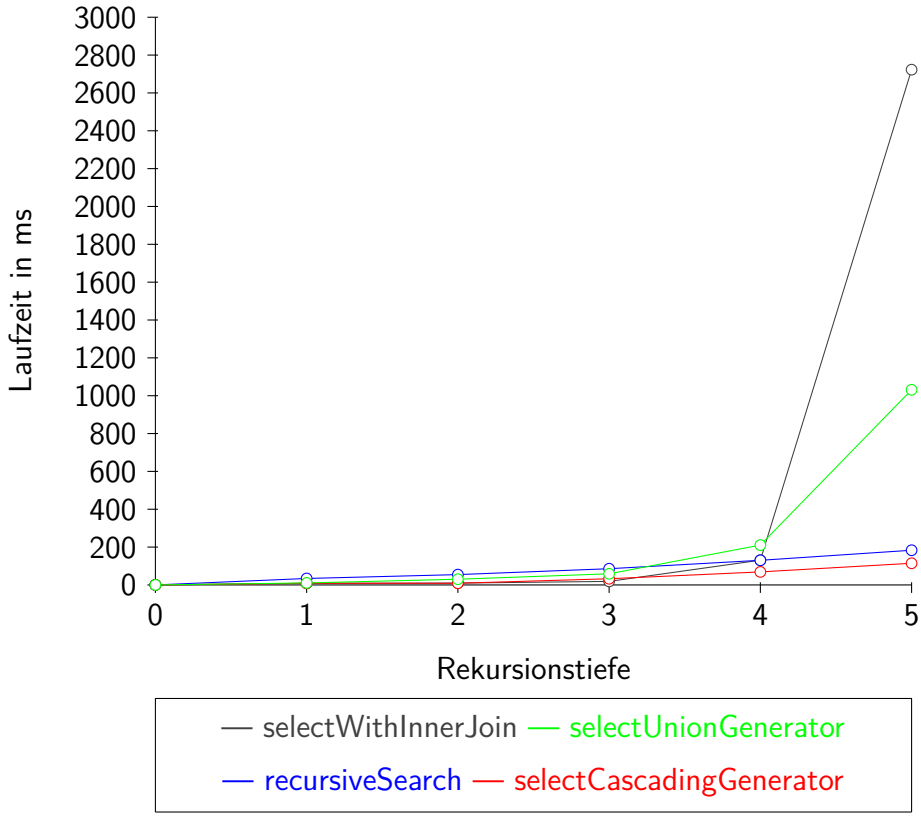



Abbildung 4.10: relation_wiki_vote

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 8.716 | 34.144 | 10.474 | 8.481 |
| 2 | 8.868 | 54.617 | 30.212 | 9.903 |
| 3 | 32.682 | 85.721 | 58.762 | 18.657 |
| 4 | 68.856 | 130.150 | 210.655 | 130.842 |
| 5 | 114.462 | 183.301 | 1031.234 | 2722.908 |

Tabelle 4.9: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_wiki_vote_with_index

Das Einführen der Indices hat eine vergleichsweise geringe Wirkung auf die Laufzeiten der verschienden SQLs. Zwar gibt es relativ gesehen deutliche Verbesserungen in den ersten beiden Rekursionsstufen. In der fünften Rekursionsstufe verbessert sich jedoch nur das verschachtelte Select um knapp 21% gegenüber der Tabelle ohne Indices. Für die anderen Statements ergaben sich hier keine Verbesserungen.

**relation_youtube_with_index**

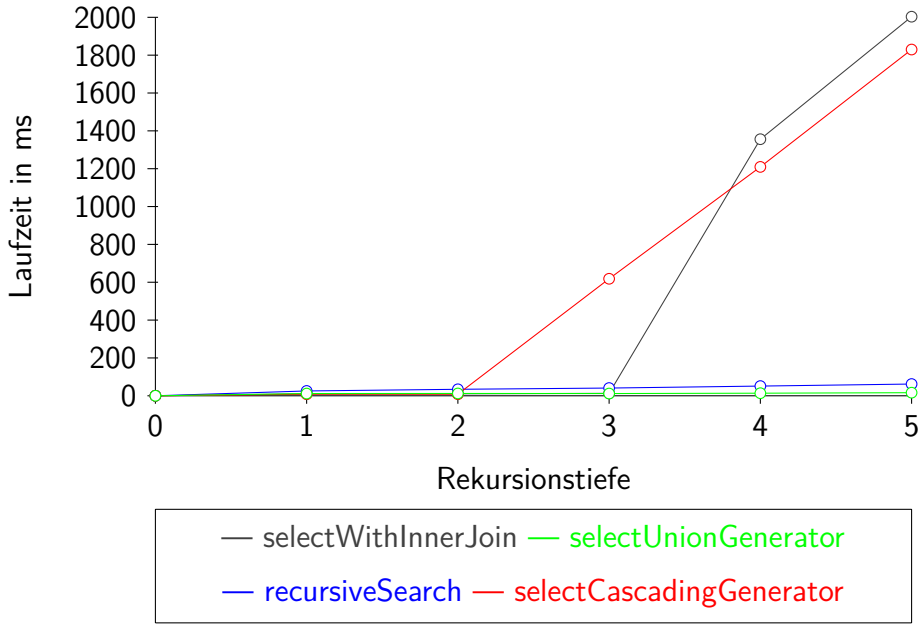



Abbildung 4.11: relation_youtube_with_index

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 8.370 | 25.508 | 11.801 | 10.213 |
| 2 | 8.528 | 34.273 | 12.265 | 10.587 |
| 3 | 618.336 | 40.852 | 11.832 | 12.858 |
| 4 | 1209.513 | 51.285 | 13.644 | 1355.866 |
| 5 | 1829.757 | 62.037 | 16.362 | 2003.275 |

Tabelle 4.10: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_youtube_with_index

Durch die Verwendung von Indices zeigt sich eine deutliche Verbesserung der Laufzeiten. Alle Statements weißen eine deutlich geringere Latenz auf. Die größte Veränderung zeigt hierbei das Standard-SQL Statement. Hier verringert sich die Latenz von 1,6 Sekunden auf 16 Millisekunden. Auch die Laufzeit der rekursiven Funktion verbessert sich von knapp 3 Sekunden auf 62 Millisekunden deutlich.

### Antwortzeiten mit partitionierten Tabellen und Indices

Im Folgenden sind die Laufzeiten der SQL-Statements auf den partitionierten Tabellen dargestellt.

#### relation_epinions_partitioned

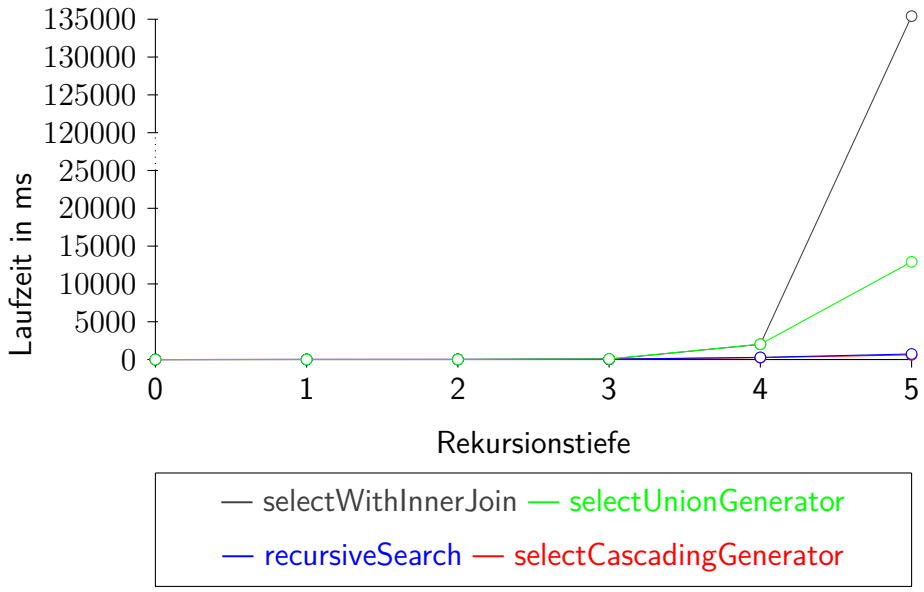



Abbildung 4.12: relation_epinions_partitioned

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 8.730 | 18.999 | 8.855 | 8.846 |
| 2 | 9.787 | 23.549 | 10.304 | 9.924 |
| 3 | 38.955 | 54.953 | 78.303 | 43.439 |
| 4 | 253.813 | 287.319 | 2024.069 | 2021.028 |
| 5 | 619.476 | 737.300 | 12920.747 | 136242.608 |

Tabelle 4.11: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_epinions_partitioned

Durch die Partitionierung der Tabelle ergeben sich keine Verbesserungen in der Latenz. Die Laufzeit des verschachtelten Selects verschlechtert sich ein weing. Beim Innerjoin verschlechtert sich die Laufzeit sogar deutlich gegenüber der Tabelle bei der nur Indices verwendet wurden.

