Masterarbeit

Vergleich von SQL-Anfragen Theorie und Implementierung in Java

Robert Hartmann

Betreuer: Prof. Dr. Stefan Brass

28. August 2013

Martin-Luther-Universität Halle-Wittenberg

Inhaltsverzeichnis

1 Einleitung / Motivation

SQL (structured query language) ist eine Datenbanksprache, die in relationalen Datenbanken zum Definieren, Ändern und Abfragen von Datenbeständen benutzt wird. Basierend auf relationaler Algebra und dem Tupelkalkül, ist sie einfach aufgebaut und ähnelt der englischen Sprache sehr, was Anfragen deutlich verständlicher gestaltet. SQL ist der Standard in der Industrie wenn es um Datenbankmanagementsysteme (DBMS) geht. Zu bekannten Vertretern gehören Oracle Database von Oracle, DB2 von IBM, PostgreSQL von der PostgreSQL Global Development Group, MySQL von der Oracle Corporation und SQLServer von Microsoft.

Die Umsetzung von SQL als quasi-natürliche Sprache erlaubt es Anfragen so zu formulieren, dass sie allein mit dem Verständnis der natürlichen Sprache verständlich sind. Dieser Umstand hat auch dazu geführt, dass heutzutage relationale Datenbanksysteme mit SQL beliebt sind und häufig eingesetzt werden. Dies führt allerdings auch dazu, dass es mehrere, syntaktisch unterschiedliche, Anfragen geben kann, welche semantisch identisch sind. Manche sehen sich dabei ähnlich, andere Anfragen kann man nur nach Umformen ineinander überführen.

1.1 Motivation

Ein gängiges Mittel um herauszufinden, ob zwei SQL-Anfragen das gleiche Ergebnis liefern, ist es die Anfragen auf einer Datenbank mit vorhandenen Daten auszuführen. Dies bildet jedoch lediglich Indizien für eine mögliche semantische Gleichheit. Da man die zwei zu vergleichenden Anfragen nur auf einer endlichen Menge von Datenbankzuständen testen kann, ist nie ausgeschlossen, dass nicht doch ein Zustand existiert, der unterschiedliche Ergebnisse liefert. Weiterhin stehen solche Testdaten nur im begrenzten Umfang zur Verfügung oder Daten müssten händisch eingetragen werden bzw. von freien Internetdatenbanken beschafft werden. Dies kostet Zeit und Arbeitskraft, welche im universitärem Umfeld meist beschränkt ist. So haben Hochschulen immer weniger Geld für Tutoren oder Hilfskräfte, was die Zeit der wenigen Mitarbeiter umso wertvoller macht.

Durch diese Situation sind Professoren immer öfter dazu gezwungen mehr Lehre und weniger Forschung zu betreiben, was aber offensichtlich auch keine gute Lösung ist. Häufig werden dem Lernenden Übungsaufgaben gestellt, die dieser dann innerhalb einer Frist bearbeitet und abgibt.

```
Anfrage 1: SELECT * FROM emp WHERE sal > 1000
Anfrage 2: SELECT * FROM emp e WHERE 1000 < e.sal
```

Abbildung 1.1: Beispiel: semantisch, aber nicht syntaktisch, äquivalente Anfragen

Diese müssen dann kontrolliert und wieder ausgehändigt werden. Bei diesem Prozess kann nur schwer auf die einzelnen Fehler der Studenten eingegangen werden. Auch ist es ein zusätzlicher Zeitaufwand herauszufinden, welche Fehler besonders häufig auftreten. Des weiteren sind manche Lernende auch gewillt mehr zu üben, um sich gerüstet für eine Klausur zu fühlen. Andere möchten gezielt ein Thema üben, welches sie noch nicht gut beherrschen. All das ist mit Übungsaufgaben und Übungen innerhalb der Hochschule schwer zu erreichen.

Das Programm, welches im Rahmen dieser Arbeit entwickelt wird, soll helfen all diese Probleme zu lösen. Es soll mit wenig Aufwand für den Mitarbeiter der Universität möglich sein neue Aufgaben in das System einzupflegen. Durch Abspeicherung sämtlicher Lösungsversuche des Lernenden können einzelne Aufgaben vom Dozenten durch das Programm auf häufig auftretende Fehler untersucht werden. Damit kann in der Übung gezielt besprochen werden, was noch oft falsch gemacht wird.

1.2 Aufgabenstellung

Nach der theoretischen Ausarbeitung soll ein Programm entwickelt werden, welches in der Lage ist zwei SQL-Anfragen zu vergleichen. Dieser Vergleich soll, im ersten Schritt, lediglich mit Musterlösung, Lösung des Lernenden und Datenbankschema möglich sein. Im zweiten Schritt werden die zwei Anfragen auch gegen reale Daten geprüft. Da die Fehlermeldung des Standardparsers von SQL sehr allgemein gehalten sind, ist es auch wünschenswert, dass das Programm konkretere Hinweis- und Fehlermeldung ausgibt, als es der Standard SQL-Parser vermag. Weiterhin sollen die Fehlermeldung sich konkret auf den Unterschied von Musterlösung zur Lösung des Lernenden beziehen. Damit das Programm möglichst plattformunabhängig bedient werden kann, soll es als Webseite auf einem Server zur Verfügung gestellt werden. Da als Programmiersprache Java gewählt wurde, bieten sich die JSP (java server pages) an, welche auf den java-servlets basieren.

Wir bezeichnen zwei SQL-Anfragen als syntaktisch äquivalent, wenn die zwei Anfragen syntaktisch identisch sind. Dies ist der Fall wenn beide Anfragen als Zeichenketten in jedem Buchstaben übereinstimmen. Zwei SQL-Anfragen sind dagegen semantisch äquivalent, wenn beide Anfragen auf allen Datenbankzuständen einer Datenbank stets die selben Tupel zurückliefern. Zu Bemerken ist hierbei, dass zwei semantisch äquivalente Anfragen keinesfalls syntaktisch äquivalent sein müssen, wie das folgende Beispiel zeigt:

Wie bereits beschrieben erfolgt der Vergleich zweier SQL-Anfragen zweistufig. Können beide Anfragen durch Standardisierungen in syntaktisch äquivalente Anfragen umgeformt werden, so sind sie auf jeden Fall auch semantisch äquivalent. Das Umformen durch Standardisierung stellt daher eine hinreichende Bedingung für die Gleichheit der SQL-Anfragen dar. Es gibt aber auch Anfragen, die nicht syntaktisch, aber dennoch semantisch äquivalent sind. Solche Anfragen können in einigen Fällen strukturell sehr unterschiedlich und dennoch semantisch äquivalent sein. Mit dem Vorgehen im ersten Schritt würden wir solche Anfragen nicht aneinander anpassen. In diesem Fall fahren wir mit dem zweiten Schritt fort. In diesem werden beide Anfragen auf realen Datenbanken ausgeführt. Sind beide Anfragen semantisch äquivalent, so müssen beide die selben Ergebnistupel liefern. Ist dies nicht der Fall, so ein Gegenbeispiel für die semantische Äquivalenz gefunden. Das Liefern von gleichen Ergebnissen beider Anfragen auf dem selben Datenbankzustand ist also eine notwendige Bedingung für die semantische Äquivalenz. Im Kapitel 8 wird noch auf Anfragen eingegangen, die weder im Schritt 1 bestätigt noch im Schritt 2 abgelehnt werden konnten.

Ein mögliches Haupteinsatzgebiet ist die Lehre. Dort soll es möglich sein Untersuchungen des Lernfortschritts von Studenten oder anderen Interessierten, die den Einsatz von SQL erlernen möchten, durchzuführen. So kann das Programm dem Lernenden nicht nur sinnvolle Hinweise bei einer falschen Lösung geben, sondern auch erläutern, ob die gefundene Lösung eventuell zu kompliziert gedacht war. Des Weiteren ist es aufgrund der zentralisierten Serverstruktur möglich, Lösungsversuche des Lernenden zu speichern und eine persönliche Lernerfolgskurve anzeigen zu lassen. Damit hätten Studenten und Lehrkräfte die Möglichkeiten Lernfortschritte zu beobachten und Problemfelder (etwa JOINs) zu erkennen um diese dann gezielt zu bearbeiten. Dozenten könnten so im Zuge der Vorbereitung der Übung oder Vorlesung sich die am häufigsten aufgetretenen Fehler anzeigen lassen, um diese dann mit den Studenten direkt zu besprechen.

Damit ist es möglich eine Lernplattform aufzubauen, die dem Studenten mehrere Auswertungsinformationen über seinen Lernerfolg und seine Lösung deutlich macht. So kann die Lehrkraft eine Aufgabe mit samt Musterlösung und Datenbankschema hinterlegen und der Student kann daraufhin seine Lösungsversuche in das System eintragen. Durch sinnvolles Feedback ist es ihm möglich beim Üben direkt zu lernen. Weiterhin kann man eine solche Plattform auch für Tutorien oder Nachhilfe überall da benutzen, wo SQL gelernt wird. Vorteile hier wären, dass man mehrere verschiedene Aufgaben stellen kann ohne viel Zeit beim Einpflegen von neuen Aufgaben verbringen zu müssen.

Weitere Einsatzgebiete könnten sich im Unternehmen befinden. So könnte man bei einer geplanten Umstrukturierung oder Erzeugung von Datenbanken bereits Anfragen prüfen und vergleichen, bevor man sich u.U. teure Testdaten kauft oder Daten migrieren muss.

1.3 Aufbau der Arbeit

Im vorherigen Abschnitt haben wir geklärt warum es eine Notwendigkeit für das Thema SQL-Vergleich gibt. Zu dem wurde geklärt, was das Ziel der Arbeit ist.

Im Kapitel 2 betrachten wir den aktuellen Forschungsstand zur Thematik Lernplattformen und SQL. Das Ergebnis dieser Arbeit soll ein Produkt sein, was hauptsächlich in der Lehre eingesetzt wird. Daher ist es wichtig bereits vorhandene Lernplattformen zu untersuchen. Dabei interessieren uns insbesondere Gemeinsamkeiten und Unterschiede zu unserer Arbeit. Wir werden feststellen, dass jede Plattform auf eine Feinheit spezialisiert ist und andere Punkte dann eine untergeordnete Rolle spielen. Weiterhin ist diese Bestandsaufnahme wichtig, da sie uns aufzeigen kann, wie man mögliche Ansätze miteinander verknüpft. Dieser Gedanke wird im Kapitel 8 genauer erläutert.

Die Fragestellung “Sind zwei SQL-Anfragen äquivalent” ist nicht entscheidbar. Aus diesem Grund klären wir im Kapitel 3 wie wir den Entscheidungsprozess angehen wollen, sodass zumindest eine Teilmenge von SQL-Anfragen bearbeitet werden kann. Wir klären also zunächst, wie unser Programm vorgehen wird. Danach werden die einzelnen Schritte, die zum Vergleich notwendig sind, erklärt und besprochen. Dabei diskutieren wir für einzelne Teilschritte auch mehrere Herangehensweisen. Weiterhin werden wir alle möglichen Analyseschritte theoretisch untermauern, auch wenn nicht alle davon im Programm umgesetzt werden können. Mehr dazu im Abschnitt »Grenzen des Parsers«. Alle später umgesetzten Algorithmen werden in diesem Kapitel vorgstellt, erarbeitet und diskutiert.

Im nachfolgenden Kapitel 5 beschreiben wir die verwendete Software. Neben der üblichen Beschreibung der verwendeten Software, wird insbesondere auf den verwendeten Parser und die Java-Servelets eingegangen. Zu klären ist hier wie genau der Parser funktioniert und was er nicht kann. Daraus leitet sich eine gewisse Beschränkung in der praktischen Umsetzung ab. Da wir im vorherigen Kapitel allerdings alle theoretischen Betrachtungen ausführlich erläutert haben, stellt es kaum ein Problem dar, die vorgestellten Algorithmen auf einen anderen Parser zu übertragen. Ein weiterer Aspekt dieses Kapitels ist es, dem Leser klar zu machen wie Java-Servelets funktionieren und wie genau wir sie für unser Programm einsetzen.

In Kapitel 6 wird der Aufbau des Programms geklärt und erläutert. Dabei gehen wir den strukturellen Aufbau durch und klären, wie einzelne Aspekte aus Kapitel 3 umgesetzt werden konnten. Weiterhin klären wir, was aufgrund gewisser Beschränkungen nicht umsetzbar war. Wir diskutieren die Struktur des Programms hier eingehend auf Konzepte der Softwaretechnik, wie z. B. Wartbarkeit, Erweiterbarkeit usw.

1.4 Produkt

Es wurde im Rahmen der Aufgabenstellung ein Programm entwickelt, das es erlaubt zwei SQL-Anfragen miteinander zu vergleichen. Dazu wurde eine Lernplattform auf Basis von Java-Servlets geschaffen. Der Lernende meldet sich an der Plattform an und wählt eine Kategorie aus. Nun wird ihm eine Sachaufgabe gestellt und ein Datenbankschema angezeigt. Er soll nun daraus eine SQL-Anfrage formulieren, die die Aufgabenstellung löst. Dabei bekommt der Lernende Feedback von dem Programm. Dies schließt sowohl Hinweise als auch konkrete Fehlermeldungen ein. Hat der Lernende die Aufgabe bereits mehrfach bearbeitet, so kann er sich seine vorherigen, eingesandten Lösungen anschauen und seinen Lernerfolg leicht verfolgen. Das Programm zeigt auch an, in welcher Kategorie der Lernende noch große Defizite hat.

Der Dozent hat das Programm vorher einmalig mit einer Reihe von Aufgaben bestückt. Dazu gibt der Dozent eine textuelle Beschreibung der Aufgabe, eine oder mehrere SQL-Anfragen als Musterlösungen, ein Datenbankschema und optional eine Datenbank an, auf der Beispieldaten vorhanden sind.

Das Programm läuft im Wesentlichen in zwei Schritten ab. Im ersten Schritt versucht es die zwei Anfragen miteinander zu vergleichen, ohne den Einsatz von externen Daten. Gelingt dies, ist gezeigt, dass die Lösung des Studenten mit der Musterlösung übereinstimmt. Das Programm meldet Erfolg und zeigt eventuell abweichende Komplexitätsmaße an. Mehr dazu im Abschnitt [].

Schlägt der erste Schritt fehl, wird die Anfrage des Lernenden auf der angegebene Datenbank verarbeitet und mit den Ergebnistupeln verglichen, die die Musterlösung liefern. Sind beide in allen Beispielzuständen gleich, so wird dem Dozenten gemeldet, dass eine eventuelle neue Musterlösung gefunden wurde. Diese ist strukturell so unterschiedlich, dass sie nicht auf die bisherige Musterlösung angepasst werden konnte. Wir können in einem solchen Fall nicht mit Sicherheit sagen, ob die Lösung falsch oder richtig ist, da dieses Problem im Allgemeinen nicht entscheidbar ist. Daher muss ein Prüfer solche Lösungen noch einmal manuell kontrollieren.

Schlägt aber auch der zweite Schritt fehl, so können wir sicher sein, dass die Lösung des Lernenden falsch ist. Das Programm meldet dann eine Fehlermeldung sowie mögliche Hinweise, was der Lernende falsch gemacht haben könnte.

2 Forschungsstand und Einordnung

2.1 Einleitung

Die Idee, SQL-Anfragen von Lernenden automatisch zu kontrollieren, ist nicht völlig neu. Weil eine Auswertung über den Standard SQL-Parser nicht sehr umfangreich ist und es bei semantischen Fehlern kein sinnvolles Feedback gibt, sind bereits einige Ansätze veröffentlicht worden, die es sich zum Ziel gemacht haben eine SQL-Anfrage näher zu analysieren. Verschiedene Projekte beschäftigen sich dabei z. B. mit dem Aufdecken von semantischen Fehlern. Andere Plattformen konzentrieren sich auf den Lernerfolg, den der Student erreichen soll, und analysieren die Art der Fehler des Lernenden. Damit erreicht man eine Zuteilung von passenderen Aufgaben, sodass der Lernende weder gelangweilt noch überfordert ist.

In diesem Abschnitt möchten wir die bereits existierenden Ansätze auf diesem Gebiet kurz betrachten, um dann diese Arbeit dann einordnen zu können.

2.2 SQL-Tutor

In [3] beschreibt Antonija Mitrovic ein Lernsystem, was SQL-Tutor genannt wird. Nach Auswahl einer Schwierigkeitsstufe wird dem Studenten ein Datenbankschema und eine Sachaufgabe vorgelegt. Der Student hat nun ein Webformular in dem sich für jeden Teil der SQL-Anfrage ein Eingabefeld befindet. So werden die Anteile `SELECT`, `FROM`, `WHERE`, `ORDER BY`, `GROUP BY` sowie `HAVING` einzeln eingetragen.

Der SQL-Tutor analysiert nun die Anfrage des Studenten und gibt spezifisches Feedback. Dabei wird nicht nur geklärt, ob die Anfrage korrekt ist, sondern auch, was bei einer falschen Eingabe genau fehlerhaft ist. Das reicht von konkreten Hinweisen auf den spezifischen Teil der Anfrage bis hin zu eindeutigen Hinweisen wie »Musterlösung enthält einen numerischen Vergleich mit der Spalte a, ihre Lösung enthält aber keinen solchen Vergleich«.

Umgesetzt wird dieses Programm durch 199 fest einprogrammierte Constraints. Dadurch ist es potentiell möglich bis zu 199 spezifische Hinweismeldungen für den Studenten bereitzustellen. Das reicht von syntaktischen Analysen wie »The SELECT Clauses of all solutions must not be

empty« bis hin zu semantischen Analysen, gepaart mit Wissen über die Domain (Datenbankschema und Musterlösung), bei denen die Lösung des Studenten mit der Musterlösung und dem Datenbankschema verglichen wird. Insbesondere versucht der SQL-Tutor Konstrukte wie numerische Vergleiche mit gewissen Operatoren in der Lösung des Studenten zu finden, wenn diese in der Musterlösung auftauchen. Auch komplexere Constraints, die sicherstellen, dass bei einem numerischen Vergleich `a > 1` das gleiche ist wie `a >= 0` sind vorhanden.

Allerdings gibt es auch hier Schwächen. Da der verwendete Algorithmus die Constraints nach einander abarbeitet, kann es zu unnötigen Analysen der Anfrage kommen und damit auch zu einem unnötigen Zeitaufwand. Nach eigenen Tests werden manche äquivalente Bedingungen nicht erkannt. So wird `a < 0` für richtig, aber `0 > a` für falsch gehalten. Ähnlich verhält es sich, falls eine der Argumente des Vergleichs das Ergebnis einer Unterabfrage ist. Die Constraints sind fest einprogrammiert und nicht von der Anfrage abhängig und damit genügt es für eine neue Aufgabe Text und Musterlösung einzulesen.

Der SQL-Tutor lässt außerdem den eingesendeten Lösungsvorschlag auf einer SQL-Datenbank mit Testdaten laufen und vergleicht die Tupel mit den Antworttupeln, die man mit der gespeicherten Musterlösung erhält.

Abgrenzung zum SQL-Tutor

Der Grundgedanke des SQL-Tutors überschneidet sich durchaus mit dem Ansatz dieser Arbeit. Ein Grundpfeiler des SQL-Tutors ist es, dem Studenten detailliertes Feedback über seine semantischen und syntaktischen Fehler zu geben. Das Programm was im Zuge dieser Arbeit entsteht soll weniger semantische Fehler analysieren, als viel mehr versuchen zwei SQL-Anfragen zu vergleichen, unabhängig davon wie sie aufgeschrieben sind. Des Weiteren bedient sich der SQL-Tutor einer Testdatenbank mit realen Testdaten. Unser Programm soll nur das Datenbankschema kennen und ohne Daten bestimmen, ob zwei Anfragen das gleiche Ergebnis liefern. Erst in einem optionalen zweiten Schritt prüfen wir in unserem Programm die Anfragen auf konkreten Daten. Hat aber bereits unser erster Schritt ein positives Ergebnis gemeldet, dann ist der zweite Schritt unnötig. Der SQL-Tutor operiert allerdings zur Ermittlung der Übereinstimmung nur auf Testdaten. Bei ungünstig gewählten Testdaten kann es passieren, dass der Eindruck entsteht zwei Anfragen wären gleich, obwohl sie es nicht sind. Entstehen kann dies, weil auf den vorhanden Testdaten zufällig beide Anfragen die gleichen Ergebnisse liefern.

