

BACHELORARBEIT

Performance – Optimierung von Datenbanken

vorgelegt am 26. März 2022
Daniel Freire Mendes

Erstprüferin: Prof. Dr. Stefan Sarstedt
Zweitprüfer: Prof. Dr. Olaf Zukunft

**HOCHSCHULE FÜR ANGEWANDTE
WISSENSCHAFTEN HAMBURG**

Department Informatik
Berliner Tor 7
20099 Hamburg

Zusammenfassung

Der Arbeit beginnt mit einer kurzen Beschreibung ihrer zentralen Inhalte, in der die Thematik und die wesentlichen Resultate skizziert werden. Diese Beschreibung muss sowohl in deutscher als auch in englischer Sprache vorliegen und sollte eine Länge von etwa 150 bis 250 Wörtern haben. Beide Versionen zusammen sollten nicht mehr als eine Seite umfassen. Die Zusammenfassung dient u. a. der inhaltlichen Verortung im Bibliothekskatalog.

Abstract

The thesis begins with a brief summary of its main contents, outlining the subject matter and the essential findings. This summary must be provided in German and in English and should range from 150 to 250 words in length. Both versions combined should not comprise more than one page. Among other things, the abstract is used for library classification.

Inhaltsverzeichnis

Abbildungsverzeichnis	III
Tabellenverzeichnis	IV
1 Einleitung	1
1.1 Einführung in Benchmarks	1
1.2 Measures	2
2 Grundlagen	4
2.1 Auswahl der Tools	4
2.2 Einführung in die Tools	6
2.3 Projektaufbau mit Beispiel	11
2.4 GitHub Action	20
2.5 Optimierungen des Workflows	24
3 Optimierungen von Datentypen	26
3.1 Allgemeine Faktoren	26
3.2 Einzelne Datentypen und weitere Faktoren	27
3.3 Analyse der Benchmarks	30
4 Indexierung	33
4.1 Grundlagen	33
4.2 B-Baum-Index	37
4.3 Hash-Index	43
5 Views	47
5.1 Virtuelle Views	47
5.2 Materialisierte Views	51
5.3 Durchführung der Benchmarks	53
5.4 Analyse der Ergebnisse	57
6 Partitionen	59
6.1 Grundlagen	59

6.2	Durchführung	63
6.3	Analyse	66
7	Replikation	68
7.1	Grundlagen	68
7.2	Durchführung	72
7.3	Analyse	75
8	Fazit	78
	Literatur	79
	Anhang	81

Abbildungsverzeichnis

2.1	Demo: Gnuplot vs. Pandas	10
2.2	Join-Typ: Skriptvergleich	19
2.3	Join-Typ: Metrikvergleich	20
2.4	Join-Typ: Hexagon-Diagramm	20
3.1	Datentypen: Null und Not Null	30
3.2	Datentypen: Int und Char	31
3.3	Datentypen: Numerische und zeichenkettenbasierte Typen	32
4.1	Binärbaum-Visualisierung	38
4.2	B-Tree-Indexing: Mit Index vs Ohne	40
4.3	B-Tree-Indexing: Unterschiedliche Selects mit Index	42
4.4	Hash-Indexing: Auswirkungen von Hashkollisionen	45
4.5	Hash-Indexing: Unterschiedliche Abfragen mit Index	46
5.1	Views: Keine View, virtuelle View und Ansatz mit Triggern	57
5.2	Views: Beide Triggeransätze sowie materialisierte Sicht	58
6.1	Range-Partitionierung: Unterschiedliche Selects mit und ohne Partition	66
6.2	List-Partitionierung: Unterschiedliche Abfragen mit und ohne Partition	67
6.3	Hash-Partitionierung: Variationen der Partitionsanzahl	67
7.1	Master-Replica-Visualisierung	69
7.2	Replikation: Master-Replica-Ansatz vs Single-Server	76
7.3	Replikation: Threadanzahl aufgeteilt an Master-Replica	76
7.4	Replikation: Unterschiedlichen Binlog-Typen	77

Tabellenverzeichnis

3.1	Ergebnis der SQL-Abfrage aus 3.2	28
4.1	Performance-Vergleich	36
4.2	Ergebnisse der COUNT(*)-Abfragen für B-Tree-Index	42
4.3	Ergebnisse der COUNT(*)-Abfragen für B-Tree-Index	45

1 Einleitung

1.1 Einführung in Benchmarks

Benchmarks dienen dazu, praktisch und effektiv zu untersuchen, wie sich ein System unter Last verhält. Die wichtigste Erkenntnis, die man aus Benchmarks gewinnen kann, sind die Probleme und Fehler, die man systematisch dokumentieren und nach Priorität abarbeiten sollte. Das Ziel von Benchmarks ist die Reduzierung und Bewertung von unerwünschtem Verhalten sowie die Analyse, wie sich das System derzeit und unter simulierten, zukünftigen, anspruchsvolleren Bedingungen verhalten könnte.

Es gibt zwei verschiedene Techniken für Benchmarks (Schwartz et al., 2012, pp. 35–49). Die erste zielt darauf ab, die Applikation als Ganzes zu testen (full-stack). Dabei wird nicht nur die Datenbank getestet, sondern die gesamte Applikation, einschließlich des Webservers, des Netzwerks und des Applikationscodes. Der Ansatz dahinter ist, dass ein Nutzer genauso lange auf eine Abfrage warten muss, wie das gesamte System benötigt. Daher sollte diese Wartezeit so gering wie möglich sein. Es kann dabei vorkommen, dass MySQL nicht immer das Bottleneck ist.¹

Full-Stack-Benchmarks haben jedoch auch Nachteile. Sie sind schwieriger zu erstellen und insbesondere schwieriger korrekt einzurichten. Wenn man lediglich verschiedene Schemas und Abfragen in MySQL auf ihre Performance testen möchte, gibt es sogenannte Single-Component-Benchmarks. Diese analysieren ein spezifisches Problem in der Applikation und sind deutlich einfacher zu erstellen. Ein weiterer Vorteil besteht darin, dass nur ein Teil des gesamten Systems getestet wird, wodurch die Antwortzeiten kürzer sind und man schneller Ergebnisse erhält.

Wenn bei Benchmarks schlechte Designentscheidungen getroffen werden, kann dies zu einer falschen Interpretation des Systems führen, da die Ergebnisse nicht die Realität widerspiegeln. Die Größe des Datensatzes und des Workloads muss realistisch sein. Idealerweise verwendet

¹Gemeint ist ein Engpass beim Transport von Daten oder Waren, der maßgeblichen Einfluss auf die Abarbeitungsgeschwindigkeit hat. Optimierungsversuche an anderer Stelle führen oft nur zu geringen oder gar keinen messbaren Verbesserungen der Gesamtsituation. (Vogel, 2009)

man einen Snapshot² des tatsächlichen produktiven Datensatzes. Gibt es keine Produktionsdaten, sollten die Daten und der Workload simuliert werden, da realistische Benchmarks komplex und zeitaufwendig sein können.

Häufige Fehler beim Durchführen von Benchmarks sind unter anderem, dass nur ein kleiner Teil der tatsächlichen Datensatzgröße verwendet wird und die Datensätze unkorrekt gleichmäßig verteilt sind. In der Realität können Hotspots auftreten. Bei zufällig generierten Werten kommt es hingegen häufig zu unrealistisch gleichmäßig verteilten Datensätzen. Ein weiterer Fehler besteht darin, dass man beim Testen einer Anwendung nicht das tatsächliche Benutzerverhalten nachstellt. Wenn gleiche Abfragen in einer Schleife ausgeführt werden, muss man außerdem auf das Caching achten, da sonst falsche Annahmen über die Performance getroffen werden können. Zudem wird oft die Aufwärmphase des Systems vollständig ignoriert. Kurze Benchmarks können schnell zu falschen Annahmen über die Performance des Systems führen.

Um verlässliche Ergebnisse zu erhalten, sollte ein Benchmark ausreichend lange laufen, um den stabilen Zustand des Systems zu beobachten, insbesondere bei Servern mit großen Datenmengen und viel Speicher. Dabei ist es wichtig, so viele Informationen wie möglich zu erfassen und sicherzustellen, dass der Benchmark wiederholbar ist, da unzureichende oder fehlerhafte Tests wertlos sind. Außerdem ist es wichtig, die Ergebnisse in einem Diagramm darzustellen, da auftretende Phänomene sonst anhand einer tabellarischen Darstellung nicht erkannt werden können.

1.2 Measures

- **Durchsatz (Throughput):** Der Durchsatz ist die Anzahl an Transaktionen pro Zeiteinheit. Er ist standardisiert, und Datenbankanbieter versuchen, diesen zu optimieren. Meistens werden Transaktionen pro Sekunde (oder manchmal pro Minute) als Einheit verwendet.
- **Antwortzeiten (Latenz):** Die Antwortzeit misst die gesamte Zeit, die für eine Abfrage benötigt wird. Diese kann, abhängig von der Applikation, in Mikrosekunden (μ s), Millisekunden (ms), Sekunden oder Minuten angegeben werden. Von dieser Zeit können aggregierte Antwortzeiten wie Durchschnitt, Maximum, Minimum und Perzentile abgeleitet werden. Das Maximum ist oft eine weniger sinnvolle Metrik, da es sich nicht gut wiederholen lässt. Daher nutzt man eher Perzentile bei den Antwortzeiten. Wenn

²Snapshots bestehen größtenteils aus Metadaten, die den Zustand Ihrer Daten definieren, und sind keine vollständige Duplikation der Daten auf Ihrer Festplatte. Snapshots werden häufig für Test- und Entwicklungsaufgaben verwendet. (Germany, 2024)

beispielsweise das 95. Perzentil der Antwortzeit bei 5 ms liegt, bedeutet dies, dass mit einer Wahrscheinlichkeit von 95% die Abfrage in weniger als 5 ms abgeschlossen ist.

- **Nebenläufigkeit (Concurrency):** Die Nebenläufigkeit auf dem Webserver lässt sich nicht zwangsläufig auf den Datenbankserver übertragen. Eine genauere Messung der Gleichzeitigkeit auf dem Webserver besteht darin, zu bestimmen, wie viele gleichzeitige Anfragen zu einem bestimmten Zeitpunkt ausgeführt werden. Es kann auch geprüft werden, ob der Durchsatz sinkt oder die Antwortzeiten steigen, wenn die Gleichzeitigkeit zunimmt. Beispielsweise benötigt eine Website mit „50.000 Benutzern gleichzeitig“ vielleicht nur 10 oder 15 gleichzeitig laufende Abfragen.
- **Skalierbarkeit (Scalability):** Skalierbarkeit ist wichtig für Systeme, die ihre Performance unter unterschiedlich starken Workloads beibehalten müssen. Ein ideales System würde doppelt so viele Abfragen beantworten (Throughput), wenn doppelt so viele „Arbeiter“ versuchen, die Aufgaben zu erfüllen. Die meisten Systeme sind jedoch nicht linear skalierbar und zeigen Leistungseinbußen, wenn die Parameter variieren.

2 Grundlagen

In dem diesem Kapitel betrachten wir die Grundlagen der Bachelorarbeit, die in den späteren Kapiteln für die Durchführung der Benchmark-Tests und Analysen erforderlich sind. Zunächst werden die Auswahl der einzelnen Tools, ihre Funktionsweise und die jeweiligen Vor- und Nachteile evaluiert. Anschließend werden die einzelnen Schritte dargestellt, damit man die Tools korrekt verwenden kann. Besonders beim Benchmark-Tool untersuchen wir die verschiedenen Argumente, die übergeben werden können, und zeigen anhand eines kurzen Beispiels, wie die Resultate dieses Tools aussehen könnten. Danach betrachten wir ein komplexeres Beispiel, welches wir zu großen Teilen bei späteren Tests wiederverwenden können. Zu guter Letzt zeigen wir, wie GitHub Actions funktionieren und uns bei den Benchmark-Tests Aufwand ersparen können und wie wir die Workflows zeitlich und resourcentechnisch optimieren können.

2.1 Auswahl der Tools

Die Grundlage für diese Bachelorarbeit ist das Verhalten der MySQL – Datenbank Reimers, [2017](#) in Bezug auf die unterschiedlichen Aspekte, die im Rahmen dieser Arbeit behandelt werden. Der folgende Abschnitt beschäftigt sich mit Umsetzung, um dieses Verhalten messbar und veranschaulicht mithilfe von Grafiken zu machen. Damit wir die Kennzahlen für bestimmte Abfragen an die MySQL–Datenbank bestimmen können, brauchen wir ein zentrales Tool. Dieses Tool ist dafür verantwortlich, die Benchmark-Tests durchzuführen.

Meine Entscheidung ist dabei schlussendlich auf **Sysbench** Kopytov, [2024](#) gefallen. Sysbench ist ein Open-Source-Tool, das ein skriptfähiges, multi-threaded Benchmark-Tool ist, das auf LuaJIT basiert (Schwartz et al., [2012](#), pp. 50–66). Es wird hauptsächlich für Datenbankbenchmarks verwendet, kann jedoch auch dazu eingesetzt werden, beliebig komplexe Arbeitslasten zu erstellen, die keinen Datenbankserver erfordern. Sysbench analysiert dabei Metriken, wie unter anderem Transaktionen pro Sekunde, Latenz und Anzahl an Threads. Dabei kann man genauer spezifizieren, wie oft diese Metriken geloggt werden sollen. Sysbench ist dabei nicht auf ein einziges Datenbanksystem eingeschränkt, sondern man kann sich zwischen vielen unterschiedlichen Systemen entscheiden.

Im Zuge der Wahl des Benchmark – Tools habe ich auch andere Benchmarking-Tools betrachtet, wie beispielsweise **Benchbase** Difallah et al., 2013 oder **mybench** Shopify, 2024. Im Vergleich zu diesen Tools bietet Sysbench jedoch die Vorteile der höheren Skriptfähigkeit und Flexibilität. Damit ist gemeint, dass bei Sysbench das erste Projekt mit mehr Aufwand verbunden ist als bei den Alternativen. Wenn man aber ein Projekt erstmal erstellt hat, dann ist es sehr individuell und man kann schnelle Änderungen hervorheben. In dem Kapitel (2.3) betrachten wir ein beispielhaftes Projekt mit Sysbench, bei dem der Einfluss von unterschiedlichen Datentypen als Join-Operator zwischen zwei Tabellen verglichen wird. Wenn wir später die Performance von unterschiedliche Indextypen betrachten, dann müssen wir nur an wenigen Stellen Veränderungen durchführen, die in dem Kapitel genauer besprochen werden.

Ein weiterer Vorteil von Sysbench ist, dass es als **de facto Standard** im Bereich der Datenbankbenchmarks angesehen wird Shopify, 2022b. Durch diese Position gibt es viele aktive Nutzer und dadurch bedingt viele verfügbaren Ressourcen. Vorteile der anderen Tools sind jedoch die weniger präzise Steuerung der Ergebnisraten und der Transaktionen von Sysbench. Zudem ist Sysbench auf das Minimale beschränkt, was den Output angeht, da es, wie schon erwähnt, nur eine Reihe von Log-Dateien gibt und die Visualisierung der Ergebnisse muss vom Benutzer selbst mithilfe von anderen Tools umgesetzt werden. Anders sieht dies bei dem Tool mybench aus, da es dort die Möglichkeit gibt in Echtzeit umfassende Abbildungen zu betrachten Shopify, 2022a. Obwohl dieses Feature sehr hilfreich ist, bin ich nach Abwägung der Vor- und Nachteile zu dem Entschluss gekommen, dass die einfachere Bedienung und die Tatsache, dass Sysbench der de facto Standard ist, für mich überwiegen, weshalb ich mich für Sysbench entschieden habe.

Nichtsdestotrotz kann nicht komplett auf Graphen verzichtet werden, da Entwicklungen im Laufe einer Zeitmessung in einem Kurvenverlauf deutlich besser zu erkennen sind als in einer Log - Datei. Anhand der reinen Zahlen lassen sich unter Umständen Trends von zwei oder etwas mehr unterschiedliche Messungen erkennen, aber besonders wiederkehrende Trends werden aus der schriftlichen Form nicht schnell ersichtlich. Ganz anders sieht dies bei Graphen mit einer Zeitachse aus. Dort werden sofort Trends ersichtlich und auch der Vergleich zwischen den unterschiedlichen Messungen erfolgt deutlich besser.

Um die Kennzahlen, die mithilfe von Sysbench ermittelt worden sind, in eine grafische Darstellung umzuwandeln, gibt es unterschiedliche Tools, die wiederum einige Vor- und Nachteile mit sich bringen. Das erste mögliche Tool stellt Gnuplot Williams et al., 2010 dar, mit dem sich CSV – Dateien sehr gut darstellen lassen. Wenn man aber nur bestimmte Spalten aus der Tabelle darstellen lassen, dann kommt man schnell an seine Grenzen. Deshalb habe ich mich für eine anpassungsfähigere Alternative entschieden, denn die Transformationen und die grafische Darstellung wird mithilfe eines Python Scripts umgesetzt. Für die grafische Darstellung sind dabei die Libraries pandas pandas development team, 2020 und matplotlib.pyplot Hunter,

2007 verantwortlich.

2.2 Einführung in die Tools

Als allererstes muss der MySQL – Server gestartet sein. Dabei ist es egal, ob dies lokal auf dem Rechner oder über einen Docker in eines GitHub CI/CD-Workflows erfolgt. Das Wichtigste dabei ist es, dass man sich die Zugangsdaten, bestehend aus User - und Passwortdaten, speichert, da diese gebraucht werden, um den Benchmark-Test mit Sysbench zu starten. Nachdem das RDBMS gestartet worden ist, muss zudem eine Datenbank erstellt werden. Dies könnte unter anderem so aussehen:

Codeblock 2.1: Create Database

```
1 CREATE DATABASE sbtest;
```

Nach der erfolgreichen Erstellung der Datenbank muss das Tool Sysbench installiert werden. Um sich mit dem Tool Sysbench vertraut zu machen, gehen wir die verschiedenen Argumente, die beim Aufruf mitgegeben können oder müssen, durch. Darunter gehören:

- `--db-driver`: Gibt den Treiber für die Datenbank an, die Sysbench verwenden soll. In diesem Fall `mysql`, um die MySQL-Datenbank zu testen.
- `--mysql-host`: Der Hostname oder die IP-Adresse des MySQL-Servers. Standardmäßig wird `localhost` verwendet, wenn nichts angegeben wird.
- `--mysql-user`: Der Benutzername, mit dem Sysbench auf die MySQL-Datenbank zugreift.
- `--mysql-password`: Das Passwort für den MySQL-Benutzer. Falls der Benutzer kein Passwort hat oder der Zugriff über eine andere Authentifizierungsmethode erfolgt, kann dieses Argument weggelassen werden.
- `--mysql-db`: Der Name der MySQL-Datenbank, auf die zugegriffen wird. In diesem Beispiel `sbtest`.
- `--time`: Gibt die Laufzeit des Benchmarks in Sekunden an und muss immer mit angegeben werden.
- `--report-interval`: Gibt das Intervall in Sekunden an, in dem Zwischenergebnisse während des Tests ausgegeben werden. Sofern `--report-interval` nicht gesetzt wird, werden die Ergebnisse nur am Ende des Tests angezeigt.
- `--tables`: Die Anzahl der Tabellen, die für den Test erstellt werden sollen. Standardmäßig wird nur eine Tabelle erstellt.

- `--table-size`: Die Anzahl der Datensätze (Zeilen) pro Tabelle. Muss auch nicht zwingend angegeben werden.

Neben den sieben aufgelisteten Argumenten gibt es zwei weitere wichtige Optionen:

1. Wie im Abschnitt (2.3) erwähnt, kann ein Lua-Skript angegeben werden, um eigene Tabellen zu erstellen, Beispieldaten einzufügen und bestimmte Abfragen durchzuführen. Dazu muss am Ende der Sysbench-Befehlszeile lediglich der Pfad zur Lua-Datei hinzugefügt werden. Ein erklärendes Beispiel dazu folgt weiter unten in diesem Abschnitt.
2. Die Methode, den Sysbench ausführen soll, muss ebenfalls spezifiziert werden. Auch dieser wird am Ende der Sysbench-Befehlszeile angehängt.

Zunächst schauen wir ein kurzes Demo-Beispiel, denn es gibt die Möglichkeit die Datenbank auf Performance zu testen, ohne selbst eigene SQL-Befehle zu schreiben. Dafür gibt es vordefinierte Testtypen von Sysbench. Auf diese Weise kann man schnell die Korrektheit der Einrichtung des Tools überprüfen, bevor man Lua-Scripts für die eigenen Bedürfnisse schreibt.

Man kann unter anderen zwischen diesen Testtypen wählen:

- **oltp_insert**: Prüft die Fähigkeit der Datenbank, Daten schnell und effizient einzufügen und simuliert eine Umgebung, in der viele Schreiboperationen ausgeführt werden.
- **oltp_read_only**: Fokussiert sich auf die Performance bei Leseoperationen und eignet sich, um die Leistung bei einer rein lesenden Arbeitslast zu testen.
- **oltp_read_write**: Simuliert eine realistische Arbeitslast, bei der sowohl Lese- als auch Schreiboperationen gleichzeitig durchgeführt werden.

Des Weiteren gibt es auch unterschiedliche Methoden, die mit den Testtypen kombiniert werden können.

- **prepare**: Bereitet die Datenbank für den Test vor, u.a. das Erstellen von benötigten Tabellen.
- **run**: Ist die Ausführungsphase des Tests. Je nach Testtyp führt diese Methode die spezifizierten Operationen aus, wie etwa das Einfügen von Daten (`oltp_insert`), das Abfragen von Daten (`oltp_read_only`) oder beides (`oltp_read_write`). Dabei wird die Performance der Datenbank unter der angegebenen Arbeitslast gemessen.
- **cleanup**: Diese Methode sorgt dafür, dass nach Abschluss des Tests alle Testdaten entfernt werden. Sie stellt die Datenbank in ihren ursprünglichen Zustand zurück und stellt sicher, dass keine Testdaten zurückbleiben, die eine mögliche produktive Umgebung beeinträchtigen könnten.

Für das Demo-Beispiel wählen wir den Testtypen **oltp_read_write** und allen Methoden aus. Für die Methode run würde unsere Query so aussehen, wobei YOUR_USER und YOUR_PASSWORD entsprechend ersetzt werden müssten:

```
1 sysbench oltp_read_write \  
2   --db-driver=mysql \  
3   --mysql-user=YOUR_USER \  
4   --mysql-password=YOUR_PASSWORD \  
5   --mysql-db="sbtest" \  
6   --time=10 \  
7   --report-interval=1 \  
8   run
```

Wenn man nur diese Query ausführt, fällt er auf, dass die Query scheitert. Die Fehlermeldung lautet dabei wie folgt:

```
1 FATAL: MySQL error: 1146 "Table 'sbtest.sbtest1' doesn't exist"
```

Der entstandene Fehler wird offensichtlich dadurch verursacht, dass die Tabelle nicht erstellt worden ist. Die Lösung für dieses Problem ist die Ausführung der prepare - Methode vor der oltp_read_write - Methode. Damit sich die Datenbank wieder im Anfangszustand befindet noch anschließend an die oltp_read_write - Methode noch die cleanup aufrufen werden. Um sich die manuelle Ausführung dieser drei Befehle in der korrekten Reihenfolge zu sparen, bietet es sich an, ein Shell-Script zu schreiben, indem zuerst die Methoden nacheinander aufgerufen werden.

Codeblock 2.2: Process of Sysbench commands

```
1 # Define necessary variables: DB_HOST, DB_USER, DB_PASS, DB_NAME, TABLES, TABLE_SIZE, DURATION,  
2 # Example: RAW_RESULTS_FILE="output/sysbench.log"  
3  
4 SYSBENCH_OPTS="--db-driver=mysql --mysql-host=$DB_HOST --mysql-user=$DB_USER --mysql-password=$DB_PASS --mysql-db=  
5   $DB_NAME --tables=$TABLES --table-size=$TABLE_SIZE"  
6  
7 # Prepare the database  
8 echo "Preparing the database...";  
9 sysbench oltp_read_write $SYSBENCH_OPTS prepare >> "$RAW_RESULTS_FILE" 2>&1  
10 echo "Database prepared."  
11  
12 # Run the benchmark  
13 echo "Running benchmark...";  
14 sysbench oltp_read_write $SYSBENCH_OPTS --time=$DURATION --threads=1 --report-interval=1 run >> "$RAW_RESULTS_FILE"  
15 2>&1  
16 echo "Benchmark complete."  
17  
18 # Cleanup the database  
19 echo "Cleaning up...";  
20 sysbench oltp_read_write $SYSBENCH_OPTS cleanup >> "$RAW_RESULTS_FILE" 2>&1  
21 echo "Database cleanup complete."
```

Die Ergebnisse werden nun der Log-Datei (unter output/sysbench.log) gespeichert. Damit fehlt uns nur noch die Erstellung der Graphen. Um uns diese Erstellung zu vereinfachen, bietet es sich an, dass aus der Log - Datei die entsprechende Kennzahlen extrahiert und die Werte mit korrekten Spaltenüberschriften in einer CSV-Datei speichert. Dies geht mit dem Shell - Kommando grep:

Codeblock 2.3: Extraction from log to CSV

```

1 # Define necessary variables
2 RAW_RESULTS_FILE="output/sysbench.log"
3 OUTPUT_FILE="output/sysbench_output.csv"
4
5 echo "Script,Time (s),Threads,TPS,QPS,Reads,Writes,Other,Latency (ms;95%),ErrPs,ReconnPs" > "$OUTPUT_FILE"
6 grep '^\\[ ' $RAW_RESULTS_FILE | while read -r line; do
7     time=$(echo $line | awk '{print $2}' | sed 's/s//')
8     threads=$(echo $line | awk -F 'thds: ' '{print $2}' | awk '{print $1}')
9     tps=$(echo $line | awk -F 'tps: ' '{print $2}' | awk '{print $1}')
10    qps=$(echo $line | awk -F 'qps: ' '{print $2}' | awk '{print $1}')
11    read_write_other=$(echo $line | sed -E 's/.*(r\\w\\o: ([0-9.]+)\\([0-9.]+)\\([0-9.]+)\\).*/\\1,\\2,\\3/')
12    reads=$(echo $read_write_other | cut -d',' -f1)
13    writes=$(echo $read_write_other | cut -d',' -f2)
14    other=$(echo $read_write_other | cut -d',' -f3)
15    latency=$(echo $line | awk -F 'lat \\(ms,95%\\): ' '{print $2}' | awk '{print $1}')
16    err_per_sec=$(echo $line | awk -F 'err/s: ' '{print $2}' | awk '{print $1}')
17    reconn_per_sec=$(echo $line | awk -F 'reconn/s: ' '{print $2}' | awk '{print $1}')
18
19    echo "demo,$time,$threads,$tps,$qps,$reads,$writes,$other,$latency,$err_per_sec,$reconn_per_sec" >> "
20    $OUTPUT_FILE"
21
22 echo "Results saved to $OUTPUT_FILE."

```

Als letzten Schritt gibt es die Erstellung der Graphen mithilfe von der Tools Gnuplot oder der Python - Library Pandas. Die kompletten Scripts plot_sysbench_gp und generatePlot.py befinden sich am Ende dieser Bachelorarbeit. Das Python-Skript, das zuständig ist für die Graphgenerierung muss als Argument zum einen die CSV-Datei übermittelt bekommen und zum anderen kann es nur eine bestimmte Auswahl an Messwerten übergeben, damit nur für diese die Graphen erzeugt werden.

Codeblock 2.4: Generation of graphs

```

1 OUTPUT_FILE="$OUTPUT_DIR/sysbench_output.csv"
2
3 # Gnuplot
4 GNUPLOT_SCRIPT="YOUR_PATH_TO_PROJECT/plot_sysbench_gp"
5 gnuplot $GNUPLOT_SCRIPT
6 echo "Plots generated with gnuplot"
7
8 # Python with Library Pandas
9 PYTHON_SCRIPT="YOUR_PATH_TO_PROJECT/generatePlot.py"
10 python3 "$PYTHON_SCRIPT" "$OUTPUT_FILE"
11 echo "Plots generated with pandas"

```

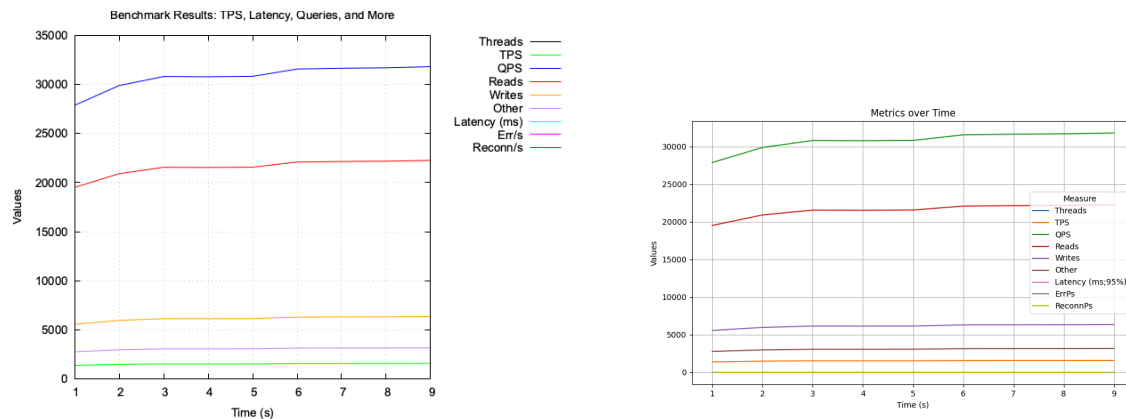


Abbildung 2.1: Die Grafik zeigt die erstellten Graphen mit Gnuplot (links) und Pandas (rechts)

- **Threads:** Die Anzahl der gleichzeitig verwendeten Threads. Mehr erhöhen die Parallelität, jedoch zu viele können zur Überlastung des Systems führen.
- **TPS (Transactions Per Second):** Die Anzahl der Transaktionen pro Sekunde. Ein höherer Wert deutet auf eine bessere Datenbankleistung hin.
- **QPS (Queries Per Second):** Die Anzahl der Abfragen pro Sekunde. Ein höherer Wert ist besser und zeigt die Effizienz bei der Verarbeitung von Abfragen.
- **Reads:** Die Anzahl der Leseoperationen.
- **Writes:** Die Anzahl der Schreiboperationen.
- **Other:** Bezieht sich auf andere Arten von Operationen, die weder als Reads noch als Writes kategorisiert werden.
- **Latency (ms; 95%):** Die durchschnittliche Zeit in Millisekunden, die benötigt wird, um Anfragen zu bearbeiten, wobei der Wert im 95. Perzentil betrachtet wird. Niedrigere Werte sind besser, da sie auf schnellere Reaktionszeiten hinweisen.
- **ErrPs (Errors Per Second):** Die Anzahl der Fehler pro Sekunde. Ein niedriger Wert weist auf höhere Stabilität und Zuverlässigkeit des Systems hin.
- **ReconnPs (Reconnects Per Second):** Die Anzahl der Wiederverbindungen pro Sekunde. Häufige Wiederverbindungen können auch auf Stabilitätsprobleme hindeuten.