**relation_livejournal_partitioned**

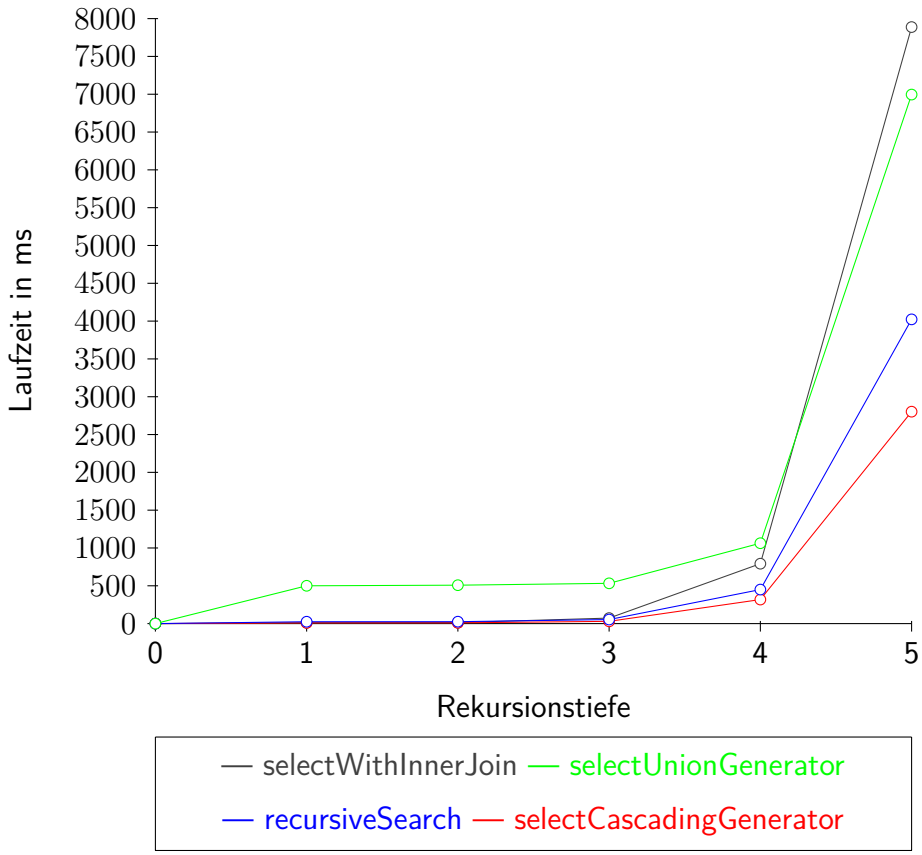



Abbildung 4.13: relation_livejournal_partitioned

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 8.9415 | 24.721 | 500.063 | 11.849 |
| 2 | 9.875 | 25.354 | 507.950 | 13.616 |
| 3 | 29.855 | 53.544 | 532.557 | 72.842 |
| 4 | 317.921 | 449.968 | 1062.957 | 792.107 |
| 5 | 2802.370 | 4022.937 | 6995.607 | 7888.135 |

Tabelle 4.12: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_livejournal_partitioned

Durch die Partitionierung ergeben sich weitere Verbesserungen in der Performance. So verringert sich die Laufzeit in der fünften Rekursionsstufe um nochmal eine Sekunde. Auffällig ist auch, dass in der partionierten Tabelle das verschachtelte Select die geringste Latenz aufweist. In den beiden anderen livejournal-Tabellen war die rekursive Stored Proceduere am schnellsten. Aufällig ist auch, dass die Partitionierung

nur beim verschachtelten Select und beim InnerJoin-Select zu einer Verbesserung geführt hat. Bei den beiden anderen Statements hat sich keine Verbesserung der Latenz ergeben.

**relation_facebook_partitioned**

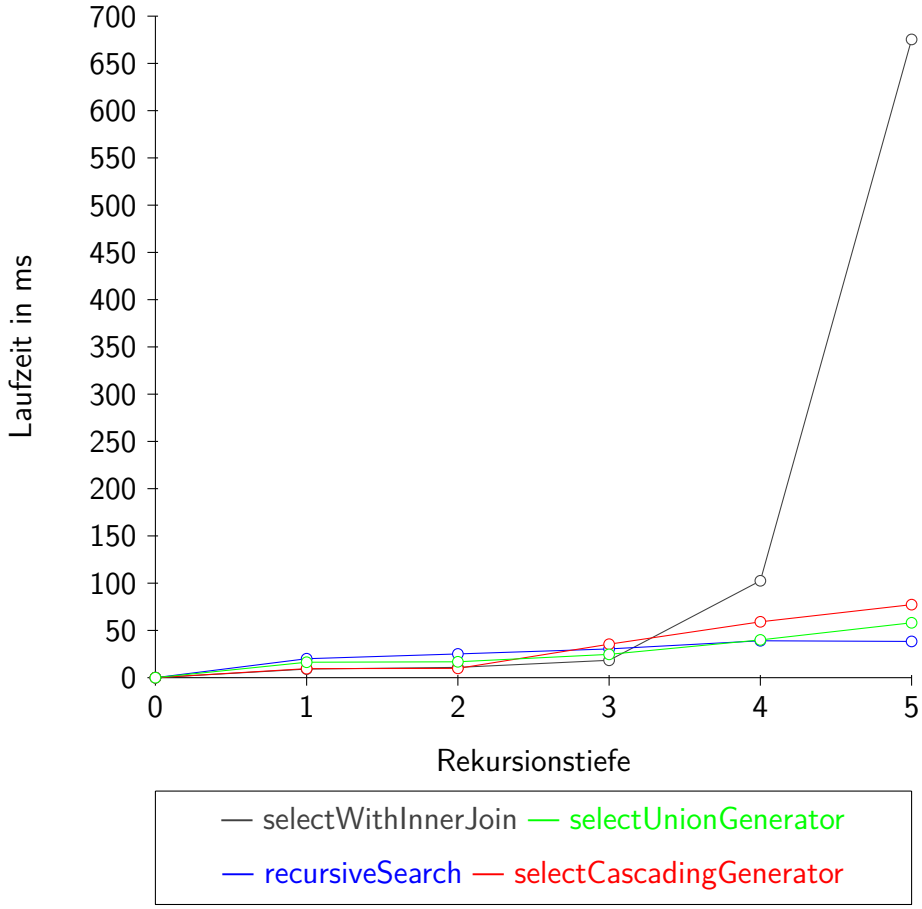



Abbildung 4.14: relation_facebook_partitioned

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 9.550 | 20.057 | 16.339 | 9.097 |
| 2 | 9.838 | 25.119 | 16.807 | 10.898 |
| 3 | 35.418 | 30.430 | 24.669 | 18.393 |
| 4 | 59.112 | 39.050 | 39.953 | 102.515 |
| 5 | 77.279 | 38.354 | 58.086 | 675.363 |

Tabelle 4.13: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_facebook_partitioned

Durch die Partitionierung der Tabellen ergibt sich keine weitere Verbesserung gegenüber der Tabelle mit den Indices. Der InnerJoin weißt mit einer Latenz von 675 Millisekunden sogar einen deutlich schlechteren Wert auf.