2.3 SQL-Exploratorium

Im Artikel [4] werden SQL-Lernplattformen in zwei Kategorien eingeteilt. Zum einen existieren Plattformen, welche durch Multimedia versuchen dem Lernenden einzelne Bestandteile der Sprache SQL bildlich darzustellen. Hierfür werden meist Websites mit Multimediainhalten erstellt. Die zweite Kategorie beinhaltet Software, welche die Lösung eines Lernenden analysiert und konkrete Hinweismeldungen gibt. Dazu zählt auch der eben beschriebene SQL-Tutor.

Das SQL-Exploratorium macht es sich nun zur Aufgabe die beiden Ansätze zu verbinden und stellt sich dabei hauptsächlich verwaltungstechnische Fragen wie z. B.

- Wie ermögliche ich dem Studenten Zugriff auf verschiedene Lernsysteme ohne sich mehrfach einloggen zu müssen?
- Wie können Lernerfolge in einem System einem anderen nutzbar gemacht werden?
- Wie kann man aus mehreren Logfiles der eingereichten Lösungen eines Studenten von unterschiedlichen Systemen einen Wissensstand des Studenten ableiten?

Da die Fragen als solche eher unwichtig für diese Arbeit sind, betrachten wir im Folgenden welche einzelnen Plattformen für das SQL-Exploratorium genutzt werden.

2.3.1 Interactive Examples

Über eine Schnittstelle, die sich WebEX nennt, hat der Student Zugriff auf insgesamt 64 Beispielanfragen. Wählt man eine Anfrage aus können Teile davon in einer Detailansicht geöffnet werden. Dem Studenten wird dann ausführlich erklärt, was die einzelnen Teile der Anfrage genau bewirken. Sowohl die Beispielanfragen, als auch die Hinweise sind manuell erzeugt und abgespeichert. Hier wird nichts automatisch generiert, daher ist dieses Projekt nicht relevant für die Arbeit. Der Lernerfolg des Studenten wird hier über die ein »click-log« geführt, das bedeutet es wird aufgezeichnet, was der Student wann und in welcher Reihenfolge angeklickt hat. So ist es z. B. möglich herauszufinden welche Teile einer bestimmten Anfrage besonders interessant für den Lernenden sind.

2.3.2 SQL Knowledge Tester

Der SQL Knowledge Tester, im Nachfolgendem SQL-KnoT genannt, konzentriert sich darauf Anfragen eines Studenten zu analysieren. Dabei wird dem Studenten zur Laufzeit eine Frage generiert. Dabei werden vorhandene Datenbankschemata in einer bestimmten Art und Weise verknüpft

und Testdaten so wie eine Frage für den Studenten generiert. Dies geschieht mit fest einprogrammierten 50 Templates, die in der Lage sind über 400 Fragen zu erzeugen. Zu jeder Frage werden zur Laufzeit Testdaten für die relevanten Datenbanken erzeugt. Ausgewertet wird die Anfrage des Studenten dann, in dem die zurückgelieferten Tupel der Studentenanfrage verglichen werden mit den Tupeln, welche die Musterlösung erzeugt.

Abgrenzung zur Arbeit

Erwähnenswert ist, dass initial keine Daten existieren. Wie beim Ansatz dieser Arbeit existieren nur Datenbankschemata. Die Daten und auch die Aufgabe an den Studenten werden aus Templates generiert. Die Auswertung erfolgt dann allerdings durch den Vergleich der zurückgelieferten Tupel der Muster- und Studentenanfrage. Hierbei kann wieder das Problem auftreten, dass für beide Anfragen die erzeugten Testdaten die gleichen Tupel zurückliefern, es aber bei einem anderen Zustand sein kann, dass sich die Tupelmengen unterscheiden.

Der Ansatz vom SQL-KnoT ist durchaus interessant, wird aber in dieser Arbeit nicht weiter ausgeführt, da wir in dieser Arbeit keine Testdaten erzeugen möchten. Wir benutzen vielmehr Beispieldaten als optionalen zweiten Schritt.

2.3.3 Weiteres

Adaptive Navigation for SQL Questions

Hierbei handelt es sich nur um ein Tool, was aufgrund früherer Antworten des Studenten, diesem möglichst passende neue Fragen vorlegen soll. Dieser Teil des SQL-Exploratoriums dient also dazu, den Wissensstand des Studenten festzustellen und ist für diese Arbeit daher unerheblich.

2.4 WIN-RBDI

Das Programm WINRBDI, welches in [5] beschrieben wird verfolgt einen weiteren, interessanten Ansatz. Anstelle von fest vorgegebenen Demoanfragen, wird die eingegebene Anfrage zunächst in esql eingebettet. Die Ausführung der Anfrage wird dann schrittweise durchgeführt. Der Student hat also die Möglichkeit die Anfrage im Schrittmodus, ähnlich eines Debugger, oder im Fortsetzen-Modus auszuführen. Im Schrittmodus wird jeder Teilschritt der Abarbeitung der Anfrage aufgezeigt. Es werden temporär erzeugte Tabellen angegeben sowie auch eine Erklärung welcher Teil der Anfrage für den aktuellen Abarbeitungsschritt verantwortlich ist. So soll es dem

Studenten möglich sein, die unmittelbaren Konsequenzen seiner SQL-Anfrage für die Abarbeitung zu begreifen.

Des Weiteren hilft dieser Ansatz dem Studenten die Abarbeitung einer Anfrage zu Visualisieren, indem von der WHERE Klausel betroffene Spalten markiert werden. Dies hilft gerade Lernanfängern bei der Visualisierung von Konzepten wie JOINs.

Abgrenzung zur Arbeit

Dieser Ansatz hebt sich von den bisherig betrachteten Ansätzen ab. Hier wird dem Studenten durch eine Visualisierung der Ausführung der Anfrage versucht deutlich zu machen, welche Teile der formulierten Anfrage was genau bewirken. Für den Lernerfolg des Studenten ist dies sicherlich hilfreich, zumal eine Visualisierung stets hilft Zusammenhänge zu begreifen. Diese Arbeit verfolgt allerdings ein anderes Ziel, da sie zwei SQL-Anfragen miteinander vergleicht und nicht versucht die Abarbeitung einer Anfrage zu visualisieren.

2.5 SQLLint

»SQLLint«, ein Semantik-Prüfer für SQL-Anfragen, beschäftigt sich mit semantischen Fehlern in SQL-Anweisungen, welche unabhängig vom Datenbankzustand auftreten. Dabei behandelt das Projekt Anfragen, von denen man ohne Kenntnis der Aufgabenstellung sagen kann, dass sie, in der vorliegenden Form, nicht beabsichtigt sind. Dies ist wahrscheinlich, wenn man z. B. Teile aus der Anfrage herausstreichen kann ohne die Funktion der Anfrage zu verändern. Das Problem besteht darin, dass aktuelle DBMS-Systeme solche Anweisungen ohne Fehler- oder Warnmeldung ausführen. Der Nutzer, also insbesondere der lernende Nutzer, ist somit kaum in der Lage überhaupt zu bemerken, dass es einen Fehler in seiner Anfrage gab. Eine generelle Frage der Gültigkeit solcher SQL-Anfragen ist nicht entscheidbar, dennoch macht es sich SQLLint zur Aufgabe eine große, typische Teilmenge von SQL-Anfragen zu bearbeiten. Ziel des Projektes ist es, mit semantischen Warn- und Fehlermeldungen, die Codeentwicklung zu beschleunigen und die Anzahl der Fehler darin zu verringern.

Ein nicht unwesentlicher Ansatz des Projektes ist es, solche Fehlermeldungen in der Lehre einzusetzen. In [6] wird auch deutlich gemacht, das eine Motivation dieses Projektes aus typischen Fehlern von Studenten entspringt. So wurde im selben Artikel aufgeführt, dass semantische Fehler bei Lernenden am häufigsten auftreten. Unter den drei häufigsten semantischen Fehlern befinden sich: fehlende JOIN Bedingung, (zu) viele Duplikate, unnötiger JOIN. Diese Fehler machen bereits ca. 37 Prozent der semantischen Fehler aus.

Weiterhin fällt auf, dass die Anzahl syntaktischer Fehler mit fortschreitendem Schwierigkeitsgrad der SQL-Anfrage steigen, aber die Anzahl semantischer Fehler nahezu unabhängig von jenem Schwierigkeitsgrad ist. Einfache Anfragen haben sogar zwei mal mehr semantische Fehler als syntaktische Fehler. Siehe dazu *Abbildung 4* in [6].

2.5.1 Algorithmus zum Finden von inkonsistenten Bedingungen

Die Algorithmen im SQLLint-Projekt sollen inkonsistente Bedingungen finden. Dieses Probleme ist allerdings im Allgemeinen unentscheidbar. Dennoch ist es möglich Teilmengen von Anfragen anzugeben, für die man die Konsistenz algorithmisch Entscheiden kann. Folgende Ausführungen zum Algorithmus entstammen der Arbeit »Proving the Safety of SQL Queries« von Stefan Brass und Christian Goldberg [8].

Konsistenz im diesem Sinne soll bedeuten, dass es ein endliches Modell (relationaler Datenbankzustand, manchmal auch Datenbankinstanz genannt) existiert, sodass das Ergebnis der Anfrage nicht leer ist.

Wir nehmen im Folgenden an, dass die SQL-Anfragen keine Datentyp Operationen enthalten. Alle atomaren Formeln haben also die Form $t_1 \theta t_2$ mit $\theta \in \{=, <>, <, <=, >, >=\}$ und t_1, t_2 sind Attribute oder Konstanten. Aggregationsfunktionen sind noch Bestandteil der Forschung und werden daher nicht behandelt.

2.5.2 Bedingungen ohne Unteranfragen

WHERE-Bedingungen, die keine Unteranfrage enthalten, können mit bestimmten Methoden entschieden werden. Ein Beispiel dafür sind die Algorithmen von Guo, Sun und Weiss [7]. Als erster Schritt wird die Negation `NOT` so weit, wie möglich, an die atomaren Formeln weitergereicht, indem die `DE-MORGAN`'sche Regeln angewendet werden. Dadurch drehen sich die Vergleichsoperatoren um, wir sprechen hierbei von dem »gegenteiligem Operator«. Die Menge $O = \{\{\leq, >\}, \{\geq, <\}, \{=, =\}, \{\neq, \neq\}\}$ enthält jeweils 2er Mengen von einem Operator und seinem »gegenteiligem Operator«. Im nächsten Schritt wird die Bedingung in die disjunktive Normalform (DNF) umgeformt, so dass folgende Struktur entsteht: $\phi_1 \vee ... \vee \phi_n$. Diese ist genau dann konsistent, wenn mindestens ein ϕ_i konsistent ist. Nun können wir die Methoden aus [7] anwenden. Im wesentlichen handelt es sich dabei um einen gerichteten Graphen, in dem Knoten markiert sind mit »Tupelvariable.Attribut« und Kanten mit $<$ oder $\leq$. Dann werden Intervalle von möglichen Werten für jeden Knoten berechnet. Dabei ist zu beachten, dass die SQL-Datentypen, wie `NUMERIC(1)`, das Intervall zusätzlich einschränken. Wenn es endlich viele mögliche Werte für einen Knoten gibt, dann können Ungleich-Bedingungen (t_1 <> t_2) zwischen Knoten wichtig werden und ein Graphfärbungsproblem kodieren. Daher erwarten wir keinen effizienten Algorithmus, wenn es viele

<> Bedingungen gibt. In allen anderen Fällen ist die Methode in [7] schnell. Anzumerken ist allerdings noch, dass die Umwandlung in DNF zu exponentiellem Wachstum in der Größe führen kann.

2.5.3 Unteranfragen

Um unnötige Betrachtungen zu vermeiden, beschäftigt sich das SQLLint-Projekt nur mit `EXISTS`-Unteranfragen. Alle anderen Unteranfragen (`IN`,`>=ALL`, etc.) können auf die `EXISTS`-Unteranfrage reduziert werden. Oracle führt solche Umwandlungen durch, bevor der Optimierer beginnt an der Anfrage zu arbeiten.

Die Idee zur Behandlung von Unteranfragen stammt aus bekannten Methoden der automatischen Beweiser. Hierzu wird in der Arbeit [8] eine Variante der Skolemisierung vorgestellt. Das genaue Vorgehen wird in in jenem Artikel erklärt.

2.5.4 Unnötige logische Komplikationen

Es kann vorkommen, dass eine Teilbedingung inkonsistent ist, die gesamte Bedingung allerdings dennoch konsistent ist (Aufgrund der Disjunktion). Ebenso denkbar ist der umgekehrte Fall, dass also Unterbedingungen Tautologien sind. Beide Vorkommnisse sind vermutlich nicht gewollt und können zu einem unerwünschte Verhalten einer Anfrage führen. Wie in [9] festgestellt wurde, werden in Klausuren von Studenten auch öfter unnötige Bedingungen angegeben, welche bereits per Definition impliziert werden. Als Beispiel betrachten wir die Bedingung `A IS NOT NULL`. Diese wird unnötig, wenn wir wissen, dass `A` bereits als `NOT NULL` definiert ist.

Im Folgenden wird in [9] eine mögliche Formalisierung der Voraussetzung für »keine unnötigen logischen Komplikationen« erläutert. Immer wenn in der DNF der Anfragebedingung eine Unterbedingung mit »true« oder »false« ersetzt wird, ist das Ergebnis nicht zur Ausgangsbedingung äquivalent.

Realisiert wird dies durch eine Reihe von Konsistenzprüfungen. Es sei die DNF der Anfragebedingung $C_1 \vee ... \vee C_m$, mit $C_i = (A_{i,1} \wedge ... \wedge A_{i,n_i})$. Unser Kriterium ist genau dann erfüllt, wenn die folgenden Formeln alle konsistent sind:

1. $\neg(C_1 \vee ... \vee C_m)$ - Die Negation der gesamten Formel. Ansonsten könnte man diese durch »true« ersetzen.
2. $C_1 \wedge \neg(C_1 \vee ... \vee C_{i-1} \vee C_{i+1} \vee ... \vee C_m)$ mit $i \in [1,m] \cap \mathbb{N}$. Ansonsten könnte C_i mit »false« ersetzt werden.

3. $A_{i,1} \wedge ... \wedge A_{i,j-1} \wedge \neg A_{i,j} \wedge A_{i,j+1} \wedge ... \wedge A_{i,n_i} \wedge \neg(C_1 \vee ... \vee C_{i-1} \vee C_{i+1} \vee ... \vee C_m)$ mit $i \in [1,m] \cap \mathbb{N}$, $j \in [1,n_i] \cap \mathbb{N}$. Ansonsten könnte $A_{i,j}$ mit »true« ersetzt werden.

Zu weiteren unnötigen logischen Komplikationen zählen zu allgemeine Vergleichsoperatoren ($>=$ anstelle von $=$). Weiterhin gehören unnötige JOINs zu einem wichtigen Typ von unnötigen logischen Komplikationen.

2.5.5 Laufzeitfehler

Als Bemerkung ist festzuhalten, dass sich das SQLLint-Projekt auch mit Laufzeitfehlern beschäftigt. Als Beispiel stelle man sich folgende SQL-Bedingung vor: `A=(SELECT ...)` Es muss hier sichergestellt werden, dass die `SELECT`-Unteranfrage nur einen Rückgabewert hat. Solche Fehler sind schwierig zu finden, da sie nicht immer Auftreten müssen.

Wie das SQLLint-Projekt damit umgeht, soll hier nicht weiter besprochen werden. Details dazu sind zu finden in [9].

Zusammenhang zu dieser Arbeit

Obwohl SQLLint auf den ersten Blick eine andere Zielstellung als diese Arbeit verfolgt, so sind doch einige Ansätze deckungsgleich. Einige der Ansätze von SQLLint können Grundlagen für diese Thesis sein. Der Ansatz der Standardisierung der SQL-Anfragen ist mit umwandeln der Formeln in eine DNF ein guter Ansatzpunkt, wie sich komplexe Bedingungen vereinheitlichen lassen. Auch die Erkenntnis, dass sich alle Unteranfragen auf `EXISTS` Unteranfragen reduzieren lassen, wird helfen die Unteranfragen zu standardisieren. Dadurch wird die Vielfalt der Unteranfragen eingeschränkt und ein Vergleich zweier SQL-Anfragen vereinfacht.

Weiterhin könnte man in späteren Ausbaustadien des Programmes, welches im Rahmen dieser Arbeit entsteht, die Funktionalitäten des SQLLint einbauen. Dies würde die Art des Feedbacks für den Lernenden deutlich verbessern, da wir uns in dieser Arbeit zunächst auf das Vergleichen von zwei SQL-Anfragen konzentrieren. Dabei stehen vor allem Hinweise im Vordergrund, die dem Lernenden zeigen sollen, warum seine Lösung mit der Musterlösung noch nicht übereinstimmen kann.

Ein davon unabhängiges Feedback für die Anfrage des Lernenden würde den Lernverlauf stark beschleunigen und mit hoher Wahrscheinlichkeit sogar die Fehler der Anfrage eliminieren, so dass die Anfrage dann auf die Musterlösung passt.

3 Theoretische Betrachtungen

Um die Frage zu beantworten wie man zwei SQL-Anfragen miteinander vergleichen kann, muss man sich die Struktur einer solchen Anfrage betrachten. Exemplarisch betrachten wir im folgenden SELECT Anfragen. Es werden mehrere Ansätze in diesem Teil der Arbeit verfolgt, wie man die Gleichheit von zwei Anfragen zeigen kann. Offensichtlich sind zwei SQL-Anfragen semantisch äquivalent, wenn sie ebenfalls syntaktisch äquivalent sind. Interessanter sind daher Anfragen, die zunächst nicht syntaktisch deckungsgleich sind.

Ein Ansatz besteht darin beide SQL-Anfragen einer Standardisierung zu unterziehen. Wie genau so etwas durchgeführt werden kann, wird im Folgenden noch erläutert. Dann würden wir zwei standardisierte SQL-Anfragen erhalten. Sind diese syntaktisch äquivalent, so handelt es sich um identische Anfragen. Dieser Ansatz wird uns mit einigen Problemen konfrontieren und daraus entwickeln wir einen zweiten Ansatz. Dieser versucht durch gleichartige Umformungen, die zwei Anfragen zu unifizieren (gleich zu machen). Bei diesem Ansatz würden wir also versuchen die geparsten Operatorbäume miteinander zu vergleichen. Auch diese Lösung bringt Vorteile aber auch Probleme mit sich, die im Folgenden besprochen werden.

Zu Bemerken ist hierbei, dass im folgendem Kapitel die theoretischen Grundlagen behandelt werden, die notwendig sind um zwei SQL-Anfragen auf semantische Äquivalenz zu prüfen. Dabei werden hier insbesondere auch Ideen vorgestellt, die nicht im praktischem Teil, dem Programm, auftauchen. Die Erklärung für diese Beschränkungen erfolgt in diesem Kapitel sowie im Abschnitt 5.1.3 und im Kapitel 6.

3.1 Hintergrund

Es gibt syntaktisch unterschiedliche Anfragen, die jedoch semantisch äquivalent sind. So liefern die folgenden Anfragen die gleichen Ergebnisse obwohl sie nicht syntaktisch äquivalent sind.

```
SELECT * FROM emp e WHERE e.enr > 5
```

```
SELECT * FROM emp e WHERE 5 < e.enr
```

```
SELECT * FROM emp e WHERE e.enr >= 6
```

Wie man leicht sieht, sind die Anfragen ähnlich. Im folgenden werden zwei Strategien besprochen, welche beide zum Ziel haben, zwei SQL-Anfragen miteinander zu vergleichen.