2.3 Projektaufbau mit Beispiel

In dem vorausgegangenen Kapitel [Einführung in die Tools](#) wurde das Tool Sysbench und seine Funktionsweise anhand eines Demo - Projekts näher erläutert. Damit die Reihenfolge und die Bedeutungen der unterschiedlichen Methoden (prepare → run → cleanup) sowie die Vorgehensweise zur Erstellung unserer Grafiken deutlich geworden. Das bisherige Problem ist aber, dass wir bei dem dargelegten Beispiel keine Kontrolle über die getesteten Daten haben. Wenn man sich die Logs genauer anschaut, dann sieht man, dass man über die Parameter an den Sysbench – Befehl die Anzahl der erstellten Tabellen und eingefügten Datensätze von außen steuern kann, aber die genaue Implementierung können wir auf diese Weise nicht steuern. Genau für diese Anwendungsfälle gibt es die Möglichkeit ein Lua - Skript als Parameter beim Sysbench - Aufruf mit anzugeben. In diesen Lua - Dateien können die Implementierungen der einzelnen Methoden selbstständig gewählt werden.

Um das Vorgehen besser erklären zu können, schauen wir uns dafür ein Beispiel an. Für das Beispiel wollen wir zwei Tabellen erstellen und anschließend mit zufälligen Testdaten befüllen. Die Abfrage, die wir auf Performance testen wollen, ist das Verbinden (Joinen) dieser beiden Tabellen. In unserem Fall wollen wir eine Kundentabelle erstellen, die Informationen wie Name, Geburtstag und Adresse enthält, sowie eine Bestelltabelle, die Details wie Artikelnummer, Bestelldatum usw. speichert und einen Bezug zu dem Kunden herstellt, der die Bestellung aufgegeben hat. Damit wir aber nicht nur ein Beispiel haben, das dargestellt wird, brauchen wir einen Vergleich zwischen zwei verschiedenen Implementierungen. Dieser Unterschied zwischen den beiden Implementierungen besteht darin, dass in der einen Version die Tabelle eine Kundennummer vom Typ Int enthält, während in der anderen keine Kundennummer vorhanden ist. Stattdessen wird in der Bestelltabelle auf den Namen (Typ Varchar) verwiesen. Da Verbundoperationen zu den aufwendigsten Operationen gehören, gehen wir davon aus, dass der kleine Typ Int Performancevorteile gegenüber der anderen Version hat. Dies gilt es nun mit den Benchmark-Test genauer zu untersuchen.

Für die Durchführung der Benchmarks beginnen wir zunächst unabhängig von Sysbench und den Lua – Skripten mit der Spezifizierung der Tabellen, die erstellt werden sollen. Dies müssen wir einmal mit der Kundennummer und einmal mit dem Namen als Fremdschlüssel der Bestelltabelle machen. Damit müssen insgesamt vier unterschiedliche Create Table - Befehle umgesetzt werden. So sehen die Create Table für den Fall mit der Kundennummer aus:

Codeblock 2.5: Create Table - Befehl für Tabelle Kunden

```
1 CREATE TABLE KUNDEN (  
2     KUNDEN_ID      INT PRIMARY KEY,  
3     NAME           VARCHAR(255),  
4     GEBURTSTAG     DATE,  
5     ADRESSE        VARCHAR(255),
```

```

6  STADT          VARCHAR(100),
7  POSTLEITZAHL  VARCHAR(10),
8  LAND          VARCHAR(100),
9  EMAIL         VARCHAR(255) UNIQUE,
10 TELEFONNUMMER VARCHAR(20)
11 );

```

Codeblock 2.6: Create Table - Befehl für Tabelle Bestellung

```

1 CREATE TABLE BESTELLUNG (
2     BESTELLUNG_ID INT PRIMARY KEY,
3     BESTELLDATUM DATE,
4     ARTIKEL_ID INT,
5     UMSATZ INT,
6     FK_KUNDEN INT NOT NULL,
7     FOREIGN KEY (FK_KUNDEN) REFERENCES KUNDEN (KUNDEN_ID)
8 );

```

Anschließend müssen wir diese Befehle in `prepare()` - Funktion miteinbinden. Dafür müssen wir einfach die Create Table - Befehle an die Datenbank senden. Wenn wir bestimmte Indexe oder andere Datenbankstrukturen erstellen wollen würden, dann müssten wir dies ebenfalls in dieser Funktion machen. Dies ist ein Auszug aus der Prepare - Funktion:

Codeblock 2.7: Lua - Script für die Erstellung der Tabellen

```

1 function prepare()
2     local create_kunden_query = [[
3         CREATE TABLE KUNDENMITID (
4             ....
5         );
6     ]]
7     local create_bestellung_query = [[
8         CREATE TABLE BESTELLUNGMITID (
9             ...
10        );
11    ]]
12
13    db_query(create_kunden_query)
14    db_query(create_bestellung_query)
15    print("Tables KUNDENMITID and BESTELLUNGMITID have been successfully created.")
16 end

```

Wenn die Datenbank beispielsweise in einer Produktivumgebung läuft, dann wollen wir, dass die Benchmarks möglichst wenig Einfluss auf sie haben. Damit ist es das Ziel, dass die Datenbank möglichst wieder in ihrem Anfangszustand ist. Außerdem sollte der Benchmark beliebig oft nacheinander ausgeführt werden können, ohne zu Problemen zu führen. Wenn wir aber eine Tabelle erstellen und nicht wieder löschen, dann würde im nächsten Durchlauf der Create Table - Befehl scheitern. Lösen könnte man dies über Klausel „IF NOT EXISTS“ bei der Erstellung der Tabelle hinzufügen oder noch es besser ist es die Tabelle am Ende des Benchmarks einfach zu löschen. Dafür ist die `cleanup()` – Funktion vorgesehen:

Codeblock 2.8: Lua - Script für das Aufräumen

```
1 function cleanup()
2     local drop_kunden_query = "DROP TABLE IF EXISTS KUNDENMITID;"
3     local drop_bestellung_query = "DROP TABLE IF EXISTS BESTELLUNGMITID;"
4
5     db_query(drop_bestellung_query)
6     db_query(drop_kunden_query)
7     print("Cleanup successfully done")
8 end
```

Wichtig ist dabei, dass man keine Schlüsselintegritäten verletzt. Da in diesem Fall die Tabelle BESTELLUNGMITID eine Referenz auf die Tabelle KUNDENMITID hat, muss zuerst die Bestelltabelle und danach erst die Kundentabelle entfernt werden.

Jetzt haben wir das Gerüst für die eigentlichen Insert - und Select - Befehle geschaffen. Bei den Insert - Befehlen können wir entweder mit zufälligen Zahlen die Werte generieren oder wir setzen Listen von Namen fest, aus denen zufällig gewählt werden kann. Da wir jedoch keine Kontrolle über diese zufällig erstellten Werte haben, müssen wir beim Insert - Befehl die Bedingung „Insert Ignore“ hinzufügen, damit doppelte Schlüsselwerte ignoriert werden und keine Fehler verursachen. Wir müssen hier auch festlegen, wie viele Datensätze für die Kunden erstellt werden und wie viele Bestellungen pro Kunden es geben soll. Später werden wir noch eine Möglichkeit kennenlernen, um diese Werte von außen zusteuern. Um sicherzustellen, dass keine Werte in den Tabellen enthalten sind, können wir alle Datensätze aus den Tabellen entfernen, bevor wir sie hinzufügen. Damit die Performance der Insert - Query auch gemessen wird, ist es wichtig, dass die insert() - Funktion in der event() - Funktion aufgerufen wird. Sonst kommt es zu diesem Fehler:

```
1 FATAL: cannot find the event() function in Join.lua
```

Codeblock 2.9: Lua - Script für das Einfügen von Daten

```
1 local num_rows = 1000
2 local bestellungProKunde = 4
3
4 function delete_data()
5     local delete_bestellung_query = "DELETE FROM BESTELLUNGMITID;"
6     local delete_kunden_query = "DELETE FROM KUNDENMITID;"
7     db_query("START TRANSACTION")
8     db_query(delete_bestellung_query)
9     db_query(delete_kunden_query)
10    db_query("COMMIT")
11 end
12
13 function insert_data()
14     delete_data()
15     for i = 1, num_rows do
16         local kunden_id = i -- define name, geburtstag, adresse, stadt, postleitzahl, land, email, telefonnummer
17         local kunden_query = string.format([[
```

```

18     INSERT IGNORE INTO KUNDENMITID
19     (KUNDEN_ID, NAME, GEBURTSTAG, ADRESSE, STADT, POSTLEITZAHL, LAND, EMAIL, TELEFONNUMMER)
20     VALUES (%d, '%s', '%s', '%s', '%s', '%s', '%s', '%s', '%s');
21     ]], kunden_id, name, geburstag, adresse, stadt, postleitzahl, land, email, telefonnummer)
22     db_query(kunden_query)
23
24     for j = 1, bestellungProKunde do
25         local bestellung_id = (i-1) * bestellungProKunde + j -- define bestelldatum, artikel_id, umsatz
26         local bestellung_query = string.format([[
27             INSERT IGNORE INTO BESTELLUNGMITID
28             (BESTELLUNG_ID, BESTELLDATUM, ARTIKEL_ID, UMSATZ, FK_KUNDEN)
29             VALUES (%d,'%s', %d, %d, %d);
30         ]], bestellung_id, bestelldatum, artikel_id, umsatz, kunden_id)
31         db_query(bestellung_query)
32     end
33 end
34 end
35
36 function event()
37     insert_data()
38 end

```

Die letzte Anweisung, die wir noch brauchen, ist die Select - Abfrage. Hierbei muss man sich Gedanken machen, welche Abfrage benötigt wird, damit die untersuchten Effekte auch tatsächlich auftreten. In dem Beispiel brauchen wir deswegen einen Join zwischen den beiden Tabellen über den Fremdschlüssel.

Codeblock 2.10: Lua - Script für das Abfragen von Daten

```

1 function select_query()
2     local join_query = [[
3         SELECT k.STADT, SUM(b.UMSATZ) AS Total_Umsatz
4         FROM KUNDENMITVARCHAR k
5         JOIN BESTELLUNGMITVARCHAR b ON k.NAME = b.FK_KUNDEN
6         GROUP BY k.STADT;
7     ]]
8     db_query(join_query)
9 end
10
11 function event()
12     select_query()
13 end

```

Damit haben wir für unseren Vergleich alle vier Operationen genauer definiert und müssen diese 4 Funktionen nur noch leicht anpassen für die Implementierung mit dem Namen als Fremdschlüssel und ohne die Kundennummer in der Kundentabelle. Daraufhin benötigen wir noch ein Skript, dass die Operationen in der korrekten Reihenfolge ausführt und die Grafiken generiert. Wichtig dafür ist die folgende Dateienstruktur, die anhand der Int - Verbunds dargestellt wird.

Damit wir die unterschiedlichen Operationen voneinander trennen können, gibt es folgende Dateienstruktur: Es gibt einen Ordner mit einem beliebigen Namen, z.B. int_queries, in

diesem Ordner befinden sich folgende Dateien:

- `int_queries.lua` ⇒ enthält die `prepare()`- und `cleanup()`-Funktionen
- `int_queries_insert.lua` ⇒ enthält die `insert()`-Funktion
- `int_queries_select.lua` ⇒ enthält die `select()`-Funktion

Analog muss auch ein Ordner für die Varchar - Vergleich erstellt werden. Als Letztes brauchen wir nur einen Orchestrator, der das korrekte Lua - Skript ausführt, die Ergebnisse in die richtige Log-Datei schreibt und anschließend die CSV - Dateien und die Grafiken erstellt. Dieser Orchestrator ist das Shell - Skript: `sysbench_script.sh`.

Zudem möchten wir unser Beispiel erweitern, da es auch möglich sein soll, unterschiedliche Längen von Varchar hinzuzufügen. Dadurch könnten wir nicht nur den Performanceunterschied zwischen Int und Varchar feststellen, sondern auch noch den Einfluss der Länge des Verbundoperators für Varchar. Dazu benötigen wir eine Hilfsfunktion in `varchar_queries_insert.lua`, die einen zufälligen Namen mit der Länge von einer vorgegebenen Zahl erstellt. Dieser Name ist damit kein natürlicher Name, sondern einfach eine Kombination von zufälligen Buchstaben, aber für unseren Testfall gehen wir diesen Kompromiss ein. Wenn wir jetzt zwei unterschiedlichen Längen für Varchar testen wollen, dann müssten wir den Varchar - Ordner mit den oben beschriebenen drei Dateien kopieren und nur die Zeile ändern, die die Länge des zufälligen Namens bestimmt. Dies würde zu extremer Redundanz führen, weshalb man beim Aufruf des Orchestrator - Scripts, Variablen definieren kann, die im Skript selbst exportiert und in der `varchar_queries_insert.lua` - Datei importiert werden können.

Dies ist die Zeile mit der festgelegten Länge:

```
1 local length = 10
```

Die Zeile mit der importierten Länge:

```
1 local length = tonumber(os.getenv("LENGTH"))
```

Den Orchestrator - Script ruft man wie folgt auf:

Codeblock 2.11: Befehl zum Ausführen des Orchestrator Skripts

```
1 ./sysbench_script.sh \  
2 -out "YOUR_PATH_TO_DIRECTORY/Output" \  
3 -var '{"length":[1,64]}' \  
4 -scripts:"YOUR_PATH_TO_DIRECTORY/int_queries" \  
5 "YOUR_PATH_TO_DIRECTORY/varchar_queries:length"
```

Die Parameter haben folgende Funktion:

- `-out`: Gibt den Pfad an, an welchen der Output-Ordner gespeichert werden soll
- `-var`: Angabe der Variablen und deren Werte, die exportiert werden sollen im JSON-Format
- `-scripts`: Angabe der Pfade zu den Ordnern, die die Lua-Skripte enthalten. Nach dem Doppelpunkt wird angegeben, welche Variable das Skript benötigt. `Int_queries` benötigt keine Variablen, deshalb gibt es auch keinen Doppelpunkt.

Die letzte Besonderheit ist es, dass man mehrere Select – Abfragen ohne unterschiedliche Insert - Befehle definieren kann. Zu einem späteren Punkt in der Bachelorarbeit werden wir zu unterschiedliche Indextypen kommen. Um zu untersuchen, ob ein bestimmter Indextyp bei Abfragen verwendet wird, müssen wir nur unterschiedliche Selects abfragen. Die eigentlichen Tabellen und deren Datensätze müssen dabei nicht immer wieder gleich befüllt werden. Wenn wir auch unsere Ordnerstruktur mit dem Int - Query Beispiel zurückkommen, dann könnte man anstelle von `int_queries_select.lua` auch einen Ordner erstellen mit den Namen `int_queries_select`. In diesem Ordner können beliebig viele unterschiedliche Lua - Skripts sein, die select – Funktionen haben. Dadurch werden alle Select - Befehle auf der gleichen Datenbasis verglichen und so können wir im Kapitel 4.1 erkennen, wann der Index verwendet wird und wann nicht.

Bevor wir uns das Ergebnis des Befehls anschauen, kommen wir zu der Funktionsweise des Orchestrator - Skript `sysbench_script.sh`. Im Grundlegenden arbeitet dieses Skript ähnlich wie schon das Skript im Demo - Beispiel, aber durch die zusätzlichen Anwendungsfälle kommt es zu mehr Komplexität.

Zu Beginn des Skripts werden die Umgebungsvariablen aus der Datei `db.env` geladen. Die Variablen helfen zum einen wie bei dem Demo-Beispiel bei der Datenbank-Verbindung und zum anderen können sich auch die Parameter der Benchmarks verändern. Danach werden die Parameter, die an das Skript übergeben wurden, überprüft. Beispielsweise wird sichergegangen, dass die für die Skripts verwendeten Parameter, bei unserem Beispiel `length` für `varchar`, tatsächlich auch definiert worden sind mit `-var`.

Wenn wir den Befehl ausführen, wird der Output-Ordner an der gewünschten Stelle erstellt. In diesem Ordner werden verschiedene Grafiken generiert, die die Ergebnisse visualisieren. Dabei gibt es zwei unterschiedliche Arten von Grafiken. Die erste Art von Grafik ist ein Zeitreihendiagramm, welches auf der x-Achse den zeitlichen Verlauf zeigt. Auf der y-Achse werden in einigen Diagrammen die unterschiedlichen Metriken für jedes einzelne Skript dargestellt, während andere Diagramme die Werte einer bestimmten Metrik auf der y-Achse zeigen und dabei die Ergebnisse verschiedener Skripte vergleichen. Dadurch können beispielsweise die Metriken `Reads` und `Writes` analysiert werden, um herauszufinden, welches

Skript in diesen Bereichen besser abschneidet. Danach wird der Output - Ordner erstellt und die Spaltenüberschriften in die CSV – Dateien geschrieben. Anschließend beginnt erst das eigentliche Durchgehen der unterschiedlichen Skripte, die unter dem Argument -script angegeben wurden. Zunächst schreibt man die einzelnen Dateien nach dem obigen Schema (2.3) auf, denn als Argument wurde nur der oberste Ordner angegeben. Als Nächstes kommt eine Fallunterscheidung, die überprüft, ob dieses Skript exportierte Variable nutzt oder nicht. Für den Fall, dass keine Variablen exportiert werden (z.B. int_queries) wird einfach die Prepare – Funktion aufgerufen, dann process_script_benchmark und anschließend die Cleanup - Funktion. Wenn aber Variablen exportiert werden, dann müssen weitere Zwischenschritte umgesetzt werden. Und zwar müssen alle Kombinationen zwischen den verschiedenen exportierten Variablen generiert werden. Wenn es drei Variablen gibt, von denen 2 jeweils 2 Werte und eine letzte nur einen Wert hat, dann gibt es $2 \times 2 \times 1 = 4$ unterschiedliche Kombinationen. Als Nächstes muss man für alle diese Kombinationen die Schritte ausführen, die man schon bei der Variante ohne exportierte Variable ausgeführt hat und dabei darf man nicht vergessen die Variablen an sich zu exportieren.

Codeblock 2.12: Ausschnitt aus Orchestrator Script

```

1 # Main benchmark loop
2 for INFO in "${QUERY_INFO[@]}; do
3     # Definition of the variables comes here
4
5     if [[ -n "$EXPORTED_VARS" ]]; then
6         IFS=';' read -r -a KEYS <<< "$EXPORTED_VARS"
7         combinations=$(generate_combinations "" "${KEYS[@]}")
8         # Process each combination
9         while IFS=';' read -r combination; do
10             IFS=';' read -ra key_value_pairs <<< "$combination"
11             for pair in "${key_value_pairs[@]}; do
12                 export "$(echo "${pair%*=}" | tr '[:lower:]' '[:upper:]')=${pair##*=}"
13             done
14             COMBINATION_NAME=$(echo "$combination" | sed -E 's/(^|,)num_rows=^[^,]*//g;s/^,/,/;s/,/,/' | tr ',' '_' | tr
15             ' ' '_')
16             LOG_DIR_KEY_VALUE="$LOG_DIR/$COMBINATION_NAME"
17             mkdir -p "$LOG_DIR_KEY_VALUE"
18
19             process_script_benchmark "$QUERY_PATH" "$LOG_DIR_KEY_VALUE" "$INSERT_SCRIPT" "$SELECT_SCRIPT" "
20             $COMBINATION_NAME"
21         done <<< "$combinations"
22     else
23         # Process normally when no keys specified
24         mkdir -p "$LOG_DIR"
25         process_script_benchmark "$QUERY_PATH" "$LOG_DIR" "$INSERT_SCRIPT" "$SELECT_SCRIPT"
26     fi
27 done

```

Die Funktion process_script_benchmark führt wie beim Demo - Beispiel schon erwähnt, die Methoden prepare, insert, select und cleanup durch 2.2. Außerdem überprüft sie auch, ob es sich bei dem Select – Directory um einen Ordner handelt oder nicht. Wenn es ein Ordner ist,

dann werden alle Dateien in diesem Ordner mit Sysbench durchgeführt, wenn nicht, dann wird an den Ordner nur die Endung .lua hinzugefügt.

Codeblock 2.13: Methode Process Script Benchmark

```
1 process_script_benchmark() {
2   local QUERY_PATH="$1" LOG_DIR="$2" INSERT_SCRIPT="$3" SELECT_SCRIPT="$4" COMBINATION="${5:-}"
3   local SCRIPTS=()
4   local IS_FROM_SELECT_DIR=false
5
6   if [ -f "$SELECT_SCRIPT.lua" ]; then
7     # SELECT_SCRIPT is a Lua file
8     SCRIPTS=("$INSERT_SCRIPT" "$SELECT_SCRIPT.lua")
9   else
10    # SELECT_SCRIPT is a directory
11    SCRIPTS=("$INSERT_SCRIPT" "$SELECT_SCRIPT"/*)
12    IS_FROM_SELECT_DIR=true
13  fi
14
15  # Prepare benchmark
16  PREPARE_LOG_FILE="$LOG_DIR/$(basename "$QUERY_PATH")${COMBINATION:+_${COMBINATION}}_prepare.log"
17  run_benchmark "$MAIN_SCRIPT" "prepare" "$PREPARE_LOG_FILE" "" "${COMBINATION_NAME:-}"
18
19  # Select and Insert benchmark
20  for SCRIPT in "${SCRIPTS[@]}; do
21    if [ -f "$SCRIPT" ]; then
22      local SCRIPT_NAME
23      # Removed script name definition for less complexity => multiple if-cases processed
24      local RAW_RESULTS_FILE="$LOG_DIR/${SCRIPT_NAME}.log"
25      run_benchmark "$SCRIPT" "run" "$RAW_RESULTS_FILE" "$SCRIPT_NAME" "$COMBINATION"
26    fi
27  done
28
29  #Cleanup benchmark
30  run_benchmark "$MAIN_SCRIPT" "cleanup" "$LOG_DIR/$(basename "$QUERY_PATH")${COMBINATION:+_${COMBINATION}}_cleanup.log"
31 }
```

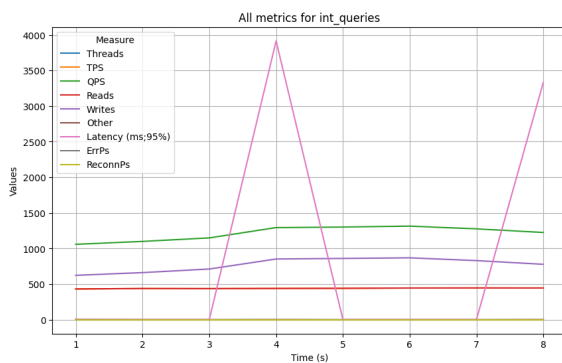
INFO: Die Shell-Ausschnitte sind zum Teil verkürzt und würden auf diese Weise nicht funktionieren.

Die Methode run_benchmark führt den Sysbench – Befehl (siehe 2.2) aus und nur wenn es sich um die Methode RUN handelt, werden die Daten während der Ausführung und die Endstatistiken in je eine CSV - Datei gespeichert. Aus diesen beiden CSV - Dateien müssen die Insert - und Select - Queries der zugehörigen Skripte wieder vereint werden und die Attribute werden miteinander addiert. Der letzte Schritt, der noch fehlt, ist die Erstellung der Graphen.

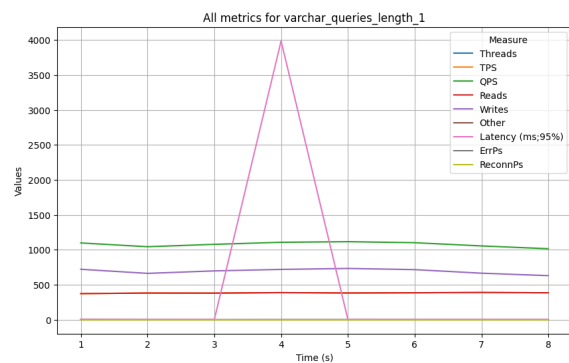
Wenn wir das komplette Skript für unser Join-Typ-Beispiel ausführen, dann ist das Endresultat ein Output-Ordner, der an angegebener Stelle erstellt wird. In diesem Ordner werden verschiedene Grafiken generiert, die die Ergebnisse visualisieren. Die erste Art stellen Zeitreihendiagramme dar, die auf der x-Achse den zeitlichen Verlauf zeigen. Auf der y-Achse

werden hingegen in einigen Diagrammen die unterschiedlichen Metriken eines einzelnen Skripts dargestellt, während andere Diagramme die Werte einer bestimmten Metrik auf der y-Achse zeigen und dabei die Ergebnisse verschiedener Skripte vergleichen. Dadurch können beispielsweise die Metriken „Reads“ und „Writes“ analysiert werden, um herauszufinden, welches Skript in diesen Bereichen besser abschneidet.

Die zweite Art von Grafik, die erstellt wird, ist ein Hexagon - Diagramm. Dieses verzichtet auf eine Zeitachse und fasst die Performance über den gesamten Zeitraum hinweg zusammen. Im Vergleich zur Laufzeitanalyse liefert es zusätzliche Informationen, wie etwa die Latenz oder die Gesamtanzahl der Queries. Dadurch ist es auch möglich, dass mehrere Skripte und mehrere Kennzahlen in einer Grafik dargestellt werden können.



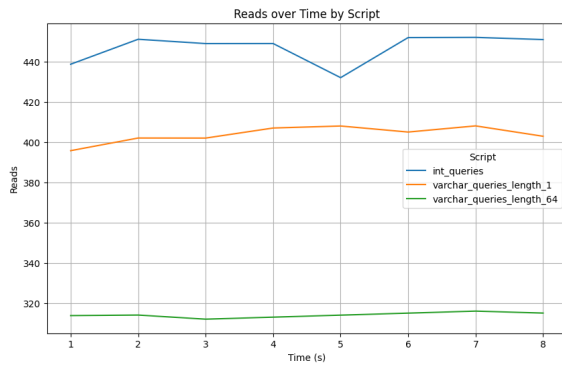
(a) int_queries



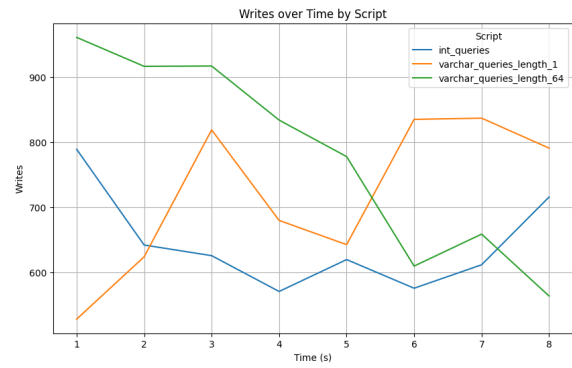
(b) varchar_queries_length_1

Abbildung 2.2: Die Grafik zeigt alle Metriken für die jeweiligen Skripte

Aus den Grafiken, die für ein Skript alle Metriken veranschaulichen, kann man möglicherweise Datenfehler erkennen. So springt bei Abbildung (int_queries.png) die Latenz bei einigen Messpunkten von 0 ms auf einen deutlich erhöhten Wert und danach wieder auf 0 ms zurück. Ansonsten aber sind die anderen Metriken auf einem konstanten Level, und es gibt wenige Schwankungen. Bei der Abbildung (varchar_queries_length_1.png) sieht dies sehr ähnlich aus, und auch dort schwankt die Latenz etwas mehr. Wenn wir jetzt die drei Skripte miteinander vergleichen wollen, können wir die Abbildungen Reads.png und Writes.png heranziehen. Was die Lesegeschwindigkeit angeht, kann man erkennen, dass int_queries am meisten Reads hat, als Nächstes kommt varchar_queries_length_1 und dann varchar_queries_length_64. Damit sind die Abfragen, wie wir erwartet haben, bei int_queries am schnellsten, und je länger der String wird, desto langsamer werden die Abfragen. Bei den Schreibgeschwindigkeiten sieht das schon etwas anders aus, wobei es hier zunächst bei allen eine langsamere Startphase gibt. Anschließend an diesen Cold Start liegt das Niveau von int_queries am höchsten, also auch am schnellsten. Die beiden varchar_queries sind hier aber überraschenderweise auf einem ähnlichen Niveau.



(a) Reads



(b) Writes

Abbildung 2.3: Die Grafik zeigt den Vergleich zwischen allen Skripten für die Metriken Reads und Writes. Bei der Abbildung (statistics.png) kann man die Effekte der Lese- und Schreibgeschwindigkeiten auch erkennen. Es fällt auch auf, dass, anders als bei Reads, Writes, Queries, die Latenz bei schnelleren Queries geringer ist und nicht der höchste Wert der Beste ist.