**relation_wiki_vote_partitioned**

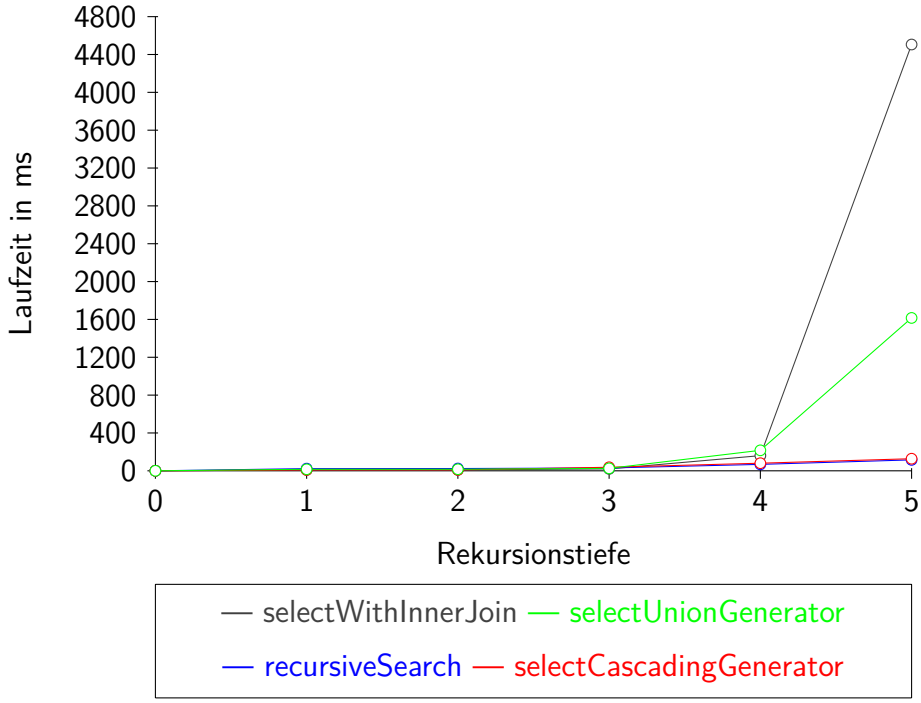



Abbildung 4.15: relation_wiki_vote_partitioned

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 9.169 | 23.059 | 16.152 | 8.882 |
| 2 | 9.538 | 24.221 | 16.649 | 9.694 |
| 3 | 37.563 | 29.832 | 25.806 | 20.019 |
| 4 | 80.343 | 67.963 | 216.439 | 160.368 |
| 5 | 127.839 | 115.465 | 1615.686 | 4505.545 |

Tabelle 4.14: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_wiki_vote_partitioned

Durch die Partitionierung der relation_wiki_vote Tabelle verschlechtern sich in der fünften Rekursionsstufe alle Statements bis auf die Rekursive Suche. Insgesamt ergibt sich aber keine Verbesserung, da die Rekursive Suche auf der partionierten Tabelle gleich schnell ist wie das verschachtelte Select auf der nicht partionierten Tabelle mit den Indices.

**relation_youtube_partitioned**

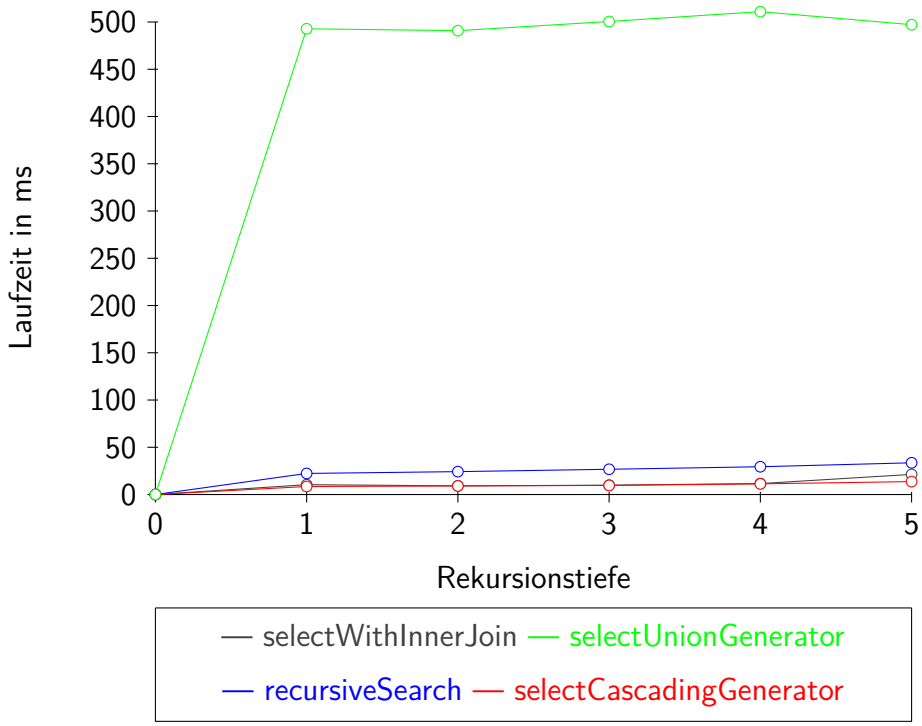



Abbildung 4.16: relation_youtube_partitioned

| | Laufzeit in MS | | | |
|---|---|---|---|---|
| Rerkusions-tiefe | selectCascading Generator | recursiveSearch | selectUnion Generator | selectInner JoinGenerator |
| 1 | 8.505 | 22.322 | 492.834 | 10.423 |
| 2 | 9.090 | 24.235 | 490.843 | 9.162 |
| 3 | 9.629 | 26.731 | 500.531 | 9.909 |
| 4 | 11.286 | 29.409 | 510.964 | 11.589 |
| 5 | 13.694 | 33.586 | 497.172 | 21.320 |

Tabelle 4.15: Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_youtube_partitioned

Durch die Partitionierung ergeben sich weitere Verbesserungen in der Laufzeit. Das verschachtelte Select sowie der InnerJoin verbessern sich deutlich. Lediglich das Standard-SQL verschlechtert sich deutlich. Jedoch bleibt die Latenz über alle Rekursionsstufen mit ungefähr 500 Millisekunden ungefähr konstant. Mit 13.6 Millisekunden ist das verschachtelte Select in der fünften Rekursionstufe am schnellsten.

### 4.1.3 Interpretation der Ergebnisse

Es ist auffallend das die Laufzeit der Statements sehr stark von der Anzahl der Eingabeknoten abhängig ist und die größe der Tabellen eher nachrangig ist. So ist die relations_youtube Tabelle deutlich größer als die relation_epinions Tabelle, jedoch ist die Latenz der Statements in der fünften Rekursion für die relations_youtube Tabelle deutlich geringer als für die der relation_epinions Tabelle.

Bei der relation_epinions Tabelle werden in der vierten Iteration 29184 Zeilen zurückgegeben, die dann in der fünften Iteration als Input benutzt werden. Bei der relations_youtube Tabelle sind es nur 760. Entsprechend sind die Unterschiede in der Latenz in der fünften Rekursionsstufe. Für die Youtube-Daten werden im besten Fall nur 14 Millisekunden benötigt, bei den Epinions-Daten sind es 505 Millisekunden.

Weiterhin zeigt sich, dass das InnerJoin-Statement in fast allen Fällen in der fünften Rekursionsstufe die schlechteste Wahl darstellt. Besonders bei den Wikipedia und Epinions-Daten wird dies sehr deutlich.

# 5 Fazit

## 5.1 Postgres

### 5.1.1 Zusammenfassung

PostgreSQL ist sehr Ausgereift. Es hat sich bei den OLAP-Daten gezeigt, dass PostgreSQL keine Probleme mit dem Umgang größerer Datensätze hat und dabei noch Performant ist. Durch die Verwendung von Indices und der Partitionierung von Tabellen können bei großen Datenmengen deutliche Verbesserungen in der Latenz erreicht werden. Bei kleineren Datensätzen sind Indices und die Partitonierung wenig hilfreich und führen zum Teil zu einer Verschlechterung der Latenz.