Neben solchen syntaktischen Varianten, kann es auch sein, dass unnötige Bedingungen aufgeschrieben werden, die das Ergebnis nur unnötig kompliziert machen. Eine Möglichkeit ist folgende Anfrage, in der offensichtlich die letzte Bedingung überflüssig ist.

```
SELECT * FROM emp e WHERE e.enr > 5 AND e.enr <> 2
```

Unser Programm müsste nun erkennen, dass das Attribut `enr` bereits beschränkt ist, und der Wert 2 nicht mehr auftreten kann. Das Programm, was zu dieser Arbeit entwickelt wird, kann mit solchen redundanten Eigenschaften nicht umgehen. Es wäre auch eher ein Problem für einen "semantic checker", da es hier nicht auf zwei verschiedene Anfragen ankommt. Hier ist bereits diese eine Anfrage in sich selbst zu kompliziert. Mit derlei Problemen beschäftigt sich das SQLLint-Projekt der Martin-Luther-Universität Halle-Wittenberg, mehr dazu im Artikel [8] und [9].

Weitere Probleme sind Operatoren, die sich auf andere abbilden lassen. Man kann nie wissen, in welcher Art und Weise der Lernende die Aufgabe formulieren wird. Man betrachte dazu folgende zwei Anfragen:

```
SELECT * FROM emp e WHERE e.sal BETWEEN 10 AND 200
```

```
SELECT * FROM emp e WHERE e.sal >= 10 AND e.sal <=200
```

Offensichtlich sind die Anfragen äquivalent. Dies erreichen wir im Wesentlichen, indem wir bestimmte Operatoren wie `BETWEEN` abschaffen und durch äquivalente Ungleichungen mit >= und <= ersetzen. Ähnliches gibt es für `INNER JOIN` im `FROM`-Teil, mit Ersetzung durch Vergleiche im `WHERE`-Teil.

3.2 Workflow

Bereits in der Einleitung haben wir uns mit hinreichenden und notwendigen Bedingungen von semantischer Äquivalenz beschäftigt. Wir prüfen also zunächst die hinreichende Bedingung für die semantische Äquivalenz. Können beide Anfragen syntaktisch äquivalent gemacht werden, so ist klar, dass beide Anfragen auch semantisch äquivalent sind. Wir betrachten dazu zwei verschieden Ansätze.

3.2.1 Standardisierung

Im ersten Ansatz unterziehen wir jeder Anfrage einem Standardisierungsprozess. Alle vorkommenden Variablen im FROM-Teil werden nach ihrem Namen lexikographisch sortiert und erhal-

ten einen automatisch generierten Alias. Diese Aliase werden in allen anderen Teilen der SQL-Anfrage ersetzt durch bereits vorhandene oder eingeführt, falls vorher keine Aliase benutzt worden. Die meiste Arbeit wird im WHERE-Teil erledigt.

Zunächst ersetzen wir syntaktische Varianten durch einheitliche Schreibweisen und entfernen syntaktische Details. Nachdem der Ausdruck des WHERE-Teils auf eine standardisierte Form (konjunktive Normalform) gebracht wurde sortieren wir den Ausdruck so, dass eine gewisse Ordnung bezüglich der Operatoren vorliegt. Weitere Anpassungen sind das Ersetzen von jedweden Unterabfragen durch äquivalente EXISTS-Unterabfragen. Im nächsten Schritt werden Verbunde (engl. Joins) kritisch untersucht und ggf. ersetzt oder vereinfacht.

Die Operatorenvielfalt ist ein Problem, was auf zwei unterschiedliche Arten angegangen werden kann. Wir diskutieren sowohl das Hinzufügen von implizierten Formeln, als auch das Ersetzen von Formeln durch eine repräsentante Formel des gleichen Typs. Zum Abschluss werden noch GROUP BY- und ORDER BY-Ausdrücke auf ähnliche Weise angepasst.

Sind alle diese Teilschritte ausgeführt, vergleichen wir die standardisierten Anfragen auf syntaktische Äquivalenz. Bei Erfolg sind diese ebenso semantisch äquivalent.

3.2.2 Elementare Transformationen

Der zweite Ansatz ist das Anwenden von elementaren Transformationen auf einer Anfrage A um sie an eine zweite Anfrage B anzupassen. Dabei wird immer versucht Teile der Anfrage A durch Anwendung von elementaren Transformationen auf Teile von Anfrage B anzupassen.

Zunächst wird versucht den FROM-Teil von Anfrage A anzupassen, indem wir die Anordnung der Variablennamen permutieren. Ist dies gelungen werden Aliase, die Anfrage A jetzt verwendet, in den restlichen Teilen der Anfrage A übernommen, ähnlich wie im Ansatz »Standardisierung«. Im WHERE-Teil wird durch sukzessives Backtracking versucht beide WHERE-Ausdrücke aneinander anzupassen. Ähnlich wir dann mit GROUP BY und ORDER BY Ausdrücken vorgegangen. Konnte das Backtracking Erfolg vermelden, so wissen wir, dass beide Anfragen semantisch äquivalent sind.

3.2.3 Erwartungen

Wir erwarten, dass die Anpassung durch elementare Transformationen einfacher zu vollziehen ist, dafür aber eine hohe Laufzeit vorweisen wird. Dies ist zu begründen durch die exponentiell vielen Vergleiche, die beim Backtracking im worst-case auftreten können.

Dem entgegen erwarten wir eine schnellere Laufzeit bei der Standardisierung. Dafür müssen hier deutlich mehr Teilschritte eingebaut werden und muss genau klar sein, welche Anpassungen wirklich eindeutig sind.

3.2.4 Preprocessing

Im Abschitt »Forschungsstand« haben wir bereits einige Lernplattformen/ -projekte zum Thema SQL kennen gelernt. Viele dieser Plattformen möchten dem Lernenden genügend Feedback beim Lernprozess geben. Dies ist nicht nur sinnvoll, damit der Student schneller auf korrekte Lösungen stößt, sonder auch, weil die Standardhinweise eines SQL-Systems meist nur auf syntaktische Fehler hinweisen. Einen großen Beitrag zur Verbesserung von Fehlermeldungen hat das Projekt SQLLint vorzuweisen, da es Fehlermeldungen und Hinweise konkreterer Natur ausgibt. Hervorzuheben ist noch einmal, dass es sich hierbei um semantische Fehlermeldungen handelt. Schon nach kurzer Einlernzeit sinkt die Anzahl syntaktischer Fehler bei Lernenden. Dafür machen diese mehr semantische Fehler, was um so schlimmer ist, da bisher kaum oder keine Warnhinweise für solche Fehler existierten.

Dennoch sollen in dieser Arbeit zwei SQL-Anfragen verglichen werden. Wir können hier also nicht alle Ideen des SQLLint übernehmen. Egal ob das Matchen der Musterlösung und der Lösung des Lernenden gelingt oder nicht, wir möchten dem Lernenden ein Feedback geben, an dem er idealerweise sehen kann, warum das Matching nicht gelungen ist. Wir können dabei, wie bereits erwähnt, nicht an die Komplexität des SQLLint anknüpfen. Stattdessen werden wir uns eines einfachen Sammelns von Metainformationen der SQL-Anfrage bedienen. Diese sammeln wir bevor die zwei Anfragen durch Folgeschritte angepasst oder verändert werden. Am Ende des Matchingsversuchs sollen die Metainformationen der zwei Anfragen verglichen werden und dem Lernenden soll ein Feedback gegeben werden. Konnte keine Übereinstimmung der zwei Anfragen erreicht werden, so können die Metainformationen dem Lernenden Anhaltspunkte für eine richtige Lösung geben. Konnten die Anfragen unifiziert werden, so sind die Metainformationen dennoch von Interesse. Es könnte sein, dass der Lernende eine unnötig komplexe Lösung eingesandt hat, die sich durch Anpassungen vereinfachen ließe. So kann der Lernende potentiell auch aus einer korrekten Lösung noch etwas lernen.

Wir möchten für jede SQL-Anfrage ein Preprocessing vor der eigentlichen Bearbeitung vorschalten, was im Wesentlichen folgende Punkte beinhalten soll:

- Anzahl der JOIN Bedingungen
  - Anzahl von OUTER/ INNER Joins
- Anzahl atomarer Formeln im `WHERE`-Teil
- Anzahl atomarer Formeln im `HAVING`-Teil

- Anzahl Tabellen in `FROM`-Teil
- Anzahl Attribute im `SELECT`-Teil *
- existiert ein `DISTINCT`
- existiert ein `GROUP BY` *
  - wenn ja, tauchen Variablennamen und Aggregationsfunktionen auch im SELECT-Teil auf?
- existiert ein `HAVING BY`
- existiert ein `ORDER BY` und ist es notwendig? (`ORDER BY ... ASC`) *
- Tiefe des Parserbaums kann Aufschluss über unnötige Klammerung geben. Siehe dazu Abschnitt »Wie funktioniert der Parser«

Unterscheiden sich Musterlösung und Lösung des Studenten in den mit * markierten Punkten ist es extrem unwahrscheinlich, dass beide Lösungen die gleichen Tupel zurückliefern würden. Hier möchten wir im Vorfeld dem Lernenden eine Warnung anzeigen, dass er höchstwahrscheinlich etwas vergessen hat. Alle anderen Punkte werden im Anschluss an die eigentliche Analyse der Anfragen abgeglichen. So sind etwa folgende Meldungen denkbar:

- “The sample solution contains two joins but your solution does not contain any join.”
- “Your solution is correct but the sample solution contains two less atomar formulas (formula1, formula2).”
- “Your solution is correct but the sample solution does not contain DISTINCT. Reconsidder if it is really necessary.”

Zusammenfassend kann man Folgendes sagen: Das Preprocessing wird direkt nach dem Parsen einer SQL-Anfrage durchgeführt. Es sammelt Metainformationen über die Anfrage. Da wir zwei Anfragen vergleichen, werden diese Metainformationen einzeln für jede Anfrage gespeichert. Dann beginnen wir mit dem zweiten Schritt, dem Angleichen der SQL-Anfragen. Dazu verwenden wir Strategien, die in folgenden Kapiteln besprochen werden.

Egal ob die Ergebnisse im zweiten Schritt erfolgreich waren oder nicht, wir geben danach einen Vergleich der Metainformationen aus. Beispiele wurden eben bereits genannt. Das soll dem Lernenden bei falschen Lösungen Anhaltspunkte geben, wie eine richtige Lösung aussehen könnte. Bei einer korrekten Lösung, können solche Hinweise trotzdem nützlich sein, denn die Anfrage des Lernenden kann trotz Korrektheit zu lang bzw. kompliziert sein. Dies würde bei einem Vergleich der gesammelten Metainformationen deutlich werden.

Eingabe:
```
SELECT e.id, e.name, d.region FROM emp e, dep d WHERE e.depid = d.id
```

Anpassung:
```
SELECT a2.id, a2.name, a1.region FROM dep a1, emp a2 WHERE a2.depid = a1.id
```

Abbildung 3.1: Beispiel: Umwandlung des FROM-Teils einer SQL-Anfrage

3.3 Standardisierung von SQL-Anfragen

Zunächst verfolgen wir den Ansatz zwei SQL-Anfragen zu vergleichen, indem wir sie standardisieren. Die Kriterien der Standardisierung werden im Detail behandelt. Standardisiert man die Musterlösung, als auch die Lösung des Lernenden nach den gleichen Kriterien, so kann man danach durch einen einfachen Stringvergleich auf die Äquivalenz schließen.

3.3.1 Entfernen von syntaktischen Details

Das Entfernen von syntaktischen Details übernimmt zum großen Teil bereits der Parser. Er entfernt unnötige Leerzeichen, Kommentare sowie unnötige Klammern. Aufgrund der Arbeitsweise des Parsers gibt es allerdings Situationen, in dem der Parser scheinbar nicht alle unnötigen Klammern entfernt. Wie im Abschnitt »Verwendeter Parser« erläutert wird, sind die geparsten Bäume nicht binär. Ein Baum wie in Abbildung 5.1.2 zu sehen, ist daher zu vermeiden.

Der Parser hilft allerdings dabei die SQL-Anfrage in einer Datenstruktur zu überführen, die frei von allen syntaktischen Details ist. Dazu gehören Leerzeichen, Tabs, Zeilenumbrüche und Groß-/Kleinschreibung von Schlüsselwörtern.

3.3.2 FROM-Teil

Wir beginnen mit der Betrachtung der `FROM`-Klausel. Da die Reihenfolge der Spaltennamen im `SELECT`-Teil oft von der Aufgabenstellung vorgeschrieben ist, wird diese auch nicht verändert.

Im `FROM` Teil werden zunächst alle auftretenden Tabellennamen lexikographisch sortiert. Danach werden automatische Aliase erzeugt. Sind bereits Aliase vergeben wurden, so werden diese ebenfalls durch die automatischen Aliase ersetzt. Eine Hashtabelle speichert frühere Zuweisungen, damit im `SELECT`-, `WHERE`-, `GROUP BY`- und `ORDER BY`-Teil die Aliase ebenfalls korrekt ersetzt werden.

Hatten die vorkommenden Tabellen im `FROM`-Teil keinen Alias wird nur der küsntliche Alias eingeführt.

3.3.3 WHERE-Teil

Aufgrund der Eigenheiten des ZQL-Parsers ist es möglich, dass eine unnötige Klammerung nicht entfernt wird. Beispiele dafür sind im Abschnitt »ZQL-Parser« zu finden. Es ist daher wünschenswert eine Normalform des `WHERE`-Teils zu erreichen. In diesem Fall wurde die konjunktive Normalform (KNF) gewählt.

Entfernung unnötiger Klammerungen

Ein Ausdruck `((a > 5) and ((b > 5) and (c > 5)))` enthält unnötige Klammern, da der Operator and als Operand von einem weiteren and vorkommt. Folgender Ausdruck ist äquivalent: `((a > 5) and (b > 5) and (c > 5))`. Diese spezielle Form der Klammerung entsteht aus der Tatsache, dass der ZQL-Parserbaum nicht binär ist und beide eben genannten Beispiele nicht den gleichen Baum beschreiben. Als ersten Schritt in Richtung KNF möchten wir solche unnötigen Klammern entfernen.

Es ist daher wünschenswert, wenn ein Operator X einen Ausdruck als Kindknoten besitzt, indem X ebenfalls der Operator ist, den Operator X im Kindknoten zu eliminieren. Alle Kinder vom eliminierten Kindknoten an hängen wir nun an den verbleibenden Operatorknoten X. Damit hätte man den Ausdruck vereinfacht, da die assoziative Klammerung wegfällt. Wir nennen dieses Vorgehen im Folgenden Operatorkompression. Verbildlicht wird dieser Vorgang im Abschnitt »Funktionsweise des Parsers«.

Gegeben sei der ZQL-Parsebaum $B = (V, E)$. Es sei $child(v) = \{w : w \in V \wedge (v, w) \in E\}$, also die Menge aller Kindknoten von v. Gibt es einen Knoten $w \in child(v)$ mit $v = w$, so wird Knoten w eliminiert und alle Kindknoten von w werden zu Kindknoten von v, also $child(v) = child(v) \cup child(w)$. $E = E \backslash \{(w, x) : x \in child(w)\} \cup \{(v, x) x \in child(w)\}$ und $V = V \backslash \{w\}$.

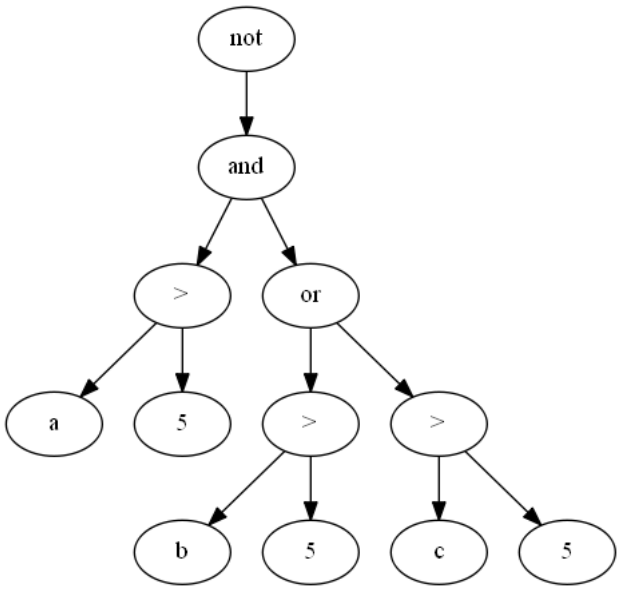
Im Sinne des Vergleiches der Komplexität der Musterlösung mit der Komplexität der Lösung des Lernenden ist es sinnvoll zu speichern, ob und wie oft eine solche Operatorkompression durchgeführt werden musste.

NOT auflösen

Im nächsten Schritt möchten wir auftretende `NOT`-Operatoren entfernen. Dies geschieht, indem der Operator `NOT` im Parserbaum nach unten geschoben wird. Dabei werden die *DE MORGAN*-Regeln angewendet.

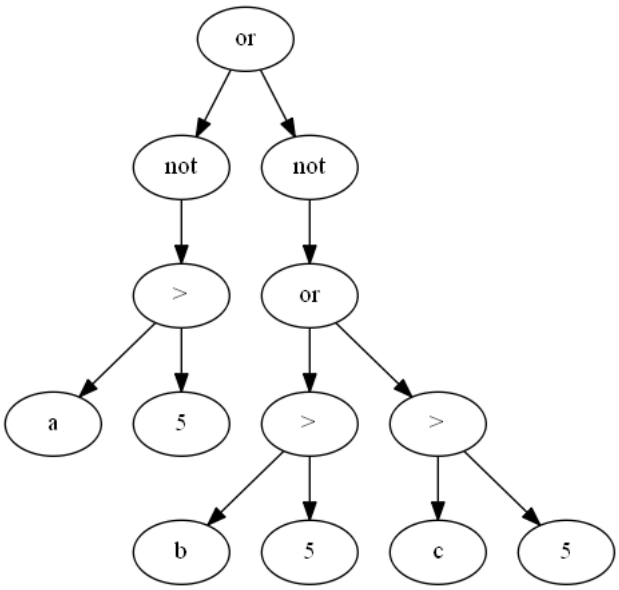
Eingabe:

```
not ((a > 5)  and ((b > 5) or (c > 5)))
```



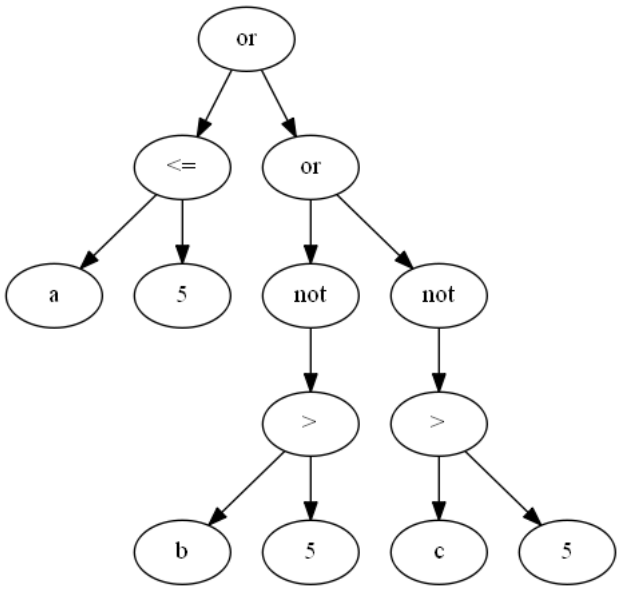
Umwandlung Teil 1:

```
(not(a > 5) or not((b > 5) or (c > 5)))
```



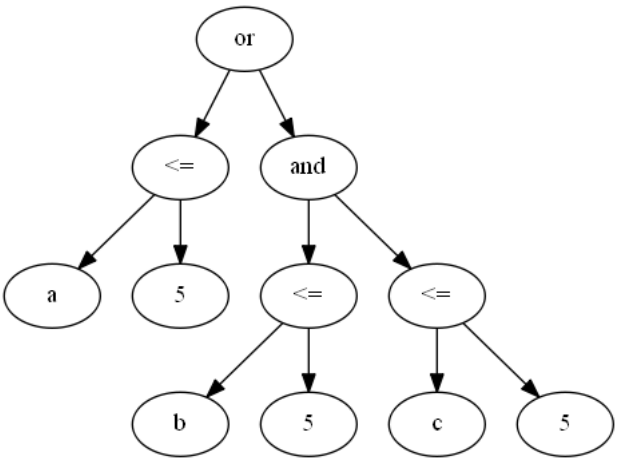
Umwandlung Teil 2:

```
((a <= 5) or (not(b > 5) and not(c > 5)))
```



Umwandlung Teil 3:

```
((a <= 5) or ((b <= 5) and (c <= 5)))
```



Anwenden des Distributivgesetzes

Im letzten Schritt haben wir die Formel `((a <= 5) or ((b <= 5) and (c <= 5)))` erhalten. Durch Anwenden des Distributivgesetzes können wir diese Formel im letzten Schritt umformen zu: `((a <= 5) or (b <= 5)) and ((a <= 5) or (c <= 5))`

3.3.4 Ersetzung von syntaktischen Varianten

Um eine Anfrage zu standardisieren müssen wir den syntaktischen Zucker entfernen. Dies geschieht, indem man nur eine syntaktische Schreibweise anerkennt und alle anderen Schreibweisen in die zulässige umgewandelt.