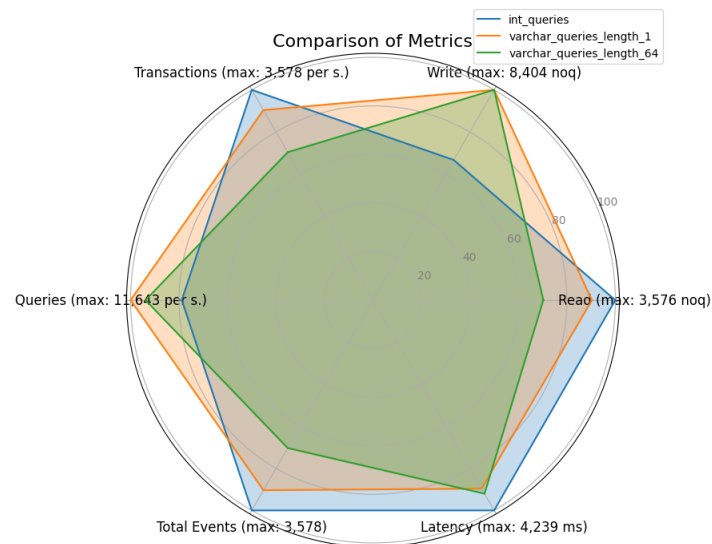


Abbildung 2.4: Darstellung der Skripte und 6 Metriken in einem Hexagon

2.4 GitHub Action

Im Verlauf der Bachelorarbeit sind immer mehr unterschiedliche Projekte dazugekommen, wie in den späteren Kapiteln zu sehen sein wird, die alle das Orchestrator-Skript verwenden. Dadurch sind immer mehr Fallunterscheidungen im Hauptskript erforderlich geworden und man hat schnell den Überblick verloren, wenn man Änderungen vorgenommen hat. Um diese Änderungen zu überprüfen, mussten jedes Mal alle Skripte nacheinander ausgeführt

werden, was nicht nur zeitintensiv war, sondern auch hohe Lasten für den lokalen Rechner bedeutete. Eine Möglichkeit wäre es gewesen, die Skripte parallel durchlaufen zu lassen, um Zeit zu sparen, damit wäre aber nicht das Lastenproblem und der manuelle Aufwand gelöst worden. Eine deutlich bessere Variante ist das Automatisieren dieser Befehle unabhängig von dem lokalen Rechner auf virtuellen Maschinen in der Cloud. Als Plattform für diese Continuous Integration und Continuous Delivery (CI/CD) habe ich mich für GitHub Actions entschieden (GitHub, 2025b). Mit GitHub Actions kann man Workflows erstellen, die bei einem bestimmten Event getriggert werden und anschließend eine Anzahl von Aufträgen nacheinander oder gleichzeitig ausführen können. Jeder Auftrag (engl. Job) wird innerhalb eines eigenen Runners der virtuellen Maschine in einem Container ausgeführt und man verfügt über einen oder mehrere Schritte (engl. Step). Die Schritte können wiederum beliebige Shell-Befehle, Skripte oder Aktionen ausführen.

Wie in den Kapiteln 2.2 und 2.3 erklärt, müssen wir das Hauptskript ausführen, in dem die Benchmark-Tests durchführen werden. Außerdem benötigen wir auch die Pfade zu den Lua-Skripten, die getestet werden sollen und in einigen Fällen müssen wir auch Variablen definieren, die später exportiert und in den Lua-Skripts verwendet werden. Diese Pfade und Variablen müssen wir pro Projekt definieren und zusammen mit je einem Namen in einer JSON-Datei speichern.

Codeblock 2.14: JSON mit Konfiguration der Script

```
1 {  
2   "example-name": {  
3     "dirs": [  
4       "./example-project/Scripts/int_queries",  
5       "./example-project/Scripts/varchar_queries:length"  
6     ],  
7     "var": {"length": [1, 64]}  
8   }  
9 }
```

Damit wir das Hauptskript ausführen können, müssen wir im ersten Auftrag (engl. Job) die Daten dieser JSON-Datei verarbeiten und bestimmte Variablen, wie beispielsweise den Output-Ordner definieren. Zudem müssen wir alle Namen der verschiedenen Projekte in einer Liste zusammenfügen und als Output für den nächsten Job definieren. Dieser Job wird erst gestartet, wenn der Erste beendet ist und ist verantwortlich für das eigentliche Durchführen der Benchmarks. Da wir die Vorteile des gleichzeitigen Ausführens der Aufträge nutzen wollen, müssen wir die Matrixstrategie verwenden, damit die Benchmarks parallel ausgeführt werden. Bei der Matrixstrategie kann man Variablen definieren, um automatisch mehrere

Auftragsausführungen parallel zu erstellen. In unserem Fall verwenden wir dafür die Liste mit den unterschiedlichen Projektnamen.

Damit nun die Benchmarks ausgeführt werden können, müssen wir innerhalb dieser Matrixausführung einige Vorbereitungen treffen. Zum einen müssen wir die Dependencies für Sysbench und die Python-Libraries installieren und zum anderen müssen wir einen MySQL-Container mit passenden Konfigurationen starten und vorbereiten. Nach diesen Schritten können wir das Hauptskript ausführen und die Outputdateien werden an dem angegebenen Pfad erstellt.

Um Zugriff auf diese Dateien zu erhalten, müssen wir sie als GitHub Artifact hochladen. Die GitHub Artifacts können wir anschließend entweder über die GitHub REST Api oder die Übersicht des Workflows in GitHub als Zip-Datei herunterladen. Als letzten Auftrag, nach Beendigung beider vorangegangenen Jobs, können wir alle GitHub Artifacts zu diesem Workflow herunterladen und gemeinsam als Artifact wieder hochladen, damit wir z.B. bei 10 Projekten, nicht 10 Zip-Dateien herunterladen und einzeln entpacken müssen, um die Änderungen der Dateien zu überprüfen. Wenn fehlerhafte Änderungen den Workflow triggern, kann es dazu kommen, dass je nach Fehler unterschiedliche Jobs oder Steps nicht erfolgreich ausgeführt werden und damit der komplette Workflow scheitert.

Der Workflow wird in einer YAML-Datei im Ordner `.github/workflows/` definiert. Zunächst muss man den Names des Workflows definieren und anschließend, wann er getriggert werden soll. Dies kann beispielsweise manuell auf GitHub mit dem Tag `workflow_dispatch` oder bei jedem Push mit `push`, u.a. kann das auch auf bestimmte Dateien oder Ordner einschränken. Unter dem Tag `env` muss man die Umgebungsvariablen definieren, dazu gehören zum Beispiel der Datenbankname oder die Länge der Durchführung des Benchmarks. Wenn es sich um vertrauliche Informationen handelt, sollte man GitHub Secrets dafür verwenden. Ein Beispiel dafür wäre das Downloaden der Artefakte im letzten Job, um einen gemeinsamen Output-Ordner zu erstellen. Dafür wird die GitHub REST API benötigt, die ein vertrauliches Personal Access Token erfordert, welches Repository- sowie Lese- und Schreibrechte für GitHub Registries besitzt.

Codeblock 2.15: Ausschnitt aus der Workflow - Datei

```
1 name: Benchmark Workflow
2 on:
3   push:
4     paths:
5       - 'Projects/**'
6       - ...
7 jobs:
8   prepare-benchmark:
9     outputs:
10      matrix: ${ steps.set-matrix.outputs.matrix }
11      configurations: ${ steps.prepare-config.outputs.configurations }
12 steps:
```

```

13   - name: Checkout repository
14     uses: actions/checkout@v3
15   - name: Read and generate list of matrix name
16     run: # ... echo "matrix=$matrix" >> $GITHUB_OUTPUT
17   - name: Prepare configurations for all test types
18     run: # ... export variables like test_type, dirs, var, output_dir, artifact_name, should_run as "
        configurations"
19 run-tests:
20   needs: prepare-benchmark
21   strategy:
22     matrix:
23       test-type: ${ fromJson(needs.prepare-benchmark.outputs.matrix) }
24   env:
25     OTHER_ENVIRONMENT_VARIABLES
26   steps:
27     - name: Checkout repository
28       uses: actions/checkout@v3
29     - name: Extract and save values to GitHub environment
30       run: # ...
31     - name: Install dependencies
32       run: # install sysbench,pandas and matplotlib
33     - name: Start MySQL container
34       run: |
35       docker run --name mysql-${ env.test_type } -d -e MYSQL_ROOT_PASSWORD=$DB_PASS -e MYSQL_DATABASE=
        $DB_NAME -p $DB_PORT:3306 mysql:8.0
36       until docker exec mysql-${ env.test_type } mysqladmin --user=root --password=$DB_PASS --host=127.0.0.1
        --port=$DB_PORT ping --silent; do sleep 1; done
37       echo "MySQL is ready!"
38     - name: Run sysbench script
39       run: |
40       chmod +x Tools/Shell-Scripts/sysbench_script.sh
41       Tools/Shell-Scripts/sysbench_script.sh -out "${ env.output_dir }" -var '${ env.var }' -scripts:'${ env.dirs }'
42     - name: Upload individual outputs
43       uses: actions/upload-artifact@v4
44       with:
45         name: ${ env.artifact_name }
46         path: ${ env.output_dir }
47
48 upload-combined-output:
49   needs: [prepare-benchmark, run-tests]
50   steps:
51     - name: Loop through configurations, download artifacts with artifact_name and unzip it
52       run: # ... ALL_ARTIFACTS=$(curl -s -H "Authorization: Bearer ${ secrets.GITHUB_TOKEN }" "https://api.
        github.com/repos/${ github.repository }/actions/artifacts") ...
53     - name: Upload "Output" - folder as artifact
54       run: # ...

```

Die eben beschriebene YAML - Datei reicht aus, damit alle angegebenen Skripten in dem JSON ausgeführt und die Output Dateien alle korrekt in einem Ordner als ZIP-Datei hochgeladen werden. Es bieten sich aber auch Alternativen an, die zu einer Optimierung des Workflows führen.

2.5 Optimierungen des Workflows

Zum einen kann man die zu installierenden Abhängigkeiten mithilfe des GitHub Caches (GitHub, 2025a) speichern. Dies bietet sich besonders an, da sich die Abhängigkeiten über die Workflows hinweg nur selten ändern. Falls sich doch etwas ändert, kann man beispielsweise die `requirements.txt`-Datei anpassen. Dadurch werden einmalig alle Abhängigkeiten neu installiert und anschließend im Cache abgelegt. Falls sich bis zum nächsten Workflow keine Änderungen an den Abhängigkeiten ergeben, wird der Cache automatisch genutzt. Der Zeitgewinn in unserem Beispiel ist jedoch nur gering und beträgt nur wenige Sekunden pro Workflow.

Codeblock 2.16: Speichern der Abhängigkeiten im Cache

```
1 - name: Cache pip dependencies
2   if: env.should_run == 'true'
3   uses: actions/cache@v3
4   with:
5     path: ~/.cache/pip
6     key: ${{ runner.os }}-pip-${{ hashFiles('**/requirements.txt') }}
```

Deutlich mehr Zeit und Ressourcen kann man aber sparen, wenn man zwischen zwei unterschiedlichen Arten von Dateien unterscheidet. Denn zum einen gibt es Dateien, die die Ergebnisse von allen Skripten beeinflussen. Dazu gehören das Workflow - Skript und die JSON - Datei, aber auch das Orchestrator - Skript und die darin verwendeten Python - Skripte. Die Ordner an sich, die in der JSON angegeben werden, die beeinflussen nur sich selbst und nicht die anderen Skripte. Beispielsweise, wenn ich in Projekt A die Anzahl an Zeilen ändere, die ausgeführt werden, dann ändert dies nichts an dem Ergebnis von Projekt B oder C. In diesem Beispiel würde es sich anbieten, dass für Projekt A die Benchmarks neu durchgeführt werden, für Projekt B und C könnte hingegen jeweils der letzte erfolgreiche Output Ordner benutzt werden. Als Endresultat könnten damit die neue Durchführung von Projekt A zusammen mit der alten Ausführung der Projekte B und C in einer ZIP - Datei hochgeladen werden. Dadurch wird nur ein Drittel der eigentlichen Ressourcen verbraucht, wenn man davon ausgehen würde, dass alle 3 Projekte gleich viel Zeit benötigen würden.

Für die Implementierung dieser Optimierung muss zunächst die allgemeinen Skripte hashen und zusätzlich noch die Ordner mit den Lua - Skripten, die für das jeweilige Skript aus der JSON benötigt werden. Diese beiden Hashes kann zusammen mit den Testtypen kombinieren, damit bekommt die folgende Struktur für den Namen:

```
1 NAME="${{ matrix.test-type }}-${{ env.hash }}-${{ env.general_hash }}"
```

Nachdem wir unsere JSON geladen haben, machen wir nun nicht mehr direkt mit der Installation der Abhängigkeiten weiter, sondern davor hashen wir die unterschiedlichen Pfade und erstellen unseren Namen. Wenn es keinen Ordner mit dem gleichen Namen gibt, dann machen wir weiter wie bisher. Das einzige, was sich ändert, ist der Schritt vor dem Hochladen des gesamten Output-Ordners. Der vom Testtypen erzeugte Ordner muss zusammen mit seinem Namen hochgeladen werden, damit er im nächsten Workflow heruntergeladen werden kann, sofern die Hashes unverändert bleiben. Ist dies beim nächsten Workflow der Fall, dann muss der Ordner nur heruntergeladen werden und die korrekte Adresse im Output Ordner verschoben werden. Die Installation der Abhängigkeiten, das Starten des MySQL - Containers und das Ausführen des Orchestrator - Skripts hat man sich damit erspart.

Die letzte Frage lautet, wo die Ordner mit den berechneten Namen gespeichert und beim nächsten Run wieder heruntergeladen werden sollen. Zum einen kann man Lösungen in GitHub selbst verwenden. Zum einen würde sich eine GitHub Cache - Lösung wieder anbieten, aber tatsächlich sind GitHub Artifacts für das Sichern von Dateien besser geeignet (GitHub, 2025a). Eine andere interessante Lösung kann auch das Nutzen von expliziten Branches nur für die Sicherung der Dateien sein. Das Problem ist hier, dass es manchmal durch bestimmtes Timing zu Problemen beim Pushen kommen kann, da zufällig ein anderer paralleler Workflow in der Zeit zwischen Rebase, Commit und Push den Code verändert hat, wodurch nach verhindertem Push erneut ein Rebase durchgeführt werden muss. Außerdem muss man dafür der GitHub Action Schreibberechtigungen geben. Des Weiteren eignen sich auch Cloud - Speicherlösungen sehr gut, um die Ordner zu speichern und wieder herunterzuladen. Dazu gehören von Google Cloud Storage (GCS), AWS S3 oder MS Azure Storage, die sich zusammen mit GitHub Artifacts am besten eignen.

3 Optimierungen von Datentypen

Das erste Thema, das wir in Bezug auf die Performance - Optimierung von Datenbanken betrachten, sind die unterschiedlichen Datentypen und ihre Effizienzsteigerungen. Bei der Auswahl des korrekten Datentyps gibt es unterschiedliche Faktoren, die vom jeweiligen Typen abhängen. Es gibt aber auch allgemeinere Prinzipien, die auf fast alle Datentypen angewendet werden können.

3.1 Allgemeine Faktoren

Bei der Erstellung von Tabellen sollte man folgende Schritte für die Auswahl von Datentypen befolgen (Schwartz et al., [2012](#), pp. 115–145). Zunächst muss die allgemeine Klasse der Typen, wie beispielsweise numerisch, Zeichenketten oder zeitbezogen, festgelegt werden. Anschließend sollte der spezifische Typ ausgewählt werden. Für numerische Daten kommen beispielsweise Ganzzahlen wie INT oder Fließkommazahlen wie FLOAT und DOUBLE infrage. Die spezifischen Typen können dieselbe Art von Daten speichern, unterscheiden sich jedoch im Bereich der Werte, die sie speichern können. Auch sind sie unterschiedlich in der Precision (Genauigkeit), die sie erlauben und dem physischen Speicherplatz, den sie entweder auf der Festplatte oder im Arbeitsspeicher benötigen. Einige Datentypen haben auch spezielle Verhaltensweisen und Eigenschaften.

Allgemein gilt für Datentypen, dass kleiner besser ist, weshalb man den kleinstmöglichen Datentypen wählen sollte, den man speichern kann und der die vorhandenen Daten entsprechend repräsentieren kann. Dadurch wird zum einen weniger Speicherplatz (In-Memory und CPU-Cache) in Anspruch genommen, was meistens zu schnelleren Abfragen führt. Zum anderen spricht für die Benutzung von kleinstmöglichen Typen die einfache Typveränderung. Wenn die vorhandenen Daten falsch eingeschätzt wurden und nachträglich ein größerer Datentyp benötigt wird, kann der Typ ohne größere Probleme vergrößert werden. Eine weitere allgemeine Richtlinie ist die Einfachheit von Datentypen. Damit ist beispielsweise gemeint, dass Integer einfach zu verarbeiten ist als Character, weshalb man immer einen Integer wählen sollte, wenn man durch ihn die Daten korrekt abbilden kann. Dies liegt daran, dass weniger CPU-Zyklen benötigt werden, um Operationen auf einfacheren Datentypen zu

verarbeiten. Bei dem Beispiel mit Integer und Character liegt dies an den Character Sets und Sortierregeln, die den Character-Vergleich erschweren.

Die letzte allgemeine Regel, die Performancegewinne bringt, ist die Vermeidung von NULL. Viele Tabellen enthalten NULLABLE Spalten, selbst wenn die Anwendung kein NULL (Fehlen eines Wertes) speichern muss, da dies die Standardeinstellung ist. Daher ist es am besten solche Spalten bei der Tabellenerstellung mit dem Identifier NOT NULL zu definieren. Wenn allerdings NULL-Werte gespeichert werden sollen, dann sollte der Identifier nicht genutzt werden. Für MySQL ist es dann schwieriger Abfragen zu optimieren, da dadurch Indizes, Indexstatistiken und Wertevergleiche mehr Speicherplatz benötigen und komplizierter werden. Dies liegt daran, dass indizierte nullable Spalten ein zusätzliches Byte pro Eintrag gebrauchen, was dazu führen kann, dass ein Index mit fester Größe in einen variablen Index umgewandelt wird. Allerdings fällt die Leistungssteigerung, die durch die Änderung von NULL-Spalten in NOT NULL erzielt wird, in der Regel gering aus. Besonders bei Verwendung von Indizes sollte aber darauf geachtet werden.

MySQL unterstützt auch viele Aliase, z.B. INTEGER, BOOL, NUMERIC. Diese Aliase können verwirrend sein, aber sie beeinflussen nicht die Performance. Wenn eine Tabelle mit einem aliasierten Datentyp erstellt wird und die Tabelle mit SHOW CREATE TABLE untersucht wird, fällt auf, dass statt des aliasierten Datentyps der Basistyp angezeigt wird, da der aliasierte Datentyp intern in den Basistyp umgewandelt wurde.

3.2 Einzelne Datentypen und weitere Faktoren

Bevor wir untersuchen, ob die eben beschriebene Prinzipien tatsächlich einen Einfluss auf die Performance haben, müssen die speziellen Verhaltensweisen der bekanntesten Datentypen betrachtet werden.

Für numerische Datentypen gibt es die Wahl zwischen Ganzzahlen und Fließkommazahlen. Die spezifischen Typen unterscheiden sich nur in der Anzahl der Bits, die sie speichern können. SMALLINT kann 16 Bits speichern, während INT 32 und BIGINT 64 Bits speichern kann. Dementsprechend verändert sich auch der mögliche Wertebereich der Zahlen, die durch den Speicherplatz abgedeckt sind. Mit den optionalen UNSIGNED - Attribute können keine negativen Werte gespeichert werden können, dafür verdoppelt sich aber die obere Grenze der Positiven. Zeitgleich bleiben der Speicherplatz und die Leistung gleich. Die Berechnung der Wertebereiche für den default, bzw. mit dem Signed-Attribut, erfolgt in 3.1 und mit dem Unsigned - Attribut in 3.2.

$$\text{Signed: } -2^{(N-1)} \text{ bis } 2^{(N-1)} - 1 \quad (3.1)$$

$$\text{Unsigned: } 0 \text{ bis } 2^N - 1 \quad (3.2)$$

Hinweis: N entspricht der Anzahl der Bits.

Beispiel für 8 Bits:

- SIGNED: -128 bis 127
- UNSIGNED: 0 bis 255

Eine Breitenangabe wie `INT(11)` beeinflusst nur die Anzeige und nicht den Wertebereich oder die Speicheranforderungen. Um dies zu beweisen, können wir die folgende Table erstellen.

Codeblock 3.1: SQL-Befehl zur Erstellung der Testtabelle

```
1 CREATE TABLE test_int (
2     int_5 INT(5),
3     int_11 INT(11)
4 );
```

Da wir den für die beiden Variablen den Typen `INT` gewählt haben und wir überprüfen wollen, ob die Breitenangabe einen Einfluss auf die Speicheranforderungen hat, können wir die Grenzen des Wertebereichs für `INT` einfügen: -2147483648 und 2147483647.

Codeblock 3.2: Inserts und Selects für Testtabelle aus 3.1

```
1 INSERT INTO test_int (int_5, int_11) VALUES (2147483647, 2147483647);
2 INSERT INTO test_int (int_5, int_11) VALUES (-2147483648, -2147483648);
3
4 SELECT * FROM test_int;
```

Tabelle 3.1: Ergebnis der SQL-Abfrage aus 3.2

int_5	int_11
2147483647	2147483647
-2147483648	-2147483648

Für den maximalen Wert von `INT` werden 32 Bits benötigt: $2^{(32-1)} - 1 = 2147483647$. `INT(5)` und `INT(11)` können beide die Grenzwerte von `INT` speichern, weshalb wir bestätigt haben,

dass die Breitenangabe keinen Einfluss auf die Speicheranforderungen hat, ansonsten hätten wir einen Fehler bei der Einfügung der Werte bekommen.

Ein spezifischer Typ für eine Festkommazahl ist `DECIMAL`, die auch für die Speicherung von Ganzzahlen geeignet ist. Außerdem kann man bei einer Festkommazahl auch die Genauigkeit angeben, da die maximale Anzahl der Ziffern vor und nach dem Dezimalpunkt definiert werden. `DECIMAL(18, 9)` beispielsweise speichert neun Ziffern vor und nach dem Dezimalpunkt und benötigt dafür 9 Bytes Speicherplatz. `DECIMAL` speichert Zahlen in einer binären Zeichenkette (binary string) mit neun Ziffern pro vier Bytes und unterstützt bis zu 65 Ziffern insgesamt.

Zu den Fließkommazahlen gehören die `FLOAT`- und `DOUBLE`-Typen, die die standardmäßige Gleitkomma-Arithmetik verwenden und für ungefähre Berechnungen optimiert sind. `FLOAT` benötigt 4 Bytes, während `DOUBLE` 8 Bytes Speicherplatz beansprucht und eine höhere Präzision sowie einen größeren Wertebereich bietet. Die Gleitkomma-Arithmetik ist aufgrund der nativen Verarbeitung durch die CPU deutlich schneller als die präzise Berechnung mit `DECIMAL`, bringt jedoch einen gewissen Präzisionsverlust mit sich. Alternativ kann auch `BIGINT` genutzt werden, um sowohl die Ungenauigkeit von Gleitkomma-Speichern als auch die höheren Kosten der `DECIMAL`-Arithmetik zu vermeiden.

Die beiden Haupttypen für Zeichenketten sind `VARCHAR` und `CHAR`. `VARCHAR` speichert die Zeichenfolgen mit variabler Länge und benötigt daher weniger Speicherplatz als Typen mit fester Länge, da nur so viel Platz verwendet wird, wie tatsächlich benötigt wird. Zusätzlich werden ein oder zwei Bytes für die Speicherung der Länge der Zeichenfolge verwendet (1 Byte für < 255 Bytes Zeichenfolge). Durch diese effiziente Speichernutzung ist `VARCHAR` der am häufigsten verwendete Datentyp für Zeichenketten, aber es hat auch Nachteile, da Aktualisierungen an den Werten zu wachsenden Zeilen und damit auch zusätzliche Verarbeitung der Speicher - Engine erfordern kann. Und obwohl die Speicherung von `hello` in `VARCHAR(5)` oder `VARCHAR(200)` gleich viel Speicherplatz benötigt, kann es trotzdem ineffizienter für Sortierungen oder Operationen auf temporären Tabellen sein. Deshalb sollte trotzdem immer so viel Platz reserviert werden, wie tatsächlich benötigt wird.

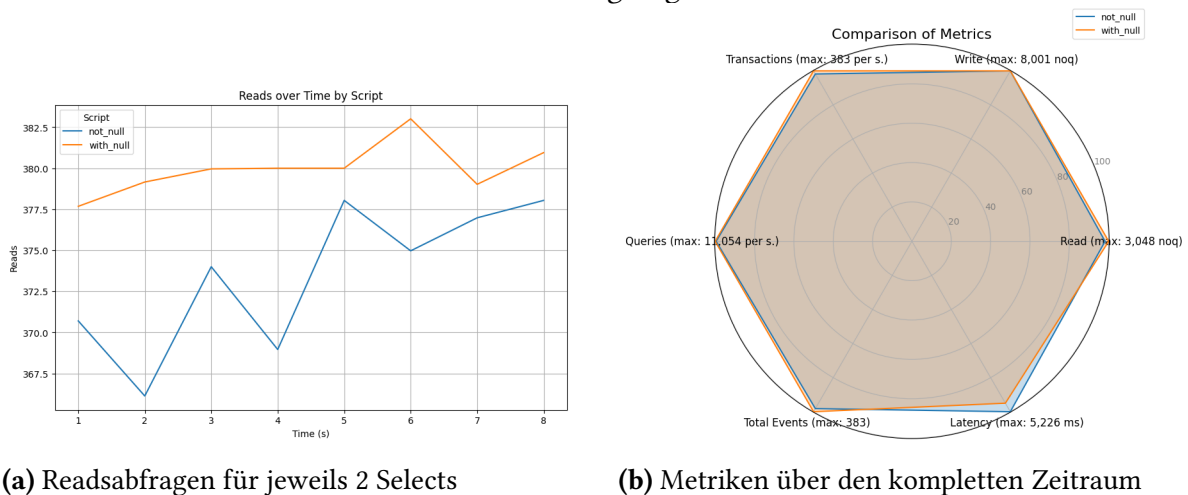
`CHAR` hingegen hat eine feste Länge und MySQL reserviert immer auch den nicht gebrauchten Platz für die angegebene Anzahl an Zeichen. Daher ist `CHAR` ideal für sehr kurze Strings oder Werte, die alle nahezu gleich lang sind, da `VARCHAR(1)` zwei Bytes aufgrund des Längen - Bytes benötigt, `CHAR(1)` hingegen auch. Außerdem ändert sich bei `CHAR` die Speicherstruktur bei Aktualisierungen nicht, weshalb dieser Datentyp besser geeignet ist, wenn die Daten häufig verändert werden. Hingegen `VARCHAR` eignet sich besonders, wenn die maximale Länge einer Spalte deutlich größer ist als die durchschnittliche Länge der gespeicherten Werte.

`DATETIME` und `TIMESTAMP` können dieselbe Art von Daten speichern und beide haben dabei eine Genauigkeit von einer Sekunde. `TIMESTAMP` benötigt aber nur halb so viel Speicherplatz,

ist zeitzonebewusst und verfügt über spezielle Auto-Update-Funktionen. Allerdings hat `TIMESTAMP` einen viel kleineren Bereich an erlaubten Werten und manchmal können seine speziellen Fähigkeiten ein Nachteil sein.

3.3 Analyse der Benchmarks

Der erste Leitsatz, den wir untersuchen, besagt, dass Spalten nach Möglichkeit als `NOT NULL` deklariert werden sollten. Für den Nachweis benutzen wir erneut die Kundentabelle (2.5). Diesmal erstellen wir eine Tabelle, bei der das Attribut `NOT NULL` für alle Spalten deklariert wird, sowie eine Tabelle ohne dieses Attribut. Wenn das Attribut nicht deklariert wird, dann können u.a. auch `NULL`-Werte in die Tabelle eingefügt werden.



(a) Readsabfragen für jeweils 2 Selects

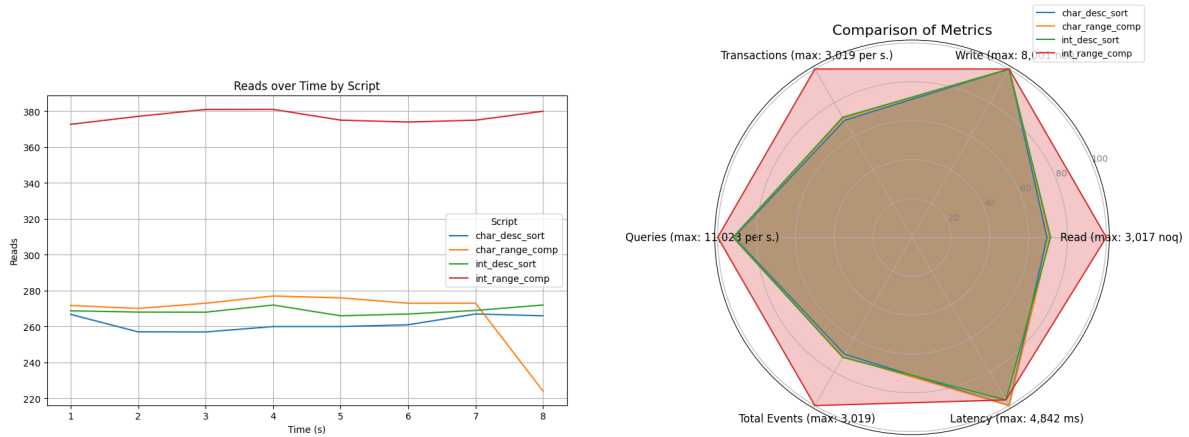
(b) Metriken über den kompletten Zeitraum

Abbildung 3.1: Vergleich von Null und Not Null

In der erstellten Grafik (siehe Abbildung 3.1a) sind die beiden Resultate der Select-Befehle zu sehen, die sowohl einfache WHERE-Klauseln als auch Count- und Group-By-Befehle enthalten. Anhand der Grafik lässt sich erkennen, dass die Werte für `NOT NULL` höher liegen als für `NULL`, bzw. `WITH NULL`. Höhere Werte bedeuten, dass mehr Abfragen pro Sekunde durchgeführt werden können, was auf eine bessere Performance hindeutet. Deshalb lässt es sich sagen, dass `NOT NULL` besser performt als `NULL`, aber wenn man auf die y-Achse schaut, fällt auf, dass die Werte nicht so weit auseinanderliegen, sondern der Unterschied nur marginal ist. Daher sollten die Entscheidungen beim Datenbankentwurf nicht hauptsächlich aus Performancegründen getroffen werden, sondern vor allem aus Gründen der Datenintegrität und -konsistenz.

Um zu zeigen, dass man bei der Wahl zwischen unterschiedlichen Datentypen, den simpleren wählen sollte, haben wir erneut die Kundentabelle (2.5) benutzt. Für diesen Vergleich verändern wir jeweils den Datentyp des Schlüsselattributs der Tabelle. Zuerst erstellen wir eine

Kundentabelle mit einem INT-Primärschlüssel, danach eine mit CHAR. An den Ergebnissen im Hexagon 3.2b fällt auf, dass die Schreibbefehle in beiden Fällen etwa gleich schnell sind. Aber bei den Abfragen gibt es deutliche Unterschiede. Wenn man einen Wertebereich abfragt, dann ist INT deutlich schneller (50%) als CHAR. Bei der Sortierung hat INT ebenfalls einen Vorteil gegenüber CHAR, jedoch fallen die Abstände deutlich geringer aus (3.2a).