PostgreSQL weißt bei einer sehr großen Menge von Eingaben die deutlichsten Steigerungen in der Latenz auf. Es stellt sich die Frage ob sich dieser Effekt abschwächen und somit die Latenz verbessern lässt. Ein Aspekt der im Rahmen dieser Arbeit nicht berücksichtigt wurde, ist die Frage ob sich durch eine andere Modellierung der Daten eine Verbesserung der Latenz erreichen ließe. Hier wäre ein Vergleich zwischen der Modellierung wie sie im Rahmen dieser Arbeit verwendet wurde mit der Modellierung, die Agensgraph erzeugt, durchaus interessant.

PostgreSQL zeigt sich als relationale Datenbank als konkurrenzfähig bei der Traversierung gegenüber den spezialisierten Graph-Datenbanken.

### 5.1.2 Pros

PostgreSQL konnte über den in Ubuntu vorhandenenen Paketmanager installiert werden, dadurch war die Installation sehr einfach. Der Import der Daten ging leicht von der Hand. Auch die Durchführung des Lasttests war mit dem von PostgreSQL mitgelieferten Tool pgbench leicht zu realisieren.

### 5.1.3 Cons

PostgreSQL bietet vielfältige Konfigurationsmöglichkeiten, was dazu geführt hat, dass einige Zeit für die Anpassung der Konfiguration von PostgreSQL an die Umgebung aufgewendet werden musste.

# A Anhang

## A.1 Graph-Datenbanken - Grundlegende technologische Aspekte

## A.2 Graph-Datenbanken und -Frameworks - Ausgewählte Systeme

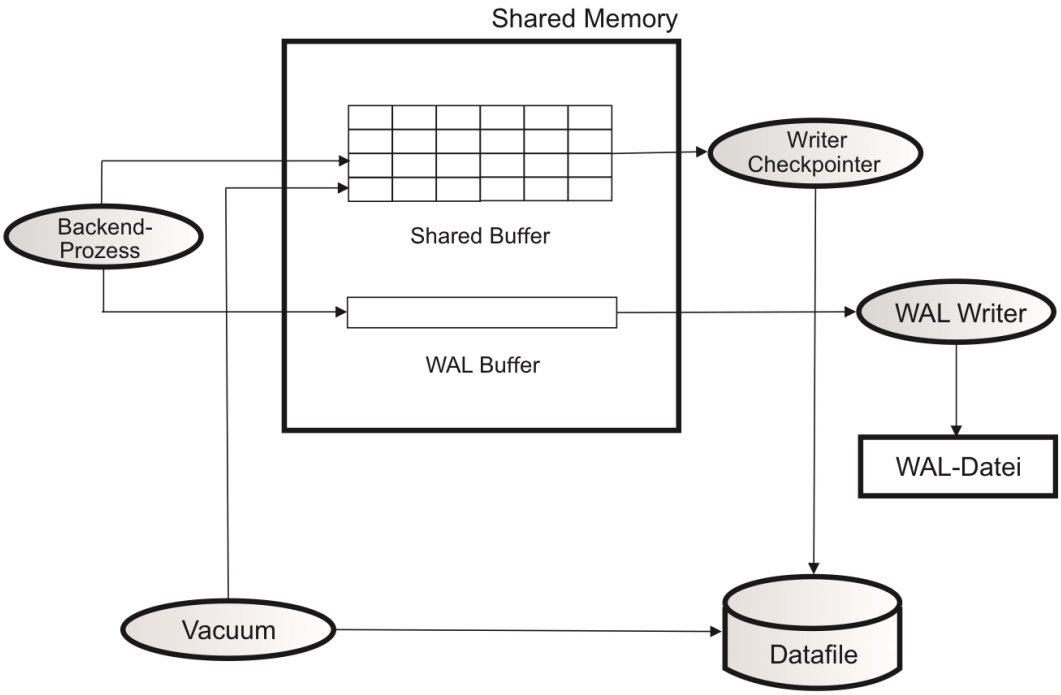



Abbildung A.1: Postgres Architektur

## A.3 Graph-Datenbanken im praktischen Einsatz: OLTP

Listing A.1: CSV Input

```
\copy Beitraege
FROM './data/Beitraege.csv' DELIMITER ',' CSV HEADER;
```

Listing A.2: Anlegen der Tabelle facebook-profiles

```
create TABLE IF NOT EXISTS profiles_facebook(
ID INTEGER PRIMARY KEY,
first VARCHAR(50),
last VARCHAR(50),
gender GENDER,
birth DATE,
country VARCHAR(50)
);
```

Listing A.3: Anlegen der Tabelle facebook-relation

```
CREATE TABLE IF NOT EXISTS relation_facebook(
src INTEGER REFERENCES profiles_facebook(ID),
dst INTEGER REFERENCES profiles_facebook(ID),
type VARCHAR(50),
date DATE
);
```

Listing A.4: Hinzufügen von Fremdschlüsseln

```
\copy profiles_facebook_tmp(first,last,gender,birth,country) FROM '/data/WS2018/
    facebook-profiles' DELIMITER ',' CSV HEADER;
INSERT INTO profiles_facebook (ID, first, last, gender, birth, country)
SELECT ID-1, first, last, gender, birth, country from profiles_facebook_tmp;
```

Listing A.5: Erstellen von partitionierten Tabellen mit Index facebook

```
CREATE TABLE IF NOT EXISTS relation_facebook_partitioned(
src INTEGER REFERENCES profiles_facebook(ID),
dst INTEGER REFERENCES profiles_facebook(ID),
type VARCHAR(50),
date DATE
)PARTITION BY RANGE(src);

CREATE INDEX fb_part_src ON relation_facebook_partitioned (src);
CREATE INDEX fb_part_dst ON relation_facebook_partitioned (dst);

CREATE TABLE relation_facebook_partitioned_0 PARTITION OF
    relation_facebook_partitioned
FOR VALUES FROM (0) TO (23000);
CREATE TABLE relation_facebook_partitioned_1 PARTITION OF
    relation_facebook_partitioned
FOR VALUES FROM (23000) TO (46000);
CREATE TABLE relation_facebook_partitioned_2 PARTITION OF
    relation_facebook_partitioned
FOR VALUES FROM (46000) TO (69000);
CREATE TABLE relation_facebook_partitioned_3 PARTITION OF
    relation_facebook_partitioned
FOR VALUES FROM (69000) TO (92000);
```

Listing A.6: Erstellen von Indexen auf relation Tabelle facebook

```
CREATE INDEX fb_dst ON relation_facebook_with_index (dst);
CREATE INDEX fb_src ON relation_facebook_with_index (src);
```

Listing A.7: Erstellen von partitionierten Tabellen mit Index youtube

```
CREATE TABLE IF NOT EXISTS relation_youtube_partitioned(
src INTEGER REFERENCES profiles_youtube(ID),
dst INTEGER REFERENCES profiles_youtube(ID),
type VARCHAR(50),
```

```
date DATE
)PARTITION BY RANGE(src);

CREATE INDEX yt_part_src ON relation_youtube_partitioned (src);
CREATE INDEX yt_part_dst ON relation_youtube_partitioned (dst);

CREATE TABLE relation_youtube_partitioned_0 PARTITION OF
    relation_youtube_partitioned
FOR VALUES FROM (0) TO (800000);
CREATE TABLE relation_youtube_partitioned_1 PARTITION OF
    relation_youtube_partitioned
FOR VALUES FROM (800001) TO (1600000);
CREATE TABLE relation_youtube_partitioned_2 PARTITION OF
    relation_youtube_partitioned
FOR VALUES FROM (1600001) TO (2400000);
CREATE TABLE relation_youtube_partitioned_3 PARTITION OF
    relation_youtube_partitioned
FOR VALUES FROM (2400001) TO (3200000);
```

Listing A.8: Erstellen von Indexen auf relation Tabelle youtube

```
CREATE INDEX yt_dst ON relation_youtube_with_index (dst);
CREATE INDEX yt_src ON relation_youtube_with_index (src);
```