Mit dem Operator `BETWEEN` testen wir ob ein gegebener Ausdruck zwischen zwei Werten, upper und lower, befindet. Wir schreiben den Ausdruck `e BETWEEN upper AND lower` äquivalent um, in dem wir nur Vergleichsoperatoren benutzten.
Unser Ausdruck lautet dann: `e >= upper AND e <= lower`.

Der Operator `IN` prüft, ob ein gegebener Ausdruck einen bestimmten Wert, aus einer Liste, zugewiesen ist. Die Liste kann dabei als Unterabfrage oder als Liste von Konstanten beschrieben werden. Handelt es sich um eine Liste von Konstanten, so können wir
`e IN (const1, const2, ..., constn)` ersetzen, in dem wir prüfen ob `expression` einen der konstanten Werte annimmt. Wir verknüpfen also n Vergleiche disjunktiv miteinander. Wir erhalten dadurch: `e = const1 OR e = const2 OR ... OR e = constn`.

Ähnlich dazu verhält sich der Operator `ALL`. Er tritt in folgender Form auf:
`operand comparison_operator ALL (subquery)`. Dabei kann `subquery` auch eine Liste von Konstanten sein. Es wird in jedem Fall geprüft ob der Operand und jedes der Listenelemente in der Vergleichsrelation enthalten ist. Haben wir als `subquery` eine Liste von Konstanten, so ist dies äquivalent mit dem paarweisen Vergleich von `operand` und jedem Listenelement. Diese n Vergleiche werden dann konjunktiv verknüpft, also:
`operand operator elem1 AND ... AND operand operator elemn`. Diese syntaktische Anpassung ist nicht im Programm enthalten, da der ZQL-Parser keine Listen unter `ALL` versteht.

Der Operator `ANY` ist beinahe äquivalent zu `ALL` mit dem Unterschied, dass die entstandene Liste der Vergleiche nicht konjunktiv, sondern disjunktiv verknüpft wird.

Befindet sich im `WHERE`-Teil eine `EXISTS`-Unterabfrage, so können wir den `SELECT`-Teil dieser Unterabfrage vereinfachen. Da wir nur wissen wollen ob es Ergebnistupel aus der Unterabfrage gibt, ist es nicht notwendig bestimmte Spalten aus dieser Unterabfrage zu abzufragen, da wir diese in der Oberanfrage nicht verwenden oder brauchen. Daher ersetzen wir den `SELECT`-Teil von `EXISTS`-Unterabfragen zu:`SELECT 1`. Ein Beispiel dieser Umwandlung ist in Abbildung 3.2 zu sehen.

Unteranfragen

Es ist bekannt, dass sämtliche Typen von Unteranfragen eliminiert oder durch `EXISTS`-Anfragen ersetzt werden können. Streng genommen handelt es sich hier zwar um mehr als nur eine syn-

```
SELECT e.sal FROM emp e WHERE EXISTS (
    SELECT expression FROM dept d
    WHERE e.deptno = d.deptno )

SELECT e.sal FROM emp e WHERE EXISTS (
    SELECT 1 FROM dept d
    WHERE e.deptno = d.deptno )
```

Abbildung 3.2: Umwandlung des SELECT-Teils einer EXISTS-Unterabfrage

taktische Variante, aber dennoch wollen wir das Ersetzen von Unteranfragen in diesem Abschnitt betrachten.

Wir behandeln in diesem Abschnitt nur echte Unterabfragen, das heißt die Unterabfrage darf keine Liste von Konstanten sein. Ist die Unterabfrage eine Liste, z. B. bei `ALL, ANY` oder `IN` gehen wir vor, wie im vorherigen Abschnitt beschrieben.

ALL-Unterabfragen

`ALL`-Unterabfragen haben immer das Muster: `operand comparison_operator ALL (subquery)`. Dabei handelt es sich bei `comparision_operator` um `{=,<>,>,<,>=,<=}`. Die Unterabfrage `subquery` liefert eine Liste von Attributen. Dann wir so verfahren wie bereits im letzten Abschnitt erklärt. Unser Ziel ist es, diese Unterabfrage, wenn möglich, zu ersetzen durch eine `EXISTS`-Unterabfrage. Um diese Umwandlung nachzuvollziehen, wandeln wir zunächst die Unterabfrage mit `ALL` in eine Unterabfrage mit `ANY` um. Dazu ersetzen wir den `comparison_operator` mit seinem gegenteiligem Operator. Folgende Paare sind jeweils voneinander gegenteilige Operatoren: `{ {<,>=}, {>,<=}, {=,<>} }`. Danach ersetzen wir `ALL` mit `ANY` und kapseln die gesamte Unterabfrage mit einem `NOT`.

```
WHERE t1 comparison_operator ALL (
        SELECT t2
        FROM R1 X1, ..., Rn Xn
        WHERE (φ)
)

Geschrieben als ANY-Unterabfrage:
WHERE NOT( t1 opposite(comparison_operator) ANY (
        SELECT t2
        FROM R1 X1, ..., Rn Xn
        WHERE (φ) )
)
```

Diese ANY-Unterabfrage können wir nun in eine EXISTS-Unterabfrage transformieren. Wie das genau durchgeführt wird, behandeln wir jetzt im nächsten Abschnitt.

ANY/ SOME-Unterabfragen

Da SOME und ANY äquivalente und synonyme Schlüsselworte sind betrachten wir im Folgenden nur ANY-Unterabfragen. Eine solche Unterabfrage kann in eine EXISTS-Unterabfrage umgewandelt werden. Dazu verknüfen wir den Vergleichsoperator mitsamt linken Operanden konjunktiv mit dem WHERE-Teil der Unterabfrage. Als rechten Operanden wählen wir das Attribut, welches sich im SELECT-Teil der Unterabfrage befindet. Die Umwandlung findet also nach folgendem Muster statt:

```
WHERE t1 comparison_operator ANY (
        SELECT t2
        FROM R1 X1, ..., Rn Xn
        WHERE (φ)
)

Geschrieben als EXISTS-Unterabfrage:
WHERE EXISTS(
        SELECT t2
        FROM R1 X1, ..., Rn Xn
        WHERE (φ
        AND t1 comparison_operator t2 )
)
```

Wie wir am Ergebnis der Umwandlung erkennen, verstößt t_2 im SELECT-Teil der EXISTS-Unterabfrage bereits gegen unsere Konvention, die einige Seiten vorher getroffen wurde. Es empfiehlt sich daher, die Normierung des SELECT-Teils von EXISTS-Unterabfragen erst nach dem Umwandeln von Unterabfragen durchzuführen.

IN-Unterabfragen

Das Schlüsselwort IN ist lediglich ein Synonym für = ANY. Diese Unterabfragen sind daher ein Spezialfall der, bereits betrachteten, ANY-Unterabfragen.

Voraussetzungen

Alle, eben genannten, Umwandlungen können nur durchgeführt werden, wenn bestimmte Bedingungen erfüllt sind.

1. Alle Tupelvariablen, die in t_1 vorkommen, müssen sich unterscheiden von allen X_i. Erreicht wird dies ggf. durch Umbenennung der X_i, da diese nicht für die eigentliche (Ober)anfrage wichtig sind.
2. Wenn t_1 Attributreferenzen A ohne Tupelvariable enthält, dann dürfen die R_i kein Attribut A haben. Erreicht wird dies, indem ggf. die Tupelvariable eingeführt wird.
3. Die Unteranfrage für t_2 darf keine Nullwerte liefern.

wir haben im Abschnitt `FROM`-Teil bereits festgelegt, dass sämtliche Aliase der Tupelvariablen automatisch erzeugt werden. Dies gilt in natürlicher Weise auch für Unterabfragen. Der Prozess erstreckt sich von Einführung von Aliasen, falls vorher keine Vorhanden waren, bis hin zur Umbenennung bereits vorhandener Aliase, sodass niemals identische Aliase innerhalb einer SQL-Anfrage vorkommen können. Damit erfüllen wir bereits die Bedingung 1 und 2.

Da es nicht entscheidbar ist, ob eine Unterabfrage `NULL`-Werte liefern kann, vereinfachen wir das Entscheidungskriterium dafür. Wenn eine der zugehörigen Spalten in t_2 so definiert ist, dass `NULL`-Werte laut Definition des Datenbankschemas erlaubt sind, so gehen wir davon aus, dass die Unterabfrage `NULL`-Werte liefern wird. Wir wandeln in einem solchen Fall die Unterabfrage nicht um.

Andere Unteranfragen

Ungewöhnliche Unterabfragen, wie z. B. Unterabfragen unter `FROM` werden hier nicht betrachtet. Im Allgemeinen werden solche Unterabfragen kaum gebraucht und machen die Anfrage meist nur viel komplexer als notwendig.

3.3.5 Operatorenvielfalt

Im folgenden Abschnitt soll geklärt werden wie mit verschiedenen Schreibweisen von ein- und demselben Ausdruck umgegangen werden soll. Betrachtet man sich z. B. `A > 5` ist dieser Ausdruck äquivalent mit `5 < A`. Wenn wir wissen, dass `A` ein ganzzahlige Variable ist, dann sind auch folgende Äquivalenzen wahr: `A >= 6` sowie `6 <= A`. Wir betrachten nun zwei verschiedene Ansätze um mit diesem Problem umzugehen. Der erste Ansatz beschäftigt sich damit, alle implizierten Schreibweisen mit in die Formel aufzunehmen. Damit stellt man sicher, dass sich alle

korrekten Schreibweisen einer Formel in der Anfrage befinden. Der zweite Ansatz beschäftigt sich damit, nur bestimmte Schreibweisen zuzulassen und alle anderen durch die zulässigen zu ersetzen.

Analyse der unterschiedlichen Operatoren

Wir unterscheiden im wesentlichen zwei Arten von Operatoren. Zum einen Operatoren, bei denen wir die Operanden in beliebiger Reihenfolge anordnen können. Wir nennen diese Operatoren, kommutative Operatoren. Dies sind `{ =, AND, OR, +, *}`. Alle anderen Operatoren sind demnach nicht kommutativ, da wir die Reihenfolge der Operanden nicht ändern können, ohne den Ausdruck zu verfälschen. Zu dieser Gruppe von Operatoren zählen insbesondere `{ >=, >, <, <=, -, /, }`. Eine dritte Gruppe bilden unäre Operatoren, die nur ein Operanden kennen. Diese Gruppe ist aber im Sinne der Anordnung uninteressant, da wir hier keine mehrdeutig aufgeschrieben Varianten haben.

Ziel ist es, nach wie vor, eine gewisse Ordnung zu definieren, so dass nach der Standardisierung semantisch gleiche Anfragen auch syntaktisch gleich sind. Betrachten wir nun einen Ausdruck mit einem Operator *op* und *n* Operanden bezeichnet als $child_i$. Ist *op* ein kommutativer Operator, so können wir die Operanden $child_i$ beliebig anordnen ohne den Sinn des Ausdrucks zu verändern. Dies tun wir, in dem wir eine bestimmte Sortierreihenfolge etablieren. Diese finden wir im späteren Abschnitt 3.3.6.

Diese Sortierung ist nicht möglich, wenn *op* nicht kommutativ ist. In einem solchen Fall müssen wir also die äquivalenten Schreibweisen des Ausdrucks mit in unsere Formel aufnehmen und konjunktiv mit dem Originalausdruck verknüpfen. Im folgenden Beispiel sei angenommen, dass *a* vom Typ `INT` ist. Zu beachten ist, dass im Beispiel der Operator > nicht kommutativ ist und daher all seine weiteren Schreibweisen hinzugefügt werden müssen.

```
Eingabe:
SELECT * FROM emp e WHERE e.sal > 1000
```

```
Vervollständigte Form:
SELECT * FROM emp e WHERE e.sal > 1000 AND 1000 < e.sal AND e.sal >= 1001 AND 1001 <=
```

Zu beachten ist weiterhin, dass wir nach der Umformung vier anstatt einer Formel haben. Diese Formeln müssen auch eine gewissen Ordnung unterzogen werden, da der übergeordnete Operator `AND` wiederum kommutativ ist. Die Art dieser Ordnung wird im Abschnitt 3.3.6 beschrieben.

Wir möchten im folgenden zunächst diskutieren, wie wir diese implizierten Formeln hinzufügen können. Im Anschluss daran diskutieren wir, wie eine Sortierordnung aussehen kann.

Hinzufügen implizierter Formeln

Wie bereits im vorherigen Beispiel ersichtlich, sind die hinzugefügten Formeln redundant und tragen nicht effizient zur Beschleunigung der Anfrage bei. Es soll hier lediglich sichergestellt werden, dass alle möglichen äquivalenten Formeln auftreten, da wir nicht wissen, was der Lernende für einen Repräsentanten der Formeln wählen wird. Weiterhin muss bemerkt werden, dass dadurch die gesamte SQL-Anfrage enorm aufgebläht wird. Es ist daher unbedingt wichtig, die Originalanfrage zu speichern. Weiterhin muss das Programm eine Verbindung zwischen den Formeln der Originalanfrage und den Formeln der veränderten, aufgeblähten Anfrage herstellen. Dem Lernenden soll in einem Feedback nur Fehler in der Originalanfrage aufgezeigt werden. Da intern aber mit der aufgeblähten Anfrage gearbeitet wird, muss beim Auftreten eines Fehlers oder Hinweises nachgeschlagen werden, von welchem Teil der Originalanfrage der Teil entstammt, der jetzt den Fehler auslöst.

Im Folgenden listen wir Mengen M_i von Ausdrücken. Finden wir in der zu bearbeitenden SQL-Anfrage eine Formel f, die auf einen Ausdruck $a \in M_i$ passt, dann verknüpfen wir alle Ausdrücke $\{b : b \in M_i \wedge b \neq a\}$ konjunktiv mit f. Dabei sind alle Variablennamen A, B, C keine (komplexen) Ausdrücke. Es handelt sich also jeweils um Blattknoten im Parserbaum. Ferner bezeichnen wir X, Y als numerische Konstanten.

M_1 $\{ A = B - C\ ,\ C = B - A\ ,\ B = A + C \}$
M_2 $\{ A = B \cdot C\ ,\ C = A/B\ ,\ B = A/C \}$
M_3 $\{ A > B - C\ ,\ C > B - A\ ,\ B < A + C \}$
M_4 $\{ A < B - C\ ,\ C < B - A\ ,\ B > A + C \}$
M_5 $\{ A > B, B < A\}$
M_6 $\{ A \geq B, B \leq A\}$
M_7 $\{ A > X, A \geq X + adjust(A)\}$
M_8 $\{ A < X, A \leq X - adjust(A)\}$

Beim Vergleich mit > und < ist es wichtig zu wissen, wie viel Nachkommastellen die numerischen Variablen A und B besitzen. Es sei $places(A)$ die Anzahl der Nachkommastellen der Zahl A. Dann bezeichnen wir mit $adjust(A) = 1/(10^{places(A)})$, einen angepassten Wert, der sich nach der Stelligkeit der Variable A richtet.

Betrachten wir als Beispiel ein Attribut `salery`, welches als `NUMERIC(4,2)` definiert ist. Wir wissen also, dass `salery` zwei Nachkommastellen hat. Betrachten wir nun die Aussage `salery >= 5`. Wir haben auf einer Seite eine Variable (`salery`) und auf der anderen Seite eine numerische Konstante (`5`). Dieses Muster passt also auf M_7 und auf M_6. In M_7 heißt es $A \geq X + adjust(A)$. Bezogen auf unser Beispiel ist `A=salery` und `x+adjust(salery)=5`. Wir berechnen also:

$$adjust(salery) = 1/(10^2) = 1/100 = 0,01$$

Wir erhalten also `x=4,99`, weil `x+0,01=5`. Somit ergänzen wir unsere Ausgangsformel `salery >= 5` konjunktiv mit `salery > 4,99`. Weiterhin muss jetzt wegen M_6 `5 <= salery` und wegen M_5 `4,99 < salery` hinzugefügt werden.

Finden wir Ausdrücke mit $>, <, \leq, \geq$, welche als Argumente Variablen oder Konstanten haben, so unterscheiden wir also grundsätzlich drei Fälle.

Fall 1 (M_5, M_6): Beide Operanden sind Variablen oder Konstanten. In diesem Fall ergänzen wir nur den jeweils symmetrischen Operator. Da beide Operanden Variablen sind, macht es weniger Sinn jeweils $\leq, \geq$ oder $<, >$ zu ersetzen, da normalerweise ein künstliches hinzufügen eines Summanden auf einer Seite, die Anfrage unnatürlich aussehen lässt. Es ist aber auch kein Problem diese Ersetzungen auch durchzuführen, wenn beide Operanden Variablen sind. Die Anfrage wird dann natürlich noch weiter künstlich aufgebläht.

Fall 2 (M_7, M_8): Einer der beiden Operanden ist eine numerische Konstante und der andere ist eine Variable. In diesem Fall fügen wir alle implizierten Gleichungen hinzu, also insbesondere die Operatoren $\leq, \geq, <, >$. Zu beachten ist hier, dass nicht nur Gleichungen der Form $A > X$ dazu führen, dass alle Ausdrücke von M_7 hinzugefügt werden. Auch wenn eine Gleichung der Form $Var1 \geq 5.2$ auftaucht, werden Ersetzungen durchgeführt. Diese Gleichung passt auf das Muster $A \geq X + adjust(A)$. Angenommen $Var1$ hat maximal eine Nachkommastelle, so würden dann folgende Gleichungen impliziert werden: $\{\ Var1 > 5.1\ ,\ 5.1 < Var1\ ,\ 5.2 \leq Var1\ \}$.

Fall 3: Beide Operanden sind numerische Konstanten. In dem Fall wird die logische Aussage ausgewertet und durch ihren Wahrheitswert ersetzt [0,1].

Sind durch die hinzugefügten Terme nun arithmetische Ausdrücke entstanden, die nur noch numerische Konstanten enthalten, so werden diese Ausdrücke ausgewertet.

In einem anschließenden Schritt werden arithmetisch/logische Ausdrücke ausgewertet und durch ihre Ergebnis ersetzt. Dieser Schritt muss BOTTOM-UP geschehen, damit man auch mehrere Ersetzungen nach oben, im Parserbaum, weiterreicht. Haben wir am Ende einen SQL-Ausdruck dessen `WHERE`-Teil aus `false` besteht, dann haben wir eine Anfrage gefunden, die immer das leere Ergebnis liefern wird. In diesem Fall müssen wir natürlich eine Fehlermeldung ausgeben.

Beschränkung der Operatorenvielfalt

Ein weiterer Ansatz das Problem der äquivalenten Formeln anzugehen ist es, bestimmte Operatoren zu »verbieten«. Das soll bedeuten, wir definieren verbotene Operatoren, welche am Ende der Umwandlungen nicht mehr in der SQL-Anfrage vorkommen dürfen. Dies wird erreicht, indem wir jeden verbotenen Operator umwandeln in einen nicht-verbotenen Operator. Das Prinzip ähnelt dem eben Vorgestellten. Wir betrachten wieder die Mengen M_i. Des Weiteren hat jede Menge M_i einen Repräsentanten $r(M_i)$. Finden wir nun in der zu bearbeitenden Anfrage eine Formel f,

die auf eine der Ausdrücke $a \in M_i$ passt, so ersetzen wir f mit $r(M_i)$. Folgende Tabelle soll die Mengen und deren Repräsentanten beschreiben.