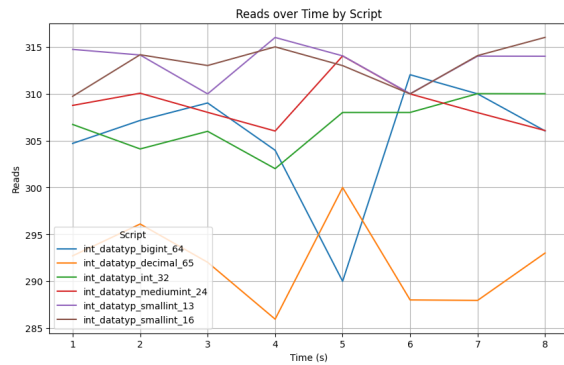
(a) Vergleich für jeweils 2 unters. Abfragen

(b) Kennzahlen über den gesamten Zeitraum

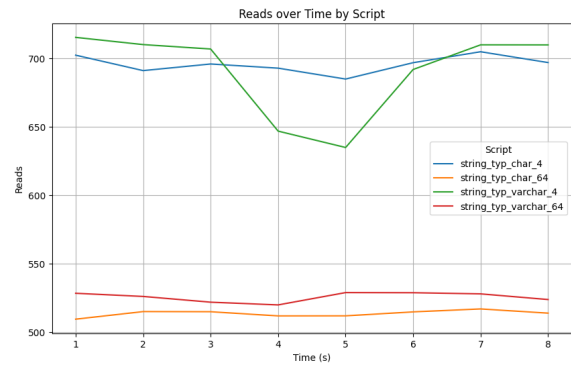
Abbildung 3.2: Vergleich von Int und Char

Als Letztes wollten wir unterschiedliche Datentypen vergleichen. Dazu verwenden wir die gleiche Tabelle wie beim Vergleich von INT und CHAR, setzen diesmal jedoch unterschiedliche numerische oder Zeichenkettenbasierte Typen als Primärschlüssel ein. Beim Vergleich der numerischen Typen zeigt sich, dass DECIMAL mit deutlichem Abstand am langsamsten ist (Abbildung 3.3a). Danach folgt, wie vermutet, der nächstgrößere Datentyp BIGINT. Auffällig ist, dass der Unterschied zwischen INT, MEDIUMINT und SMALLINT kleiner ist als erwartet. Dies wird vermutlich aber daran liegen, dass wir die Abfragen nur auf eine Tabelle mit wenigen tausend Datensätzen ausgeführt haben. In der Praxis mit Hunderttausenden oder Millionen von Datensätzen ist anzunehmen, dass die Unterschiede zwischen den Typen größer wären als in unserem Vergleich.

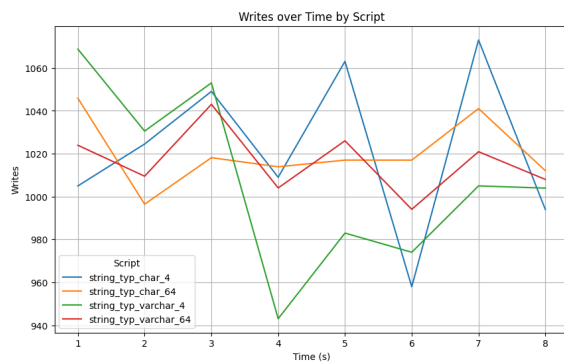
Beim Vergleich zwischen den beiden Zeichenketten-Typen CHAR und VARCHAR ist unabhängig von der Länge zu erkennen, dass VARCHAR effizienter ist als CHAR (3.3b). Im ersten Vergleich wurde jeweils eine Länge von 4 Stellen verwendet und beim zweiten Vergleich eine Länge von 64 Stellen. Bei beiden untersuchten Längen ist VARCHAR schneller als CHAR. Wenn man sich jedoch die Performance beim Einfügen von Werten anschaut, fällt auf, dass die Unterschiede eher gering sind und es gibt auch stärkere Schwankungen bei den Werten (siehe Abbildung 3.3c).



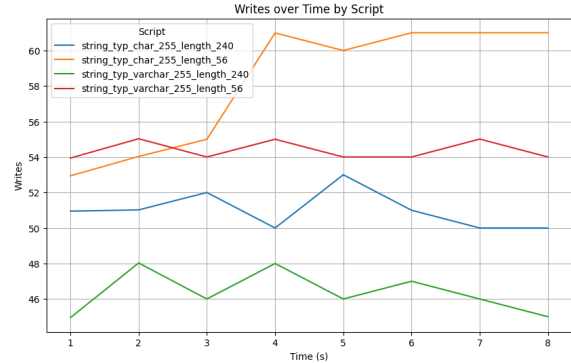
(a) Unterschiedliche numerische Typen



(b) Unterschiedliche Zeichenketten-Typen



(c) Bei gleicher Länge der Zeichen



(d) Bei unterschiedlichem Befüllungsgrad

Abbildung 3.3: Vergleich von unters. numerischen und zeichenkettenbasierten Typen

Als letzten Vergleich haben beide Zeichenketten-Typen mit der Länge von 255 Stellen definiert, aber dafür mit unterschiedlich vielen Stellen befüllt. Anschließend haben wir bei beiden Tabellen die Werte aktualisiert und wenige Stellen bei der Namen-Spalte zufällig hinzugefügt. Wenn man dies tut, dann fällt auf, dass CHAR schneller ist als VARCHAR (3.3d). Zusätzlich wird der Unterschied zwischen den beiden Typen größer, je mehr Stellen befüllt werden. Damit haben wir gezeigt, dass die Vorteile von CHAR insbesondere bei der Aktualisierung von Werten liegen, während VARCHAR bei der Selektion von Werten besser abschneidet. Der Grund hierfür ist, dass CHAR die verbleibenden Stellen mit Leerzeichen auffüllt, was zu einem höheren Speicherbedarf führt.

4 Indexierung

4.1 Grundlagen

Das folgende Thema befasst sich mit der Indexierung und den damit verbundenen Performance-Optimierungen, die näher erläutert werden. Zunächst betrachten wir die Grundlagen der Indexierung, anschließend die verschiedenen Arten von Indizes und schließlich deren Auswirkungen auf die Performance.

Indizes sind Datenstrukturen, die von Speicher-Engines (engl. storage engines) verwendet werden, um unter anderem Zeilen schneller zu finden (Schwartz et al., 2012, pp. 147–189). Sie haben einen großen Einfluss auf die Performance der Datenbank und werden umso wichtiger, je größer die Datenbank wird. Weniger ausgelastete Datenbanken können ohne ordnungsgemäße Indizes gut funktionieren, aber die Leistung kann rapide sinken, wenn die Datenmenge wächst. Wenn ein solches Problem auftritt, ist die Index-Optimierung oft der effektivste Weg, die Abfrageleistung zu verbessern. Um wirklich optimale Indizes zu erstellen, ist es häufig notwendig, Abfragen umzuschreiben. Wie genau Indizes erstellt werden müssen, wird im weiteren Verlauf der Arbeit betrachtet.

Um die Funktionsweise eines Indexes zu verdeutlichen, betrachten wir ein Beispiel aus einem wissenschaftlichen Fachbuch. Am Ende solcher Bücher gibt es meist ein Stichwortverzeichnis oder Register. Dieses Register besteht aus einer alphabetisch geordneten Liste von Begriffen, Themen und Stichworten. Möchte man einen Begriff nachschlagen, sucht man ihn in der Liste und erhält die Seitenzahlen, auf denen er vorkommt. In MySQL verwendet die Storage-Engine Indizes auf ähnliche Weise. Sie durchsucht die Datenstruktur des Indexes nach einem Wert. Wird ein Treffer gefunden, kann die Engine die Zeile ermitteln, die den Treffer enthält. Betrachten wir dazu folgendes Beispiel:

Codeblock 4.1: Variationen

```
1 SELECT name FROM customer WHERE cust_id = 7;
```

Es gibt einen Index auf der Spalte `cust_id`, sodass MySQL diesen Index nutzt, um Zeilen zu finden, deren `cust_id` gleich 7 ist. Mit anderen Worten wird eine Suche innerhalb der Indexwerte durchgeführt, und alle entsprechenden Zeilen werden zurückgegeben.

Ein Index kann Werte aus einer oder mehreren Spalten einer Tabelle enthalten. Bei mehreren Spalten ist die Reihenfolge der Spalten im Index entscheidend, da MySQL nur effizient auf ein linkes Präfix des Indexes zugreifen kann. Ein Index über zwei Spalten ist nicht gleichbedeutend mit zwei separaten einspaltigen Indizes. Es gibt verschiedene Typen von Indizes, die jeweils für unterschiedliche Zwecke optimiert sind und die im nächsten Abschnitt behandelt werden.

Ein Index für ein bestimmtes Attribut A einer Tabelle ist eine Datenstruktur, die die Suche nach Tupeln mit einem bestimmten Wert für Attribut A effizienter macht (Garcia-Molina, 2008, pp. 350–353). Wenn Tabellen immer mehr Datensätze enthalten, wird es umso schwieriger alle Tupel zu scannen, um (nur wenige) Tupel zu finden, die zu einer Bedingung passen. Besonders nützlich sind Indizes bei Abfragen, die Joins zwischen mehreren Tabellen enthalten, da sie ermöglichen, die Anzahl der zu prüfenden Tupel erheblich zu reduzieren, wenn eine einschränkende Bedingung vorliegt.

Datenbankmanagementsysteme ermöglichen das Erstellen von Indizes über mehrere Attribute. Die Reihenfolge der Attribute ist hierbei entscheidend, da der Index nur effizient genutzt werden kann, wenn das erste Attribut der Reihenfolge in der Abfrage angegeben wird. Gibt man nur das zweite Attribut an, ohne das erste zu referenzieren, kann der Index nicht direkt verwendet werden.

Das Auswählen von Indizes erfordert von den Entwicklern eine Tradeoff abzuwägen. Es gibt dabei zwei Faktoren, die die Entscheidung beeinflussen. Zum einen kann ein Index auf einem Attribut Abfragen mit diesem Attribut erheblich beschleunigen. Zum anderen erschwert jeder Index Einfügungen, Löschungen und Aktualisierungen, da diese mehr Zeit und Aufwand erfordern.

Um zu verstehen, wie man Indizes für eine Datenbank auswählt, muss man wissen, wo bei der Bearbeitung einer Abfrage die meiste Zeit verbraucht wird. Die Tupel einer Relation sind üblicherweise auf viele Seiten einer Festplatte verteilt, wobei eine Seite mehrere Tausend Bytes umfasst und viele Tupel speichert. Um ein Tupel zu prüfen, muss die gesamte Seite, bzw. Block, in den Hauptspeicher geladen werden, wobei es kaum mehr Zeit kostet, alle Tupel einer Seite statt nur ein einzelnes zu prüfen.

Meistens ist der sinnvollste Index, den wir in einer Tabelle definieren können, der Schlüssel. Das liegt zum einen daran, dass Abfragen auf diese Spalte sehr häufig vorkommen und zum anderen gibt es beim Schlüssel keine doppelten Werte, weshalb der Index entweder nichts oder genau eine Referenz auf ein Tupel zurückgibt.

Es gibt aber auch zwei Situationen, bei denen es hilfreich sein kann, einen Index auf Nichtschlüsselattribute zu definieren. Zum einen wenn das Attribut ähnlich wie ein Schlüssel. Damit ist gemeint, dass es für einen bestimmten Wert nicht genau ein Tupel gibt, wie bei einem Schlüssel, aber nur eine geringe Anzahl an Tupeln und damit werden auch weniger Festplattenzugriff für einen bestimmten Wert des Attributs benötigt wird. Selbst wenn die

Werte auf unterschiedlichen Blöcken gespeichert sind, sparen wir uns immer noch Zeit mit Index, wenn durch ihn nicht alle Blöcke geladen werden müssen. Der andere Fall, bei dem ein Index sinnvoll sein könnte, wäre wenn die Tupel nach dem Attribut geclustert sind. Das bedeutet, dass aufeinanderfolgende Ausprägungen des Attributs bei einem erstellten Index dazu führen, dass weniger Datenblöcke auf die Festplatte geladen werden müssen.

Jede Modifikation an einer Relation R zwingt uns dazu, jeden Index auf einem oder mehreren der modifizierten Attribute von R zu ändern. Daher müssen wir nicht nur die Seiten von R lesen und schreiben, die modifiziert wurden, sondern auch bestimmte Seiten, die den Index enthalten, lesen und schreiben. Aber selbst wenn Modifikationen die häufigste Form von Datenbankaktionen sind, kann es einen Effizienzgewinn bedeuten, einen Index auf ein häufig verwendetes Attribut zu erstellen. Da tatsächlich einige Modifikationsbefehle Abfragen in der Datenbank beinhalten, muss man vorsichtig sein, wie man die relative Häufigkeit von Modifikationen und Abfragen schätzt.

Da eine Relation auf viele Festplattenblöcke verteilt ist, entstehen die Hauptkosten einer Abfrage oder Modifikation durch das Laden der Seiten in den Hauptspeicher. Indizes können hierbei Zeit sparen, da sie den Zugriff auf Tupel ohne vollständige Durchsuchung der Relation ermöglichen. Allerdings müssen auch Indizes auf der Festplatte gespeichert werden, was zusätzliche Festplattenzugriffe verursacht. Modifikationen sind daher etwa doppelt so teuer wie der Zugriff auf den Index oder die Daten in einer Abfrage.

Um den neuen Wert eines Index zu berechnen, müssen wir Annahmen darüber treffen, welche Abfragen und Modifikationen mit hoher Wahrscheinlichkeit auf der Datenbank durchgeführt werden. Manchmal haben wir eine Historie von Abfragen, die wir nutzen können, um gute Informationen zu erhalten, unter der Annahme, dass die Zukunft wie die Vergangenheit sein wird.

Codeblock 4.2: Deklaration der Beispieltabelle Fakten

```
1 Fakten(Bestelldatum, Artikel_Id, Kunden_Id, ...)
```

Codeblock 4.3: 1. Select-Query für Fakten

```
1 SELECT Bestelldatum, Artikel_Id FROM Fakten WHERE Kunden_Id = k;
```

Codeblock 4.4: 2. Select-Query für Fakten

```
1 SELECT Bestelldatum, Kunden_Id FROM Fakten WHERE Artikel_Id = a;
```

Codeblock 4.5: Insert-Query für Fakten

```
1 INSERT INTO Fakten VALUES(d, a, k);
```

Aktion	Kein Index	Kunden Index	Artikel Index	Beide Indizes
Q_1	10	4	10	4
Q_2	10	10	4	4
I	2	4	4	6
Durchschnitt	$2 + 8p_1 + 8p_2$	$4 + 6p_2$	$4 + 6p_1$	$6 - 2p_1 - 2p_2$

Tabelle 4.1: Darstellung der unterschiedlichen Queries mit Indexen

Voraussetzungen

1. Die Fakten-Tabelle belegt 10 Seiten, daher die Kosten bei gesamter Untersuchung bei 10.
2. Im Durchschnitt kauft jeder Kunde genau 3 Artikel und ein Artikel wird von 3 Kunden gekauft.
3. Selbst mit Index gibt einen Durchschnitt von 3 Tupel für einen Kunden oder Artikel, ohne 10.
4. Wenn eine Indexseite modifiziert/eingefügt werden muss, ist ein weiterer Festplattenzugriff erforderlich, um die modifizierte Seite zurückzuschreiben.
5. Für eine Einfügung ohne Index sind auch zwei Festplattenzugriffe nötig.

Wenn es nur einen Index auf Kunde gibt, erfordert Q_2 immer noch einen Scan der gesamten Relation (Kosten 10). Allerdings kann Q_1 beantwortet werden, indem eine Indexseite gelesen wird, um die drei Tupel für einen bestimmten Kunden zu finden, und anschließend drei weitere Zugriffe erfolgen, um diese Tupel zu finden. Einfügen I erfordert, dass sowohl eine Seite des Index als auch eine Seite der Daten gelesen und geschrieben wird, was insgesamt 4 Festplattenzugriffe bedeutet.

Die letzte Zeile in Abb. 8.3 gibt die durchschnittlichen Kosten einer Aktion an, unter der Annahme, dass der Anteil der Zeit, in der wir Q_i ausführen, p_1 beträgt und der Anteil der Zeit, in der wir Q_2 ausführen, p_2 ist. Daher beträgt der Anteil der Zeit, in der wir I ausführen, $1 - p_1 - p_2$.

Je nach p_1 und p_2 kann jede der vier Optionen (Index/kein Index) die besten durchschnittlichen Kosten für die drei Aktionen ergeben. Zum Beispiel, wenn $p_1 = p_2 = 0,1$, dann ist der Ausdruck $2 + 8p_1 + 8p_2$ am kleinsten, sodass wir es bevorzugen würden, keine Indizes zu erstellen.

Das heißt, wenn wir überwiegend Einfügungen durchführen und nur sehr wenige Abfragen, dann wollen wir keinen Index. Intuitiv, wenn wir viele Abfragen durchführen und die Anzahl der Abfragen, die Artikel und Kunden angeben, ungefähr gleich häufig sind, dann sind beide Indizes erwünscht. Wenn wir nur ein Typ von Query häufig verwenden, dann sollten wir nur den Index definieren, der uns bei dieser hilft.

Das „Tuning“ einer Datenbank umfasst nicht nur die Auswahl von Indizes, sondern auch die Festlegung vieler verschiedener Parameter. Es gibt zahlreiche Tools, die entwickelt wurden, um diese Verantwortung vom Datenbankdesigner zu übernehmen, indem das System sich selbst optimiert oder dem Designer zumindest Empfehlungen für sinnvolle Entscheidungen gibt. Dabei ermittelt das Tool zuerst die Abfragelast, dann können Einschränkungen festgelegt werden. Anschließend werden Kandidaten-Indizes generiert und bewertet und zu guter Letzt wählt man die Index-Sets aus. Ein komplexeres Problem tritt beim dritten Schritt auf, wenn bereits gewählte Indizes existieren, da diese beeinflussen können, wie viel Nutzen ein zusätzlicher Index bringt. Ein bewährter Ansatz zur Auswahl von Indizes ist das sogenannte „greedy“-Verfahren, bei dem zunächst ohne ausgewählte Indizes der Nutzen jedes Kandidaten-Index bewertet wird. Wenn es einen Index mit positivem Nutzen gibt, wird dieser ausgewählt und anschließend wird eine Neubewertung ausgeführt, wobei davon ausgegangen wird, dass der zuvor ausgewählte Index bereits verfügbar ist. Dieser Prozess wird so lange wiederholt, bis es keinen Kandidaten-Index mit positivem Nutzen mehr gibt.

4.2 B-Baum-Index

Indizes werden auf der Ebene der Storage-Engine und nicht auf der Serverebene implementiert. Daher sind sie nicht standardisiert und unterscheiden sich je nach Engine. Zudem unterstützen nicht alle Engines alle Indextypen. Eine Storage-Engine ist eine Kernkomponente eines Datenbankmanagementsystems (DBMS), die für die Speicherung und Verwaltung der Daten zuständig ist. Sie entscheidet, wie Daten physisch organisiert, gespeichert und abgerufen werden. Verschiedene Storage-Engines unterscheiden sich in ihrer Indexfunktionalität sowie in der Unterstützung von Transaktionen und Sperrmechanismen.

Der erste zu betrachtende Indextyp ist der B-Baum-Index (engl. B-Tree Index), der auf einer speziellen Baum-Datenstruktur basiert. Diese Struktur wird von den meisten MySQL-Storage-Engines unterstützt. Die Implementierung und Nutzung des B-Baum-Indexes kann jedoch je nach verwendeter Storage-Engine variieren.

Das Grundprinzip eines B-Baums ist, dass alle Werte in einer bestimmten Reihenfolge gespeichert werden und jede Blattseite den gleichen Abstand zum Wurzelknoten hat. Ein

B-Baum-Index beschleunigt den Datenzugriff, da die Storage-Engine nicht die gesamte Tabelle durchsuchen muss, um die gewünschten Daten zu finden. Stattdessen beginnt die Suche beim Wurzelknoten.

Die Slots im Wurzelknoten enthalten Zeiger auf Kindknoten, und die Storage-Engine folgt diesen Zeigern. Der richtige Zeiger wird durch Vergleich der Werte in den Knoten-Seiten (engl. node pages) ermittelt, die die oberen und unteren Grenzen der Werte in den Kindknoten definieren. Letztlich stellt die Storage-Engine fest, ob der gewünschte Wert existiert, oder sie erreicht erfolgreich eine Blattseite (engl. leaf page).

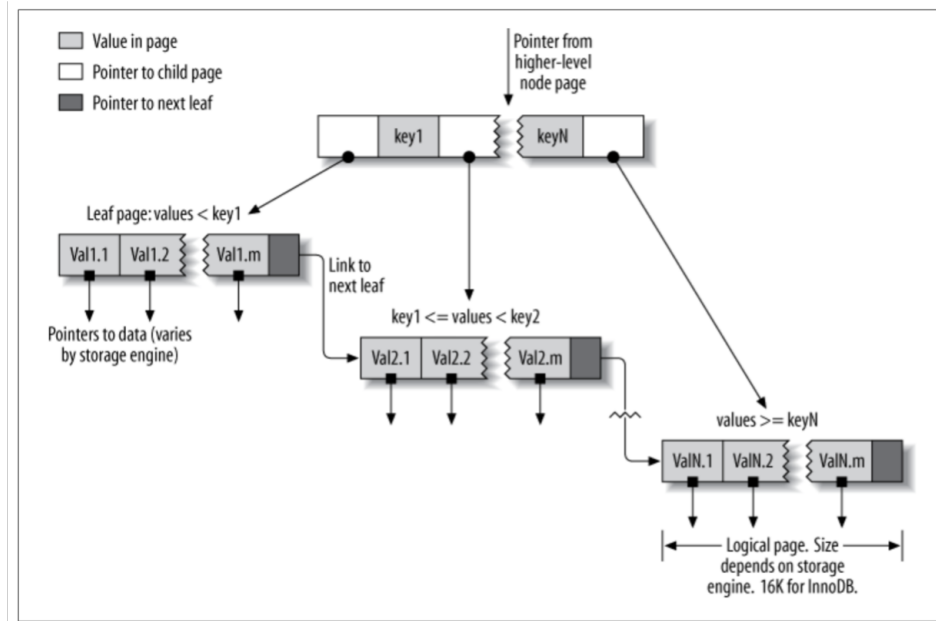


Abbildung 4.1: Darstellung des binären Baums mit Knoten und Blättern (Abbildung 5–1 aus Schwartz et al., 2012, S. 149)

Blattseiten sind besonders, da sie Zeiger auf die indexierten Daten enthalten, anstatt auf andere Seiten zu verweisen. Zwischen dem Wurzelknoten und den Blattseiten können viele Ebenen von Knoten-Seiten existieren. Die Tiefe des Baumes hängt von der Größe der Tabelle ab.

Außerdem speichern B-Bäume die indexierten Spalten in einer festgelegten Reihenfolge, was sie besonders nützlich für die Suche nach Datenbereichen macht. Beispielsweise kann ein Index auf einem Textfeld (z.B. vom Typ VARCHAR) effizient alle Namen finden, die mit „K“ beginnen, da die Werte in alphabetischer Reihenfolge gespeichert sind.

Der Index sortiert die Werte entsprechend der Reihenfolge der in der CREATE TABLE-Anweisung angegebenen Spalten, beispielsweise des Primärschlüssels (last_name, first_name, b_day).

B-Baum-Indizes eignen sich gut für das Suchen mit dem vollständigen Schlüsselwert (engl. full key value), einem Schlüsselbereich (engl. key range) oder einem Schlüsselpräfix (engl. full key prefix). Beim Schlüsselpräfix ist dies jedoch nur der Fall, wenn die Suche das linkeste Präfix des Indexes verwendet.

Als Nächstes betrachten wir die möglichen Abfragen, bei denen B-Baum-Indizes besonders hilfreich sind, um ein besseres Verständnis für ihre optimale Nutzung zu erlangen. Eine Übereinstimmung mit dem vollständigen Schlüsselwert liefert Werte für alle Spalten im Index. Eine beispielhafte Abfrage wäre die Suche nach allen Einträgen für Max Mustermann, geboren am 2000-01-01, wenn der Schlüssel aus Nachname, Vorname und Geburtsdatum besteht. Für diesen Index sind auch Abfragen nützlich, die nur mit dem linken Präfix übereinstimmen, beispielsweise die Suche nach „Mustermann“. Eine weitere Möglichkeit ist die Übereinstimmung mit einem Spaltenpräfix, also dem ersten Teil eines Spaltenwerts, etwa alle Nachnamen, die mit „M“ beginnen. Ebenso effizient ist der Index bei der Übereinstimmung mit einem Wertebereich, z.B. Nachnamen zwischen „Mustermann“ und „Müller“.

Ein B-Baum-Index kann auch genutzt werden, um Abfragen effizient zu unterstützen, bei denen eine Spalte exakt und eine andere innerhalb eines Wertebereichs abgefragt wird. Beispielsweise könnte dies eine exakte Übereinstimmung mit dem Nachnamen „Mustermann“ und eine Bereichsabfrage für Vornamen, die mit „Ma“ beginnen, umfassen. Der letzte Anwendungsfall sind Abfragen, die nur den Index verwenden und nicht die gespeicherten Zeilen, etwa wenn alle benötigten Daten im Index enthalten sind.

Ein weiterer Vorteil von B-Baum-Indizes ist, dass sie aufgrund der sortierten Baumstruktur nicht nur Abfragen, sondern auch ORDER BY-Bedingungen effizient unterstützen können. Wenn ein B-Baum für die Suche genutzt werden kann, kann er auch für die Sortierung der Ergebnisse verwendet werden.

Es gibt jedoch Einschränkungen von B-Baum-Indizes, die dazu führen, dass andere Indextypen für bestimmte Szenarien besser geeignet sind. Eine Einschränkung ist, dass die Suche nicht am linken Ende des Indexes beginnen kann. Beispielsweise ist ein Index, der aus Nachname, Vorname und Geburtsdatum besteht, nicht geeignet, um alle Personen zu finden, die vor dem Jahr 2000 geboren wurden, ohne dass der Nachname und Vorname ebenfalls spezifiziert werden.

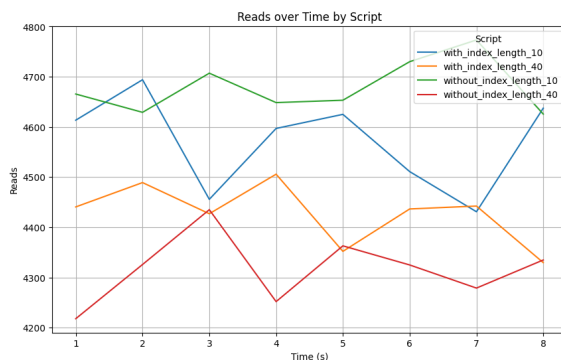
Für optimale Leistung sollten Indizes mit den gleichen Spalten, jedoch in unterschiedlicher Reihenfolge erstellt werden, um die häufigsten Abfragen zu optimieren. Eine Analyse der am häufigsten verwendeten Abfragen kann dabei helfen zu entscheiden, ob zusätzliche Indizes erforderlich sind.

Um die Benchmarks durchzuführen, erstellen wir zunächst wieder unsere Kundentabelle (2.5) und definieren folgende B-Tree-Indizes:

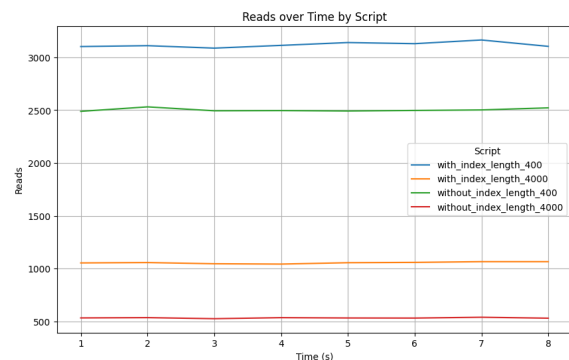
Codeblock 4.6: Definition mehrere Indizes

```
1 CREATE INDEX idx_stadt ON KUNDEN(STADT);
2 CREATE INDEX idx_postleitzahl ON KUNDEN(POSTLEITZAHL);
3 CREATE INDEX idx_geburtstag ON KUNDEN(GEBURTSTAG);
```

Um die Effizienz dieser Indizes zu überprüfen, vergleichen wir diese Konfiguration mit einer, bei der nur die Kundentabelle und keine Indizes erstellt werden. Anschließend werden in beiden Fällen eine bestimmte Anzahl an Datensätzen eingefügt. Um die Performance der Select-Abfragen zu messen, führen wir verschiedene Queries an die Datenbank aus, bei denen die Attribute GEBURTSTAG, STADT und POSTLEITZAHL berücksichtigt werden. Dazu gehören GROUP BY- und COUNT-Abfragen, bei denen diese Attribute entweder direkt verwendet werden oder in der WHERE-Bedingung eine Rolle spielen. Damit es übersichtlich genug bleibt, vergleichen wir 10 Datensätze mit 40 und 400 mit 4000 Zeilen.



(a) Mit 10 und 40 Datensätze



(b) Mit 400 und 4000 Zeilen

Abbildung 4.2: Grafik zeigt Performance mit und ohne Index für Readsabfragen

In der Abbildung 4.2a können wir erkennen, dass bei 10 Datensätzen die Version ohne Indizes schneller ist als diejenige mit. Bei 40, 400 oder 4000 (siehe 4.2b) Zeilen sehen wir aber schon die Wirkung, die die Indizes haben können, denn dort ist jeweils die Version mit Indizes effizienter. Der Unterschied ist bei der Version mit 40 zwar etwas geringer, aber bei den anderen Fällen sehen einen deutlichen Unterschied. Interessant ist, dass es nicht linear oder quadratisch mit der Anzahl an Datensätzen in der Tabelle steigt, sondern bei 400 und 4000 beträgt der Abstand jeweils etwa 500–700 ms. Bei der Schreibgeschwindigkeit sind beide Versionen auf einem sehr ähnlichen Niveau, aber tendenziell hat die Version ohne Index einen leichten Vorteil.