Listing A.9: Erstellen von partitionierten Tabellen mit Index livejournal

```
CREATE TABLE IF NOT EXISTS relation_livejournal_partitioned(
src INTEGER REFERENCES profiles_livejournal(ID),
dst INTEGER REFERENCES profiles_livejournal(ID),
type VARCHAR(50),
date DATE
)PARTITION BY RANGE(src);

CREATE INDEX lj_part_src ON relation_livejournal_partitioned (src);
CREATE INDEX lj_part_dst ON relation_livejournal_partitioned (dst);

CREATE TABLE relation_livejournal_partitioned_0 PARTITION OF
    relation_livejournal_partitioned
FOR VALUES FROM (0) TO (10000000);
CREATE TABLE relation_livejournal_partitioned_1 PARTITION OF
    relation_livejournal_partitioned
FOR VALUES FROM (10000000) TO (20000000);
CREATE TABLE relation_livejournal_partitioned_2 PARTITION OF
    relation_livejournal_partitioned
FOR VALUES FROM (20000000) TO (30000000);
CREATE TABLE relation_livejournal_partitioned_3 PARTITION OF
    relation_livejournal_partitioned
FOR VALUES FROM (30000000) TO (40000000);
```

Listing A.10: Erstellen von Indexen auf relation Tabelle livejournal

```
CREATE INDEX lj_src ON relation_livejournal_with_index (src);
CREATE INDEX lj_dst ON relation_livejournal_with_index (dst);
```

Listing A.11: Erstellen von partitionierten Tabellen mit Index epinion

```
CREATE TABLE IF NOT EXISTS relation_epinions_partitioned(
src INTEGER REFERENCES profiles_epinions(ID),
dst INTEGER REFERENCES profiles_epinions(ID),
type VARCHAR(50),
date DATE
)PARTITION BY RANGE(src);

CREATE INDEX ep_part_src ON relation_epinions_partitioned (src);
CREATE INDEX ep_part_dst ON relation_epinions_partitioned (dst);

CREATE TABLE relation_epinions_partitioned_0 PARTITION OF
    relation_epinions_partitioned
```

```
FOR VALUES FROM (0) TO (102000);
CREATE TABLE relation_epinions_partitioned_1 PARTITION OF
    relation_epinions_partitioned
FOR VALUES FROM (102000) TO (204000);
CREATE TABLE relation_epinions_partitioned_2 PARTITION OF
    relation_epinions_partitioned
FOR VALUES FROM (204000) TO (306000);
CREATE TABLE relation_epinions_partitioned_3 PARTITION OF
    relation_epinions_partitioned
FOR VALUES FROM (306000) TO (408000);
```

Listing A.12: Erstellen von Indexen auf relation Tabelle epinion

```
CREATE INDEX ep_dst ON relation_epinions_with_index (dst);
CREATE INDEX ep_src ON relation_epinions_with_index (src);
```

Listing A.13: Erstellen von partitionierten Tabellen mit wikivote epinion

```
CREATE TABLE IF NOT EXISTS relation_wiki_vote_partitioned(
src INTEGER REFERENCES profiles_wiki_vote(ID),
dst INTEGER REFERENCES profiles_wiki_vote(ID),
type VARCHAR(50),
date DATE
)PARTITION BY RANGE(src);

CREATE INDEX wv_part_src ON relation_wiki_vote_partitioned (src);
CREATE INDEX wv_part_dst ON relation_wiki_vote_partitioned (dst);

CREATE TABLE relation_wiki_vote_partitioned_0 PARTITION OF
    relation_wiki_vote_partitioned
FOR VALUES FROM (0) TO (30000);
CREATE TABLE relation_wiki_vote_partitioned_1 PARTITION OF
    relation_wiki_vote_partitioned
FOR VALUES FROM (30000) TO (60000);
CREATE TABLE relation_wiki_vote_partitioned_2 PARTITION OF
    relation_wiki_vote_partitioned
FOR VALUES FROM (60000) TO (90000);
CREATE TABLE relation_wiki_vote_partitioned_3 PARTITION OF
    relation_wiki_vote_partitioned
FOR VALUES FROM (90000) TO (120000);
```

Listing A.14: Erstellen von Indexen auf relation Tabelle wikivote

```
CREATE INDEX wv_src ON relation_wiki_vote_with_index (src);
CREATE INDEX wv_dst ON relation_wiki_vote_with_index (dst);
```

Listing A.15: Erstellen der Indexe für die relation Tabelle facebook

```
CREATE INDEX fb_dst ON relation_facebook_with_index (dst);
CREATE INDEX fb_src ON relation_facebook_with_index (src);
```

Listing A.16: Verschachteltes SELECT Statement

```
SELECT DISTINCT(dst) FROM team22.relation_facebook WHERE src IN(
SELECT DISTINCT(dst) FROM team22.relation_facebook WHERE src IN(
SELECT DISTINCT(dst)FROM team22.relation_facebook WHERE src IN(1)
)
)
```

Listing A.17: SELECT SourceCodeGenerator

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION selectCascadingGenerator(iRecursionDepth integer, sTable
     text, startingNode integer ) RETURNS SETOF integer AS $$
Declare
intermDst_ integer[];
--  iCount integer;
```

```
tStatement text;
tConcatenateStatement text;
BEGIN
tConcatenateStatement := 'SELECT DISTINCT(dst) FROM ' || sTable || ' WHERE src IN('
    ;
tStatement := 'SELECT DISTINCT(dst) FROM ' || sTable || ' WHERE src IN('||
    startingNode||')';
--    iCount = 0;
if iRecursionDepth = 0 THEN
return query EXECUTE tStatement;
RETURN;
end if;
WHILE iRecursionDepth > 1 LOOP
tStatement := tConcatenateStatement || tStatement ||')';
iRecursionDepth = iRecursionDepth - 1;
end loop;
raise notice 'Execute String %', tStatement;
return query EXECUTE tStatement;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Listing A.18: Rekursiver JOIN

```
SELECT DISTINCT(rf3.dst)
FROM public.relation_facebook rf1,
public.relation_facebook rf2,
public.relation_facebook rf3
WHERE rf2.src = rf1.dst
AND rf3.src = rf2.dst
AND rf1.src = 765;
```

Listing A.19: innerJoinSourceCodeGenerator

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION innerJoinGenerator(iRecursionDepth integer, sTable text,
     iStart integer) RETURNS SETOF integer AS $$
Declare
intermDst_ integer[];
iCount integer;
tStatement text;
tSelectStatement text;
tConcatenateStatement text;
tAlternativeStatement text;
tWhereStatement text;
tFinalStatement text;
tSetOffMergeJoin text;
BEGIN
tSetOffMergeJoin = 'set enable_mergejoin=on;';
iCount = 0;
tSelectStatement = '';
tWhereStatement = '';
tConcatenateStatement := 'SELECT DISTINCT(dst) FROM ' || sTable || ' WHERE src IN('
    ;
tStatement := sTable || ' rf';
tAlternativeStatement = sTable || ' rf';
--    iCount = 0;
if iRecursionDepth = 0 THEN
raise notice 'Rekursivtiefe von 0 nicht m\"oglich';
RETURN ;
end if;
if iRecursionDepth = 1 THEN
tConcatenateStatement = tConcatenateStatement || iStart || ')';
raise notice 'STATEMENT: %', tConcatenateStatement;
return query EXECUTE tConcatenateStatement;
RETURN;
end if;
WHILE iCount < iRecursionDepth LOOP
if iCount = iRecursionDepth - 1 then
tSelectStatement := tSelectStatement || tStatement  || iCount || ' ';
else
```

```
tSelectStatement := tSelectStatement || tStatement  || iCount || ', ';
end if;
if iCount != 0 then
if iCount = iRecursionDepth - 1 then
tWhereStatement := tWhereStatement || 'rf' || iCount || '.src = rf' || iCount - 1
    || '.dst ';
else
tWhereStatement := tWhereStatement || 'rf' || iCount || '.src = rf' || iCount - 1
    || '.dst AND ';
end if;
else
tWhereStatement := 'rf' || iCount || '.src = '|| iStart || ' AND ' ;
end if;
iCount = iCount + 1;
end loop;
tWhereStatement := 'WHERE ' || tWhereStatement;
tSelectStatement := 'FROM ' || tSelectStatement;
tFinalStatement = 'SELECT DISTINCT(rf'||iRecursionDepth - 1 || '.dst) ' ||
    tSelectStatement || tWhereStatement;
raise notice 'FROM Statement: %', tSelectStatement;
raise notice 'Where Statement: %', tWhereStatement;
raise notice 'Finale Statement: %', tFinalStatement;
EXECUTE tSetOffMergeJoin;
return query EXECUTE tFinalStatement;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Listing A.20: Selbstgeschriebenes Stored Procedure