Im folgenden sind alle Variablennamen A, B, C keine (komplexe) Ausrücke. Es handelt sich also jeweils um Blattknoten im Parserbaum. Ferner bezeichnen wir X, Y als numerische Konstanten.

i	M_i	$r(M_i)$
1	$\{ A = B - C\ ,\ C = B - A\ ,\ B = A + C \}$	$B = A + C$
2	$\{ A = B \cdot C\ ,\ C = A/B\ ,\ B = A/C \}$	$A = B \cdot C$
4	$\{ A > B - C\ ,\ C > B - A\ ,\ B < A + C \}$	$A > B - C$
5	$\{ A < B - C\ ,\ C < B - A\ ,\ B > A + C \}$	$A < B - C$
6	$\{ A > B, B < A\}$	$A > B$
7	$\{ A \geq B, B \leq A\}$	$A \geq B$
8	$\{ A > X\ ,\ X < A, A \geq X + adjust(X)\ ,\ X \leq A - adjust(X) \}$	$A > X$

Im Folgenden soll ein Beispiel die Prozedur verdeutlichen.

Es sei unsere Ausgangsanfrage:

```
SELECT * FROM testtable WHERE X = 6 - Y
```

Die Formel $X = 6 - Y$ finden wir in M_1 in Form von $A = B - C$. Wir ersetzen nun also $X = 6 - Y$ mit dem Repräsentanten von M_1, und wir bekommen:

```
SELECT * FROM testtable WHERE 6 = X + Y
```

Ein Problem bei der Verwendung von Repräsentanten durch Einschränkung der Operatorenvielfalt ist, dass es zu überlappenden Mengen kommen kann. Damit ist gemeint, dass ein Ausdruck auf mindestens zwei Mengen M_i und M_j mit $i \neq j$ passt. Man muss sich in einem solchen Fall fragen, welchen Ausdruck man als Repräsentanten wählt. Es gibt mehrere Arten mit diesem Problem umzugehen. Auf der einen Seite könnte man die Mengen so umgestalten, dass alle Mengen M_i jeweils, paarweise disjunkte Mengen darstellen, dann käme es zu keiner derartigen Überlappung. Zum anderen könnte man eine Ordnung vorschreiben. Würde ein Ausdruck *expr* auf die Mengen M_i und M_j mit $i \neq j$ passen wählen wir den Repräsentanten $r(M_i)$ genau dann, wenn $i < j$, ansonsten wählen wir $r(M_j)$.

In unserem Programm verwenden wir nicht diesen Ansatz, sondern wir fügen implizierte Formeln hinzu.

Einschränkungen bei arithmetischen Ausdrücken

Bevor wir zur Diskussion beider Ansätze kommen, müssen wir noch erklären, was die beiden Ansätze bisher nicht leisten können. Für beide Ansätze haben wir angenommen, dass arithmetische Ausdrücke maximal aus zwei Operanden auf der komplexen Seite bestehen. Natürlich können in der Praxis auch komplexere Ausdrücke auftauchen. Diese Arbeit aber, entsteht im Rahmen einer Lernplattform. In der Lehre kommt es selten vor, dass arithmetische Ausdrücke im Übermaß benutzt werden. Wenn sie auftauchen, sind sie auch meistens auf zwei Operanden beschränkt. Es ist kaum von Nöten komplexe arithmetische Ausdrücke in der SQL-Anfrage zu verwenden. Im Rahmen dieser Arbeit betrachten wir solche Ausdrücke also immer mit maximal zwei Operanden auf der komplexeren Seite. Dies begründet sich auch in der zunehmenden Schwierigkeit solche komplexen Ausdrücke zu behandeln, wie wir im Folgenden sehen werden.

Wir wollen uns dennoch mit der Frage beschäftigen: “Wie passen wir komplexere arithmetische Ausdrücke an?”. Die folgenden Ansätze sind nur theoretische Überlegungen und stellen kein vollendetes Konzept dar. Wir gehen in unserem Programm trotz der folgenden Diskussion von der Beschränktheit der arithmetischen Ausdrücke aus.

arithmetische Ausdrücke – Standardisierung

Zunächst betrachten wir den Standardisierungsansatz. Hier möchten wir alle implizierten Gleichungen hinzufügen, sodass wir sicher gehen können, dass alle möglichen äquivalenten Gleichungen auftauchen. Dies gestaltet sich für komplexere arithmetische Ausdrücke schwierig. Es müssen alle Gleichungen, die durch äquivalente Umformungen entstehen können, errechnet werden, um sie dann der Lösung hinzuzufügen. Letztendlich führt uns diese Problematik zur Permutation aller Operanden. Für einen solchen Ansatz müssten alle Operatoren kommutativ sein. Wir behelfen uns in diesem Fall, indem wir die Operatoren $-$ und $/$ umschreiben in $+$ und $*$. Es folgt ein Beispiel:

$$\begin{aligned} A = B + C - D - E + F \quad &\rightarrow \quad A = B + C + (-D) + (-E) + F \\ A = B * C / D / E * F \quad &\rightarrow \quad A = B * C * (1/D) * (1/E) * F \end{aligned}$$

Nun können wir die Reihenfolge der Operanden permutieren. Im letzten Schritt müssen wir auch jeden Operanden auf jede Seite der Gleichung bringen und wieder die Reihenfolge der Operanden permutieren. So erhalten wir alle möglichen Schreibweisen eines komplexen arithmetischen Ausdrucks. Zu beachten ist, dass auf diese Weise schnell, sehr viele Gleichungen produziert werden. Dies macht die Lösung stark unübersichtlich. Zu bemerken ist weiterhin, dass gemischte Ausdrücke bezüglich $+$ und $*$ deutlich schwerer zu behandeln sind, als solche, die nur $+$ oder $*$ enthalten.

arithmetische Ausdrücke – Operatorenbeschränkung

Im zweiten Ansatz gestaltet sich das Problem etwas einfacherer. Wie bereits im ersten Ansatz eliminieren wir die Operatoren $-$ und $/$. Da wir am Ende nur eine Schreibweise als zugelassen betrachten, müssen wir nun festlegen, welche Schritte an jedem Ausdruck ausgeführt werden müssen. Wir entscheiden uns für folgende Konvention: Alle Variablen werden via äquivalenten Umformungen auf die linke Seite der Gleichung gebracht und alle numerischen Konstanten werden auf die rechte Seite der Gleichung gebracht. Im nächsten Schritt entfernen wir doppelte Minus- bzw. Divisionszeichen, aus $-(-2)$ wird also $+2$ und aus $1/1/E$ wird E. Nun rechnen wir den Wert des arithmetischen Ausdrucks auf der rechten Seite aus, da dieser nun nur noch aus Konstanten besteht. Die Linke Seite sortieren wir lexikographisch nach Namen der Variablen. Es muss daran erinnert werden, dass diese Namen automatisch generiert worden sind, sodass sichergestellt ist, dass wir Übereinstimmungen später finden können.

transitiv-implizierte Formeln

Formeln können auch transitiv-impliziert sein. Steht in der Musterlösung die Formel `A>B AND B>C` und der Student hat geschrieben `A>B AND A>C`, so sind beide Aussagen logisch identisch. Leider erkennt dies unser bisheriger Ansatz nicht. Um solche Formeln zu erkennen, müssen wir auch alle transitiv-implizierten Formeln hinzufügen. Dabei gibt es verschiedene Fälle.

Existiert in der Formel nur eine Relation R, so wie im Beispiel eben $R = \ ' >'$, dann können wir im Ansatz des Hinzufügens implizierter Formeln die transitive Hülle von R berechnen und die entstandenen Paare der Ausgangsformel hinzufügen. Wollen wir keine implizierten Formeln hinzufügen, sondern nur bestimmte Schreibweisen erlauben, so können wir zunächst die transitive Hülle R^+ berechnen und danach eine transitive Reduktion durchführen. Zu beachten ist bei diesem Ansatz, dass es nicht für jede Relation eine eindeutige transitive Reduktion gibt.

Komplexer wird das Problem, wenn eine Formel verschiedene Relationen enthält, wie z. B. `A>B AND B=9`. Diese Formel impliziert eine weitere Formel transitiv, weil die Relationen $>$ und $=$ zueinander kompatibel sind. Inkompatible Relationen sind $>, \geq$ zu $\leq, <$. Die Relation $=$ ist zu jedweder Relation kompatibel. Haben wir also eine Mischformel mit mehreren kompatiblen Relationen, dann ordnen wir das entstehende transitive Paar der allgemeineren Relation zu. In unserem Beispiel entsteht das Paar $(A, 9)$. Da $>$ allgemeiner ist als $=$ ordnen wir $(A, 9) \in >$ zu. Auch hier können wir die implizierten Formeln der Ausgangsformel hinzufügen (Ansatz Hinzufügen der Implikationen) oder danach die transitive Reduktion berechnen, wie oben bereits erwähnt. Ein Ansatz eines Algorithmus für solche Mischformeln wäre einen Graph zu erzeugen mit Operanden als Knoten und Relation als Kantenbeschriftung. Zwei Knoten sind genau dann miteinander verbunden, wenn sie durch eine Relation R_i miteinander in der Formel verknüpft sind. R_i ist dann auch die Kantenbeschriftung. Wenn auf einem Pfad alle Relationen zueinander kompatibel sind, wird mit üblichen

Methoden die transitive Hülle bestimmt, indem neue Kanten eingezeichnet werden. Beschriftet werden diese Kanten mit dem allgemeineren der Relationen, die auf dem Pfad liegt. So erhalten wir alle transitiv-implizierten Paare.

implizierte Domänen

Ein weiterer Problempunkt sind implizierte Domänen von Tupelvariablen. Es geht darum zu erfassen welchen Wertebereich einzelne Tupelvariablen durch die Formeln in der SQL-Anfrage zugewiesen bekommen. Dabei können semantische Widersprüche entdeckt werden, wie z. B. `A>9 AND A<9`. Diese Widersprüche führen meist zu einer leeren Antwort des SQL-Systems. Eine Hinweis würde dem Lernenden klar machen, dass diese Bedingung wahrscheinlich nicht gewollt ist. Die Erfassung des Wertebereichs deckt aber auch weitere Einsatzgebiete ab. So können auch unnötige Bedingungen erkannt werden, wie z. B. `A>9 AND A>5`. Die letzte Bedingung wird ja bereits durch die erste Bedingung impliziert. Unser Matching-Ansatz würde in diesem Fall die Lösungen nicht unifizieren können, obwohl sie äquivalent sind. Man könnte hier aber auch argumentieren, dass die Lösung des Lernenden unnötige Formeln enthält, die keinen Nutzen für die Anfrage haben, und damit unser System korrekterweise keine Übereinstimmung erkennt. Andererseits wäre es hilfreich, wenn ein vorgeschalteter semantic checker solche Probleme erkennt, um entweder den Lernenden vorab ein Feedback zu geben oder, um solche unnötigen Formeln bei der Bearbeitung zu ignorieren.

Da dieses Problem eher in den Bereich semantic checking gehört wird dieses Feature nicht im Programm auftauchen. Will man dem Programm später aber semantische Prüfer vorschalten, wäre dies auf jeden Fall ein wichtiges und sinnvolles Feature.

Diskussion der beiden Ansätze

Ein wesentlicher Punkt beim Vergleich beider Ansätze ist der Aufwand bzw. die Laufzeit.

Betrachten wir zunächst den Ansatz des Hinzufügens von implizierten Formeln. Wir müssen in einer Tiefensuche jede Formel betrachten und mit allen Mengen M_i abarbeiten. Finden wir in einer Menge ein Muster wieder, so wird unsere Formel künstlich aufgebläht. Wir haben also für das Suchen eine maximale Laufzeit von $O(|Formeln| \cdot max\{i : M_i\})$. Das Einfügen der Formeln geschieht in konstanter Zeit $O(1)$, da wir immer eine konstante Anzahl an Formeln ergänzen.

Beim anderen Ansatz werden bestimmte Operatoren verboten. Wir realisieren dieses Verbot wieder über eine Suche. Es muss auch hier jede Formel auf ein Muster in M_i untersucht werden. Wir benötigen für das Suchen in diesem Ansatz also genau so viel Zeit, wie im ersten Ansatz. Auch das Ersetzen der Formeln hat keine Zeitersparnis gegenüber einem Hinzufügen von weiteren For-

meln. Es muss bemerkt werden, dass in diesem Fall die Originalformel nicht weiter aufgebläht wird.

Da sich die Laufzeiten der beiden Varianten nicht unterscheiden, müssen andere Kriterien zum Vergleich herangezogen werden. Wichtig für Software ist nicht ausschließlich die Laufzeit, sondern auch die Wartbarkeit. Besonders bei Projekten, die im Rahmen einer Masterarbeit entstehen, ist es wahrscheinlich, dass der Autor sich später nicht mehr um das Projekt kümmern kann. Daher sollte man sich bei den hier vorliegenden Ansätzen fragen, welcher leichter wartbar und erweiterbar ist.

Muss das Programm erweitert werden und wir möchten den Ansatz des Hinzufügen implizierter Gleichungen verwenden, so muss lediglich eine weitere Menge M_k erstellt werden. Der Algorithmus sucht automatisch, dann auch in dieser neuen Menge nach Mustern und würde alle anderen Elemente dieser Menge konjunktiv-verknüpft zur Formel hinzufügen.

Bei der Verwendung von eingeschränkten Operatoren gestaltet sich dieser Ansatz bereits als schwierig. Hier muss man nicht nur die neue Menge M_k angeben, sondern sich auch Gedanken machen, was ein geeigneter Repräsentant dieser Menge ist. Unter Umständen kann das Auswählen eines ungünstigen Repräsentanten zu unerwarteten Problemen, wie dem Verkomplizieren der Anfrage, führen.

Es bietet sich aus diesen Umständen eher an, das Hinzufügen von implizierten Gleichungen zu verwenden.

3.3.6 Sortierung

Im aktuell betrachteten Ansatz möchten wir zwei Anfragen dadurch vergleichen, dass wir sowohl die Musterlösung, als auch die Studentenlösung einer Standardisierung unterziehen. Ein ganz wesentlicher Aspekt dabei ist, die Art der Sortierung. Wir betrachten dazu im Folgenden, ZQL-Parserbäume. Wie genau diese Bäume aussehen ist im Kapitel **??** beschrieben. Im wesentlichen ist es aber ein gewurzelter Baum. Dabei stellen Knoten entweder Operatoren, Konstanten oder Variablen dar. Ein Operator o_1 kann natürlicherweise, als Kindknoten, wiederum einen Operator o_2 haben. Es sei $T(r)$ der gewurzelte Baum mit Wurzelknoten r. Wir bezeichnen mit der Menge $children(r)$, die Kindknoten von r in folgender Art und Weise: $textitchild(r) = \{c_1, c_2, ..., c_n\}$. Dabei erscheint das Kind c_i direkt links vom Kind c_j genau dann, wenn $j = i + 1$. Anders ausgedrückt: Bei einer Breitensuche über r würden wir erst c_i und im Anschluss daran c_j auffinden, genau dann wenn $j = i+$.

Es sei $T(r)$ unser ZQL-Parserbaum. Ist der Operator, den r repräsentiert, kommutativ, so können wir alle Kinder c_i in beliebiger Reihenfolge permutieren und würden den Ausdruck, den $T(r)$ darstellt nicht semantisch verändern. Für unsere Standardisierung ist es aber wichtig, dass wir

dennoch eine Ordnung auf solchen Operatoren festlegen, damit unsere Parserbäume am Ende vergleichbar sind. Wir überlegen uns dazu folgende Ordnung:

$r \in Relation$	OR	$\leq$	$\geq$	$>$	$<$	$=$	IS NULL	IS NOT NULL
$order(r)$	1	2	3	4	5	6	7	8

Die Kinder vom Baum $T(r)$ müssen so angeordnet werden, dass für alle Kinder paarweise das Folgende gilt. Dabei seien $c_i, c_j \in children(r)$ und r muss kommutativ sein.

$$\forall c_i, c_j : i \neq j \rightarrow (i < j \leftrightarrow order(i) < order(j))$$

In Worten ausgedrückt: Für alle, paarweise verschiedenen, Kinder von $T(r)$ gilt: c_i erscheint genau dann vor c_j im Baum (bezüglich eine Breitensuche), wenn die oben angegebene Ordnung eingehalten wird. Dies wird nicht initial der Fall sein, daher müssen wir die Kinder so umsortieren, dass diese Bedingung erfüllt ist.

Ist r nicht kommutativ, so können wir die Kinder von r nicht umsortieren. Wir verfahren dann rekursiv direkt mit den Kindern weiter, da diese ja wieder kommutative Operatoren sein können. Weiterhin kann es sein, dass eins der Kinder von r eine Konstante oder Variable ist, also ein Blattknoten, der keinen weiteren Baum aufspannt. Der *order*-Wert für eine Konstante ist immer 0 und für eine Variable immer -1. Damit ist sichergestellt, dass auf gleicher Baumebene immer zuerst Variablen, dann Konstanten und dann Teilbäume erscheinen, vorausgesetzt, der Elternknoten repräsentiert einen kommutativen Operator. Sind alle Kindknoten Variablen, so werden diese lexikographisch sortiert. Sind alle Kindknoten Konstanten, so wird der entsprechende Ausdruck ausgewertet, da wir dann die Situation haben, dass ein Operator mit Operandenkonstanten gegeben ist und dieser Ausdruck ist auswertbar. Wir ersetzen dann den Baum $T(r)$ mit $eval(T(r))$, wobei *eval* den arithmetisch/logischen Ausdruck auswertet und sein Ergebnis zurückliefert.

```
sortiere(rootnode r) {
   if( children(r) = {} )
      return;
   if( kommutativ(r) ) {
      sortiere_menge(children(r));
   }
   foreach( c in children(r)) {
      sortiere(c);
   }
}
```

Folgendes Beispiel soll diese Arbeitsweise verdeutlichen:

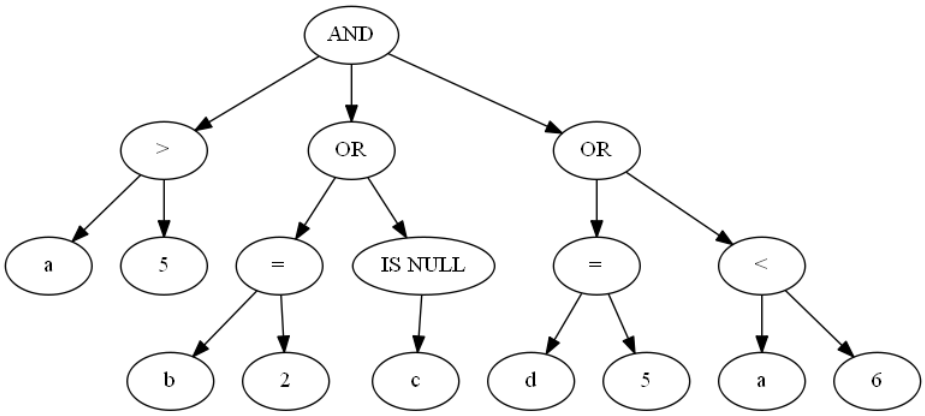


Abbildung 3.3: Sortierbeispiel: Ausgangsbaum

Abbildung 3.4: Sortierbeispiel: Sortierung der ersten Ebene

Wir betrachten den Ausdruck `a<5 AND (b=2 OR c IS NULL) AND (d=5 OR a<6)`. Dieser ist in Abbildung 3.3 als ZQL-Parserbaum zu sehen. Ziel ist es nun, diesen Baum nach unserem Verfahren zu sortieren.

Wir bemerken, dass wir einen kommutativen Operator (AND) als Wurzelknoten haben und sortieren daher die unmittelbaren Kinder von AND, also `{>,OR,OR}` zu `{OR,OR,>}`, wie in Abbildung 3.4 zu sehen ist.

Wir fahren dann fort und führen sortieren rekursiv auf den Kindknoten c_1, c_2 und c_3 auf. Am Ende erhalten wir den Ausdruck `(b=2 OR c IS NULL) AND (a<6 OR d=5) AND a<5`, welcher durch den Baum in Abbildung 3.5 dargestellt wird.