Mit dem vorherigen Benchmark können wir die Vorteile eines Benchmarks schon deutlich erkennen. Jetzt wollen wir aber auch die Wichtigkeit der richtigen Verwendung des B-Tree-Indexes untersuchen. Dazu erstellen wir erneut die Kundentabelle, aber bestimmen dieses Mal nur einen Index.

Codeblock 4.7: Definition für den 2. Benchmark

```
1 CREATE INDEX combined_index ON KUNDEN(NAME, VORNAME, GEBURTSTAG);
```

Wir befüllen die Tabelle mit einer festgelegten Anzahl an Datensätzen und führen unterschiedliche Select-Befehle aus. Mit den verschiedenen Selects können wir erkennen, bei welchen Abfragen der Index am effizientesten ist.

Codeblock 4.8: Unterschiedliche Where-Bedingungen für B-Tree-Index

```
1 -- column_prefix
2 WHERE NAME LIKE 'M%';
3 -- combined_match_with_range
4 WHERE NAME = 'Müller' AND VORNAME = 'Max' AND GEBURTSTAG < '1980-01-01';
5 -- exact_with_prefix
6 WHERE NAME = 'Müller' AND VORNAME LIKE 'M%' ORDER BY GEBURTSTAG;
7 -- full_match
8 WHERE NAME = 'Müller' AND VORNAME = 'Max' AND GEBURTSTAG = '1960-01-01';
9 -- leftmost_prefix
10 WHERE NAME = 'Müller';
11 -- not_leftmost
12 WHERE GEBURTSTAG < '1980-01-01';
13 -- range_values
14 WHERE NAME BETWEEN 'Müller' AND 'Schulz';
15 -- range_with_like
16 WHERE NAME = 'Müller' AND VORNAME LIKE 'M%' AND GEBURTSTAG < '1980-01-01';
17 -- skip_columns
18 WHERE NAME = 'Müller' AND GEBURTSTAG < '1980-01-01';
```

Anhand der Grafik in Abbildung 4.3 lässt sich erkennen, dass der `full_match` die höchste Effizienz aufweist. Es folgt `combined_match_with_range`, bei dem die ersten beiden Argumente wie beim `full_match` exakt bestimmt sind, während das dritte Argument, das Geburtsdatum, eine größere Flexibilität bietet, da hier alle Kunden berücksichtigt werden, die vor dem 01. Januar 1980 geboren wurden. Im Anschluss kommt `range_with_like`, bei dem zusätzlich zum Geburtsdatum auch der Vorname mit „M“ beginnen muss, jedoch nicht exakt „Max“ sein muss. Danach folgt `exact_with_prefix`, das dem vorherigen Fall ähnlich ist, jedoch zusätzlich eine aufsteigende Sortierung nach dem Geburtsdatum aufweist. Dies zeigt, dass der B-Tree-Index auch für das Sortieren von Spalten genutzt werden kann. Es folgt `skip_columns`, bei dem der Vorname vollständig ignoriert wird. Dadurch werden mehr Zeilen zurückgegeben, was die Performance negativ beeinflusst. Anschließend kommt `leftmost_prefix`, bei dem nur nach dem Namen gefiltert wird. Bei `column_prefix`, das direkt darauf folgt, wird statt des Namens „Müller“ jeder Nachname zurückgegeben, der mit „M“ beginnt. Schließlich

zeigt range_values alle Namen zwischen „Müller“ und „Schulz“, während bei not_leftmost ausschließlich nach dem Geburtsdatum gefiltert wird, ohne weitere Kriterien. Insgesamt verdeutlicht diese Analyse die entscheidende Rolle des B-Tree-Index, da die Antwortzeiten je nach Art der Abfrage erheblich variieren können.

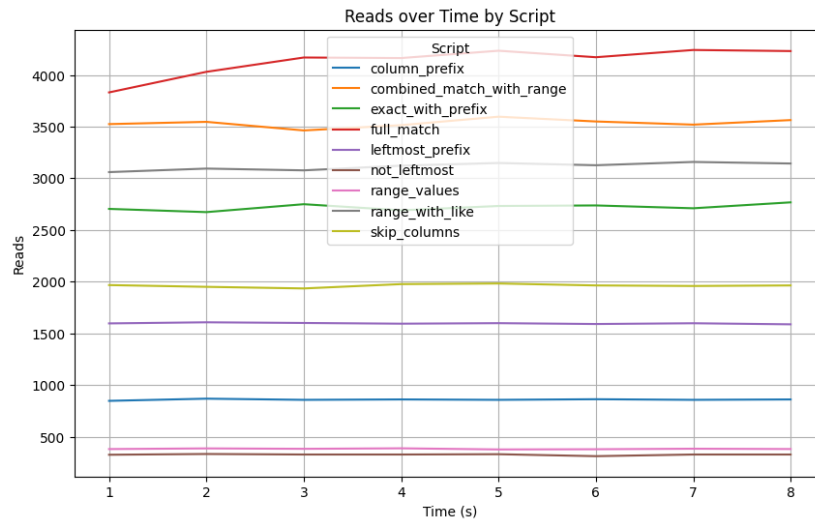


Abbildung 4.3: Visualisierung von unterschiedlichen Select-Queries mit Index

Diese unterschiedlichen Zeiten hängen aber nicht nur davon ab, ob der Index verwendet werden kann, sondern auch wie viele Tupel jeweils zurückgegeben werden. Wir können sehen, dass diejenigen Abfragen, die am wenigsten Zeilen zurückgeben, sind auch diejenigen sind, bei denen es die höchste Performance gibt. Aber mithilfe des EXPLAIN-Operators können wir tatsächlich herausfinden, ob der definierte Index aus 4.7 greift oder nicht. Die Analyse von EXPLAIN zeigt, dass range_values und not_leftmost die einzigen sind, bei denen der Index nicht verwendet wird und beide sind auch die Langsamsten im Vergleich gewesen.

Select-Query	Anzahl an Zeilen	Index benutzt?
full_match	0	ja
combined_match_with_range	11	ja
range_with_like	39	ja
exact_with_prefix	65	ja
skip_columns	144	ja
leftmost_prefix	250	ja
column_prefix	509	ja
range_values	1313	nein
not_leftmost	2420	nein

Tabelle 4.2: Ergebnisse der COUNT(*)-Abfragen für B-Tree-Index

TODO (Daniel): change the select-queries pls

4.3 Hash-Index

Ein weiterer Indextyp, den wir betrachten, ist der Hash-Index. Dieser basiert auf einer Hash-Tabelle und ist daher nur für exakte Suchanfragen geeignet, die alle Spalten im Index verwenden. Die Funktionsweise der Storage-Engine lässt sich wie folgt beschreiben: Für jede Zeile wird mithilfe einer Hash-Funktion ein Hash-Wert der indexierten Spalte berechnet. Der Hash-Wert (engl. *hash code*) ist eine kleine Zahl, die sich in der Regel von den Hash-Werten anderer Zeilen mit unterschiedlichen Schlüsselwerten unterscheidet.

In MySQL unterstützt nur die Memory-Storage-Engine explizite Hash-Indizes. Der bereits besprochene Standard-Indextyp für Memory-Tabellen, der B-Baum-Index, ist jedoch ebenfalls möglich. Außerdem unterstützt die Memory-Engine keine eindeutigen Hash-Indizes. Das bedeutet, wenn mehrere Werte denselben Hash-Wert besitzen, speichert der Index die Zeiger auf die Zeilen (engl. *row pointers*) in demselben Hash-Tabelleneintrag, typischerweise mithilfe einer verketteten Liste (z.B. einer *Linked List*). Im Gegensatz dazu stellen eindeutige Hash-Indizes sicher, dass für jeden Hash-Wert nur ein einziger Eintrag existiert. Bei Konflikten wird ein Mechanismus wie die *Open Addressing*-Strategie (z.B. *Linear Probing* oder *Quadratic Probing*) eingesetzt, um Konflikte zu lösen und den Speicherplatz effizient zu verwalten. Hierbei wird versucht, Konflikte direkt innerhalb der Hash-Tabelle zu bewältigen, anstatt auf zusätzliche Datenstrukturen wie verkettete Listen zurückzugreifen.

Um die Berechnung der Hash-Funktion genauer zu erläutern, folgt ein Beispiel:

Codeblock 4.9: Variationen

```
1 SELECT lname FROM testhash WHERE fname = 'Peter';
```

Zunächst berechnet MySQL den Hash-Wert für 'Peter' und verwendet diesen, um den entsprechenden Zeiger im Index zu finden. Angenommen, die Hash-Funktion liefert für 'Peter' den Wert **7654**. MySQL sucht nun im Index an der Position 7654 und findet einen Zeiger auf Zeile 3. Im letzten Schritt wird der Wert in Zeile 3 mit 'Peter' verglichen, um sicherzustellen, dass es sich um die richtige Zeile handelt. Da die Indizes nur kompakte Hash-Werte speichern, sind Hash-Indizes äußerst platzsparend, und Suchvorgänge erfolgen in hoher Geschwindigkeit.

Ähnlich wie der B-Baum-Index hat auch der Hash-Index einige Einschränkungen, auf die wir nun eingehen: Da der Index nur Hash-Werte und Zeiger auf Zeilen (engl. *row pointers*) enthält, jedoch nicht die Werte selbst, kann MySQL den Index nicht verwenden, um das Einlesen der Zeilen zu vermeiden. Da der Zugriff auf die in den Speicher geladenen Zeilen jedoch sehr schnell ist, wird die Leistung dadurch nicht wesentlich beeinträchtigt.

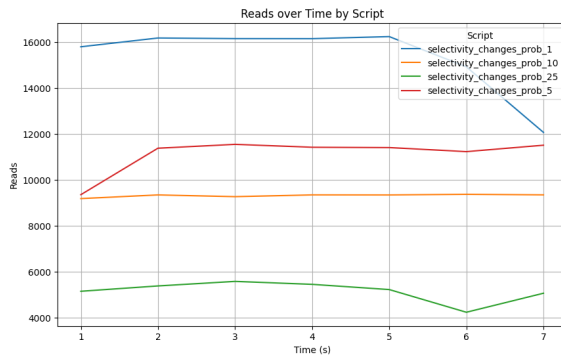
Ein wesentlicher Nachteil von Hash-Indizes ist, dass sie nicht für Sortierungen verwendet werden können, da die Werte nicht in einer geordneten Reihenfolge gespeichert sind. Im Gegensatz dazu können B-Baum-Indizes Sortierungen unterstützen, wenn sie entsprechend erstellt und genutzt werden. Darüber hinaus ermöglichen Hash-Indizes keine partiellen Schlüsselübereinstimmungen (engl. *partial key matching*). Da der Hash-Wert aus dem gesamten indexierten Wert berechnet wird, hilft ein Hash-Index beispielsweise nicht, wenn ein Index aus den Spalten (A, B) besteht und die WHERE-Klausel nur auf A verweist. Ein weiterer Nachteil besteht darin, dass Hash-Indizes keine Bereichsabfragen (engl. *range queries*) unterstützen. Sie eignen sich lediglich für Gleichheitsvergleiche, wie die Operatoren = (gleich), <=> (null-sicher gleich) und IN().

Obwohl Hash-Indizes sehr performant sind, können Hash-Kollisionen ihre Leistung beeinträchtigen. Wenn viele Werte denselben Hash-Wert aufweisen, muss die Storage-Engine jeden Zeiger in der verketteten Liste durchlaufen und die entsprechenden Werte mit dem Suchwert vergleichen, um die richtige(n) Zeile(n) zu finden. Auch Index-Wartungsoperationen können bei vielen Kollisionen langsamer werden. Wenn beispielsweise ein Index auf einer Spalte mit sehr geringer Selektivität erstellt wird und eine Zeile gelöscht werden soll, kann das Finden des entsprechenden Zeigers im Index sehr aufwendig sein, was auch das Löschen der Zeile verzögert.

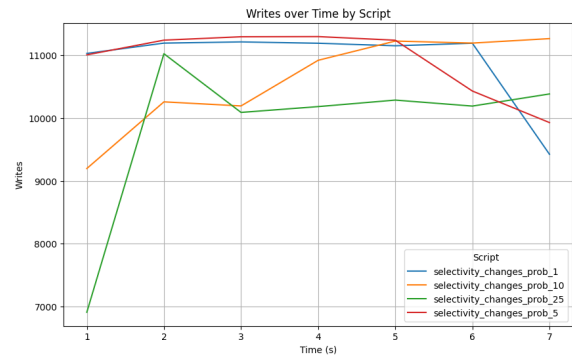
Einige Speicher-Engines, wie beispielsweise InnoDB, können zudem erkennen, wenn bestimmte Index-Werte besonders häufig verwendet werden, und automatisch einen Hash-Index für diese Werte im Speicher (engl. *memory*) erstellen, der zusätzlich zu den vorhandenen B-Baum-Indizes genutzt wird.

Als Nächstes kommen wir zu den Benchmarks mit Hash-Indizes. Dazu verwenden wir erneut die Kundentabelle und erstellen nur einen Index für die Spalte NAME. Am Ende des CREATE INDEX-Befehl müssen wir USING HASH hinzufügen, damit anstelle des standartmäßigen B-Tree-Index der Hash-Index verwendet wird. Danach befüllen wieder die Tabelle mit Testdaten.

Diesmal untersuchen wir beim ersten Benchmark den Einfluss von Hash-Kollisionen für die Performance. Um den Grad der Kollisionen zu verändern haben wir eine Variable, die die obere Grenze für die zufällige Generierung einer Zahl, die an dem Namen herangehängt wird, darstellt. Anschließend fragen wir alle Zeilen mit dem Wert Kunde_1 für die Spalte NAME ab. Wir führen die Tests mit den Kollisionswahrscheinlichkeiten von 25%, 10%, 5% und 1% durch.



(a) Unterschiede von Readsabfragen



(b) Unterschiede von Schreibbefehlen

Abbildung 4.4: Vergleich der Auswirkungen von Hashkollisionen

An den Ergebnissen in Abbildung 4.4 können wir sehen, dass je geringer die Wahrscheinlichkeit für eine Kollision ist, desto schneller ist die Select-Abfrage. Es fällt auch auf, dass die Unterschiede zwischen den verschiedenen Kollisionswahrscheinlichkeiten sehr groß sind. Hingegen die Einfüge-Performance ist überraschenderweise bei allen 4 Varianten auf einem ähnlichen Niveau.

Als zweiten Test wollen wir wieder überprüfen, ob der Index bei bestimmten Select-Queries benutzt wird oder nicht. Wie erwartbar benutzen wir wieder unsere Kundentabelle und erstellen den gleichen Index wie in Beispiel 4.7. Anschließend fügen wir wieder die Testdaten ein und verwenden wieder die Select-Befehle aus 4.8. Dieses Mal benutzen wir aber nicht alle Select-Befehle, sondern nur die folgenden:

Select-Query	Anzahl an Zeilen	Index benutzt?
full_match	0	ja
combined_match_with_range	4	nein
exact_with_prefix	41	nein
leftmost_prefix	201	nein

Tabelle 4.3: Ergebnisse der COUNT(*)-Abfragen für B-Tree-Index

Wie schon aus der Tabelle 4.3 ersichtlich wird, wir nur bei full_match der Index verwendet. Diese Erkenntnis können wir auch aus dem Result des Benchmarks (siehe 4.5) erkennen. Denn die Query ist um ein Erhebliches schneller als alle anderen (etwa um Faktor 15). Alle anderen Queries sind sehr ähnlich, was unter anderem auch der Skalierung geschuldet ist. Obwohl combined_match_with_range nur 4 Zeilen zurückgibt und leftmost_prefix hingegen 201 Datensätze, sind die Unterschiede nur sehr klein.

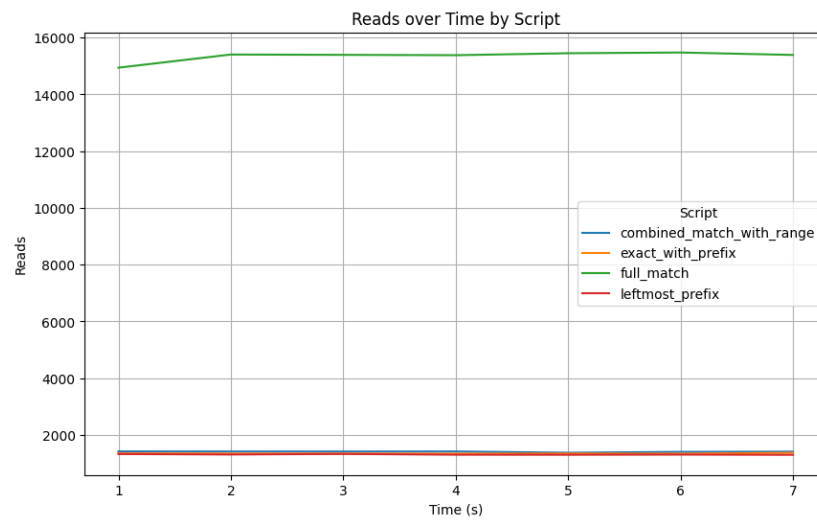


Abbildung 4.5: Grafik visualisiert unterschiedlichen Select-Queries mit Index

5 Views

Im folgenden Kapitel betrachten wir die Performance Vorteile von Sichten (engl. Views) in SQL. Zunächst befassen wir uns mit virtuellen Sichten, ihren Vor- und Nachteilen sowie dem Verhalten bei Inserts. Danach widmen wir uns materialisierten Sichten, die physisch in der Datenbank gespeichert werden, und deren Implementierung. Dabei erklären und nutzen wir Trigger, da MySQL keine native Unterstützung für materialisierte Sichten bietet. In den letzten beiden Kapiteln betrachten wir die Durchführung der Benchmarks näher und interpretieren die entstandenen Ergebnisse.

5.1 Virtuelle Views

Grundlegend existieren Relationen, bzw. Tabellen, die durch das `CREATE TABLE` – Statement definiert werden, physisch in der Datenbank. Damit sind sie persistent, was bedeutet, dass sie dauerhaft existieren und sich nicht ändern, es sei denn, sie werden explizit durch eine SQL-Änderungsanweisung dazu aufgefordert. Dies entspricht der Dauerhaftigkeit des ACID-Prinzips Luber, 2018, die sicherstellt, dass bestätigte Transaktionen dauerhaft gespeichert bleiben und auch bei Systemausfällen nicht verloren gehen. Es gibt jedoch eine weitere Klasse von SQL-Relationen, die nicht wie Tabellen physisch gespeichert werden (Garcia-Molina, 2008, S. 341–349, 353–366, Schwartz et al., 2012, pp. 276–281). Sie werden als virtuelle Sichten bezeichnet. Virtuelle Sichten werden durch einen Ausdruck definiert, der einer Abfrage ähnelt und können auch so abgefragt werden, als ob sie tatsächlich physisch existierten. In einigen Fällen kann man sogar die Datensätze über die Sicht geändert werden.

Codeblock 5.1: Allgemeine View-Deklaration

```
1 CREATE VIEW <name> AS <definition>;
```

In dem Codeblock 5.1 sehen wir die Struktur der Definition einer View. Als Nächstes müssen wir die view-definition mit einer SQL-Abfrage ersetzen, die den Inhalt der virtuellen Sicht abbilden soll. Um dieses Vorgehen mit einem Beispiel näher zu veranschaulichen, nutzen wir die Tabellen Kunden (2.5) und Bestellung (2.6). Nun wollen wir, dass die beiden Tabellen über die KUNDEN_ID in der Sicht zusammengefügt werden, da die KUNDEN_ID zum einen der

Primärschlüssel der Kundentabelle ist und zum anderen der Fremdschlüssel in Bestellung. Um in die SQL-Abfrage noch etwas mehr Komplexität zu bekommen, wollen wir neben der Join-Operation zusätzlich den Umsatz pro Jahr und pro Stadt aggregieren. Diese Aggregation könnte beispielsweise von einem Marketingteam genutzt werden, um schwache Regionen zu identifizieren und gezielt in diesen nachzusteuern. Die View mit dem Namen KUNDEN_OVERVIEW hat folgende Struktur:

Codeblock 5.2: View Deklaration

```
1 CREATE VIEW KUNDEN_OVERVIEW AS
2 SELECT
3     EXTRACT(YEAR FROM B.BESTELLDATUM) AS Jahr,
4     K.LAND AS Land,
5     SUM(B.UMSATZ) AS Gesamtumsatz
6 FROM KUNDEN K
7     JOIN BESTELLUNG B ON K.KUNDEN_ID = B.FK_KUNDEN
8 GROUP BY EXTRACT(YEAR FROM B.BESTELLDATUM), K.LAND;
```

Wenn wir die Daten dieser virtuellen Sicht abfragen wollen, dann adressieren wir den Namen in der FROM-Klausel und verlassen uns darauf, dass das Datenbankmanagementsystem die benötigten Tupel erzielt (siehe 5.3). Dabei operiert das DBMS direkt auf den Relationen, die die virtuelle Sicht definieren. In unserem Fall sind das die Kunden- und Bestelltabelle.

Codeblock 5.3: SQL-Befehl mit Sicht

```
1 SELECT * FROM KUNDEN_OVERVIEW
2 ORDER BY Jahr ASC, Gesamtumsatz DESC;
```

Eine weitere Möglichkeit, die Funktionsweise einer Sicht besser zu verstehen, besteht darin, sie in einer FROM-Klausel durch eine Unterabfrage zu ersetzen, die identisch mit der Sichtdefinition ist. Die Unterabfrage müssen wir noch mit einer Tupelvariablen ergänzen, damit wir auch Bezug auf die Tupel nehmen können. Die SQL-Abfrage aus 5.4 liefert das gleiche Ergebnis wie die aus 5.3, wenn wir unsere View wie im Beispiel 5.2 definieren. Zu dem Einfluss auf die Performance kommen wir in den späteren Unterkapiteln [Durchführung der Benchmarks](#) und [Analyse der Ergebnisse](#).

Codeblock 5.4: Select-Befehl ohne Sicht

```
1 SELECT YEAR (B.BESTELLDATUM) AS Jahr, K.STADT, SUM (B.UMSATZ) AS Gesamtumsatz
2 FROM KUNDEN K
3     JOIN BESTELLUNG B ON K.KUNDEN_ID = B.FK_KUNDEN
4 GROUP BY YEAR (B.BESTELLDATUM), K.STADT
5 ORDER BY Jahr DESC, Gesamtumsatz DESC;
```

Man kann den Attributen einer Sicht eigene Namen vergeben, indem man sie in Klammern hinter dem Namen der Sicht aus der CREATE VIEW-Anweisung auflistet. Die Definition einer Sicht kann mit DROP VIEW <view-name> gelöscht werden, wodurch keine Abfragen mehr auf dieser Sicht ausgeführt werden können. Das Löschen der Sicht hat jedoch keine Auswirkungen auf die Tupel der zugrundeliegenden Tabellen. Im Gegensatz dazu würde DROP TABLE <table-name> die Tabelle löschen und damit auch die darauf basierenden Sichten unbrauchbar machen, da ihre Definitionen auf der gelöschten Tabelle beruhen.

Abgesehen vom Löschen der Tabellen kann man auch Einfügungen an der View durchführen. Dies ist aber nicht uneingeschränkt möglich und nur unter bestimmten Bedingungen erlaubt. Zum einen muss die Sicht durch eine einfache Abfrage aus nur einer einzigen Relation definiert sein. Zum anderen muss die SELECT-Klausel ausreichend Attribute umfassen, sodass fehlende Werte bei Einfügungen mit NULL oder anderen definierten Standardwerten ergänzt werden können. Die Änderungen werden dann direkt auf die Basistabelle angewendet, wobei nur die in der Sicht definierten Attribute berücksichtigt werden. Wenn die eben beschriebenen Bedingungen erfüllt sind, werden auch bei Löschungen und Aktualisierungen die Änderungen auf die zugrundeliegende Relation R übertragen. Dabei wird die WHERE-Bedingung der View zu den Bedingungen der Änderung im WHERE-Block hinzugefügt. Wenn die Bedingungen nicht erfüllt sind, wie in unserem Beispiel (5.2), weil mehrere Relationen in der View verwendet werden, müssen Änderungen direkt an den zugrunde liegenden Tabellen vorgenommen werden. In diesem Fall kann die View nur für Select-Abfragen genutzt werden.

Das Einfügen über die Sicht ist jedoch nicht die intuitivste Möglichkeit, um Änderungen an den unterliegenden Tabellen durchzuführen. Das liegt vor allem an dem Umgang mit den nicht definierten Werten, weshalb sich das Konzept von Triggern anbietet. Trigger in SQL sind Datenbankobjekte, die mit einer Tabelle verknüpft sind und sobald bestimmte Ereignisse eintreten, führen sie eine Reihe von Anweisungen aus (DataScientest, 2023). Die Auslösung eines Triggers kann entweder vor (BEFORE) oder nach (AFTER) einem bestimmten Ereignis erfolgen, wie INSERT, UPDATE oder DELETE. Bei Triggern auf Sichten können auch INSTEAD-OF-Trigger verwendet werden, die Änderungsversuche an der Sicht abfangen und stattdessen eine frei definierbare Aktion ausführen.

Codeblock 5.5: Allgemeine Trigger Deklaration

```
1 CREATE TRIGGER trigger_name
2 {BEFORE | AFTER | INSTEAD OF} {INSERT | UPDATE | DELETE}
3 ON {table_name | view_name}
4 FOR EACH ROW
5 trigger_body;
```

Das Problem in MySQL mit Triggern ist aber, dass sie nur auf Tabellen angewendet werden können. Später werden wir dazu im Kapitel 5.3 noch ein genaueres Beispiel betrachten. Es

bietet sich aber ein weiteres Konzept mit den Stored Procedures an, um Werte in die virtuelle Sicht einzufügen. Stored Procedures sind Funktionen, die direkt im DB-Server hinterlegt werden und wie andere integrierte Funktionen, wie z.B. round(), aufgerufen werden können.

Codeblock 5.6: Allgemeine Prozedur Deklaration

```
1 CREATE PROCEDURE stored_procedure_name(IN param1 INT, IN param2 VARCHAR(255))
2 BEGIN
3     -- smth
4 END
```

Damit wir für die Sicht aus unserem Beispiel (5.2) Daten einfügen können, muss die Prozedur die gleichen Parameter, wie die Spalten der View, bekommen. Die Parameter werden in der Funktion verarbeitet und die ermittelten Daten in die zugrunde liegenden Tabellen eingefügt. Wenn die Prozedur korrekt ist, dann werden die Änderungen bei der nächsten SELECT-Abfrage der View sichtbar.

Codeblock 5.7: Deklaration der Prozedur

```
1 CREATE PROCEDURE insert_view(IN Jahr INT, IN Stadt VARCHAR (255), IN Umsatz INT)
2 BEGIN
3 INSERT INTO BESTELLUNG (BESTELLDATUM, FK_KUNDEN, UMSATZ)
4 VALUES (STR_TO_DATE(CONCAT(Jahr, '-01-01'), '%Y-%m-%d'),
5         (SELECT K.KUNDEN_ID FROM KUNDEN K WHERE K.STADT = Stadt LIMIT 1), Umsatz);
6 END;
```

Jetzt können wir die Methode insert_view einfach mit dem CALL-Befehl aufrufen und die Werte für die drei Parameter in Klammern übergeben. Dadurch werden die Werte in die Bestelltabelle eingefügt. Als Bestelldatum wird stets der erste Tag des Jahres verwendet und als Kunde wird einer gewählt, der in der jeweiligen Stadt lebt.

Im Vergleich zum direkten Einfügen in die Bestelltabelle verlieren wir jedoch an Datenpräzision. Einerseits haben wir nicht das genaue Datum und andererseits fehlt die Information zur ARTIKEL_ID. Zusammengefasst lässt sich sagen, dass je nach Definition der Sicht Daten entweder direkt eingefügt oder mithilfe von Stored Procedures befüllt werden können. Es ist dabei jedoch nicht ausgeschlossen, dass in den zugrunde liegenden Tabellen zu geringerer Datenqualität kommen kann, da zum Beispiel NULL-Werte oder andere Standardwerte verwendet werden.

5.2 Materialisierte Views

Allgemein sind Sichten so definiert, dass sie eine neue Relation aus Basistabellen durch Ausführen einer Abfrage auf diesen Tabellen erstellen. Bisher haben wir Sichten ausschließlich als logische Beschreibungen von Relationen betrachtet. In bestimmten Fällen kann es jedoch aus Performancegründen sinnvoll sein, sie zu materialisieren, also die Ergebnisse physisch zu speichern. Durch die physische Speicherung verringert sich der Rechenaufwand für Abfragen, da beispielsweise in unserem Fall (siehe 5.2) der Join nicht erneut ausgeführt werden muss. Die bereits gespeicherten Ergebnisse sind direkt abrufbar. Dies führt zu einer schnelleren Antwortzeit der Query, bringt jedoch einen höheren Pflegeaufwand mit sich. Passend zu unserer virtuellen Sicht (5.2) sieht die Materialisierte wie folgt aus:

Codeblock 5.8: Materialized View

```
1 CREATE MATERIALIZED VIEW UmsatzProJahrStadt AS
2 SELECT
3     EXTRACT(YEAR FROM B.BESTELLDATUM) AS Jahr,
4     K.STADT AS Stadt,
5     SUM(B.UMSATZ) AS Gesamtumsatz
6 FROM KUNDEN K
7     JOIN BESTELLUNG B ON K.KUNDEN_ID = B.FK_KUNDEN
8 GROUP BY EXTRACT(YEAR FROM B.BESTELLDATUM), K.STADT;
```

Wie zu sehen ist, unterscheidet sich die materialisierte Sicht nur in der ersten Zeile von der Virtuellen. Einen Nachteil der materialisierten Sicht gegenüber der Virtuellen ist der zusätzliche Aufwand, wie bei Indizes. Das liegt daran, dass Teile der Sicht bei jeder Änderung der zugrunde liegenden Basistabelle neu berechnet werden müssen. Da die Anzahl an Neuberechnungen einen großen Einfluss auf die Performance hat, muss man sich ein Konzept überlegen, mit dem die Anzahl auf ein Minimum begrenzt wird. Ansonsten kann es durch Sperren auf die zugrundeliegenden Tabellen dazu kommen, dass die Produktivumgebung eingeschränkt ist. Allerdings muss das DBMS Änderungen, die nicht in der Abfrage enthalten sind, sowie Relationen, die nicht betroffen sind, nicht berücksichtigen.