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION recursivesearch(tInput integer[], iRecursionDepth
    integer, sTable text) RETURNS SETOF integer AS $$
Declare
intermDst_ integer[];
iCount integer;
BEGIN
--iRecursionDepth = iRecursionDepth + 1;
CREATE TEMPORARY TABLE intermDst AS SELECT * FROM unnest(tInput);
EXECUTE 'CREATE TEMPORARY TABLE intermDst1 AS SELECT DISTINCT(dst) FROM ' || sTable
     || ' WHERE src IN (SELECT * FROM intermDst)';
-- Does not return from function!
return query SELECT * FROM intermDst1;
-- Does not return from function!
intermDst_ := ARRAY(SELECT * FROM intermDst1);
raise notice 'timestamp: %', clock_timestamp();
SELECT count(*) INTO iCount FROM intermDst;
raise notice 'Count Table: %', iCount;
DROP TABLE intermDst;
DROP TABLE intermDst1;
-- As recursion depth is 5
if iRecursionDepth > 1 THEN
return query SELECT * FROM recursivesearch(intermDst_, iRecursionDepth - 1, sTable)
    ;
ELSE
RETURN;
END IF;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Listing A.21: SQL Standard Generisch

```
CREATE OR REPLACE FUNCTION selectWithUnionSourceCodeGenerator_withDepth(sTable text
    , startingNode integer, depth integer ) RETURNS SETOF integer AS $$
Declare
intermDst_ integer[];
tStatement text;
tSelectStatement text;
tWithStatement text;
tUnionStatement text;
tWithStatementClose text;
BEGIN
tWithStatement := 'WITH RECURSIVE graphtraverse(src, dst, lvl) AS(';
tSelectStatement := 'SELECT src ,dst, 1 as lvl FROM ' || sTable || ' WHERE src ='||
    startingNode;
tUnionStatement := ' UNION SELECT p1.src,p1.dst,p.lvl+1 as lvl FROM graphtraverse p
    , ' || sTable || ' p1 WHERE p1.src IN ( p.dst ) and lvl<'||depth;
tWithStatementClose := ') SELECT DISTINCT(dst) FROM graphtraverse';
tStatement := tWithStatement || tSelectStatement || tUnionStatement ||
    tWithStatementClose;
raise notice 'Execute String %', tStatement;
return query EXECUTE tStatement;
END;
$$ LANGUAGE plpgsql;
```

Listing A.22: SQL Standard

```
WITH RECURSIVE graphtraverse(src, dst, lvl) AS(
SELECT src ,dst, 1 as lvl FROM public.relation_facebook WHERE src =765
UNION
SELECT p1.src,p1.dst,p.lvl+1 as lvl FROM graphtraverse p, relation_facebook p1
    WHERE p1.src IN ( p.dst ) and lvl<5
) SELECT DISTINCT(dst) FROM graphtraverse order by dst;
```

Listing A.23: Ausführungsplan Standard SQL

```
Sort  (cost=15300.01..15300.51 rows=200 width=4) (actual time=17.613..17.622 rows
    =321 loops=1)
```

```
Sort Key: graphtraverse.dst
Sort Method: quicksort  Memory: 40kB
CTE graphtraverse
->  Recursive Union  (cost=0.29..14814.87 rows=21133 width=12) (actual time
    =0.016..15.903 rows=6056 loops=1)
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook  (cost=0.29..44.00 rows=23 width
    =12) (actual time=0.015..0.020 rows=27 loops=1)
Index Cond: (src = 765)
->  Nested Loop  (cost=0.29..1434.82 rows=2111 width=12) (actual time=0.019..2.130
    rows=8173 loops=5)
->  WorkTable Scan on graphtraverse p  (cost=0.00..5.17 rows=77 width=8) (actual
    time=0.017..0.069 rows=729 loops=5)
Filter: (lvl < 5)
Rows Removed by Filter: 482
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook p1  (cost=0.29..18.23 rows=27
    width=8) (actual time=0.001..0.002 rows=11 loops=3645)
Index Cond: (src = p.dst)
->  HashAggregate  (cost=475.49..477.49 rows=200 width=4) (actual time
    =17.548..17.571 rows=321 loops=1)
Group Key: graphtraverse.dst
->  CTE Scan on graphtraverse  (cost=0.00..422.66 rows=21133 width=4) (actual time
    =0.017..16.771 rows=6056 loops=1)
Planning Time: 0.105 ms
Execution Time: 17.813 ms
```

Listing A.24: Ausführungsplan verschachteltes SELECT

```
HashAggregate  (cost=6623.97..6659.95 rows=3598 width=4) (actual time
    =27.019..27.049 rows=317 loops=1)
Group Key: relation_facebook.dst
->  Hash Join  (cost=4727.16..6403.39 rows=88234 width=4) (actual time
    =20.593..26.743 rows=2411 loops=1)
Hash Cond: (relation_facebook.src = relation_facebook_1.dst)
->  Seq Scan on relation_facebook  (cost=0.00..1444.34 rows=88234 width=8) (actual
    time=0.008..3.889 rows=88234 loops=1)
->  Hash  (cost=4682.18..4682.18 rows=3598 width=4) (actual time=18.021..18.021
    rows=195 loops=1)
Buckets: 4096  Batches: 1  Memory Usage: 39kB
->  HashAggregate  (cost=4610.22..4646.20 rows=3598 width=4) (actual time
    =17.976..18.000 rows=195 loops=1)
Group Key: relation_facebook_1.dst
->  Hash Join  (cost=2713.40..4389.64 rows=88234 width=4) (actual time
    =11.821..17.797 rows=1709 loops=1)
Hash Cond: (relation_facebook_1.src = relation_facebook_2.dst)
->  Seq Scan on relation_facebook relation_facebook_1  (cost=0.00..1444.34 rows
    =88234 width=8) (actual time=0.002..3.916 rows=88234 loops=1)
->  Hash  (cost=2668.43..2668.43 rows=3598 width=4) (actual time=9.177..9.177 rows
    =144 loops=1)
Buckets: 4096  Batches: 1  Memory Usage: 38kB
->  HashAggregate  (cost=2596.47..2632.45 rows=3598 width=4) (actual time
    =9.140..9.161 rows=144 loops=1)
Group Key: relation_facebook_2.dst
->  Hash Join  (cost=876.96..2553.22 rows=17301 width=4) (actual time=2.942..9.020
    rows=1280 loops=1)
Hash Cond: (relation_facebook_2.src = relation_facebook_3.dst)
->  Seq Scan on relation_facebook relation_facebook_2  (cost=0.00..1444.34 rows
    =88234 width=8) (actual time=0.002..4.163 rows=88234 loops=1)
->  Hash  (cost=869.07..869.07 rows=631 width=4) (actual time=0.276..0.276 rows=88
    loops=1)
Buckets: 1024  Batches: 1  Memory Usage: 12kB
->  HashAggregate  (cost=856.45..862.76 rows=631 width=4) (actual time=0.259..0.268
     rows=88 loops=1)
Group Key: relation_facebook_3.dst
->  Nested Loop  (cost=44.35..854.88 rows=631 width=4) (actual time=0.022..0.199
    rows=629 loops=1)
->  HashAggregate  (cost=44.05..44.28 rows=23 width=4) (actual time=0.018..0.021
    rows=27 loops=1)
Group Key: relation_facebook_4.dst
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook relation_facebook_4  (cost
    =0.29..44.00 rows=23 width=4) (actual time=0.009..0.012 rows=27 loops=1)
```

```
Index Cond: (src = 765)
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook relation_facebook_3  (cost
    =0.29..34.96 rows=27 width=8) (actual time=0.002..0.005 rows=23 loops=27)
Index Cond: (src = relation_facebook_4.dst)
Planning Time: 0.170 ms
Execution Time: 27.113 ms
```