Wenn wir uns Abbildung 3.5 genauer betrachten, so fällt auf, dass keine eindeutige Ordnung zugrunde liegt. Die beiden Bäume $T(c_1)$ und $T(c_2)$ repräsentieren beide den Operator `OR`. Es ist mit den bisherigen Regeln nicht klar, was passiert, wenn zwei Geschwisterknoten, den gleichen Operator repräsentieren.

Haben wir also den Fall, dass zwei Kindknoten c_i, c_j von $T(r)$ den gleichen Operator repräsentieren müssen wir rekursiv die beiden Teilbäume $T(c_i)$ und $T(c_j)$ untersuchen. Wir begehen dabei eine gleichzeitge und schrittweise Tiefensuche in beiden Bäumen durch, in dem wir sukzessive einen Schritt einer Tiefensuche in einem Baum, dann im anderen Baum durchführen und schließlich einen nächsten Schritt, in gleicher Weise durchführen. Wir bezeichen die Knoten, bei denen

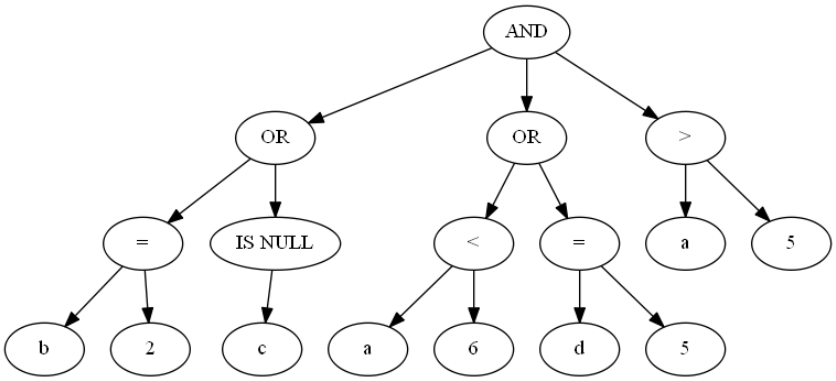


Abbildung 3.5: Sortierbeispiel: Vorläufiges Ende des Sortierens

sich die Tiefensuche in einem aktuellen Moment befindet als $v_i \in T(c_i)$ und $v_j \in T(c_j)$. Sobald in einem Schritt $v_i \neq v_j$ ist, entscheiden wir anhand von $order(v_i)$ und $order(v_j)$, welcher Teilbaum vor dem anderen erscheinen soll. $T(c_i)$ erscheint damit vor $T(c_j)$, wenn $order(v_i) < order(v_j)$. Dabei schließen wir Blattknoten von der Betrachtung aus. Trifft die Tiefensuche also in einem Schritt auf beiden Seiten auf Blattknoten, so werden diese nicht mit einbezogen.

Ist die Tiefensuche beendet und es gab zu keine Zeitpunkt zwei innere Knoten in beiden Bäumen mit unterschiedlichen Operatoren, so sind offensichtlich die beiden Teilbäume $T(c_i)$ und $T(c_j)$ strukturell gleich, sie haben also identische innere Knoten. In diesem Fall unterscheiden sich beide Bäume nur durch ihre Blattknoten. Wir bezeichnen die Blattknoten von $T(c_i)$ mit $leaf(c_i)$ und in entsprechender Weise $leaf(c_j)$ die Blattknoten von $T(c_j)$. Wir sortieren diese Blattknotenmengen jetzt lexikographisch. Es ist offensichtlich, dass beide Blattknotenmengen gleich mächtig sind, da ansonsten bereits ein Unterscheid beim Tiefensuchvergleich aufgefallen wäre. Wir gehen jetzt sukzessive beide, sortieren Blattknotenmengen durch und vergleichen jeweils das i. Element dieser Mengen, wobei $1 \leq i \leq n$, mit $n = |leaf(c_i)| = |leaf(c_j)|$. Unterscheiden sich die i. Elemente der zwei Mengen, dann erscheint $T(c_i)$ vor $T(c_j)$, wenn das i. Element in $leaf(c_i)$ lexikographisch kleiner ist als das i. Element in $leaf(c_j)$.

Zu beachten ist, dass wenn innerhalb eines Teilbaumes $T(c_i)$ wieder die Situation eintritt, dass es zwei Kinder $d_i, d_j \in children(c_i)$ gibt, mit $d_i = d_j$, aber $i \neq j$, dann wird dieser Fall zuerst behandelt. Wir behandeln also Kinder mit gleichen repräsentierten Operatoren von den Blättern aus, also Bottom-Up.

Als Beispiel betrachten wir den Baum in Abbildung 3.6.

Wie wir sehen, sind alle inneren Knoten gleich. Es unterscheiden sich nur die Blattknoten, weshalb eine simultane Tiefensuche über $T(c_1)$ und $T(c_2)$ keine Unterschiede aufgezeigt hat. Die Menge der Blattknoten sind $leaf(c_1) = \{d, 4, a, 5\}$ und $leaf(c_2) = \{b, 2, c, 3\}$. Wir sortieren diese Mengen nun und erhalten: $leaf'(c_1) = \{4, 5, a, d\}$ und $leaf'(c_2) = \{2, 3, b, c\}$. Wir gehen nun sukzessive beide Mengen durch und vergleichen zunächst das 1. Element beider Mengen. Diese beiden ersten

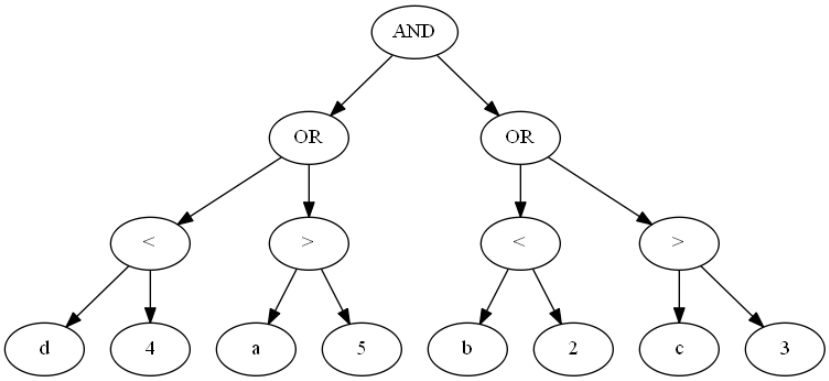


Abbildung 3.6: Sortierbeispiel: strukturell identische Teilbäume

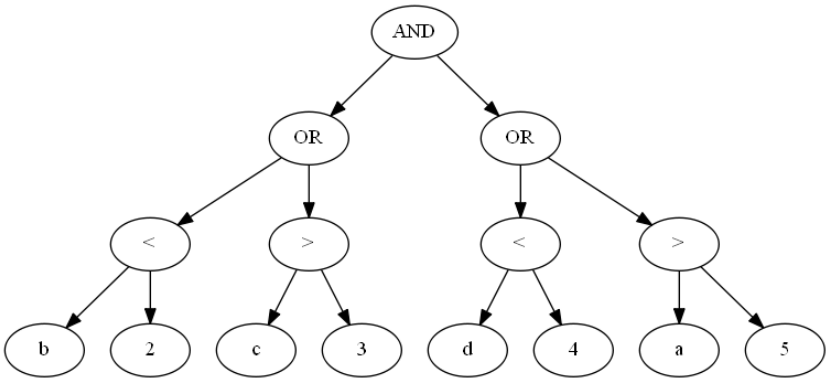


Abbildung 3.7: Sortierbeispiel: umsortierte Teilbäume

Elemente unterscheiden sich bereits und weil $4 > 2$ müssen die beiden Bäume $T(c_1)$ und $T(c_2)$ vertauscht werden. Wir erhalten also den finalen, sortierten Baum, der in Abbildung 3.7 zu sehen ist.

3.3.7 GROUP BY / HAVING

Bisher haben wir den SELECT-, FROM- und WHERE-Teil einer SQL-Anfrage bearbeitet und betrachtet. Anfragen, die einen GROUP BY-Teil enthalten müssen auch nach festen Regeln angepasst werden. Da die Reihenfolge innerhalb dieses Teils unwichtig ist, sortieren wir die Spaltennamen lexikographisch. Diese sind bereits automatisch benannt nach dem Schema `aN` mit $N \in \{1, 2, ...\}$ (siehe Unterabschnitt 3.3.2). Demzufolge erscheinen zuerst Tabellennamen und dann Aggregationsfunktionen.

Der HAVING-Teil wiederum ähnelt von seiner Struktur dem WHERE-Teil. Es handelt sich ebenso um einen komplexeren Ausdruck. Wir behandeln daher den HAVING-Teil so, wie den WHERE-Teil im Unterabschnitt **??**.

Nicht wichtig für die einheitliche Anpassung ist, ob die Tabellen bzw. Aggregationsfunktionen im GROUP BY-Teil auch im SELECT-Teil vorkommen. Dies könnte aber auf einen ungewollten Fehler des Lernenden hinweisen. Diese Information wird daher im Preprocessing (siehe Abschnitt **??**) mit aufgenommen.

3.3.8 ORDER BY

Der ORDER BY-Teil kann nicht im Sinne der Standardisierung angepasst werden. Die hier angegebene Reihenfolge kann nicht verändert werden ohne den Sinn des Ausdruckes zu ändern. Die Anpassung beschränkt sich also auf das Umbenennen der Tupelvariablen, wie es im Unterabschnitt 3.3.2 beschrieben ist.

Interessant für das Preprocessing sind allerdings andere Informationen über ORDER-BY. So merken wir uns, ob die Anfrage ORDER BY-Klauseln mit einem expliziten ASC enthält, da dies unnötig ist.

3.3.9 Abschluss

Wir fassen die einzelnen Schritte noch einmal kurz zusammen: Zunächst haben wir den `FROM`-Teil der Anfrage vereinheitlicht, indem wir einheitliche Tupelvariablen erzeugt haben, nachdem alle Tabellen im `FROM`-Teil lexikographisch sortiert wurden. Alle neu erzeugten Variablennamen wurden im Rest der Anfrage korrekt eingesetzt bzw. ersetzt. Finden wir in diesem Schritt im `FROM`-Teil bereits zwei gleiche Tabellen mit unterschiedlichen Aliasen, so könnte ein Selbstverbund dadurch entstehen. Um mehrdeutigen zu vermeiden, erzeugen wir eine Kopie der vorliegenden Anfrage und vertauschen die gleichen Tabellennamen im `FROM`-Teil. Wir erhalten somit für jeden Selbstverbund einen zusätzlich zu untersuchenden Baum. Am Ende prüfen wir ob einer dieser Bäume syntaktisch äquivalent ist mit einem der erzeugen Bäumde, der zweiten Anfrage. Danach haben wir den `WHERE`-Teil bearbeitet. Wir haben zunächst unnötige Klammern entfernt und die Formeln in die KNF überführt. Danach haben wir einfache syntaktische Varianten ersetzt um eine einheitlichere Darstellung zu erhalten. Dazu gehörte es auch Unteranfragen aufzulösen oder, wenn nicht möglich, in eine `EXISTS`-Unteranfrage zu überführen. Anschließend haben wir innere Verbunde (JOINs), die im `FROM`-Teil formuliert wurden, in den `WHERE`-Teil überführt. Eine der letzten Schritte war das Behandeln der Vielfalt der Operatoren. Hier haben wir für alle nichtkommutativen Operatoren ihre alternativen Schreibweisen konjunktiv-verknüpft mit in die Formel aufgenommen. Nach diesem Schritt müssen wir nun die KNF wiederherstellen, da diese durch hinzufügen von `AND`-Knoten zerstört sein kann. Schlussendlich haben wir den gesamten `WHERE`-Teil sortiert, um eine Vereinheitlichung zu erreichen.

3.4 Weitere Betrachtungen

3.4.1 JOINS

Wir betrachten in diesem Abschnitt die Behandlung von JOINs. Wir untersuchen wie wir die unterschiedlichen Verbundstypen vereinfachen oder in eine einheitliche Form umwandeln können. Weiterhin interessiert uns die Frage, wie wir unnötige JOINs erkennen können. Wir diskutieren in wie weit eine automatische Entfernung von unnötigen JOINs Sinn macht und wie das Feedback für den Lernenden aussehen kann.

Vorab möchten wir bemerken, dass die Standardisierung und Eliminierung von JOINs eine fortgeschrittene Strategie darstellt. Diese wird daher nicht im Prototypen auftauchen. Dennoch betrachten wir die theretischen Grundlagen ausreichend und tiefgründig, so dass eine Implementation leicht möglich sein wird.

CROSS JOIN

Ein `CROSS JOIN` zweier Relationen liefert das kartesische Produkt beider zurück. Das Schlüsselwort `CROSS JOIN` unter `FROM` markiert diesen. Das Schlüsselwort kann allerdings auch weggelassen und durch ein Komma ersetzt werden. Um eine einheitliche Darstellung dieses Verbundtypes zu gewährleisten, werden wir das Schlüsselwort `CROSS JOIN` ersetzen, so dass wir eine Liste von Tabellen unter `FROM` erhalten, welche mit Komma getrennt sind.

NATURAL JOIN

Ein natürlicher Verbund (NV) ist ein Verbund im `FROM`-Teil. Er wird markiert durch die Schlüsselworte `NATURAL JOIN ON`. Der Verbund zweier Relationen erfolgt über die Attribute, die in beiden Relationen die gleiche Bezeichnung haben. Gibt es keine solchen Attribute, ist das Ergebnis das kartesische Produkt beider Relationen.

Es gibt zwei Möglichkeiten natürliche Verbunde zu standardisieren. Die erste Möglichkeit besteht darin, alle Verbundskriterien zu durchsuchen. Stellt man fest, dass die Attribute bei einem Verbundskriterium identisch sind, so handelt es sich um einen natürlichen Verbund. Man könnte diese Kriterien nun streichen und mit dem Schlüsselwort `NATURAL JOIN` explizit kennzeichnen, dass es sich um einen NV handelt. Bei dieser Möglichkeit können aber Probleme auftreten. Angenommen der Lernende L reicht eine Lösung ein, die einen natürliche Verbund zwischen `t1` und `t2` explizit enthält. Weiterhin gibt es kein namensgleiches Attribut in `t1` und `t2`, so dass der natürliche Verbund im Prinzip ein kartesisches Produkt ist. In der Musterlösung stehen `t1` und `t2` nur unter `FROM` um eben dieses Produkt zu erzeugen. Die Methode 1 würde nun garkeine Anpassung

```
Vorher:
SELECT t1.col1 FROM table1 t1 NATURAL JOIN table2 t2

Danach:
SELECT t1.col1 FROM table1 t1, table2 t2 WHERE t1.id=t2.id
```

Abbildung 3.8: Beispiel: Standardisierung eines natürlichen Verbundes

machen, da es kein Kriterium für einen potentiellen natürlichen Verbund in der Anfrage des L findet. Als Folge können wir die beiden Anfragen nicht matchen, obwohl beide das gleiche tun.

Die zweite Möglichkeit besteht darin explizite natürliche Verbunde umzuschreiben, in dem wir das Schlüsselwort `NATURAL JOIN` entfernen und beide Relationen durchsuchen nach gleichnamigen Attributen. Haben wir solche gefunden, so fügen wir diese explizit als Verbundskriterien ein. Haben wir keine solche Kriterien gefunden, handelt es sich um ein kartesisches Produkt. Wir fügen in diesem Fall die zweite Tabelle unter `FROM` hinzu und eliminieren das Schlüsselwort `NATURAL JOIN`.

Beide Methoden haben einen gewissen Aufwand zu bewältigen. Bei Methode 1 müssen wir alle Verbundskriterien durchsuchen, was im schlimmsten Fall alle atomaren Formeln im `WHERE`-Teil sein können. In Methode 2 müssen wir zwei Relationen paarweise nach gleichnamigen Attributen durchsuchen. Wir entscheiden uns für die 2. Methode, da Methode 1, wie oben erwähnt, Schwächen bei der Umwandlung hat. Weil wir den `NATURAL JOIN` unter `FROM` also auflösen, schreiben wir diesen gleich als `INNER JOIN` unter die `WHERE`-Bedingung, wie das Beispiel 3.8 zeigt (angenommen *table1* und *table2* haben beide eine gleichnamige Spalte namens *id*).

Die eben aufgeführten Transformationen sind nur möglich, wenn der `SELECT`-Teil nicht aus der Wildcard * besteht. Bei einem NV wird in einem solchen Fall die Spalte mit dem gleichnamigen Attribut in der zweiten Tabelle eliminiert. Bei einem Verbund mit expliziter Angabe des Verbundskriterium wird dies nicht realisiert. Deswegen sind natürliche Verbunde, die im `SELECT`-Teil die Wildcard * enthalten, nicht in explizite Verbunde unter `WHERE` überführbar.

OUTER JOIN

Bei einem `OUTER JOIN` unterscheiden wir zwischen einem `LEFT OUTER JOIN` und einem `RIGHT OUTER JOIN`. Ein `FULL OUTER JOIN` ist die Verbindung, also ein `UNION` vom linken und rechten `OUTER JOIN`. Wir betrachten daher exemplarisch zunächst den `LEFT OUTER JOIN`, da sich die Betrachtungen dann äquivalent auf den rechten Verbund und damit auf den `FULL OUTER JOIN` übertragen lassen.

Zunächst ist zu klären, wie der `OUTER JOIN` alternativ formuliert werden kann. Dazu gehen wir kurz darauf ein, was ein `LEFT OUTER JOIN` genau macht. Die “linke” Tabelle wird vollständig aufgeführt. Dann wird jeder Eintrag der Tabelle sukzessive betrachtet. Gibt es im aktuellen Eintrag

einen Verbundspartner in der “rechten” Tabelle (vorgegeben durch das Verbundskriterium), dann werden die Daten der “rechten” Tabelle an den Eintrag angehangen. Ist dies nicht der Fall, wird der Eintrag mit *NULL* Einträgen aufgefüllt.

Um die Umwandlung eines `LEFT OUTER JOIN` zu demonstrieren, betrachten wir folgendes Beispiel:

```
SELECT e.empno, e.job, d.dname
FROM dept d
LEFT JOIN emp e ON e.deptno = d.deptno
WHERE e.sal > 2000
ORDER BY e.empno
```

Abbildung 3.9: OUTER JOIN Beispiel

Wir haben also zwei verschiedene Mengen von Einträgen. Zum einen Einträge, die einen Verbundspartner besitzen und Einträge, die keinen solchen Partner haben. Anbieten würde sich an dieser Stelle die Verwendung einer Vereinigung (`UNION`) der beiden, eben genannten Mengen. Dabei ist die Umwandlung in ein solches Statement mit einem `UNION` keinesfalls trivial und unterliegt einigen Einschränkungen.

Ziel ist es also zwei SQL-Anfragen zu formulieren, die jeweils für die oben genannten Mengen stehen. Anschließend werden diese Mengen mit einem `UNION` verbunden.