Es gibt aber weitere Optimierungen, um nicht jedes Mal die gesamte Sicht vollständig neu erstellen zu müssen. Man muss sich vor Augen führen, dass alle Änderungen an der zugrunde liegende Tabelle inkrementell sind. Damit können Einfügungen, Löschungen und Aktualisierungen an einer Basistabelle durch eine kleine Anzahl von Abfragen auf die Basistabellen und anschließende Änderungsanweisungen an der materialisierten Sicht umgesetzt werden.

Die inkrementelle Aktualisierung der materialisierten Sicht ist deutlich effizienter als die ständige Neuberechnung der Sicht. Nicht jedes Datenbankmanagementsystem bietet die inkrementelle Auffrischung an. Oracle unterstützt die inkrementelle Auffrischung nativ

mit Materialized View Logs. In PostgreSQL ist eine manuelle Planung erforderlich, da eine automatische inkrementelle Aktualisierung nicht unterstützt wird (Ouko, 2025). Wenn man die Option `CONCURRENTLY` beim Aktualisieren einer materialisierten Sicht verwendet, können andere Prozesse weiterhin darauf zugreifen, da die bestehende Sicht erst ersetzt wird, wenn die neue Version fertiggestellt ist (siehe 5.13).

MySQL bietet gar nicht erst eine Möglichkeit an, um materialisierte Sichten nativ zu erstellen. Allerdings kann man die Funktionsweise mithilfe einer physischen Tabelle als Sicht und mit Triggern auf die zugrundeliegenden Tabellen nachstellen, die bei Aktualisierungen Änderungen an der Sichttabelle durchführen.

Ein Anwendungsfall für die Nutzung von aggregierten Daten in einer materialisierten Sicht ist die Analyse von Daten, um Vorhersagen zu treffen. Wenn beispielsweise Analysten eines Motorradbetriebes für die Zukunft den Einkauf planen wollen, dann müssen die vergangenen Daten häufig in einer aggregierten Form betrachtet werden. Diese materialisierte Sicht wird damit eher selten abgefragt, wohin hingegen Änderungen an unterliegenden Tabellen, wie z.B. den Bestand von Motorrädern oder Motorradteilen in der Lagertabelle sehr häufig passieren. Wenn man die Sicht bei jeder Änderung im Lager aktualisieren würde, würde dies zu einem enormen Aufwand führen und hätte wahrscheinlich trotzdem kaum einen Einfluss auf die Entscheidungen, die mithilfe der Sicht getroffen werden. Daher ist es sinnvoll, dass die Daten nur einmal täglich aktualisiert werden, beispielsweise als Cron-Job in der Nacht, wenn die Systemlast gering ist. In diesem Fall haben die Analysten zwar nicht die tagesaktuellen Daten, sondern nur den Stand des Vortages. Da aber Analysten in der Regel mit historischen Daten arbeiten, ist dieses Risiko eingehar. Wenn jedoch eine schnelle Lieferung an den Kunden versprochen wird, ist es für den Verkauf entscheidend, über aktuelle Daten zu verfügen. Andernfalls riskieren wir, dem Kunden falsche Versprechungen zu machen, etwa indem wir Produkte als verfügbar anzeigen, die in Wirklichkeit nicht mehr auf Lager sind.

Eine materialisierte Sicht kann wie eine virtuelle Sicht in der `FROM`-Klausel einer Abfrage verwendet werden. In Oracle gibt es zusätzlich noch eine spezielle Funktionalität, die es ermöglicht, Abfragen automatisch umzuschreiben. Damit kann die materialisierte Sicht auch verwendet werden, wenn sie nicht explizit in der Abfrage referenziert wird. Für diese Funktionalität muss die materialisierte Sicht mit `ENABLE QUERY REWRITE` für das Query Rewrite aktiviert werden. Die Abfrage wird aber nur dann umformuliert, wenn alle Relationen in der Sicht enthalten sind und die Bedingungen entsprechend angepasst werden.

Codeblock 5.9: Select mit View

```
1 SELECT Stadt, Jahr, Gesamtumsatz
2 FROM KUNDEN K JOIN BESTELLUNG B ON K.KUNDEN_ID = B.FK_KUNDEN
3 WHERE Stadt = 'Berlin' AND Jahr = 2024;
```

In Oracle könnte die Abfrage 5.9 intern so umgeschrieben werden, dass stattdessen die Materialized View, die die aggregierten Umsätze enthält, genutzt wird. Anders sieht dies in PostgreSQL aus, da dort diese automatische Abfrageumschreibung nicht existiert. Bei der zweiten Abfrage 5.10 wird die materialisierte View nicht verwendet, da sie nicht die Spalten Land und Monat enthält. Deshalb werden in diesem Fall die zugrunde liegenden Tabellen direkt abgefragt und die Abfrage muss explizit auf diese Tabellen zugreifen, um die gewünschten Daten zu erhalten.

Codeblock 5.10: Select nicht für View

```
1 SELECT Land, Monat, Gesamtumsatz
2 FROM KUNDEN K JOIN BESTELLUNG B ON K.KUNDEN_ID = B.FK_KUNDEN
3 WHERE LAND = 'Deutschland' AND EXTRACT(MONTH FROM K.GEBURTSTAG) = 8;
```

Zusammengefasst lässt es sich sagen, dass die Auswahl von materialisierten Sichten deutlich komplexer ist als die von Indizes, da potenziell jede Abfrage eine Sicht definieren könnte. Damit gibt es potenziell deutlich mehr mögliche Sichten als Indexes. Es sollten aber nur Sichten erstellt werden, die mindestens eine Abfrage der erwarteten Workload verbessern, wobei Kriterien wie Relationen, Bedingungen und Attribute berücksichtigt werden. Zudem muss der Nutzen einer Sicht nicht nur anhand der Laufzeitverbesserung, sondern auch im Verhältnis zu ihrem Speicherbedarf bewertet werden, da materialisierte Sichten oft nicht nur erheblich mehr Speicherplatz beanspruchen können, sondern sich untereinander deutlich von der Größe unterscheiden.

5.3 Durchführung der Benchmarks

Das Ziel für die Durchführung ist es den Performanceunterschied zwischen einer virtuellen und einer materialisierten Sicht darzustellen. Da MySQL keine nativen materialisierten Sichten unterstützt, verfolgen wir einen alternativen Ansatz und vergleichen diesen später mit der nativen Implementierung in PostgreSQL, einem anderen Datenbankmanagementsystem.

Zuallererst beginnen wir mit der Umsetzung der virtuellen Sicht, für die wir, wie bei den anderen Sichten auch, zunächst die Basistabelle erstellen müssen. Als Basistabelle verwenden wir die Tabellen Kunden (2.5) und Bestellung (2.6) und erstellen die View (5.2), die wir schon in Kapitel (5.1) beschrieben haben. Es werden Testdaten für die Kunden erstellt, jedem Kunden eine festgelegte Anzahl an Bestellungen zugewiesen und beide in die jeweiligen Tabellen eingefügt. Wir fügen keine Datensätze über die virtuelle Sicht ein und sprechen die Sicht bei Select-Befehlen explizit an. Da wir die Unterschiede in der Lesegeschwindigkeit möglichst repräsentativ feststellen wollen, betrachten wir mehrere Select-Befehle auf die unterschiedlichen Spalten der virtuellen Sicht.

Codeblock 5.11: Select-Abfragen auf alle Spalten der View

```
1 SELECT Jahr, SUM(Gesamtumsatz) AS UmsatzProJahr FROM KUNDEN_OVERVIEW GROUP BY Jahr;  
2 SELECT * FROM KUNDEN_OVERVIEW WHERE Jahr = 2020;  
3 SELECT * FROM KUNDEN_OVERVIEW WHERE Land = 'Germany';  
4 SELECT * FROM KUNDEN_OVERVIEW WHERE Gesamtumsatz > 2500;
```

Wie schon im Kapitel (5.1) erklärt, lassen sich die Abfragen auf die virtuelle Sicht in direkte Abfragen auf die Kundentabelle umwandeln. Um den Einfluss der virtuellen Sicht auf die Performance zu sehen, führen wir deshalb einen Benchmark mithilfe der Sicht durch und bei dem anderen deklarieren wir keine Sicht und wandeln alle Befehle auf die Sicht direkt in SQL-Befehle auf die unterliegenden Tabellen um.

Als Nächstes befassen wir uns mit der materialisierten Sicht. Da MySQL, wie bereits erwähnt, nicht nativ materialisierten Views unterstützt, erstellen wir zusätzlich zur Kundentabelle eine weitere physische Tabelle namens KUNDEN_MAT_OVERVIEW. Die Tabelle KUNDEN_MAT_OVERVIEW besteht, wie die virtuelle Sicht auch, aus den Spalten JAHR, LAND und GESAMTUMSATZ, wobei die Kombination aus Jahr und Land der Schlüssel der Tabelle ist. Als Nächstes erstellen wir die Tabellen KUNDEN, BESTELLUNG und KUNDEN_MAT_OVERVIEW und befüllen weiterhin nur die ersten beiden Tabellen mit Testdaten. Nach dem Einfügen der Testdaten wollen wir wieder die Select-Performance überprüfen und ersetzen bei unseren Select-Befehlen (5.11) die virtuellen Sicht KUNDEN_OVERVIEW mit der Tabelle KUNDEN_MAT_OVERVIEW. Wenn wir die Ergebnisse der Select-Befehle betrachten, dann fällt auf, dass die Tabelle KUNDEN_MAT_OVERVIEW keine Einträge hat. Das Problem beim bisherigen Verfahren liegt daran, dass die beiden Tabellen und KUNDEN_MAT_OVERVIEW separat voneinander existierende Tabellen sind und die Einfügungen wirken sich demnach nicht auf die KUNDEN_MAT_OVERVIEW-Tabelle aus.

Man kann das mithilfe der Definition von Triggern lösen, die ausgelöst werden, wenn sich Werte in der Bestell- oder Kundentabelle ändern. Da die beiden Tabellen über die KUNDEN_ID verknüpft sind, kann der Fremdschlüssel mit der Option ON DELETE CASCADE ausgestattet werden. Dadurch werden die Einträge, die in der Kundentabelle gelöscht werden, automatisch auch aus der Bestelltabelle entfernt und man muss nur die Änderungen in der Bestelltabelle als Auslöser für die Trigger beachten. In MySQL kann ein Trigger nur für einen Datenbankmanipulationsoperator gleichzeitig verwendet werden (Oracle, 2025b), weshalb wir für INSERT und DELETE jeweils einen Trigger definieren müssen. Da wir keine Datensätze aktualisieren, vernachlässigen wir aus Simplitätsgründen den Trigger für UPDATE.

Für unser Beispiel sieht der INSERT-Trigger wie folgt aus:

Codeblock 5.12: Insert Trigger für die Tabelle Bestellung

```
1 CREATE TRIGGER UPDATE_BESTELLUNG_MAT_OVERVIEW_AFTER_INSERT
2 AFTER INSERT ON BESTELLUNG
3 FOR EACH ROW
4 BEGIN
5     DECLARE v_land VARCHAR(255);
6     DECLARE v_jahr INT;
7     SELECT LAND INTO v_land FROM KUNDEN WHERE KUNDEN_ID = NEW.FK_KUNDEN;
8     SELECT EXTRACT(YEAR FROM NEW.BESTELLDATUM) INTO v_jahr;
9
10    IF EXISTS (
11        SELECT 1
12        FROM KUNDEN_MAT_OVERVIEW
13        WHERE LAND = v_land AND JAHR = v_jahr
14    ) THEN
15        UPDATE KUNDEN_MAT_OVERVIEW
16        SET GESAMTUMSATZ = GESAMTUMSATZ + NEW.UMSATZ
17        WHERE LAND = v_land AND JAHR = v_jahr;
18    ELSE
19        INSERT INTO KUNDEN_MAT_OVERVIEW (JAHR, LAND, GESAMTUMSATZ)
20        VALUES (v_jahr, v_land, NEW.UMSATZ);
21    END IF;
22 END;
```

Ein Nachteil für den Ansatz mit einer normalen Tabelle im Zusammenspiel mit den Triggern wird damit auch deutlich, da es einen erhöhten Aufwand für jede materialisierte Sicht gibt, der zusätzlich noch stark abhängig vom jeweiligen Anwendungsbeispiel abhängt.

Damit wir die Performanceunterschiede zwischen Postgres und MySQL ermitteln können, implementieren wir zusätzlich den Ansatz mit den Triggern auch in Postgres. Die Implementierungen für die Insert- und Select-Befehle sind in MySQL und Postgres identisch, bei der Erstellung der Tabellen und Trigger gibt es aber Unterschiede. Zum einen unterscheiden sich die Mechanismen zur automatischen Generierung von Primärschlüsseln, da PostgreSQL SERIAL und MySQL AUTO_INCREMENT verwendet. Zum anderen kann in MySQL die Logik eines Triggers direkt in der CREATE TRIGGER-Anweisung definiert werden, während in PostgreSQL ein Trigger eine separate Funktion aufrufen muss, die die Logik enthält und mit RETURNS TRIGGER definiert ist. Auch die Deklaration der Variablen unterscheidet sich, da in PostgreSQL mehrere Variablen in einem DECLARE-Block und in MySQL jede Variable einzeln im BEGIN...END-Block deklariert werden muss.

Als letzten Schritt betrachten wir die native Implementierung in PostgreSQL. In Postgres kann man direkt die materialisierte Sicht, siehe Beispiel (5.8), direkt erstellen und muss nicht eine zusätzliche Tabelle und die passenden Trigger dazu definieren. Wie man sieht, ist der Befehl nahezu identisch mit dem Befehl für das Erstellen der virtuellen Sicht (5.1). Die Select-Befehle sind komplett gleich im Vergleich zur Umsetzung mit dem Trigger und auch die Einfügungen erfolgen erneut auf den darunterliegenden Tabellen. Wie bereits beim MySQL-Ansatz aufgefallen ist, dass ohne Trigger keine Daten in der Tabelle vorhanden sind, gibt es hier auch keine, es sei denn, man aktualisiert die materialisierte Sicht explizit mit diesem Befehl:

Codeblock 5.13: Aktualisierung der materialisierten Sicht

```
1 REFRESH MATERIALIZED VIEW KUNDEN_MAT_OVERVIEW;
```

Da die Umsetzung von inkrementeller Auffrischung, siehe Kapitel 5.2, in Postgres nicht unterstützt wird, muss die materialisierte Sicht immer auf diese Art und Weise aktualisiert werden. Den Befehl führen wir nach den INSERT und DELETE-Befehlen auf der Kundentabelle aus. Da wir den Einfluss auf die Performance des Befehls untersuchen möchten, führen wir ihn einmal nach jeder Einfügung in die Kundentabelle aus und einmal, nachdem alle Datensätze eingefügt wurden.

Zusammengefasst haben wir damit sechs unterschiedliche Benchmarks, die in zwei unterschiedlichen Graphen vergleichen. Zum einen haben wir den Vergleich zwischen keiner View, der virtuellen View und dem Ansatz mit Triggern in MySQL. Zum anderen haben wir auch eine Analyse des MySQL-Ansatzes im Vergleich zum gleichen Ansatz in PostgreSQL sowie der beiden nativen Implementierungen mit unterschiedlichen Aktualisierungshäufigkeiten durchgeführt.

5.4 Analyse der Ergebnisse

Nach der Durchführung der Benchmarks betrachten wir vor allem die Ergebnisse der READS und WRITES - Kennzahlen. Zunächst fällt, wie zu erwarten war, auf, dass die Unterschiede zwischen der virtuellen Sicht und den direkten SQL-Befehlen (`without_view`) nur minimal sind. Dies gilt sowohl für die Lese- als auch für die Schreibwerte.

Man kann auch einen klaren Performancevorteil beim Ansatz mit den Triggern erkennen, da die Lesewerte dort deutlich höher sind. Anders hingegen sieht es bei der Schreibperformance aus, da dort die Trigger greifen und zusätzliche Aktualisierungen durchführen, weshalb sich dort etwas geringe Werte ergeben. Der Unterschied bei Writes ist aber nicht wirklich signifikant in unserem Beispiel, kommt aber daher, da gar keine Daten physisch gespeichert werden. Dies liegt aber auch daran, dass wir relativ wenige Datensätze in den Testtabellen haben.

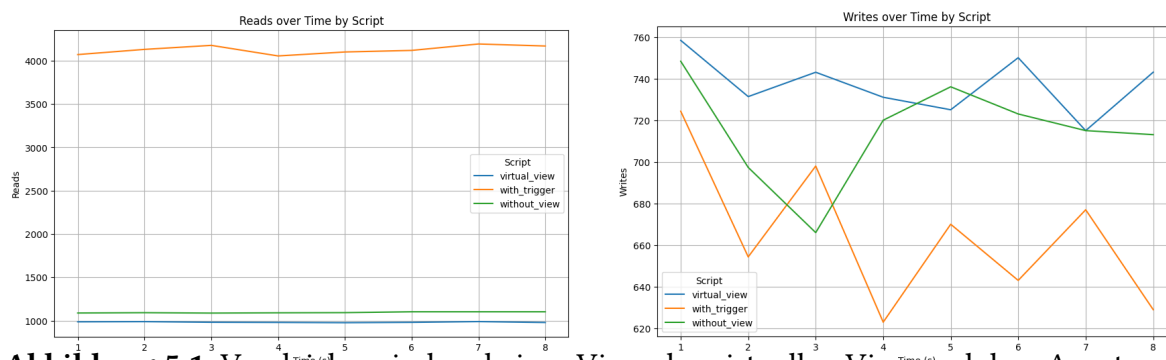


Abbildung 5.1: Vergleich zwischen keiner View, der virtuellen View und dem Ansatz mit Triggern in MySQL

Bei dem zweiten Vergleich sehen wir zuallererst einen sehr deutlichen Performanceunterschied beim Ansatz mit den Triggern zwischen Postgres und MySQL. Begründet werden kann dieser Unterschied mit den verschiedenen Vorteilen des Datenbankmanagementsystems und dessen Umgebung. Wir haben beide Systeme mit dem gleichen Ansatz gebenchmarkt, damit wir die Implementierung der nativen materialisierten Sicht, die nur in Postgres möglich ist, besser vergleichen zu können. Denn die Ergebnisse der nativen Implementierung sind in Bezug auf die Abfragegeschwindigkeit tatsächlich am performantesten und die Anzahl an Aktualisierungen (5.13) hat dabei keinen Einfluss. Anders hingegen sieht es bei der Einfügegeschwindigkeit aus, da dort die Implementierung, die nach jedem Insert-Befehl aktualisiert nicht am schnellsten, sondern am langsamsten ist. Der Vergleich zwischen den DBMS fällt wieder schwer, da die Unterschiede zwischen `with_trigger` und `with_trigger_postgres` sehr groß sind (etwa um Faktor 45). Damit wird noch einmal deutlich wie stark die Einfügedauer bei den materialisierten Sichten von der Anzahl an Refreshs abhängig ist, da `mat_view_refresh_every` unterhalb der Performance von `with_trigger` liegt. In unserem Beispiel ist die einmalige Aktualisierung der Sicht besser als das Verwenden der Trigger in Postgres.

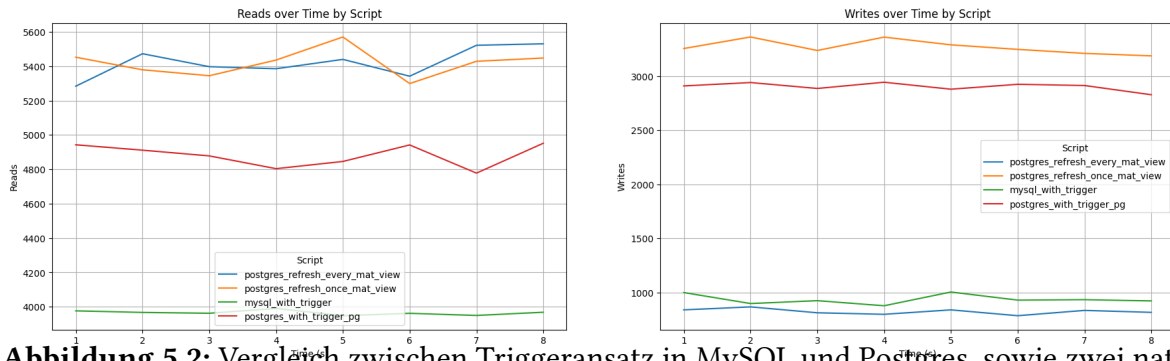


Abbildung 5.2: Vergleich zwischen Triggeransatz in MySQL und Postgres, sowie zwei nativen Implementierungen in Postgres

Es lässt sich also zusammenfassen, dass virtuelle Sichten keine Auswirkungen auf die Performance haben. Dies ist im eigentlichen Sinne aber auch nicht der Absicht der virtuellen Sicht, denn sie ist besser geeignet, um beispielsweise die Organisation der Rechte für unterschiedliche Nutzer der Datenbank zu gewährleisten. Wenn man hingegen beispielsweise in OLTP-Systemen die Notwendigkeit hat, dass man aggregierte Daten häufig zu der Analyse von bestimmten Daten benötigt, dann sind materialisierte Sichten nützlich. Man sollte allerdings vor allem die Performanceauswirkungen von diesen Sichten nicht unterschätzen und sich gut überlegen, wie häufig und zu welcher Zeit die Daten aktualisiert werden müssen.

6 Partitionen

In diesem Kapitel analysieren wir die Funktionsweise von Partitionen und das Verhalten des Query-Optimizers. Zudem betrachten wir deren Verwendungszweck sowie die verschiedenen Typen. Abschließend führen wir Benchmark-Tests durch, um die jeweiligen Vor- und Nachteile zu bewerten.

6.1 Grundlagen

Zu Beginn muss zunächst geklärt werden, was eine Partition ist. Eine partitionierte Tabelle ist eine logische Einheit, die aus mehreren physischen Subtabellen besteht (Schwartz et al., 2012, pp. 265–273). Das System verwaltet die Partitionen intern, sodass der Benutzer nicht bemerkt, wie genau die Daten organisiert sind. Dadurch wirken sie für ihn wie eine Blackbox. Wir werden gleich sehen, wie man erkennen kann, welche Komponenten-Tabellen intern verwendet werden.

Damit eine Tabelle die Partitionierung nutzt, muss bei ihrer Erstellung die `PARTITION BY`-Klausel angegeben werden, die festlegt, in welcher Partition jede Datenzeile gespeichert wird. Dies führt zu einer höheren Komplexität der `CREATE TABLE`- und `ALTER TABLE`-Befehle. In der Partitionsklausel selbst können auch Funktionen verwendet werden, die eine nicht-konstante, deterministische Ganzzahl zurückgeben, z.B. `YEAR()`.

Bevor wir zu den Vorteilen der Partitionierung und deren Funktionsweise kommen, klären wir noch die Einschränkungen. Zum einen müssen alle Spalten, nach denen die Partitionierung erfolgt, im Primärschlüssel oder Unique Index enthalten sein. Ansonsten ist es möglich, die Partitionen korrekt zu erstellen oder zu verwalten. Als logische Schlussfolgerung ergibt sich zusätzlicher Aufwand für die Pflege der neuen Indizes. Außerdem können alle Fremdschlüssel-Bedingungen (engl. foreign key constraints) nicht verwendet werden. Zum anderen muss man im Hinterkopf haben, dass es ein Limit an Partitionen pro Tabelle gibt. Bei älteren MySQL-Versionen liegt dieses Limit bei 1024 und seit MySQL-Version 8.0 bei 8192 Partitionen (??). Wie wir später noch sehen werden, sollte man aus verschiedenen Gründen so wenige Partitionen wie möglich definieren. Daher hat diese Einschränkung nicht die größte Relevanz, sollte jedoch im Hinterkopf behalten werden.

Da wir die Bedingungen nun geklärt haben, kommen wir als Nächstes zu der Funktionsweise. Partitionierte Tabellen bestehen aus mehreren zugrunde liegenden Tabellen, die durch Handler-Objekte repräsentiert werden. Jede Partition wird von derselben Storage Engine auf normale Weise verwaltet, aber die einzelnen Partitionen können nicht direkt angesprochen werden. Es hängt jedoch auch vom jeweiligen Datenbankmanagementsystem ab, denn in Oracle ist es wie folgt möglich:

```
1 SELECT * FROM your_table PARTITION (your_partition_name);
```

Bei der Partitionierung in MySQL werden Indexe pro Partition definiert, anstatt über die gesamte Tabelle hinweg. Alle Indexe der Tabelle werden als identische Indexe auf jede Partition angewendet. Die jeweilige Implementation hängt auch hier wieder vom jeweiligen DBMS ab und kann sich unterscheiden. Beispielsweise in Oracle können Indexe und Tabellen auf flexiblere und komplexere Weise partitioniert werden. Aus Sicht der Storage Engine sind Partitionen einfach Tabellen und es ist dabei egal, ob eine Tabelle eigenständig oder Teil einer partitionierten Tabelle ist.

Der Query-Optimizer hat das Ziel, Partitionen beim Ausführen von Abfragen auszuschließen und nur diejenigen Partitionen zu untersuchen, die die gesuchten Daten enthalten. Dies ist dann immer der Fall, wenn eine WHERE-Klausel mit dem Partitionsausdruck übereinstimmt. Der Fachbegriff dafür heißt **Pruning**. Bei SELECT-Abfragen entscheidet der Query-Optimizer, ob bestimmte Partitionen ignoriert werden können und leitet die Anfragen an die Storage Engine weiter. Bei INSERT-Abfragen wird bestimmt, welche Partition die neue Zeile erhält und der Befehl wird dementsprechend übergeben. Ähnlich funktioniert es bei DELETE-Abfragen, bei denen die Löschanfrage an die passende Partition weitergegeben wird. Man sollte sich in Erinnerung rufen, dass beim Löschen einer Zeile diese zuerst lokalisiert werden muss. Bei UPDATE-Abfragen innerhalb einer Partition wird die Anfrage ebenfalls an die jeweilige Partition übermittelt. Wenn aber Teile der Partitionslogik verändert werden, dann stellt UPDATE eine Kombination von INSERT und DELETE dar, da eine Einfüganfrage an die Zielpartition und eine Löschanfrage an die Quellpartition weitergeleitet wird. Einige dieser Operationen unterstützen Pruning und andere, wie z.B. INSERT-Abfragen sind von Natur aus ausschließend (engl. self-pruned).

In der Funktionsweise des Pruning kann man auch den Hauptzweck der Partitionierung erkennen, denn wie bei der Indexierung und der Datenclustering einer Tabelle, trägt es dazu bei, große Teile der Tabelle vom Zugriff auszuschließen und zusammengehörige Zeilen nahe beieinander zu speichern. Statt Indexe zu verwenden, bietet es sich an Tabellen ohne Indexe zu erstellen und ausschließlich die Partitionierung zu nutzen, um gezielt auf die gewünschten Zeilen zuzugreifen. Wenn man sich in der Nähe der gewünschten Daten befindet, kann man von dort aus entweder das relevante Datengebiet sequentiell scannen oder es in den Speicher laden und indexieren. Zudem hat die Partitionierung einen geringen Overhead, weil es keine Datenstruktur gibt, die auf einzelne Zeilen zeigt und ständig aktualisiert werden

muss. Auch identifiziert die Partitionierung Daten nicht auf Zeilenebene und besitzt keine separate Datenstruktur. Stattdessen gibt es eine mathematische Formel, die bestimmt, welche Partitionen welche Kategorien von Zeilen enthalten können. Daraus können erhebliche Performancevorteile resultieren. Wenn wir Partitionen anstelle von Indexen verwenden, steigt die Effizienz, je mehr Partitionen durch die WHERE-Klausel in der Abfrage ausgeschlossen werden. Besonders vorteilhaft können diese sein, wenn die Tabellen sehr groß sind und nicht mehr vollständig in den Speicher passen. Außerdem sind partitionierte Daten einfacher zu verwalten, da gesamte Partitionen gelöscht oder auch wiederhergestellt werden können. Partitionierte Daten können auch physisch verteilt werden, sodass der Server mehrere Festplatten effizienter nutzen kann.

MySQL unterstützt mehrere Arten der Partitionierung. Neben der am häufigsten verwendete Art, Range-Partitionierung, bietet MySQL auch die Partitionsarten Key, Hash und List an (Oracle, 2025a). Beim RANGE-Partitionierung erfolgt die Zuordnung von Zeilen zu Partitionen basierend auf Spaltenwerten, die in einen definierten Wertebereich fallen. Für die Partitionierung einer Datumsspalte bietet sich seit MySQL 5.5 der Partitionstyp RANGE COLUMNS an, bei dem keine zusätzliche Funktion benötigt wird. Ähnlich funktioniert das LIST-Partitionierung, bei dem die Partition jedoch anhand von Spaltenwerten ausgewählt wird, die einem der vordefinierten diskreten Werte entsprechen. Beim HASH-Partitionierung wird die Partition anhand eines Werts zugewiesen, der durch einen benutzerdefinierten Ausdruck ermittelt wird. Dieser Ausdruck arbeitet mit den Spaltenwerten der Zeilen, die in die Tabelle eingefügt werden sollen und kann jede gültige MySQL-Formel umfassen, die einen ganzzahligen Wert liefert. Die Hash-Subpartitionierung hilft auch dabei, die Daten in kleinere Stücke zu zerlegen und das Problem zu entschärfen. Die KEY-Partitionierung wiederum ähnelt dem HASH-Partitionierung, jedoch werden hier nur eine oder mehrere zu bewertende Spalten übergeben, während der MySQL-Server eine eigene Hashing-Funktion nutzt. Anders als beim HASH-Partitionierung können diese Spalten auch andere Datentypen als Ganzzahlen enthalten, da die von MySQL verwendete Hashing-Funktion ein ganzzahliges Ergebnis garantiert, unabhängig vom Datentyp der Spalte.

Wenn man keinen partitionierten Schlüssel in der WHERE-Klausel angibt, dann muss der Abfrageausführungsmechanismus alle Partitionen in der Tabelle durchsuchen, was bei großen Tabellen extrem langsam sein kann. Mit dem SQL-Befehl EXPLAIN kann man überprüfen, ob der Optimierer Partitionen pruned oder nicht.