Listing A.25: Ausführungsplan INNER JOIN

```
HashAggregate  (cost=172324.88..172360.86 rows=3598 width=4) (actual time
    =156.786..156.823 rows=317 loops=1)
Group Key: rf5.dst
Buffers: shared hit=2654
->  Merge Join  (cost=38989.73..153806.87 rows=7407207 width=4) (actual time
    =33.728..105.213 rows=572149 loops=1)
Merge Cond: (rf5.src = rf4.dst)
Buffers: shared hit=2654
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook rf5  (cost=0.29..3539.96 rows
    =88234 width=8) (actual time=0.004..3.466 rows=33654 loops=1)
Buffers: shared hit=331
->  Sort  (cost=38972.52..39749.91 rows=310956 width=4) (actual time=30.171..50.861
     rows=579169 loops=1)
Sort Key: rf4.dst
Sort Method: quicksort  Memory: 6709kB
Buffers: shared hit=2323
->  Merge Join  (cost=2353.66..10603.46 rows=310956 width=4) (actual time
    =9.093..21.946 rows=77587 loops=1)
Merge Cond: (rf3.dst = rf4.src)
Buffers: shared hit=2323
->  Sort  (cost=2333.95..2366.58 rows=13054 width=4) (actual time=3.176..3.593 rows
    =8177 loops=1)
Sort Key: rf3.dst
Sort Method: quicksort  Memory: 576kB
Buffers: shared hit=1993
->  Nested Loop  (cost=0.88..1441.56 rows=13054 width=4) (actual time=0.012..2.289
    rows=8177 loops=1)
Buffers: shared hit=1993
->  Nested Loop  (cost=0.58..854.36 rows=548 width=4) (actual time=0.009..0.156
    rows=629 loops=1)
Buffers: shared hit=89
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook rf1  (cost=0.29..44.00 rows=23
    width=4) (actual time=0.004..0.008 rows=27 loops=1)
Index Cond: (src = 765)
Buffers: shared hit=3
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook rf2  (cost=0.29..34.96 rows=27
    width=8) (actual time=0.001..0.003 rows=23 loops=27)
Index Cond: (src = rf1.dst)
Buffers: shared hit=86
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook rf3  (cost=0.29..0.80 rows=27
    width=8) (actual time=0.001..0.002 rows=13 loops=629)
Index Cond: (src = rf2.dst)
Buffers: shared hit=1904
->  Materialize  (cost=0.29..3760.54 rows=88234 width=8) (actual time=0.004..8.301
    rows=109531 loops=1)
Buffers: shared hit=330
->  Index Scan using indexsrc on relation_facebook rf4  (cost=0.29..3539.96 rows
    =88234 width=8) (actual time=0.003..3.863 rows=33653 loops=1)
Buffers: shared hit=330
Planning Time: 0.627 ms
Execution Time: 157.021 ms
```

## A.4 Graph-Datenbanken im praktischen Einsatz: OLAP

# Abbildungsverzeichnis


1.1 gewurzelter Baum . . . . . 3
1.2 Property Graph . . . . . 4
1.3 Hypergraph . . . . . 5
1.4 Hypernode . . . . . 6

3.1 Löschen von Duplikaten in einer Rekursionsstufe . . . . . 13

4.1 Ordnerstruktur Benchmarktest . . . . . 20
4.2 relation_epinions . . . . . 22
4.3 relation_livejournal . . . . . 23
4.4 relation_facebook . . . . . 24
4.5 relation_wiki_vote . . . . . 25
4.6 relation_youtube . . . . . 26
4.7 relation_epinions_with_index . . . . . 27
4.8 relation_livejournal_with_index . . . . . 28
4.9 relation_facebook_with_index . . . . . 29
4.10 relation_wiki_vote . . . . . 30
4.11 relation_youtube_with_index . . . . . 31
4.12 relation_epinions_partitioned . . . . . 32
4.13 relation_livejournal_partitioned . . . . . 33
4.14 relation_facebook_partitioned . . . . . 34
4.15 relation_wiki_vote_partitioned . . . . . 35
4.16 relation_youtube_partitioned . . . . . 36

A.1 Postgres Architektur . . . . . 40

# Tabellenverzeichnis

0.1 Aufgabenverteilung . . . . . III

4.1 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_epions . . . . . 22
4.2 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_livejournal . . . . . 23
4.3 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_facebook . . . . . 24
4.4 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_wiki_vote . . . . . 25
4.5 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_youtube . . . . . 26
4.6 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_epinions_with_index . . . . . 27
4.7 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_livejournal_with_index . . . 28
4.8 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_facebook_with_index . . . . 29
4.9 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_wiki_vote_with_index . . . . 30
4.10 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_youtube_with_index . . . . . 31
4.11 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_epinions_partitioned . . . . . 32
4.12 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_livejournal_partitioned . . . . 33
4.13 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_facebook_partitioned . . . . . 34
4.14 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_wiki_vote_partitioned . . . . 35
4.15 Laufzeit der SQLs für Tabelle relation_youtube_partitioned . . . . . 36

# Listings


3.1 Zeile im Ausführungsplan . . . 11
3.2 Rekursiver und nicht rekursiver Teil . . . 11
3.3 Überprüfen der Abbruchbedingung . . . 12
3.4 Überprüfung der WHERE Bedingung . . . 12
3.5 Aufruf RECURSIVE und UNION Operator . . . 12
3.6 Aufruf der graphtraverse Funktion . . . 12
3.7 Aufruf der graphtraverse Funktion im Ausführungsplan . . . 13
3.8 IN Klausel . . . 14
3.9 Aufruf der DISTINCT Funktion . . . 14
3.10 IndexScanFacebookRelation . . . 14
3.11 Merge JOIN . . . 14
3.12 Abbruchbedingung recursiveSearch . . . 15
3.13 Signatur recursiveSearch . . . 15
3.14 Erstellen 2. temporäre Tabelle . . . 15
3.15 Erstellen des Aufrufarray . . . 15
3.16 Aufrufen der nächst tieferen Rekursionsstufe . . . 15

4.1 Tabelle mit Index anlegen . . . 18
4.2 Partitonierte Tabelle mit Indices anlegen . . . 18
4.3 pgbench Statment . . . 19
4.4 Ausgabe pgbench . . . 21

A.1 CSV Input . . . 40
A.2 Anlegen der Tabelle facebook-profiles . . . 41
A.3 Anlegen der Tabelle facebook-relation . . . 41
A.4 Hinzufügen von Fremdschlüsseln . . . 41
A.5 Erstellen von partitionierten Tabellen mit Index facebook . . . 41
A.6 Erstellen von Indexen auf relation Tabelle facebook . . . 41
A.7 Erstellen von partitionierten Tabellen mit Index youtube . . . 41
A.8 Erstellen von Indexen auf relation Tabelle youtube . . . 42
A.9 Erstellen von partitionierten Tabellen mit Index livejournal . . . 42
A.10 Erstellen von Indexen auf relation Tabelle livejournal . . . 42
A.11 Erstellen von partitionierten Tabellen mit Index epinion . . . 42
A.12 Erstellen von Indexen auf relation Tabelle epinion . . . 43
A.13 Erstellen von partitionierten Tabellen mit wikivote epinion . . . 43
A.14 Erstellen von Indexen auf relation Tabelle wikivote . . . 43
A.15 Erstellen der Indexe für die relation Tabelle facebook . . . 43
A.16 Verschachteltes SELECT Statement . . . 43

A.17 SELECT SourceCodeGenerator . . . . . 43
A.18 Rekursiver JOIN . . . . . 44
A.19 innerJoinSourceCodeGenerator . . . . . 44
A.20 Selbstgeschriebenes Stored Procedure . . . . . 46
A.21 SQL Standard Generisch . . . . . 46
A.22 SQL Standard . . . . . 46
A.23 Ausführungsplan Standard SQL . . . . . 46
A.24 Ausführungsplan verschachteltes SELECT . . . . . 47
A.25 Ausführungsplan INNER JOIN . . . . . 48

# Abkürzungsverzeichnis

| | |
|---|---|
| **ACID** | Atomicity, Consistency, Isolation, Durability |
| **API** | Application Programming Interface |
| **APT** | Advanced Package Tool |
| **CRUD** | Create, Read, Update, Delete |
| **CTE** | Common Table Expression |
| **DBMS** | Datenbankmanagementsystem |
| **IP** | Internet Protocol |
| **TCP** | Transmission Control Protocol |
| **TID** | Tuple Identifier |
| **MVCC** | Multiversion Concurrency Control Modell |
| **NoSQL** | Not only SQL |
| **OLTP** | Online Transaction Processing |
| **RPM** | Red Hat Package Manager |
| **SQL** | Structured Query Language |