Für die SQL-Anfrage, welche die Menge der Verbundspartner angibt, übernehmen wir zunächst den `SELECT`-Teil. Die zwei Tabellen, die am Verbund beteiligt sind werden im `FROM`-Teil nun als `CROSS JOIN` aufgeschrieben, also mit Komma getrennt. Der `WHERE`-Teil wird ebenfalls vom gegebenen `OUTER JOIN`-Statement übernommen und durch die Angabe des Verbundskriteriums ergänzt. Wir erhalten also die folgende Anfrage bezüglich unseres Beispiels:

```
SELECT e.empno, e.job, d.dname
FROM dept d, emp e
WHERE d.deptno = e.deptno
AND e.sal > 2000
ORDER BY e.empno
```

Abbildung 3.10: OUTER JOIN Umwandlung, 1. Teil

Nun muss noch die Teilmenge aller Tupel hinzugefügt werden, die keinen Verbundspartner haben. Wir übernehmen zunächst wieder den `SELECT`-Teil der Ursprungsanfrage, ersetzen aber alle Spaltennamen der “rechten” Tabelle mit `NULL`, weil diese Werte aufgrund fehlender Verbundspartner nicht belegt sind. Diese Ersetzungen müssen ebenso im `WHERE`-Teil stattfinden. Die rechte Tablle wird aus dem `FROM`-Teil gestrichen. Nun passen wir den `WHERE`-Teil an. Hier könnte man auf die Idee kommen mit einem `NOT IN` Semijoin zu prüfen, dass auch nur Tupel ohne Verbundspartner aufgenommen werden. Erlaubt das Verbundskriterium in der “linken” Tabelle `NULL`-Werte, so

würden diese Einträge nicht erscheinen. Bei einem LEFT OUTER JOIN sind diese Tupel aber mit erfasst. Es bietet sich daher eine NOT EXISTS-Unterabfrage an.

```
SELECT NULL, NULL, d.dname
FROM dept d
WHERE NOT EXISTS(
    SELECT 1 FROM emp e WHERE d.deptno = e.deptno )
AND NULL > 2000
ORDER BY e.empno
```

Abbildung 3.11: OUTER JOIN Umwandlung, 2. Teil

Nun müssen beide Anfragen mit einem UNION ALL verknüpft werden. Dabei können wir das ORDER BY-Statement ausklammern, da dieses erst auf dem Datensatz, der mit UNION ALL erzeugt wurde, ausgeführt wird. Unser Endergebnis bezogen auf unser Beispiel lautet also:

```
SELECT e.empno, e.job, d.dname FROM dept d, emp e
WHERE d.deptno = e.deptno AND e.sal > 2000
    UNION ALL
SELECT NULL,NULL,d.dname FROM dept d
WHERE NOT EXISTS(
  SELECT 1 from emp e where d.deptno = e.deptno)
AND NULL > 2000
ORDER BY empno
```

Abbildung 3.12: OUTER JOIN Umwandlung, finaler Schritt

Wie man bereits am Beispiel sieht, könnte man im WHERE-Teil den Ausdruck NULL > 2000 zu NULL vereinfachen oder gar die zweite Anfrage komplett streichen, da sie nie erfüllt ist.

Eine Besonderheit stellt das GROUP BY-Statement dar. Dies wurde nicht im Beispiel benutzt, daher betrachten wir nun im Folgenden, wie damit zu verfahren ist.

Wird in der OUTER JOIN Abfrage nach mindestens einem Attribut der "rechten" Tabelle gruppiert, so müssen wir die Gruppierung in eine weitere Anfrage schachteln. Dazu bauen wir die Anfrage, wie oben beschrieben, auf und streichen das GROUP BY-Statement zunächst. Aggregationsfunktion *agg(x)* werden ersetzt zu *x*. Um die dann entstandene, mit UNION ALL verknüpfte SQL-Anfrage A schachteln wir eine weitere Anfrage B. Der SELECT-Teil von B entspricht dem, der ursprünglichen OUTER JOIN-Anfrage. Der FROM-Teil von B entspricht der konstruierten Anfrage A. Einen WHERE-Teil von B gibt es nicht, da dieser bereits in der Anfrage A eingearbeitet wurde. Ergänzt wird die Anfrage B mit dem GROUP BY- und ORDER BY-Statement der Ursprungsanfrage.

Existiert im GROUP BY-Teil der Originalanfrage kein Attribut der "rechten" Tabelle, ist die eben genannte Schachtelung nicht notwendig. Es reicht hier aus den GROUP BY-Teil einfach in die Konstruierten Teilanfragen mit einzubeziehen. Grund dafür ist, dass wir disjunktive Gruppierungen in beiden Anfragen erhalten und diese ohne Probleme mit UNION ALL vereinigen können.

Dies waren alle notwendigen Schritte um einen LEFT OUTER JOIN äquivalent in eine komplexe Anfrage mit UNION ALL und Semijoins zu überführen. Zu Bemerken ist an dieser Stelle, dass ein RIGHT OUTER JOIN entsprechend behandelt wird, nur mit umgekehrten Seiten. Einen FULL OUTER JOIN erhalten wir durch ein UNION vom LEFT OUTER und RIGHT OUTER JOIN.

Nach dieser Betrachtung müssen wir jedoch feststellen, dass die Umwandlung eines OUTER JOIN recht vielschichtig und aufwendig ist. Es ist zwar möglich diesen äquivalent umzuformen, allerdings wird der Ausdruck dadurch enorm aufgebläht. Weiterhin funktioniert diese Umwandlung nur in eine Richtung problemlos, nämlich vom JOIN zum UNION-Ausdruck. Umgekehr ist es sehr aufwendig festzustellen, ob ein UNION ALL auch ein OUTER JOIN ist, da man zum Beispiel Vergleiche mit NULL-Werten (wie im Beispiel: NULL > 2000) gewöhnlich nicht ausschreibt oder gar entfernt. Unser Programm soll OUTER JOIN daher nicht in einen UNION ALL Ausdruck umwandeln. Wir beschränken uns in der Praxis also darauf, einen OUTER JOIN unter FROM rein syntaktisch zu erkennen und nicht umzuwandeln.

INNER JOIN

Unter einem INNER JOIN verstehen wir den Verbund zweier Tabellen unter FROM, mit den Schlüsselworten INNER JOIN. Ein solcher Verbund kann leicht als CROSS JOIN mit Auswahl in der WHERE-Bedingung formuliert werden. Dazu entfernen wir den INNER JOIN aus dem FROM-Teil und erzeugen einen CROSS JOIN. Die Verbundbedingungen werden unter WHERE eingefügt.

Ein explizit aufgeschriebener INNER JOIN kann auch ein NATURAL JOIN sein. Da wir solche Verbunde aber auch als CROSS JOIN aufschreiben wollen (siehe oben), müssen wir diesen Spezialfall nicht gesondert betrachten. Das folgende Beispiel soll die Umwandlung von INNER JOIN verdeutlichen:

Eingabe:
```
SELECT * FROM emp e INNER JOIN dept d ON e.deptno.id = d.deptno
```

Umwandlung:
```
SELECT * FROM emp e, dept d WHERE e.deptno = d.deptno
```

Abbildung 3.13: Umwandlung von INNER-JOIN

JOIN-Eliminierung

Im vorherigem Abschnitt haben wir bereits alle üblichen Verbunde betrachtet und gezeigt, wie wir diese äquivalent umformen können. Wir haben erreicht, dass alle Verbunde unter FROM ersetzt

wurden zu `CROSS JOIN` mit Auswahlkriterien unter `WHERE`. Wir möchten daher in diesem Abschnitt klären, welche Möglichkeiten es gibt, die so entstandenen Verbunde, zu eliminieren, wenn sich herausstellt, dass sie überflüssig sind.

Wenn nur Schlüsselattribute einer Tupelvariable X benutzt werden und diese mit einer anderen Tupelvariable Y verglichen werden, dann ist X überflüssig.

Ziel dieses Abschnittes ist es, eine Idee vorzustellen, wie redundante Verbunde mit Hilfe von referentiellen Integritätsbedingungen (RI) gefunden werden können. Die mögliche Anwendung ist natürlicherweise die Entfernung einer Relation bei dem der Verbund aus Tabellen besteht, die durch eine RI-Bedingung verbunden ist (nachfolgend als RI-Joins bezeichnet) und bei der die Tabelle, die den Primärschlüssel enthält nur im Join referenziert wird. Ein RI-Join besteht natürlicherweise aus einem Primärschlüssel- und einem Fremdschlüsselattribut.

Das Verfahren wird in der Arbeit [11] näher vorgestellt und läuft im wesentlichen in 4 Schritten ab.

1. Wir bilden zunächst transitive Spaltenäquivalenzklassen von allen Joinprädikaten. Ist als `A=B` und `B=C`, dann können wir transitiv ableiten, dass ebenso `A=C` gilt. Alle drei Spalten, `A,B,C` befinden sich dann in einer Äquivalenzklasse.

2. Alle Tabellen unter `FROM`, die mit RI-Joins verknüpft sind, werden in zwei Gruppen eingeteilt. Tabellen in der R-Gruppe sind entfernbar (removable) und Tabellen in der N-Gruppe sind nicht entfernbar (non-removable). Die notwendige Bedingung, die bestimmt, wann eine Tabelle in die R-Gruppe gehört ist, dass es eine parent-table für irgendeine RI. Dies ist jedoch nicht die einzige notwendige Bedingung. Andere, zu erfüllende Bedingung, sind weitaus komplexer und sind für die Präsentation des Ansatzes dieser Methode zu umfangreich. Nachzulesen ist das detaillierte Verfahren in der Arbeit [11].

3. Alle Tabellen in der R-Gruppe werden entfernt.

4. Da es Fremdschlüssel geben kann, die `NULL`-Werte erlauben, ist es notwendig, ein `IS NOT NULL`-Prädikat dort hinzuzufügen, wo die parents einer RI entfernt wurden und `NULL`-Werte erlaubt sind.

Als visuelles Hilfsmittel verwendet das Verfahren sogenannte Joingraphen $G = (V, E)$. Die Knotenmenge V besteht aus Joinattributen. Eine Kante zwischen zwei Knoten u, v existiert genau dann, wenn u und v Teil eines Joinprädikates sind. Handelt es sich bei dem Join um einen RI-Join, also ein Primär-/ Fremdschlüssel Join, dann sind u, v durch eine gerichtete Kante verbunden, wobei der Pfeil dann vom Fremdschlüsselattribut/Kind zum Primärschlüsselattribut/Eltern geht.

Nimmt man sich diese Joingraphen zur Hilfe gibt es drei auszuführende Schritte. Im ersten Schritt wird der Joingraph erzeugt, nach oben genannten Regeln. Dabei werden RI-Joins noch nicht gerichtet dargestellt. Wir erhalten G_1.

Im zweiten Schritt fügt man alle transitiv-implizierten Joins als nicht RI-Joins hinzu und markiert die echten RI-Joins entsprechend mit Pfeilen. Wir erhalten $G_2 = (V_2, E_2)$

Im dritten Schritt werden unnötige (redundante) Joins entfernt. Ein Knoten $v \in V_2$ ist entfernbar, wenn v Teil eines RI-Joins ist und v nur als Joinkriterium in der Anfrage vorkommt, also weder im `SELECT-`, `WHERE-` oder `GROUP BY`-Statement vorkommt. Wir erhalten G_3, aus dem wir auch ablesen können welche Joins noch notwendig sind.

Folgendes Beispiel soll das eben Erwähnte verdeutlichen.

```
SELECT ps.partkey, avg(ps.supplycost)
FROM   supplier s, partsupp ps, customer c, orders o
WHERE  s.suppkey = ps.suppkey
AND    s.suppkey = c.custkey
AND    c.custkey = o_custkey
AND    o.totalprice >= 100
GROUP BY ps.partkey
```

Wir erzeugen zunächst den ersten Joingraphen G_1, in dem wir jede Joinbedingug als verbundes Paar in den Graphen einfügen:

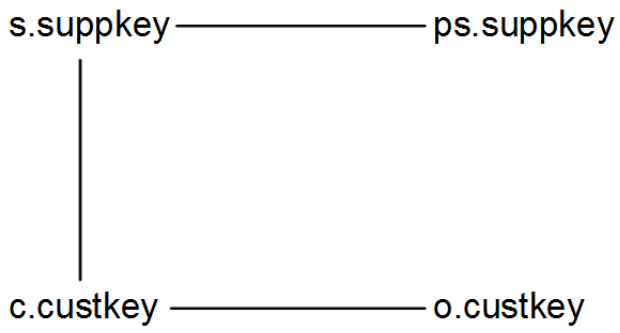


Abbildung 3.14: G_1

Im zweiten Schritt fügen wir nun alle transitiv-implizierten Joins als nicht RI-Joins hinzu, also als ungerichtete Kanten. Wir weisen dann die RI-Joins aus, in dem wir sie als gerichtete Kanten markieren und erhalten damit G_2:

Im letzten Schritt gehen wir alle Knoten sukzessive durch. Da jeder Knoten ein Attribut repräsentiert, prüfen wir ob das repräsentierte Attribut in einem Nicht-Join Prädikat unter `WHERE`, im `GROUP BY`- oder im `SELECT`-Teil vorkommt. Ist dies nicht der Fall, eliminieren wir den Knoten und alle zugehörigen Kanten. In unserem Beispiel kommt weder `s.suppkey` noch `c.custkey` in den genannten Teilen der Anfrage vor. Wir löschen diese Attribute aus G_2 und erhalten G_3 mit nur noch einem, notwendigen Join:

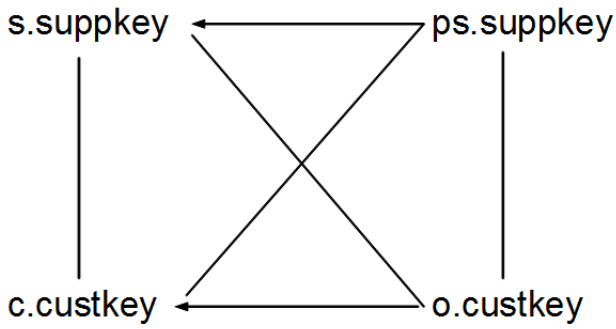


Abbildung 3.15: G_2

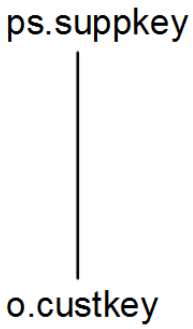


Abbildung 3.16: G_3

Durch die Entfernung von Joinprädikaten kann es nun sein, dass auf einige Tabellen, die unter `FROM` stehen, nicht mehr zugegriffen wird. Ist dies der Fall und sind weitere Bedingungen erfüllt, die detailliert in [11] aufgeführt sind, so müssen diese Tabellen entfernt werden, da sonst ein ungewollter `CROSS JOIN` entsteht, der u.a. zu vielen ungewollten Duplikaten führen kann.

Wir erhalten also folgende SQL-Anfrage:

```
SELECT ps.partkey, avg(ps.supplycost)
FROM   partsupp ps, orders o
WHERE  o.custkey = ps.suppkey
AND    o.totalprice >= 100
GROUP BY ps.partkey
```

Zu Bemerken ist, dass es noch mehr Fälle gibt, die der Algorithmus in [11] behandelt. Der vorgestellte Ansatz entfernt nur eine Art von redundanten Joins.

Redundante Joins zu finden ist keine triviale Aufgabe. Es gibt viele verschiedene Bedingungen die geprüft werden müssen und selbst dann gibt es keinen universellen Ansatz, der sämtliche redundante Joins entdeckt. Aufgrund dieser Komplexität, wird die Joineleminierung nicht in den

Prototypen, der im Rahmen dieser Arbeit entsteht, Einzug halten. Für eine zukünftige Erweiterung des Programms um mehr semantic-checks, wäre dieser Ansatz aber gut geeignet.

OUTER JOIN-Eliminierung

Innere Joins sind einfacher zu handhaben als äußere Joins. In der Arbeit [13] wird ein Verfahren vorgestellt, welches `OUTER JOIN` äquivalent in `INNER JOIN` umwandelt. Das Verfahren ist komplex und mehrstufig, kann aber mit allen `OUTER JOIN` umgehen. Der entstandene `INNER JOIN` ist allerdings aufgebläht und nicht mehr lesbar, da er künstlich konstruiert ist. Im Rahmen unserer Arbeit interessiert dieser Fakt nur am Rande, im Zuge einer Erweiterung der semantischen Funktionen unseres Programmes, ist dieser Ansatz aber sicherlich erwähnenswert und interessant.

3.5 Komplexität von SQL-Anfragen

Durch Standardisierung zweier SQL-Abfragen `query1` und `query2` können wir durch einen syntaktischen Vergleich prüfen, ob es uns möglich war, beide gegeneinander zu matchen. Unabhängig vom Ergebnis dieses Matchings ist für den Lernenden wichtig, wie nah er an der Musterlösung dran war. Folgende Szenarien sind dabei denkbar.

Im ersten Szenario konnte die SQL-Anfrage des Lernenden nicht mit der SQL-Anfrage der Musterlösung gematcht werden. Der Lernende benötigt nun ein Feedback um seine Fehler zu erkennen und um letztendlich einen neuen Lösungsvorschlag zu machen.

In einem zweite Szenario konnte die SQL-Anfrage des Lernenden gematcht werden. Während des Standardisierungsprozesses seiner Anfrage, kann es aber sein, dass unnötige Klauseln entfernt wurden. In einem solchen Fall ist es von Interesse dem Lernenden mitzuteilen, dass seine Lösung noch nicht perfekt (im Sinne der Musterlösung) ist.

Wir wollen im Folgenden nun Kriterien von Metainformationen festlegen. Diese Metainformationen der zwei Anfragen sollen dann jeweils miteinander verglichen werden. Finden wir bei einem solchen Vergleich Unstimmigkeiten in der Anzahl der jeweiligen Informationen, muss dies dem Lernenden mitgeteilt werden.

3.5.1 Anzahl atomarer Formeln unter WHERE / Baumtiefe

Die Studentenanfrage enthält vor der Transformation durch unser Programm mehr atomare Formeln als die Musterlösung, so wurden offensichtlich unnötige Formeln oder doppelte Formeln aufgeschrieben. Stellt unser Programm fest, dass beide Lösungen dennoch gleich sind, so muss

dem Studenten mitgeteilt werden, dass er redundante Formeln eingebaut hat, welche die Lösung unnötig verkomplizieren.

Gleichzeitig kann die unterschiedliche Tiefe des Parserbaumes der `WHERE`-Klausel auch auf redundante Formeln hinweisen, die unser Programm durch Konstanten ersetzt hat, beispielsweise arithmetisch/logische Ausdrücke, die nur Konstanten als Operanden haben und damit bereits auswertbar sind.

3.5.2 Anzahl benutzter Tabellen unter FROM

Der Lernende könnte durch gewisse Semi-Joins unter `WHERE` durchaus eine andere Anzahl an Tabellen im `FROM`-Teil benutzten, als die Musterlösung.

3.5.3 Existenz von Teilen der SQL-Anfrage

Geraden wenn der Lernende eine falsche Lösung einsendet, kann es sein, dass er sogar wichtige Teile einer Anfrage nicht benutzt, die aber von der Musterlösung verwendet wird. So ist es sinnvoll zu vergleichen, ob sowohl die Musterlösung, als auch die Lösung des Studenten einen nicht leeren `SELECT-, FROM-, WHERE-, GROUP BY-` und `ORDER BY-`Teil hat. Unterschiede müssen dem Lernenden mitgeteilt werden. Dabei ist sowohl die Information interessant, ob ein gewisser Teil existiert, als auch die Anzahl der Attribute oder Formeln im jeweiligen Teil der Anfrage.

3.5.4 Anzahl von JOINs / Unterabfragen

Sehr viele Fehler bei Anfängern finden sich im Bereich JOINs. Gerade deswegen ist es für den Lernenden interessant, ob er mehr oder weniger JOINs verwendet hat, als die Musterlösung. Im selben Atemzug sind Unterabfragen genannt, die entweder zu zaghaft oder zu häufig von Lernenden eingesetzt werden. Daher sollte auch diese Anzahl überwacht werden.

3.5.5 Anzahl der Operatorkompressionen

Wie im vorherigen Abschnitt bereits erklärt ist der ZQL-Parserbaum nicht binär. Dadurch kann es durch zu vorsichtige Klammersetzung passieren, dass ein Teilbaum mit zwei Ebenen entsteht, obwohl nur ein Operator beteiligt ist. Erklärt ist dies im Abschnitt »Funktionsweise des Parsers«. Die dort vorgestellte Operatorkompression ist ein Verfahren um unnötige Klammerungen zu entfernen. Ist die Gleichheit der Lösung des Studenten mit der Musterlösung durch unser Programm gezeigt, aber die Studentenlösung musste mehr Operatorkompressionen durchführen, so hat der

Student unnötige Klammern gesetzt, welche die Lösung wiederum unnötig verkomplizieren. Dies muss ihm durch unser Programm mitgeteilt werden.

3.5.6 unnötiges DISTINCT

Eine interessante Frage ist, ob ein `DISTINCT` wirklich notwendig ist. Dies ist natürlich wichtig für den Vergleich zweier SQL-Anfragen. In [9] wurde im Rahmen des SQLLint-Projektes bereits in dem Prototypen ein Checker eingebaut, der prüft ob `DISTINCT` wirklich notwendig ist. Aber auch im Rahmen dieser Arbeit ist es notwendig zu wissen, ob das `DISTINCT` notwendig ist.