Codeblock 6.1: Unterschiedliche Ausführungspläne

```
1 EXPLAIN SELECT * FROM BESTELLUNG \G;  
2 EXPLAIN SELECT * FROM BESTELLUNG WHERE YEAR(day) = 2020\G;  
3 EXPLAIN SELECT * FROM BESTELLUNG WHERE day BETWEEN '2020-01-01' AND '2020-12-31'\G;
```

In diesem Beispiel haben wir eine Tabelle `BESTELLUNG`, bei der es für jedes Jahr eine eigene Partition gibt und Artikel nur zwischen den Jahren 2020 und 2022 bestellt wurden. Wenn wir die erste Query ausführen, dann sehen wir, dass logischerweise alle 3 Partitionen betrachtet werden. Bei der `WHERE`-Klausel für die Abfrage aus Zeile 2 würden wir erwarten, dass nur eine Partition abgefragt wird, aber wir erhalten das gleiche Ergebnis wie bei der Ersten. Daraus lässt sich schließen, dass MySQL nur Vergleiche mit den Partitionsspalten optimieren kann und das Ergebnis eines Ausdrucks nicht verwendet, selbst wenn dieser Ausdruck der Partitionsfunktion entspricht. Man kann dieses Verhalten mit dem von indexierten Spalten vergleichen, die auch im Abfrageausdruck isoliert sein müssen, damit der Index verwendet werden kann. Bei der Query aus der dritten Zeile verweist die `WHERE`-Klausel direkt auf die Partitionsspalte und nicht auf einen Ausdruck und deshalb wird nur die Partition aus dem Jahr 2020 untersucht. Der Optimierer kann Bereiche in Listen von diskreten Werten umwandeln (z.B. mit dem `IN`-Operator), auf jedes Element in der Liste prunen und während der Abfrageverarbeitung Partitionen gezielt entfernen. Wenn zum Beispiel eine partitionierte Tabelle die zweite Tabelle in einem Join ist und die Join-Bedingung der partitionierte Schlüssel ist, wird MySQL nur nach übereinstimmenden Zeilen in den relevanten Partitionen suchen. Das ist aber mit `EXPLAIN` nicht sichtbar, weil es zur Laufzeit passiert, nicht zur Abfrageoptimierungszeit. Bei der Durchführung des Benchmarks werden wir, wie hier auch, verschiedene Schreibweisen für die gleiche Abfrage auf die Performance untersuchen, damit wir den effizientesten Weg finden.

Die Effizienz von Partitionierung basiert auf zwei wichtigen Annahmen. Zum einen muss man die Suche durch das Pruning von Partitionen beim Abfragen eingrenzen können und zum anderen muss die Partitionierung selbst nicht sehr kostspielig sein. Diese Annahmen sind aber nicht immer gültig. Im Folgenden betrachten wir 3 unterschiedliche Leitsätze, um mögliche Fehler, die beim Umgang mit Partitionen auftreten können, zu vermeiden.

Zuallererst kann das Ergebnis der Partitionsfunktion `NULL` sein und das kann auch passieren, wenn das Datum als `NOT NULL` deklariert wird, da man Werte speichern kann, die kein gültiges Datum sind. Jede Zeile, deren Datum entweder `NULL` oder kein gültiges Datum ist, wird in der ersten definierten Partition gespeichert. Wenn man eine Abfrage hat, die alle Jahre außer 2020 herausfiltert, dann muss man zwei Partitionen statt nur einer durchsuchen, um die Zeilen zu finden. Diese Effekte verstärken sich mit der Größe der ersten Partition, weshalb man entweder eine dedizierten Partition für diese Sonderfälle einführen sollte oder Funktionen, wie `RANGE COLUMNS` verwenden sollte.

Wenn man einen Index definiert, der nicht mit der Partitionsklausel übereinstimmt, kann es dazu führen, dass Partitionen nicht ausgeschlossen werden können, obwohl man eigentlich davon ausgehen würde. Man sollte daher versuchen, auf nicht partitionierten Spalten keine Indexe zu erstellen, es sei denn, die Abfragen enthalten auch einen Ausdruck, der beim Pruning der Partitionen hilft. Manchmal lässt sich dieses Problem nicht auf den ersten Blick

erkennen. Angenommen eine partitionierte Tabelle ist die zweite Tabelle in einem Join und der Index, der für den Join verwendet wird, ist nicht Teil der Partitionsklausel, dann wird jede Zeile im Join jede Partition in der zweiten Tabelle durchsuchen.

Bei der Range-Partitionierung kann die Bestimmung der korrekten Partition teuer sein, weil der Server die Liste der Partitionsdefinitionen durchsucht, um die Richtige zu finden. Diese lineare Suche ist nicht sehr effizient und es steigen die Kosten, je mehr Partitionen es gibt. Das Öffnen und Sperren von Partitionen, wenn eine Abfrage auf eine partitionierte Tabelle zugreift, ist eine andere Art von Overhead pro Partition. Sie erfolgt vor dem Pruning, sodass dieser Overhead nicht pruned werden kann. Außerdem ist diese Art von Overhead unabhängig vom Partitionstyp und betrifft alle Arten von Anweisungen. Deshalb besagt der dritte Leitsatz, dass die Anzahl der definierten Partitionen begrenzt werden sollte.

Alle Partitionen sollten dieselbe Storage Engine nutzen, was Einschränkungen bei den verwendbaren Funktionen und Ausdrücken mit sich bringt. Zudem unterstützen einige Storage Engines keine Partitionierung.

6.2 Durchführung

In diesem Abschnitt wird die Durchführung der Benchmarks für die Partitionierung beschrieben. Besonders möchten wir den Effekt veranschaulichen, den die Partitionierung auf die Abfragen hat. Deshalb vergleichen wir jeweils eine partitionierte Tabelle mit einer nicht Partitionierten und stellen an beide Tabellen die gleiche Abfrage. Dieses Verfahren wenden wir auf alle Partitionsmethoden, die in dem Unterkapitel [6.1](#) angesprochen haben. Abhängig vom Typen stellen wir zusätzlich leicht unterschiedliche Abfragen.

Zunächst benutzen wir erneut als Basis die Kundentabelle ([2.5](#)) und die Bestelltabelle ([2.6](#)). Die Tabelle, die wir auf unterschiedliche Partitionen verteilen wollen, ist die Kundentabelle. Wir müssen aber noch beide Tabellen etwas anpassen, da es, wie schon erwähnt, einige Einschränkungen für partitionierte Tabellen gibt. Zum einen muss bei der Bestelltabelle bei allen Typen die Fremdschlüssel-Bedingung entfernt werden und zum anderen muss der Primärschlüssel der Kundentabelle angepasst werden. Die Insert-Befehle sind bei allen Typen der Partitionierung gleich und zudem mit dem Referenzfall ohne Partitionierung 100%-ig identisch. Bei den Select-Queries gibt es jedoch Unterschiede. Wichtig ist dort immer, dass die Ergebnisse der Referenzbenchmark mit denen der partitionierten Fälle übereinstimmen. Wenn man dies nicht tut, dann sind die Performancemessungen nicht miteinander vergleichbar.

Für die Range-Partitionierung wollen wir unterschiedliche Partitionen je nach Alter des Kunden. Alle fünf Jahre soll es eine neue Partition geben. Damit es zu keinen Fehlern kommt, muss hier der Geburtstag auch Teil des Primärschlüssels der Kundentabelle sein. Außerdem

muss der Attribut GEBURTSTAG bei der Bestelltabelle als Attribute hinzugefügt werden, damit das Joinen der Tabellen über den Primärschlüssel effizienter ist. Wir wollen auch die Ansätze RANGE (siehe 6.2) und RANGE COLUMNS miteinander vergleichen und beide Varianten bei der Erstellung der Tabelle benutzen.

Codeblock 6.2: Kundentabelle mit Range-Partitionierung

```
1 CREATE TABLE IF NOT EXISTS KUNDEN (  
2     KUNDEN_ID      INT NOT NULL,  
3     GEBURTSTAG     DATE NOT NULL,  
4     -- other attributes  
5     PRIMARY KEY (KUNDEN_ID, GEBURTSTAG)  
6 ) PARTITION BY RANGE (YEAR(GEBURTSTAG)) (  
7     PARTITION p1 VALUES LESS THAN (1955),  
8     PARTITION p2 VALUES LESS THAN (1960),  
9     -- other partitions  
10    PARTITION p15 VALUES LESS THAN (2025),  
11    PARTITION pmax VALUES LESS THAN MAXVALUE  
12 );
```

Bei der Range-Partitionierung testen wir mehrere Select-Befehle, da je nach Art der Abfrage des Datums das Pruning besser oder schlechter funktioniert (siehe Abschnitt 6.1). Dazu joinen wir zunächst die Kundentabelle an die Bestelltabelle über die Attribute KUNDEN_ID und GEBURTSTAG. Die Testkunden werden so generiert, dass sie immer zufällig zwischen den Jahren 1950 und 2020 geboren sind. Die darauffolgenden WHERE-Bedingungen unterscheiden sich aber zwischen den unterschiedlichen Select-Befehlen.

Codeblock 6.3: Unterschiedliche WHERE-Bedingungen

```
1 WHERE k.GEBURTSTAG BETWEEN '1985-01-01' AND '1985-12-31';      -- with_pruning.sql  
2 WHERE YEAR(k.GEBURTSTAG) = 1985;                                -- failing_pruning.sql  
3 WHERE k.GEBURTSTAG = '1985-01-01';                               -- with_primary_key.sql
```

Bei der List-Partitionierung wollen wir pro Land eine eigene Partition haben. Dafür muss die Spalte LAND Teil des Primärschlüssels sein. Beim Einfügen der Testdaten wählen wir pro Kunde ein zufälliges Land aus der Liste der 20 einwohnerreichsten Länder der Welt aus. Damit müssen wir bei der Erstellung der Tabelle auch 20 Partitionen sowie eine Zusätzliche für sonstige Werte erstellen (6.4).

Codeblock 6.4: Kundentabelle mit List-Partitionierung

```
1 CREATE TABLE IF NOT EXISTS KUNDEN (  
2     KUNDEN_ID      INT NOT NULL,
```

```

3     LAND          VARCHAR(100) NOT NULL,
4     -- other attributes
5     PRIMARY KEY (KUNDEN_ID, LAND)
6 )
7 PARTITION BY LIST COLUMNS(LAND) (
8     PARTITION p_china VALUES IN ('China'),
9     PARTITION p_india VALUES IN ('India'),
10    PARTITION p_united_states VALUES IN ('United States'),
11    -- other partitions
12    PARTITION p_thailand VALUES IN ('Thailand'),
13    PARTITION p_other VALUES IN ('Other')
14 );

```

Auch bei der List-Partitionierung überprüfen wird die Performance von unterschiedlichen Select-Befehlen. Zunächst joinen wir, wie zuvor, die Kundentabelle mit der Bestelltabelle und in der WHERE-Bedingung filtern wir so, dass alle Kunden aus Deutschland kommen. Genau die gleiche Query verwenden wir beim Vergleich mit der Referenz ohne Partition. Zusätzlich wollen wir die Performance untersuchen, wenn aus der Liste an Ländern zufällig fünf ausgewählt werden und alle Kunden nur aus einem dieser fünf Ländern kommen. Dazu testen wir 3 verschiedene Ansätze. Zum einen über den OR-Operator, den anderen mithilfe des IN-Operators und als Letztes fragen wir die 5 Länder, wie im ersten Beispiel, einzeln ab und verbinden die Ergebnisse der 5 Antworten mithilfe des UNION-Operators.

Bei der Hash-Partitionierung müssen wir am wenigsten verändern und nur die Zeilen aus dem Codeblock 6.5 am Ende des Create Kunden-Befehls hinzufügen. In diesem Fall testen wir auch nur eine einzige Select-Query, die wieder beide Tabellen joined und in der WHERE-Bedingung überprüft, ob die KUNDEN_ID zwischen den Werten 1000 und 2000 liegt. Für unseren Referenzfall fragen wir die Version ohne Partitionierung mit der gleichen Query ab. Damit wir mehr Werte miteinander vergleichen können, testen wir verschiedene Varianten der Hash-Partitionierung, indem wir die Anzahl der Partitionen variieren. Die Anzahl der Partitionen beträgt in unseren Benchmarks 5, 50 und 500. Einschließlich des Referenzfalls ergeben sich somit vier unterschiedliche Testfälle, die wir miteinander vergleichen.

Codeblock 6.5: Hash-Partitionierung

```

1 PARTITION BY HASH(KUNDEN_ID)
2 PARTITIONS 4;

```

Genau das Gleiche wie bei der Hash-Partitionierung machen wir auch bei der Key-Partitionierung. Dafür müssen wir nur im Codeblock 6.5 das Signalwort HASH mit KEY ersetzen. Die KEY-Partitionierung wollen wir aber nicht mit der Referenz vergleichen, sondern nur mit dem Ergebnis von HASH.

6.3 Analyse

Wie in dem Abschnitt 6.2 erklärt, führen wir pro Partitionstyp unterschiedliche Benchmark-Tests durch. Außerdem vergleichen die Ergebnisse mit jeweils einer Referenz, bei der es keine partitionierten Tabellen gibt.

Bei der Range-Partitionierung fällt auf, dass die Benutzung von RANGE oder RANGE COLUMNS keinerlei Einfluss auf die Performance hat. Damit stellt sich bei der Verwendung nicht die Frage nach der Performance, sondern nur welche Art der Definition der Nutzer bevorzugt. Es wird auch klar, dass das Pruning nur in dem Fall funktioniert, bei dem wir die Geburtstage zwischen dem ersten und letzten Tage des Jahres abfragen (Abbildung 6.1). Wenn wir die Funktion YEAR() benutzen, dann sind die Werte schlechter als in dem Fall komplett ohne Replikation. Es lässt sich als feststellen, dass Pruning mithilfe von YEAR() offensichtlich nicht funktioniert. Bei dem Fall ohne Partitionierung spielt die Verarbeitung durch YEAR() keinen Einfluss, denn es ist genauso schnell wie der direkte Aufruf über den 01. Januar des Jahres. Wenn wir die Query mit dem Primärschlüssel zwischen der Version mit Range-Partitionierung und ohne Partitionen vergleichen, dann gibt es keinen großen Unterschied, aber dennoch hat die Version ohne Partitionen einen leichten Vorteil. Der größte Unterschied ist aber definitiv, wenn Pruning erfolgreich ist, da die Query mit deutlichem Abstand schneller als bei allen anderen Select-Queries. Bei den Insert-Befehlen sieht es leicht anders aus, aber dort ist der Fall ohne Partitionierung nur minimal schneller als mit.

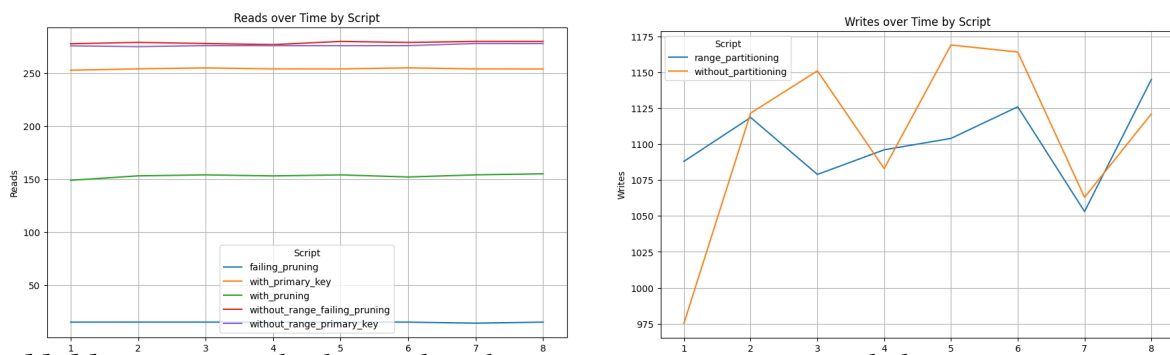


Abbildung 6.1: Vergleich zwischen der Range-Partitionierung und ohne Partition

Bei der List-Partitionierung 6.2 können wir auch einige interessante Beobachtungen machen. Beim ersten Fall ist nur ein Land in der WHERE-Bedingung vorhanden. Wenn dies so ist, dann hat die Partitionierung einen erheblichen Vorteil gegenüber der Version ohne Partitionierung (siehe rote Linie von with_pruning_simple und braune von without_list_pruning_simple). Wenn wir statt nur eines Landes mehrere abfragen, sehen wir für die verschiedenen Operatoren unterschiedliche Ergebnisse. Die beste Performance erzielt der IN-Operator. Dicht darauf folgt der OR-Operator. Mit etwas größerem Abstand liegt der Fall ohne Partitionierung. Deutlich abgeschlagen ist die Verbindung der Ergebnisse per UNION-Operator. Die Performance beim Einfügen der Daten ist bei der Partitionierung und dem Referenzfall sehr ähnlich, wobei letzterer einen ganz leichten Vorteil hat.

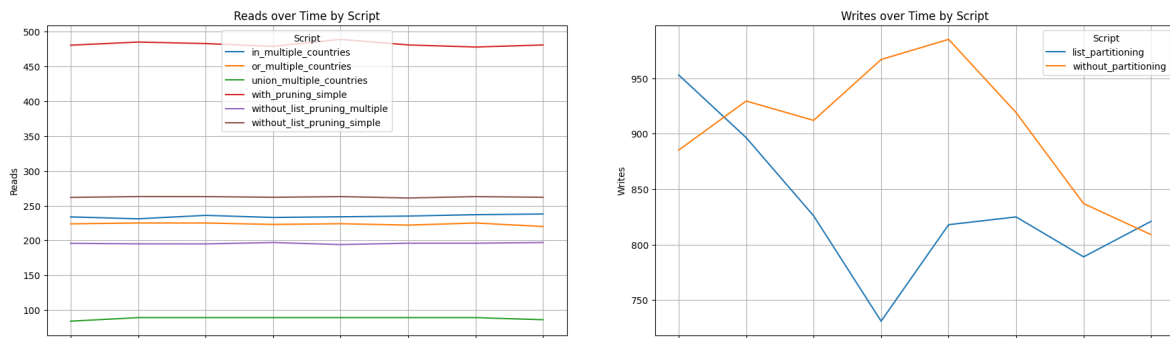


Abbildung 6.2: Vergleich zwischen der List-Partitionierung und ohne Partition

Bei der Key-Partitionierung fällt auf, dass es keinen signifikanten Performance-Unterschied zur Hash-Partitionierung gibt, wenn derselbe Datensatz und dieselbe Anzahl von Partitionen verwendet wird. Generell ist die Key-Partitionierung häufig stabiler und optimierter ist, insbesondere wenn es um Primärschlüssel geht.

Bei der Hash-Partitionierung 6.3 nehmen sich beide Select-Fälle kaum etwas. Auch hier fällt auf, dass die Werte der Abfragen sehr konstant sind. Nur bei der Variante mit 500 Partitionen gibt es deutlich sichtbare Schwankungen. Diese liegen aber nicht an dem Pruning, denn mit dem SQL-Befehl EXPLAIN sehen wir, dass alle 500 Partitionen benötigt werden und nicht keine Partitionen durch Zufall geprunt werden. Die Hash-Partitionierung berechnet aus dem Wert einer bestimmten Spalte mithilfe einer Hash-Funktion einen Hash-Wert und anhand dessen wird die Zeile einer der Partitionen zugewiesen. Da der Hash-Wert bei 500 Partitionen mit modulo 500 gebildet wird, landet jeder 500. Wert in der gleichen Partition. Damit ist klargestellt, dass immer alle Partitionen benutzt werden, was die folgenden Ergebnisse zeigen. Zunächst zeigt sich, dass die Abfrage ohne Partitionierung am schnellsten ist. Danach kann man der Regel, dass je mehr Partitionen es gibt, desto langsamer wird die Query. Der Unterschied zwischen ohne Partitionen und 5 Partitionen ist noch überschaubar, aber bei 500 Partitionen sieht man einen sehr deutlichen Unterschied. Das bestätigt die wichtig von unserem Leitsatz, dass je mehr Partitionen benötigt werden, desto aufwendiger wird die Suche innerhalb der Partitionsstruktur, was die Performance verringert.

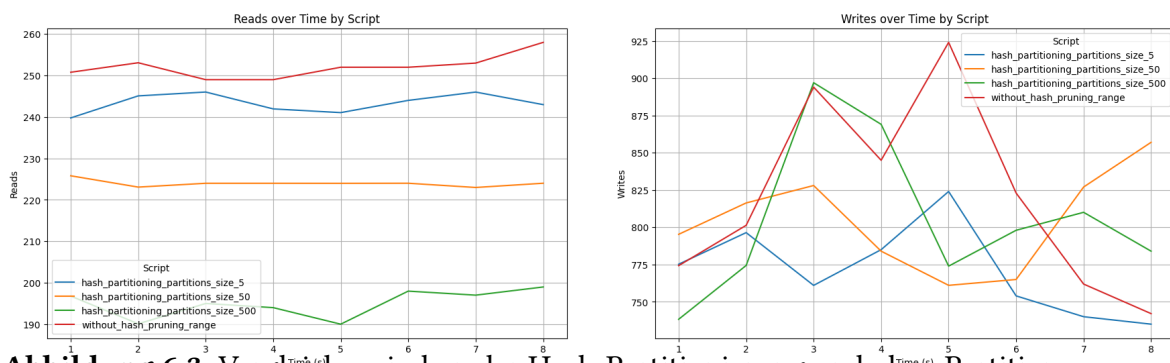


Abbildung 6.3: Vergleich zwischen der Hash-Partitionierung und ohne Partition

7 Replikation

In diesem Kapitel befassen wir uns mit dem Thema Replikation. Replikation ist die Grundlage für den Aufbau großer, leistungsstarker Anwendungen auf der Basis von MySQL. Es verfolgt dabei die sogenannten „Scale-Out“-Architektur, bei der mehrere Storage-Knoten parallelisiert arbeiten und nach außen wie ein einziges Gesamtsystem (Luber, 2023). Dadurch ist die Skalierbarkeit nahezu unbegrenzt durch das einfache Hinzufügen weiterer Speicherknoten und nicht wie bei Scale-Up durch die Systemgrenzen eines einzelnen Geräts limitiert. Es trägt allerdings auch Nachteile mit sich, zu denen wir u.a. auch später in diesem Abschnitt kommen. In schon in den vorherigen Kapiteln gehen wir zuerst auf die Grundlagen ein, dann betrachten wir die Konfiguration, die die Basis für die Benchmarks bilden und abschließend analysieren wir die Ergebnisse.

7.1 Grundlagen

Replikation ermöglicht die Konfiguration eines oder mehrere Server als Replicas eines anderen Servers, auch Master genannt (Schwartz et al., 2012, pp. 447–477). Neben der Begrifflichkeit Master-Replika, sind auch die Varianten Primary-Secondary, als auch Master-Slave üblich. Das grundlegende Problem, das die Replikation löst, besteht darin, die Daten eines Servers mit denen eines anderen synchron zu halten. Es können sich mehrere Replicas mit einem einzigen Master verbinden und mit diesem synchron bleiben. Master und Replicas können in vielen verschiedenen Konfigurationen angeordnet werden. Neben der klassischen Master-Replica-Variante können Replicas selbst als Master für weitere Replicas dienen. Zudem ist auch eine Master-Master-Kombination möglich. Das Prinzip der Replikation ist nicht nur für eine höhere Effizienz vorteilhaft, sondern auch für hohe Verfügbarkeit, Skalierbarkeit und Datenanalysen im Data Warehousing, aber sollte keine richtigen Backups ersetzen. Effizienzvorteile gibt es insbesondere durch die Lastverteilung, die Leseanfragen auf mehrere Server verteilt werden, was besonders für leselastige Anwendungen vorteilhaft ist. Außerdem kann man das Ganze mit Methoden wie Round-Robin-DNS oder Loadbalancer optimieren.

Im folgenden Abschnitt erklären wir die Funktionsweise der Replikation und betrachten dabei den einfachen Fall mit einem Master und einem oder mehreren Replicas. Unmittelbar bevor jede Transaktion, die Daten aktualisiert, auf dem Master abgeschlossen wird, zeichnet der

Master die Änderungen in seinem Binärlog (engl. binary log) auf. MySQL schreibt Transaktionen seriell im Binary-Log und teilt nach dem Schreiben der Ereignisse den Storage Engines mit, die Transaktionen zu committen. Zu diesen Änderungen können beispielsweise neu deklarierte Tabellen oder Trigger sowie Einfügeoperationen in bestehende Tabellen gehören. Im nächsten Schritt muss die Replica die Veränderungen auf dem Master mitbekommen. Dazu wird ein Worker-Thread gestartet, der als I/O-Slave-Thread bezeichnet wird, und eine Client-Verbindung zum Master geöffnet. Anschließend wird ein spezieller Prozess (binlog dump process) gestartet, der die Ereignisse aus dem Binary-Log des Masters liest. Nach dem Verarbeiten schreibt der Thread die Werte auf seine eigene Festplatte, in das sogenannte Relay-Log. Wenn er alle Ereignisse auf dem Log verarbeitet hat, geht er in einen passiven Zustand und wartet auf Aktualisierungen. Den letzten Teil des Prozesses übernimmt der SQL-Slave-Thread. Er liest und spielt Ereignisse aus dem Relay-Log ab und aktualisiert so die Daten des Replicas, sodass sie mit denen des Masters übereinstimmen. Wenn dieser Thread eine etwa gleich schnelle Verarbeitung wie der I/O-Thread, dann bleibt das Relay-Log normalerweise im Cache des Betriebssystems, sodass Relay-Logs nur sehr geringe Overhead-Kosten haben. Die Ereignisse, die der SQL-Thread ausführt, können optional zusätzlich in das eigene Binary-Log des Replicas geschrieben werden.

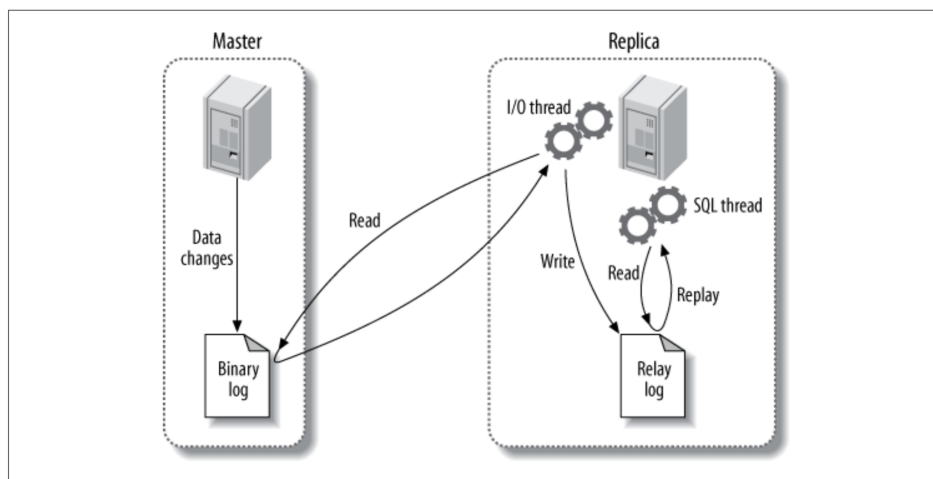


Abbildung 7.1: Darstellung der unterschiedlichen Threads

Die Abbildung 7.1 zeigt nur die beiden Replikation-Threads, die auf dem Replica laufen. Zusätzlich gibt es jedoch einen weiteren Thread auf dem Master, da die vom Replica zum Master geöffnete Verbindung einen Thread auf dem Master startet, ähnlich wie jede andere Verbindung zu einem MySQL-Server.

Diese Replikationsarchitektur entkoppelt die Prozesse des Abrufens und Abspielens von Ereignissen auf dem Replica. Dadurch können die beiden Threads asynchron arbeiten, sodass der I/O-Thread unabhängig vom SQL-Thread agieren kann. Dies hat jedoch zur Folge, dass Änderungen, die parallel in verschiedenen Threads auf dem Master ausgeführt werden

könnten, auf dem Replica nicht parallelisiert werden können, da sie in einem einzelnen Thread ausgeführt werden. Generell gibt es keine Garantie für die Latenz auf der Replica und große Abfragen können dazu führen, dass die Replica Sekunden, Minuten oder sogar Stunden hinter dem Master zurückbleibt. Der Flaschenhals (engl. bottleneck) des gesamten Systems stellt die Anzahl der Schreibvorgänge dar, die der langsamste Thread ausführen kann.

Die Replikation fügt dem Master nur wenig Overhead hinzu. Das binäre Logging, das für ordnungsgemäße Backups und Point-in-Time-Recovery erforderlich ist, kann jedoch einen erheblichen Overhead verursachen. Abgesehen davon verursacht jede angeschlossene Replica nur geringe Last (hauptsächlich Netzwerk-I/O) auf dem Master. Das Anbinden vieler Replicas an einen Master führt einfach dazu, dass die Schreibvorgänge mehrfach ausgeführt werden, jeweils einmal auf jeder Replika. Trotzdem sollte man nicht zu leichtfertig mit der Anzahl an Replicas übertrieben, da dadurch im Wesentlichen viele Daten unnötig dupliziert werden. Bei sehr hoher Arbeitslast (z.B. 5.000 Transaktionen pro Sekunde) und vielen Replicas kann der Overhead durch das Aktivieren aller Replica-Threads jedoch erheblich werden. Replikation eignet sich gut zum Skalieren von Lesevorgängen.

Die Replikation von MySQL ist größtenteils abwärtskompatibel, d.h. dass ein neuerer Server in der Regel problemlos als Replika eines älteren Servers fungieren kann. Andersherum kann es aber zu Fehler kommen, da möglicherweise neue Funktionen oder die SQL-Syntax des neueren Servers nicht verstanden werden kann. In unserem Beispiel verwenden wir ohnehin nur eine MySQL-Version (siehe 7.2).