# Literaturverzeichnis


[AG08] Angles, Renzo ; Gutierrez, Claudio: Survey of graph database models. In: *ACM Computing Surveys (CSUR)* 40 (2008), Nr. 1, S. 1

[AG18] In: Angles, Renzo ; Gutierrez, Claudio: *An Introduction to Graph Data Mangement*. Springer International Publishing, 2018

[Ang12] Angles, Renzo: A comparison of current graph database models. In: *Data Engineering Workshops (ICDEW), 2012 IEEE 28th International Conference on* IEEE, 2012, S. 171–177

[APPDSLP13] Angles, Renzo ; Prat-Pérez, Arnau ; Dominguez-Sal, David ; Larriba-Pey, Josep-Lluis: Benchmarking database systems for social network applications. In: *First International Workshop on Graph Data Management Experiences and Systems* ACM, 2013, S. 15

[AU95] Aho, Alfred V. ; Ullman, Jeffrey D.: *Foundations of computer science*. USA : Computer Science Press, 1995 `http://infolab.stanford.edu/~ullman/focs.html`

[Bec18] Becker, Peter: *Graphentheorie*. `http://www2.inf.h-brs.de/~pbecke2m/graphentheorie/einfuehrung.pdf`. Version: 2018

[Cod81] Codd, Edgar F.: Data models in database management. In: *ACM Sigmod Record* 11 (1981), Nr. 2, S. 112–114

[Eis03] Eisentraut, Peter: *PostgreSQL Das Offizielle Handbuch*. mitp-Verlag GmbH/Bonn, 2003

[Fel03] Felsner, Stefan: *Geometric graphs and arrangements: some chapters from combinatorial geometry*. Springer Science & Business Media, 2003

[Fro18] Froehlich, Lutz: *PostgreSQL 10*. Carl Hanser Verlag München, 2018

[GFLP18] George Fletcher, Jan H. ; Larriba-Pey, Josep L.: *Graph Data Management - Fundamental Issues and Recent Developments*. Springer International Publishing, 2018

[Goe15] Goebel, Christopher: NoSQL - FlockDB. (2015)

[Groa] Group, The PostgreSQL Global D.: *PostgreSQL 11.1 Documentation*. https://www.postgresql.org/files/documentation/pdf/11/postgresql-11-A4.pdf

[Grob] Group, The PostgreSQL Global D.: *PostgreSQL 11.1 Documentation*. https://www.postgresql.org/docs/9.4/using-explain.html

[Groc] Group, The PostgreSQL Global D.: *PostgreSQL 11.1 Documentation*. url=https://www.postgresql.org/docs/10/ddl-partitioning.html

[Grod] Group, The PostgreSQL Global D.: *PostgreSQL 11.1 Documentation*. https://www.postgresql.org/docs/11/queries-with.html

[Groe] Group, The PostgreSQL Global D.: *PostgreSQL 8.4 Documentation*. https://www.postgresql.org/docs/8.4/datatype.html

[Gru17] Grucia, Jelena: *PostgreSQL and GraphQL*. https://blog.cloudboost.io/postgresql-and-graphql-2da30c6cde26. Version: 2017

[HN13] Hald, Anton ; Nevermann, Wolf: *Datenbank-Engineering für Wirtschaftsinformatiker: eine praxisorientierte Einführung*. Springer-Verlag, 2013

[Ior10] Iordanov, Borislav: HyperGraphDB: a generalized graph database. In: *International conference on web-age information management* Springer, 2010, S. 25–36

[Jan] JanusGraph: *JanusGraph Documentation 0.3.1*. https://docs.janusgraph.org/latest/getting-started.html

[KHA+16] Kucuk, Ahmet ; Hamdi, Shah M. ; Aydin, Berkay ; Schuh, Michael A. ; Angryk, Rafal A.: Pg-Trajectory: A PostgreSQL/PostGIS based data model for spatiotemporal trajectories. In: *2016 IEEE International Conferences on Big Data and Cloud Computing (BDCloud), Social Computing and Networking (SocialCom), Sustainable Computing and Communications (SustainCom)(BDCloud-SocialCom-SustainCom)* IEEE, 2016, S. 81–88

[KK15] Knauer, U. ; Knauer, K.: *Diskrete und algebraische Strukturen - kurz gefasst*. Springer Berlin Heidelberg, 2015

[KN12] Krumke, S.O. ; Noltemeier, H.: *Graphentheoretische Konzepte und Algorithmen*. Vieweg+Teubner Verlag, 2012 (Leitfäden der Informatik). – ISBN 9783834822642

[KS96] Korth, A. Silberschatz; H. F. ; Sudarshan, S.: Data Models. In: *ACM Computing Surveys* (1996)

[Kud15] Kudrass, Thomas: *Taschenbuc Datenbanken*. Fachbuchverlag Leipzig im Carl Hanser Verlag, 2015

[Neo] Neo4j, Inc: *Graph database concepts*. https://neo4j.com/docs/getting-started/current/graphdb-concepts/

[PL94] Poulovassilis, Alexandra ; Levene, Mark: A nested-graph model for the representation and manipulation of complex objects. In: *ACM Transactions on Information Systems (TOIS)* 12 (1994), Nr. 1, S. 35–68

[Pos18] PostgreSQL Global Development Group: *PostgreSQL 11.1 Documentation*. https://www.postgresql.org/docs/11. Version: 2018

[Rah17a] Rahman, Md. S.: *Basic Graph Theory*. Springer International Publishing, 2017

[Rah17b] Rahman, Saidur: *Basic Graph Theory*. 2017

[Red12] Redmond, Eric: *Sieben Wochen, sieben Datenbanken*. O'Reilly Verlag, 2012

[Sas18] Sasaki, Bryce M.: *Graph Databases for Beginners: The Basics of Data Modeling*. https://neo4j.com/blog/data-modeling-basics/. Version: 2018

[SF05] Stefan Felsner, Gesine K. Christine Puhl P. Christine Puhl: *Graphentheorie*. http://page.math.tu-berlin.de/~felsner/Lehre/GrTh05/Graphentheorie.pdf. Version: 2005

[SWL13] Shao, Bin ; Wang, Haixun ; Li, Yatao: Trinity: A distributed graph engine on a memory cloud. In: *Proceedings of the 2013 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data* ACM, 2013, S. 505–516

[TT16] In: Thorsten Theobald, Sadik I.: *Graphen*. Springer Fachmedien Wiesbaden, 2016

[VMZ+10] Vicknair, Chad ; Macias, Michael ; Zhao, Zhendong ; Nan, Xiaofei ; Chen, Yixin ; Wilkins, Dawn: A comparison of a graph database and a relational database: a data provenance perspective. In: *Proceedings of the 48th annual Southeast regional conference* ACM, 2010, S. 42

[ZSHZ18] Zhang, Hongliang ; Song, Lingyang ; Han, Zhu ; Zhang, Yingjun: *Hypergraph Theory in Wireless Communication Networks*. Springer, 2018

# Eidesstattliche Erklärung

Ich versichere an Eides Statt durch meine eigenhändige Unterschrift, dass ich die vorliegende Arbeit selbstständig und ohne fremde Hilfe angefertigt habe. Alle Stellen, die wörtlich oder dem Sinn nach auf Publikationen oder Vorträgen anderer Autoren beruhen, sind als solche kenntlich gemacht. Ich versichere außerdem, dass ich keine andere als die angegebene Literatur verwendet habe. Diese Versicherung bezieht sich auch auf alle in der Arbeit enthaltenen Zeichnungen, Skizzen, bildlichen Darstellungen und dergleichen.

Die Arbeit wurde bisher keiner anderen Prüfungsbehörde vorgelegt und auch noch nicht veröffentlicht.

*Sankt Augustin,*
*den 27. Januar 2019*
Ort, Datum

Jennifer Wittling, Rolf Kimmelmann, Jan Löffelsender