Es gibt zwei verschiedene Arten der Replikation, die von MySQL unterstützt werden: die anweisungsbasierte (engl. statement-based) und die zeilenbasierte (engl. row-based) Replikation. Die anweisungsbasierte Replikation wird seit MySQL 5.0 und älter unterstützt und funktioniert, indem die Abfrage, die die Daten auf dem Master geändert hat, protokolliert wird. Wenn eine Replica das Ereignis aus dem Relay-Log liest und ausführt, wird die tatsächliche SQL-Abfrage erneut ausgeführt, die der Master ausgeführt hat. Der offensichtlichste Vorteil davon ist, dass sie relativ einfach zu implementieren und das Protokollieren und Wiederholen von den Anweisungen sollte die Replica logischerweise mit dem Master synchron halten. Außerdem sind die Binary-Log-Ereignisse in der Regel recht kompakt sind und verbrauchen nicht viel Bandbreite. In der Praxis gibt es jedoch Änderungen auf dem Master, die von Faktoren abhängen, die über den reinen Abfragetext hinausgehen. Beispielsweise werden Anweisungen zu leicht oder sogar deutlich unterschiedlichen Zeiten auf dem Master und dem Replica ausgeführt. Deshalb muss der Binary Log nicht nur der Abfragetext enthalten, sondern auch Metadaten wie den aktuellen Zeitstempel. Es gibt einige Anweisungen, die MySQL nicht korrekt replizieren kann, z.B. Abfragen, die die Funktion `CURRENT_USER()` verwenden und gespeicherte Routinen und Trigger sind ebenfalls problematisch bei dieser Art der Replikation.

Die zeilenbasierte Replikation speichert die tatsächlichen Datenänderungen im Binary-Log.

Ein großer Vorteil, der daraus folgt, ist es, dass MySQL jede Anweisung korrekt replizieren kann. Zudem können einige Änderungen mithilfe der zeilenbasierte Replikation effizienter sein, da die Replica die Abfragen, die die Zeilen auf dem Master geändert haben, nicht erneut ausführen muss. Dies ist beispielsweise der Fall, wenn eine Abfrage viele Zeilen in der Quelltable scannt, jedoch nur zu drei Zeilen in der Zieltabelle ausführt. Bei der anweisungs-basierten Replikation müsste eine Replica die Anweisung erneut ausführen, nur um ein paar Zeilen zu erstellen und bei der Zeilenbasierte ist dies effizient und trivial. Andererseits ist das folgende Ereignis deutlich günstiger mit statement-basierter Replikation zu replizieren:

Codeblock 7.1: Update-Befehl auf dem Master

```
1 UPDATE master_table SET col1 = 0;
```

Die Verwendung von zeilenbasierte Replikation für diese Abfrage wäre sehr teuer, da jede Zeile geändert wird und damit auch ins Binary-Log geschrieben müsste, was das Binary-Log-Ereignis extrem groß machen würde. Dies würde sowohl beim Protokollieren als auch bei der Replikation zu einer höheren Last auf dem Master führen. Die Durchführung einer Point-in-Time-Wiederherstellung ist mit einem Binary-Log im row-based Format schwieriger, aber nicht unmöglich.

Insgesamt ist die anweisungs-basierte Replikation besser geeignet, wenn das Schema auf dem Master und dem Replikat unterschiedlich ist, und kann in Szenarien eingesetzt werden, in denen Tabellen unterschiedliche, aber kompatible Datentypen, verschiedene Spaltenreihenfolgen usw. aufweisen. Außerdem vereinfacht es das Durchführen von Schema-Änderungen auf einem Replica, das später als Master verwendet werden soll, um möglicherweise die Ausfallzeit zu reduzieren. Die zeilenbasierte Replikation kann jedoch einige Operationen bei Schema-Änderungen auf einem Replica nicht handhaben. Dafür aber funktioniert sie zuverlässig mit allen SQL-Konstrukten und es gibt weniger Fälle, in denen es zu Problemen kommt. Auch stoppt sie bei Fehlern, z.B. wenn eine erwartete Zeile auf dem Replikat fehlt, was jedoch auch als Vorteil betrachtet werden kann, da es auf Inkonsistenzen hinweist. Bei der anweisungs-basierte Replikation führt ein Update auf dem Master zu keinem Fehler, wenn die Zeile auf dem Replica fehlt. Die zeilenbasierte Replikation erkennt diesen Fehler und stoppt die Replikation, was eine sofortige Überprüfung ermöglicht. Bei der anweisungs-basierten Replikation erfolgen alle Änderungen über einen bekannten Mechanismus (SQL-Anweisungen), was die Fehlersuche und das Verständnis von Problemen erleichtert, aber es erfordert auch mehr Sperren (Locks). Genau andersherum sieht es bei der Zeilenbasierte aus, da dort Nachvollziehbarkeit von Änderungen ohne die Speicherung der ursprünglichen SQL-Anweisung erschwert wird, aber dafür gibt es reduziertes Locking. Die zeilenbasierte Replikation hat auch Vorteile bei der Datenwiederherstellung, da in einigen Fällen auch alte Daten gespeichert werden, was die Wiederherstellung erleichtert. Auch benötigt sie oft

weniger CPU-intensiv, da keine komplexe SQL-Parsing- und Ausführungslogik erforderlich ist und es gibt auch Probleme bei der mehrstufigen Replikation. Denn wenn eine Anweisung mit `@@binlog_format = STATEMENT` auf dem Master ausgeführt wird, dann wird sie dort als Statement protokolliert. Die nachgelagerte Replicas (Second-Level-Replicas) können diese jedoch als row-basiert weiterleiten, was zu Inkonsistenzen bei der Protokollierung führt.

Da kein Format in jeder Situation perfekt ist, kann MySQL dynamisch zwischen statement-basierter und row-basierter Replikation wechseln. Standardmäßig wird die statement-basierte Replikation verwendet, aber wenn MySQL ein Ereignis erkennt, das nicht korrekt als Statement repliziert werden kann, wechselt es automatisch zur row-basierten Replikation. Sie können das Format auch manuell steuern, indem Sie die Session-Variable `binlog_format` setzen.

7.2 Durchführung

Für die Durchführung nutzen wir wieder die Kundentabelle (2.5) und die Bestelltabelle (2.6), die wir schon aus dem Beispiel aus Kapitel 2.3 kennen. Die einzige Anpassung, die wir vornehmen müssen, sind die unterschiedlichen Werte `STATEMENT`, `ROW` und `MIXED`, die die Variable `binlog_format` annehmen kann.

Codeblock 7.2: Unterschiedliche Formatimplementationen

```
1 SET SESSION binlog_format = 'STATEMENT'
2 SET SESSION binlog_format = 'ROW'
3 SET SESSION binlog_format = 'MIXED'
```

Damit können wir die Performanceunterschiede zwischen den einzelnen Arten, insbesondere für die Einfügeoperationen, vergleichen. Wie wir sehen, sind die Veränderungen an den Lua-Skripten damit minimal, aber der eigentliche Aufwand entsteht bei der Einrichtung der Replikation auf dem lokalen Rechner und in einem Workflow.

Für die Benchmarks betrachten wir das einfachste Szenario der Replikation, bestehend aus einem Master und einer beliebigen Anzahl an Replicas. Zunächst müssen wir dazu den Master und die Replikationsknoten dazu konfigurieren und anschließend dem Replikat anweisen, sich mit dem Master zu verbinden und von ihm zu replizieren. MySQL hat einige spezielle Privilegien, die es den Replikationsprozessen erst ermöglichen, zu laufen. Dazu muss ein Benutzer auf dem Master erstellt werden und diesem die richtigen Privilegien zugewiesen werden, damit der I/O-Thread sich als dieser Benutzer verbinden und das Binary-Log des Masters lesen kann.

Codeblock 7.3: Nutzererstellung und Rechtevergabe

```
1 GRANT REPLICATION SLAVE, REPLICATION CLIENT ON .
```

Wir erstellen diesen Nutzer sowohl auf dem Master als auch auf dem Replica. Der Nutzer, der zur Überwachung und Verwaltung der Replikation verwendet wird, benötigt das REPLICATION CLIENT Privileg und daher ist es einfacher, denselben Benutzer für beide Zwecke zu verwenden. Der nächste Schritt besteht darin, einige Einstellungen auf dem Master zu aktivieren. Zum einen müssen die Binärprotokollierung aktiviert und eine Server-ID angegeben werden. Wenn die Binärprotokollierung im Konfigurationsfile des Masters nicht bereits angegeben wurde, müssen Sie MySQL neu starten. Zum anderen muss explizit eine einzigartige Server-ID angegeben werden. Um zu überprüfen, ob die Binary-Logdatei auf dem Master erstellt wurde, kann man folgenden Befehl ausführen:

Codeblock 7.4: Anzeige der Konfiguration

```
1 SHOW BINARY LOG STATUS; --MySQL ≥8.0.23
2 SHOW MASTER STATUS; --MySQL <8.0.23
```

Die wichtigste Einstellung für das Binär-Logging auf dem Master ist `sync_binlog`: `sync_binlog=1`. Diese Option sorgt dafür, dass MySQL den Inhalt des Binary-Logs, nicht dem Relay-Log, bei jedem Transaktions-Commit auf die Festplatte synchronisiert und damit kommt es zu keinen verlorenen Log-Ereignissen im Falle eines Absturzes. Wenn diese Option deaktiviert ist, dann hat der Server etwas weniger Arbeitsaufwand, aber Binary-Log-Einträge könnten nach einem Serverabsturz beschädigt oder verloren sein. Auf einem Replikat, das nicht als Master fungieren muss, erzeugt diese Option unnötigen Overhead. Außerdem wird es empfohlen einen Basisnamen für das Binary-Log explizit anzugeben, um einheitliche Binary-Log-Namen auf allen Servern zu erstellen und Änderungen der Binary-Log-Namen zu vermeiden, falls sich der Hostname des Servers ändert. Dazu muss ein Argument für die `log_bin`-Option angegeben werden.

Auf einem Replikat ist nur der Parameter `server_id` erforderlich, wir haben zudem aber noch zwei andere optionale Konfigurationsparameter, die wir hinzufügen können. Zum einen den optionalen Konfigurationsparameter `relay_log`, der den Speicherort und den Namen des Relay-Logs angibt, sie passend dazu die Option `log_bin` für den Master. Zum anderen `log_slave_updates`, um das Replikat die replizierten Ereignisse in sein eigenes Binary-Log zu schreiben. Die Option `skip_slave_start` verhindert, dass das Replikat nach einem Absturz automatisch startet und es gibt dadurch die Möglichkeit, den Server bei Problemen zu reparieren. Die Option `read_only` verhindert, dass die meisten Benutzer nicht-temporäre Tabellen ändern. Ausnahmen sind der Replikation-SQL-Thread und Threads mit dem SUPER-Privileg. Daher sollte es auch vermieden werden, normalen Benutzerkonten das SUPER-Privileg zu geben. Die letztere Option verursacht zusätzlichen Aufwand für die Replikate, aber wir haben

gute Gründe, diese optionalen Einstellungen auf jedem Replikat hinzuzufügen. Wenn ein Replikat stark hinter dem Master zurückliegt, kann der Slave-I/O-Thread viele Relay-Logs schreiben. Der Replikation-SQL-Thread entfernt diese, sobald er mit deren Verarbeitung fertig ist (dies kann mit der Option `relay_log_purge` geändert werden). Wenn das Replikat stark im Rückstand ist, könnte der I/O-Thread tatsächlich den Speicherplatz der Festplatte füllen.

Ein Replikat kann nach einem Absturz leicht beschädigt werden, da die Relay-Logs und die `master.info`-Datei nicht absturzsicher sind.

Der nächste Schritt besteht darin, dem Replikat zu sagen, wie es sich mit dem Master verbinden kann und wie dessen Binary-Logs abspielen wird.

Codeblock 7.5: Verbindung der Replica zum Master

```
1 CHANGE MASTER TO
2   MASTER_HOST='YOUR_HOST_NAME',
3   MASTER_USER='YOUR_USER',
4   MASTER_PASSWORD='YOUR_PASSWORD',
5   MASTER_LOG_FILE='mysql-bin.000001',
6   MASTER_LOG_POS=0;
```

Die Spalten `MASTER_LOG_FILE` und `MASTER_LOG_POS` müssen mit dem Ergebnis von dem Befehl aus 7.4 übereinstimmen. Um die eigentliche Replikation zu starten, muss man den folgenden Befehl ausführen:

Codeblock 7.6: Starten der Replikation

```
1 START SLAVE;
```

Mit dem folgenden Befehl kann man überprüfen, ob das Ganze erfolgreich war oder nicht.

Codeblock 7.7: Status der Replica

```
1 SHOW PROCESSLIST\G;
```

Die Spalten `Slave_IO_State`, `Slave_IO_Running` und `Slave_SQL_Running` zeigen an, dass die Replikationsprozesse nicht laufen oder nicht. Wenn `Seconds_Behind_Master` nicht mehr NULL ist, dann bedeutet das, dass der I/O-Thread auf ein Ereignis vom Master wartet, weil er schon alle Binary-Logs abgerufen hat. Wenn man Änderungen an dem Master vornimmt, dann sollte man beobachten, dass die verschiedenen Datei- und Positionswerte auf dem Replikat inkrementiert werden und auch die Änderungen in den Datenbanken sollten auf dem Replikat sichtbar sein. Außerdem sollten zwei Threads auf dem Replikat aktiv sein, die immer unter dem Benutzerkonto „system user“ laufen.

Bei den vorherigen Setup-Anweisungen sind wir von einer frischen Installation ausgegangen. Es gibt aber auch andere Möglichkeiten, um ein Replikat von einem anderen Server zu initialisieren und zwar das Kopieren von Daten von einem Master, das Klonen eines Replikats von einem anderen Replikat oder das Starten eines Replikats von einem aktuellen Backup. Um ein Replikat mit einem Master zu synchronisieren, sind drei Elemente erforderlich: eine Momentaufnahme der Master-Daten zu einem bestimmten Zeitpunkt, die Log-Datei des Masters mit dem entsprechenden Byte-Offset (ermittelbar durch den Befehl [7.4](#)) sowie die Binary-Logs des Masters ab diesem Zeitpunkt. Eine kalte Kopie erfordert das Herunterfahren des Masters, um dessen Dateien zu kopieren, bevor er mit einem neuen Binary-Log neu gestartet wird, was jedoch zu Ausfallzeiten führt. Bei einer warmen Kopie können die Dateien übertragen werden, während der Server weiterhin läuft.

7.3 Analyse

Im vorherigen Abschnitt wurde erklärt, wie man die Master und vor allem die Replicas korrekt konfiguriert und den Prozess der Replikation startet. Es wurde auch erklärt, wie wir das Binlog-Format verändern können und dass wir das Lua-Skript mit den Kunden- und Bestelltabelle verwenden. Als Nächstes analysieren wir unterschiedliche Situationen, damit wir die Vorteile verständlicher werden.

Im ersten Vergleich wollen wir die Performanceunterschiede zwischen den Master-Replica-Ansatz und dem Ansatz mit einem MySQL-Server feststellen. Beim Master-Replica-Ansatz verwenden wir mit ROW immer den Default-Wert des Binlog-Formats. Damit keine Fehler auftreten, müssen wir die beiden Ansätze miteinander kompatibel machen. Das Problem dabei ist, dass der Standardport von MySQL (3306) nicht gleichzeitig verwendet werden darf. Daher starten wir den Master auf Port 3307, und jede Replica erhöht diesen Wert um 1. Somit nutzt die dritte Replica den Port 3310. Die Anzahl an Replicas können wir in der `envs.json`-Datei mithilfe der Variablen `REPLICAS_COUNT` festlegen. Die Voraussetzung dafür ist, dass es lokal mindestens diese Anzahl an gestarteten und konfigurierten Replicas gibt. Innerhalb des Workflowjobs muss nichts angepasst werden, da dort der Wert von `REPLICAS_COUNT` aus der Datei genommen wird, um die exakte Anzahl an Replicas zu starten. Wichtig ist noch zu erwähnen, dass beim Master-Replica logischerweise die Insert-Befehle nur auf dem Master also Port 3307 ausgeführt werden. Die Select-Befehle werden sowohl auf dem Master als auch auf den Replicas ausgeführt.

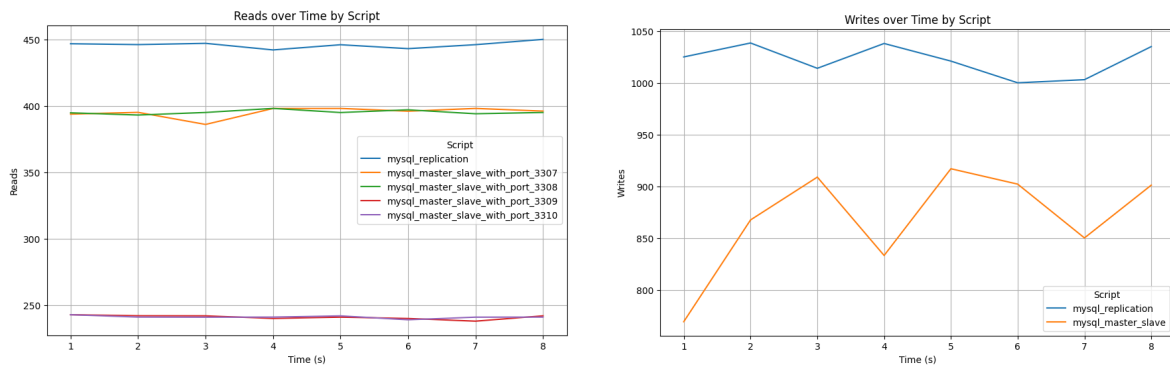


Abbildung 7.2: Vergleich zwischen dem Master mit 3 Replicas und einem normalen MySQL-Server

Wenn wir die Ergebnisse aus Abbildung ?? betrachten, dann fällt auf, dass die Version ohne Replikation am schnellsten ist. Danach folgen die Readabfragen auf dem Master auf Port 3307. Der Unterschied der beiden liegt bei etwa 15%. Nah an dem Ergebnis vom Master ist die erste Replica (3308). Überraschenderweise folgen danach die anderen beiden Replicas auf den Ports 3309 und 3310. Die Writegeschwindigkeit ist in beim Fall ohne und mit Replikation auf einem ähnlichen Niveau.

In diesem Benchmark wurde der Threads-Wert konstant auf 1 gesetzt, sodass die Leistung eines einzelnen Threads ersichtlich wird. Nun betrachten wir ein praxisnahes Szenario: Wenn 8 Nutzer gleichzeitig und unabhängig voneinander Daten abfragen, ohne Änderungen vorzunehmen, ergibt sich eine Last von 8 parallelen Threads. Dies kann entweder von einem einzelnen MySQL-Server mit 8 Threads verarbeitet werden oder mit unserem Master-Replica-Ansatz. In diesem Fall teilen sich der Master und drei Replicas die Last, sodass jeder von ihnen 2 Threads verarbeitet. Dadurch ergibt sich erneut eine Gesamtanzahl von 8 parallelen Threads ($4 \times 2 = 8$). Nach diesem Prinzip lassen wir den Benchmark für die folgende Threadanzahlen laufen: 8, 16, 32.

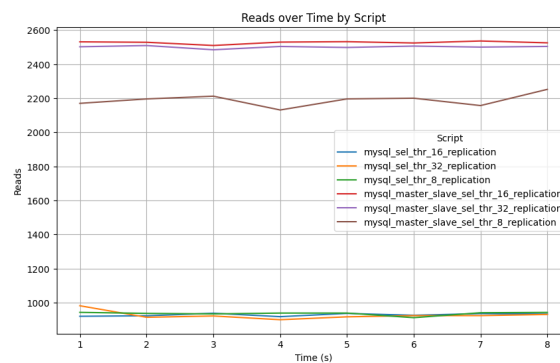


Abbildung 7.3: Vergleich von 8 Threads an Single-Server und jeweils 2 an die unters. Ports. Betrachten wir das Ergebnis aus 7.3, werden die Vorteile der Replikation deutlich. Unabhängig von der Anzahl der Threads liegen die Werte mit Replikation stets deutlich über denen des Single-Servers. Die Performance des Single-Servers bleibt unabhängig von der

Threadanzahl nahezu konstant. Bei der Replikation zeigt sich, dass die Kombination von 16 Threads, verteilt auf den Master und 3 Replicas, am effizientesten ist. Es folgt der Benchmark mit 32 Threads, während der Vergleichstest mit 8 Threads im Vergleich zu den anderen Master-Replica-Ansätzen am ineffizientesten ist. Dennoch sind selbst die 8 Threads mit Replikation deutlich schneller als alle Varianten des Single-Server-Ansatzes.

Im letzten Vergleich verwenden wir ausschließlich den Master-Replica-Ansatz und vergleichen die unterschiedlichen Binlog-Formate, die wir aus 7.2 kennen. Um Variationen zu begrenzen, betrachten wir nur eine Replica pro Master. Daraus ergeben sich sechs unterschiedliche Leseergebnisse, da für jedes der drei Formate sowohl der Master- als auch der Replica-Port abgefragt wird. In der Grafik 7.4 können wir sehen, dass die Unterschiede kaum erkennbar sind bei verschiedenen Binlog-Formaten und Ports. Und auch die Schreibgeschwindigkeiten verhalten sich bei beiden Varianten sehr ähnlich.

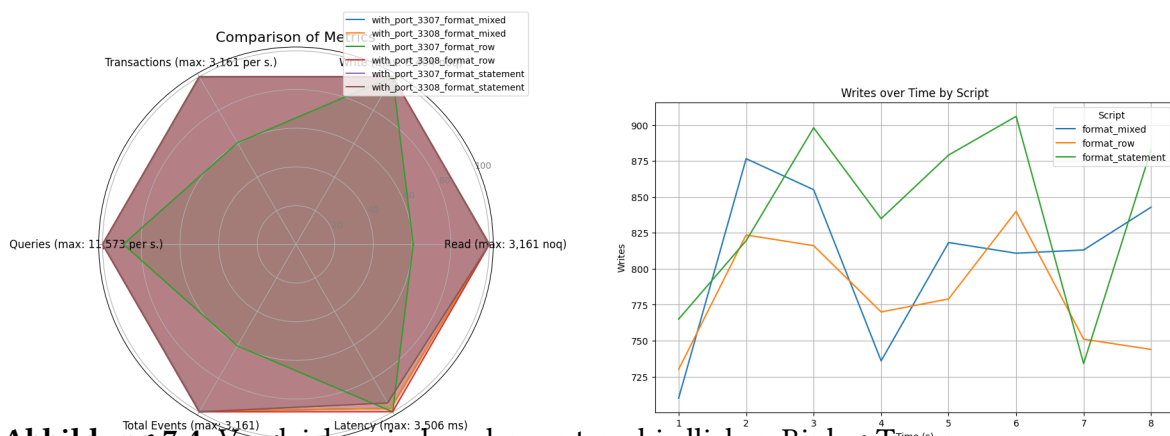


Abbildung 7.4: Vergleich zwischen dem unterschiedlichen Binlog-Typen

Die Schlussfolgerungen, die wir aus den Messungen gewinnen können, sehen dabei wie folgt aus. Wir sehen, dass durch Replication, anders als beispielsweise mit Indexen oder Partitionen, bei einem einzelnen Thread keine deutlichen Performancevorteile gewonnen werden können. Wenn aber mehrere Nutzer auf der Datenbank interagieren und ausschließlich Lesezugriffe benötigen, dann können die Abfragen auf die unterschiedlichen Ports aufgeteilt werden. In diesen Szenarien mit höherer Parallelität und intensiveren Leseoperationen kann Replikation daher signifikante Vorteile bieten. Die Auswahl des Binlog-Formats hat bei unserem Benchmark zu keinen Performanzgewinnen geführt. Möglicherweise könnte sich jedoch ein anderer Einfluss zeigen, wenn Schreiboperationen ins Spiel kommen oder die Konsistenzanforderungen geändert werden.

8 Fazit

Datatypes: - Werte für NOT NULL höher liegen als für NULL, bzw WITH NULL - Daher sollten beim Datenbankentwurf Entscheidungen nicht aus Performancegründen getroffen werden, sondern aus Gründen der Datenintegrität und -konsistenz

- Wenn man einen Wertebereich abfragt, dann ist INT deutlich schneller (50%) ist als CHAR - Bei der Sortierung hat INT ebenfalls einen Vorteil gegenüber CHAR, jedoch fallen die Abstände deutlich geringer aus (3.2a) - Schreibbefehle in beiden Fällen etwa gleich schnell

- DECIMAL → BIGINT → Unterschied zwischen INT, MEDIUMINT und SMALLINT kleiner als erwartet → zu kleine Datensätze für größere Unterschiede? - VARCHAR effizienter ist als CHAR - Vorteile von CHAR insbesondere bei der Aktualisierung von Werten liegen, während VARCHAR bei der Selektion von Werten besser abschneidet - Der Grund hierfür ist, dass CHAR die verbleibenden Stellen mit Leerzeichen auffüllt, was zu einem höheren Speicherbedarf führt → weniger Veränderung, wenn aktualisiert wird

Indexierung: - Wir erkennen, dass bei 10 Datensätzen die Version ohne Indizes schneller ist als diejenige mit - Bei 40, 400 oder 4000 Zeilen sehen wir, dass die Version mit Indizes effizienter - Bei der Schreibgeschwindigkeit sind beide Versionen auf einem sehr ähnlichen Niveau, tendenziell hat die Version ohne Index einen leichten Vorteil

- Wichtigkeit, dass der Index korrekt „matched“ - range_values und not_leftmost ohne Index - Teilweise auf davon abhängig, wie viele Zeilen zurückgegeben werden

- Je geringer die Wahrscheinlichkeit für eine Kollision ist, desto schneller ist die Select-Abfrage
- Unterschiede zwischen den verschiedenen Kollisionswahrscheinlichkeiten ist sehr groß

- Nur bei full_match wird der Index verwendet → deutliche Unterschiede zu den anderen 3 - Die anderen sind auf ähnlichen Niveau, obwohl die Anzahl an zurückgegebenen Variablen sehr unterschiedlich ist

Literatur

- DataScientest. (2023). *SQL TRIGGER zur Automatisierung deines DBMS*. Verfügbar 31. Januar 2025 unter <https://datascientest.com/de/sql-trigger-zur-automatisierung-deines-dbms>
- Difallah, D. E., Pavlo, A., Curino, C., & Cudré-Mauroux, P. (2013). OLTP-Bench: An Extensible Testbed for Benchmarking Relational Databases. *PVLDB*, 7(4), 277–288. <http://www.vldb.org/pvldb/vol7/p277-difallah.pdf>
- Garcia-Molina, H. (2008). *Database systems: the complete book*. Pearson Education India.
- Germany, R. (2024). *Was ist ein Snapshot Backup?* Verfügbar 28. Oktober 2024 unter <https://www.rubrik.com/de/insights/what-is-a-snapshot-backup>
- GitHub. (2025a). *Caching dependencies to speed up workflows*. Verfügbar 7. Januar 2025 unter <https://docs.github.com/en/actions/writing-workflows/choosing-what-your-workflow-does/caching-dependencies-to-speed-up-workflows#comparing-artifacts-and-dependency-caching>
- GitHub. (2025b). *Understanding GitHub Actions*. Verfügbar 20. Januar 2025 unter <https://docs.github.com/en/actions/about-github-actions/understanding-github-actions>
- Hunter, J. D. (2007). Matplotlib: A 2D graphics environment. *Computing in Science & Engineering*, 9(3), 90–95. <https://doi.org/10.1109/MCSE.2007.55>
- Kopytov, A. (2024). *Sysbench Github Repository*. Verfügbar 28. Oktober 2024 unter <https://github.com/akopytov/sysbench>
- Luber, D.-I. (S. (2018). *Was ist ACID?* Verfügbar 26. Januar 2025 unter <https://www.bigdata-insider.de/was-ist-acid-a-776182/>
- Luber, D.-I. (S. (2023). *Was ist Scale-Out Storage?* Verfügbar 13. Februar 2025 unter <https://www.storage-insider.de/was-ist-scale-out-storage-a-c2251e6e6a1381fd5e7647120b2d2e47/>
- Oracle. (2025a). *26.2 Partitioning Types*. Verfügbar 17. Februar 2025 unter <https://dev.mysql.com/doc/refman/8.4/en/partitioning-types.html>
- Oracle. (2025b). *27.3.1 Trigger Syntax and Examples*. Verfügbar 27. Januar 2025 unter <https://dev.mysql.com/doc/refman/8.4/en/trigger-syntax.html>
- Ouko, A. (2025). *SQL Materialized View: Verbesserung der Abfrageleistung*. Verfügbar 26. Januar 2025 unter <https://www.datacamp.com/de/tutorial/sql-materialized-view>
- pandas development team, T. (2020, Februar). *pandas-dev/pandas: Pandas (Version latest)*. Zenodo. <https://doi.org/10.5281/zenodo.3509134>

- Reimers, N. (2017). *Virtuelle, dezidierte und Cloud-Server: MySQL-Benchmark mittels sysbench*. Verfügbar 28. Oktober 2024 unter <https://www.webhosterwissen.de/know-how/server/mysql-benchmark-mittels-sysbench/>
- Schwartz, B., Zaitsev, P., & Tkachenko, V. (2012). *High performance MySQL: optimization, backups, and replication*. „O'Reilly Media, Inc.“
- Shopify. (2022a). *Detailed design documentation*. Verfügbar 28. Oktober 2024 unter <https://shopify.github.io/mybench/detailed-design-doc.html#live-monitoring-user-interface>
- Shopify. (2022b). *What is mybench?* Verfügbar 28. Oktober 2024 unter <https://shopify.github.io/mybench/introduction.html>
- Shopify. (2024). *Mybench Github Repository*. Verfügbar 28. Oktober 2024 unter <https://github.com/Shopify/mybench>
- Vogel, M. (2009). *EDV-Lexikon: Bottleneck*. Verfügbar 28. Oktober 2024 unter <https://martinvogel.de/lexikon/bottleneck.html>
- Williams, T., Kelley, C., & many others. (2010, März). *Gnuplot 4.4: an interactive plotting program*.

Anhang

Hier beginnt der Anhang. Siehe die Anmerkungen zur Sinnhaftigkeit eines Anhangs in Abschnitt

Der Anhang kann wie das eigentliche Dokument in Kapitel und Abschnitte unterteilt werden. Der Befehl `\appendix` sorgt im Wesentlichen nur für eine andere Nummerierung.

Eigenständigkeitserklärung

Hiermit versichere ich, dass ich die vorliegende Bachelorarbeit mit dem Titel

Performance - Optimierung von Datenbanken

selbstständig und nur mit den angegebenen Hilfsmitteln verfasst habe. Alle Passagen, die ich wörtlich aus der Literatur oder aus anderen Quellen wie z. B. Internetseiten übernommen habe, habe ich deutlich als Zitat mit Angabe der Quelle kenntlich gemacht.

Hamburg, 21. Dezember 1940