Auf den ersten Blick reicht es aus zu prüfen, ob die Musterlösung ein `DISTINCT` enthält. Ist dies der Fall, so muss die Lösung des Lernenden das offensichtlich auch enthalten. Allerdings setzt dieser Denkansatz voraus, dass die eingetragene Musterlösung stets perfekt ist. Um Fehler vorzubeugen ist es besser, alle Anfragen auf unnötige `DISTINCT` zu prüfen. So kann dem Korrektor beim Eintragen der Musterlösung bereits angezeigt werden, dass sein angegebenes `DISTINCT` unnötig ist oder ob ein `DISTINCT` notwendig wäre um Duplikate zu eliminieren. Auch wenn man sich weg bewegt vom Modell der Musterlösung und dem Vergleich mit dem Lernenden, ist dieser Check durchaus wichtig. Im Folgenden stellen wir daher einen Algorithmus vor, der erkennt ob die Lösung Duplikate enthalten kann oder nicht.

Dabei muss angemerkt werden, dass der nachfolgende Algorithmus die hinreichende Bedingung für ein unnötiges `DISTINCT` prüft. Das bedeutet, dass wenn der Algorithmus sagt »ja, `DISTINCT` ist unnötig«, können wir sicher sein, dass es tatsächlich unnötig ist. Sagt der Algorithmus allerdings »nein« bedeutet dies, nicht notwendigerweise, dass das `DISTINCT` wirklich unnötig ist. Gewisse Sachverhalte findet der Algorithmus nicht.

Der Algorithmus ist nicht in unserem Programm implementiert. Wir beschreibe ihn aber im Folgenden so, dass er in einer Überarbeitung ohne Probleme integriert werden könnte. Der Algorithmus müsste dann in jedem Fall nach der Umwandlung des `WHERE`-Teils in die KNF erfolgen, da dies eine Voraussetzung für den Algorithmus ist.

3.5.7 verbale Beschreibung

Es sei $\mathcal{K}$ die Menge aller Attribute, die als Aausgabespalten unter `SELECT` vorkommen. Wir fügen im nächsten Schritt nun alle Attribute A zu $\mathcal{K}$ hinzu, für die $A = c$ bzw. $c = A$ in der `WHERE`-Bedingung auftaucht. Hierbei wird, wie bereits erwähnt, vorausgesetzt, dass die Bedingung eine Konjunktion ist. Weiterhin ist zu bemerken, dass Unterabfragen vom Algorithmus ignoriert werden.

Solange eine der folgenden Aktionen zu einer Veränderung unseres Zustands führt, machen wir Folgendes:

- Wir fügen zur Menge $\mathcal{K}$ Attribute A hinzu, wenn $A = B$ Teil der `WHERE`-Bedingung ist und $B \in \mathcal{K}$ gilt.
- Enthält $\mathcal{K}$ einen Schlüssel einer Tupelvariable, so fügen wir alle Attribute dieser Variable hinzu.

Enthält $\mathcal{K}$ nun von jeder Tupelvariable unter `FROM` einen Schlüssel, so ist das `DISTINCT` sicher überflüssig. Haben wir ein `GROUP BY`-Statement so prüfen wir anstelle dessen, ob alle `GROUP BY`-Spalten in $\mathcal{K}$ enthalten sind.

3.5.8 Algorithmus aus [12]

Es sei unsere SQL-Anfrage der Form:

`SELECT` t_1`, ..., `t_k
`FROM` R_1 X_1`, ..., `R_n X_n
`WHERE` φ

Es sei $X = \{X_1, ..., X_n\}$ die Menge aller Tupelvariablen. Es sei $G = \{G_1, ..., G_m\}$ die Menge aller `GROUP BY` Spalten.

Die einzelnen Attribute t_i haben die Form $t = X.k$. Dabei ist X eine Tupelvariable und k ein Attribut. Wir bezeichnen die Menge aller t_i mit $\mathcal{K} = \{t_1, ..., t_k\}$.

```
K = K ∪ {A}, wenn A = c als Konjunktion in WHERE auftaucht
do
  K' = K
  K' = K' ∪ A, wenn A = B ∈ WHERE-Bedingung und B ∈ K
  K' = K' ∪ S mit S = {b ∈ X}, wenn t ∈ K' ein Schluessel ist und t=X.k
while (K ≠ K')

if not Anfrage hat GROUP BY Statement:
  foreach x ∈ X do
    if not (∃k ∈ K' mit k ist Schluessel von x)
      break and return NO
    endif
  done

if Anfrage hat GROUP BY Statement:
```

```
  foreach g ∈ G do
    if g ∉ K'
      break and return NO
    endif
  done

return YES
```

Beispiel:

mit EMP und DEPT

3.6 Alternativer Ansatz: Elementare Transformationen

Der nun vorgestellte Ansatz stellt eine Alternative zur »Anpassung durch Standardisierung« dar. Beide Ansätze haben ähnliche Ideen, sind jedoch in ihrer Umsetzung verschieden. Beim Ansatz der Standardisierung haben wir zunächst eine SQL-Anfrage genommen und standardisiert. Dies geschah völlig unabhängig zu der zu vergleichenden, zweiten SQL-Anfrage. Es wurden gewisse allgemeine Regeln aufgestellt und nach diesen wurde jede SQL-Anfrage behandelt und angepasst. Der eigentliche Vergleich geschah dann aufgrund eines Vergleichs der standardisierten Anfragen und dem Vergleich von Metadaten (Anzahl Joins, Anzahl atomarer Formeln, etc.). Ein Nachteil von diesem Ansatz ist, dass wir für jedes mögliche Konstrukt in der SQL-Anfrage auch Regeln im System haben, damit wir jene Konstrukte auch anpassen und standardisieren können. Außerdem findet der Vergleich erst im allerletzten Schritt statt.

Die »Anpassung durch elementare Transformationen« stellt einen intuitiven Ansatz vor. Wir versuchen hier per Backtracking konkret eine Lösung der anderen anzugleichen. Damit haben wir einen konkreten Unterschied zum bisherigen Ansatz. Wir vergleichen die Lösung direkt und umgehen die Vorverarbeitungen. Im Wesentlichen geben wir also ganz allgemeine Regeln an und in jedem Schritt versuchen wir durch Anwendung dieser Regeln die SQL-Anfrage so anzupassen, dass sie auf unsere zu vergleichende Anfrage passt.

3.6.1 Backtracking

[Dieser Abschnitt ist experimentell]

Für das Backtracking an sich bietet sich die Programmiersprache PROLOG an. Das liegt daran, dass unsere allgemeine Regeln einfach formuliert werden können und bereits den Großteil des

Programms stellen. Außerdem benutzt PROLOG die SLD-Resolution, um logische Anfragen auswerten zu können und das ist bereits ein Backtracking. Da wir in unserer Arbeit allerdings die Programmiersprache JAVA gewählt haben, können wir nicht auf PROLOG zurückgreifen. Viel mehr müssen wir das Backtracking selbst implementieren.

Wir operieren weiterhin auf Parserbäumen, die so entstehen wie im Abschnitt »Funktionsweise des Parsers« erklärt wird. Es seien unsere zwei zu vergleichenden SQL-Anfragen mit *Query1* und *Query2* gegeben. Die dazugehörenden Parserbäume bezeichnen wir mit *RT(Query1)* und *RT(Query2)*. Wir versuchen im Folgenden *Query1* an *Query2* anzupassen.

Um nicht zu viele Regeln definieren zu müssen, werden wir Teile der Vorverarbeitung des ersten Ansatzes wieder verwenden. Wir formen beide Anfragen zunächst in die konjunktive Normalform um. Danach gehen wir nach dem folgendem Prinzip vor.

Es sei $comm = \{+, *, AND, OR, =\}$, die Menge aller kommutativen Operatoren. Wir gehen den Vergleich zweier (Teil-)Bäume rekursiv an, das bedeutet unser Algorithmus erhält stets zwei (Teil-)Bäume in Form von zwei Wurzelknoten. Als Ergebnis gibt der Algorithmus dann an, ob diese zwei (Teil-)Bäume unifiziert werden konnten. Im Folgenden wird der Algorithmus textuell beschrieben. Ein detaillierter Pseudocode ist im Anhang unter Abschnitt 9.1 zu finden.

TODO Algorithmus in Worten beschreiben: Zum einen haben wir kommutative Operatoren wie `{+,*,AND,OR,=}`. Möchten wir zwei (Teil-)Bäume vergleichen, die einen solchen Operator als Wurzelknoten haben, so müssen wir uns im klaren sein, dass der gesuchte Operand an beliebiger Stelle auftauchen kann. Wir werden einen solchen Vergleich so angehen, dass wir uns den ersten Operanden aus Teilbaum 1 nehmen. Ist dieser Operand ein Ausdruck mit Operator o_1, dann suchen wir im zweiten Teilbaum nach einem Operanden, welcher auch ein Ausdruck ist mit Operator o_2 mit $o_1 = o_2$. Ist dies gelungen, so wird verglichen, ob die Teilbäume mit der Wurzel o_1 und o_2 gleich sind. Dies geschieht dann rekursiv. Ist dies erfolgreich, so streichen wir aus den Ursprungsbäumen die Teilbäume mit Wurzel o_1 und o_2 und fahren mit dem nächsten Operanden aus dem ersten Teilbaum fort.

Operatoren, die nicht kommutativ sind, sind meistens Vergleichsoperatoren wie `<=, < , > ,>=`. Haben wir zwei Teilbäume mit einem solchen Operator, so ist der Vergleich sehr einfach, denn die jeweiligen Teilbäume unter den Operatoren müssen absolut identisch sein. Dies wird wieder mittels Rekursion geprüft.

Haben wir im ersten Baum einen Vergleichsoperator ausgewählt und können diesen im zweiten Baum nicht finden, so müssen wir auch nach dem umgedrehten Operator in Baum 2 suchen. Finden wir einen solchen, dann vergleichen wir die zugehörigen zwei Teilbäume weiter rekursiv. Zu beachten ist dabei, dass sich die Operandenreihenfolge vom ersten Teilbaum auch umdreht.

Weiterhin sei daran erinnert, dass arithmetische Ausdrücke in unsere Betrachtung nicht mehr als zwei Operanden im komplexen Teil beinhalten können. Siehe dazu Unterabschnitt 3.3.5.

4 Anfragen auf externen Datenbanken

externalDB

5 Verwendete Software

5.1 SQL-Parser

5.1.1 über den SQL-Parser: ZQL

Auf der Webseite vom [1] Projekt ist der Open-Source-Parser ZQL zu finden, welcher in der Lage ist SQL zu parsen und in Datenstrukturen zu überführen. Der Parser selbst ist mit [2] geschrieben, einem Java-Parsergenerator (zu vergleichen mit dem populärem Unix yacc Generator).

ZQL bietet Unterstützung für `SELECT`-, `INSERT`-, `DELETE`-, `COMMIT`-, `ROLLBACK`-, `UPDATE`- und `SET TRANSACTION`-Ausdrücke. Wichtig für diese Arbeit sind dabei insbesondere `SELECT`- und `UPDATE`-Ausdrücke, sowie – die leider nicht enthaltenen – `CREATE TABLE`-Ausdrücke.

5.1.2 Funktionsweise des Parsers

ZQL kennt zwei grundlegende Interfaces `ZExp` und `ZStatement`. Wichtig für die weiterführende Erklärung ist, dass genau drei Klassen das Interface `ZExp` implementieren. Diese werden im Folgenden auch vorgestellt. Es handelt sich um `ZExpression, ZConstant, ZQuery`.

Das Interface `ZStatement` bildet eine abstrakte Oberklasse für alle möglichen Arten von SQL-Statements. Folgende Klassen implementieren dieses Interface in ZQL:

- `ZDelete` - repräsentiert ein `DELETE` Statement
- `ZInsert` - repräsentiert ein `INSERT` Statement
- `ZUpdate` - repräsentiert ein `UPDATE` Statement
- `ZLockTable` - repräsentiert ein `SQL LOCK TABLE` Statement
- `ZQuery` - repräsentiert ein `SELECT` Statement

Das Interface `ZExp` bildet eine abstrakte Oberklasse für drei verschiedene Arten von Ausdrücken:

- `ZConstant` - Konstanten vom Typ `NULL, NUMBER, STRING` oder `UNKNOWN`. Dazu gehören auch Spaltennamen. Dies sind keine Konstanten im eigentlichen Sinne, sondern vielmehr im

Sinne eines Parserbaumes. Im ZQL-Parserbaum sind Elemente entweder eine SQL-Anfrage (Query), ein Ausdruck, bestehend aus Operator und Operanden, oder eine Konstante. Spaltennamen fallen in die Kategorie Konstanten, da sie keine Ausdrücke oder SQL-Anfragen sind. Der Typ hierfür ist dann `COLUMNAME`.

- `ZExpression` - Ein SQL-Ausdruck bestehend aus einem Operator und einen oder mehreren Operanden
- `ZQuery` - Eine `SELECT` Anfrage ist auch ein Ausdruck

Wir klären in diesem Abschnitt nun genauer, wie der Parser SQL-Anfragen in interne Datenstrukturen überführt. Dazu müssen die Datentypen des Parserpaketes zunächst erläutert werden. Anschließend stellen wir eine Beispielanfrage und ihre Überführung in die Datenstrukturen des Parsers vor. Daraus leiten wir auch die Schwächen bzw. Grenzen des Parsers ab. Wir stellen im Folgenden dar, was für relevante Attribute und Methoden die jeweiligen Klassen besitzen. Da viele Klassen durch Vererbung entstehen, werden wir der Übersicht halber auch abgeleitete relevante Attribute und Funktionen mit einbeziehen.

Die Klasse **ZFromItem** bezeichnet genau eine Tupelvariable. Gespeichert wird in dieser Klasse daher der *Name der Tabelle* und ein möglicher *Alias*.

Ähnlich ist die Klasse **ZSelectItem** aufgebaut. Sie speichert den Namen des Attributs und einen eventuell angegebene Tupelvariable. Weiterhin wird festgehalten, ob das SelectItem ein Ausdruck ist wie z. B. in `SELECT a+b`. In diesem Fall würde man über die Funktion `getExpression()` ein Objekt einer Klasse erhalten, die von `ZExp` erben muss. Zu beachten ist dabei, dass ein Ausdruck in ZQL immer einen Operator und mindestens einen Operanden besitzen muss. Deswegen fallen Spaltennamen nicht in diese Kategorie, sondern sind unter Konstanten zu finden. Weiterhin wird gespeichert, ob es sich um eine Wildcard * handelt oder ob das Item eine Aggregatesfunktion ist. Bei `SELECT AVG(sal) FROM ...` würde der Name des Items `sal` sein und die Aggregatsfunktion ist dann `AVG`.

Der `WHERE`-Teil wird dargestellt mit Hilfe der Klasse **ZExpression**. Diese Klasse implementiert das Interface `ZExp`. Ein Objekt der Klasse `ZExpression` besteht immer aus einem Operator und mehreren Operanden. Ein Operator ist ein gültiger String. Was ZQL für gültige Operatoren kennt wird im Anhang aufgeführt. Ein Ausdruck speichert seine Operanden als *Vector* von Objekten, die das Interface `ZExp` implementieren. Demnach kann ein Operand vom Typ `ZExpression, ZConstant` oder `ZQuery` sein. Wichtig ist auch zu bemerken, dass ZQL nicht nur zwei Operanden pro Ausdruck kennt.

Ein üblicher Syntaxbaum ist binär, wobei die Wurzel den Operator mit der höchsten Priorität darstellt. Alle Teilbäume sind als Ausdrücke zu verstehen, jeweils mit Operator als Wurzelknoten und Operanden als Kindknoten. Dabei kann ein Operand auch ein weiterer Ausdruck sein. Gene-

rell wird dabei das Prinzip der Assoziativität benutzt um z. B. für gleichrangige Operatoren eine Auswertungsreihenfolge festzulegen.

So würde der `WHERE`-Teil von folgender SQL-Anfrage:

```
SELECT * FROM emp e WHERE e.sal > 1000 AND e.sal < 2000 AND e.id > 1234
```

zu folgendem, geklammerten Ausdruck werden:

```
(((e.sal > 1000) AND (e.sal < 2000)) AND (e.id > 1234))
```

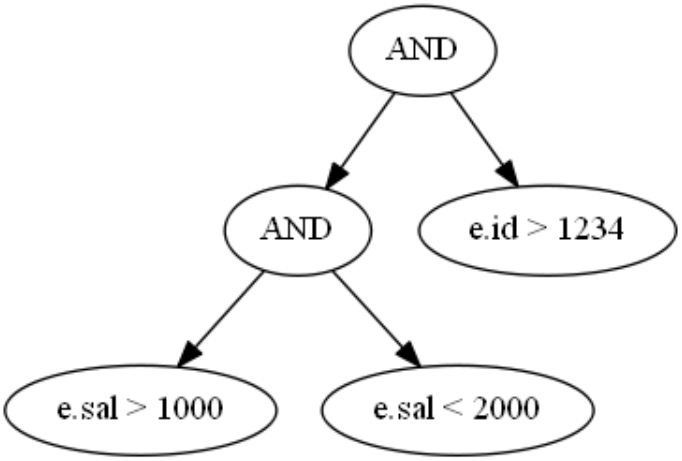


Abbildung 5.1: WHERE-Bedingung in üblichen Syntaxbäumen

Der ZQL-Parser funktioniert so allerdings nicht. Wird keine spezielle Klammerung benutzt, so werden gleichrangige Operatoren nicht assoziativ geklammert, sondern befinden sich auf einer Ebene des Baumes. Somit handelt es sich nicht um einen binären Baum.

Wir erhalten also aus obigen `WHERE`-Ausdruck:

```
((e.sal > 1000) AND (e.sal < 2000) AND (e.id > 1234))
```

So erklärt sich auch die Verwendung eines *Vector* zur Speicherung der Operanden.

Die Klasse **ZConstant** dient zur Darstellung von SQL-Konstanten. Sie speichert den Wert der Konstante sowie den Typ. Als Typen kommen in Frage: `NULL, NUMBER, STRING, UNKNOWN`.

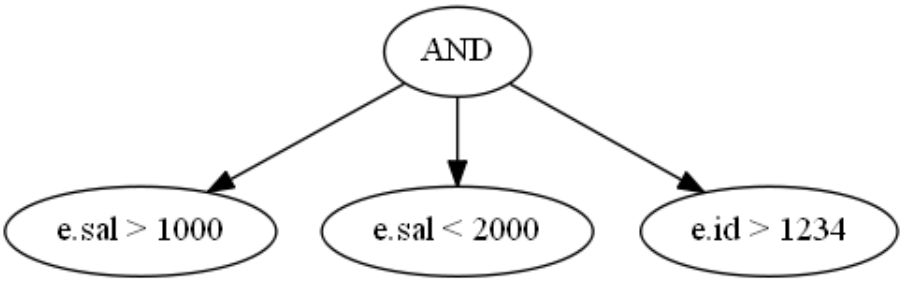


Abbildung 5.2: WHERE-Bedingung geparst mit ZQL

Da die Typen selbsterklärend sind, wird auf eine detaillierte Beschreibung verzichtet. Wie bereits erwähnt zählen auch Spaltennamen zu Konstanten, sie erhalten den Typ `COLUMNNAME`. Begründet ist dies dadurch, dass ein Spaltenname kein Operator mit Operanden ist.

Ein Objekt der Klasse **ZGroupBy** speichert im Wesentlichen zwei Informationen. Die `GROUP BY` Ausdrücke werden gespeichert in einem *Vector* von Klassen, die das `ZExp` Interface implementiert haben. Der optionale `HAVING BY` Ausdruck wird als Objekt einer der Klassen gespeichert, welche `ZExp` implementieren. Typischerweise wird das ein Objekt der Klasse `ZExpression` sein.

Die Klasse **ZOrderBy** speichert einzelne Sortierkriterien. Gebündelt werden diese dann über einen *Vector*. Ein Objekt der Klasse `ZOrderBy` enthält einen Ausdruck vom Typ `ZExp` sowie die Information ob nach dem Suchkriterium aufsteigend oder absteigend sortiert werden soll.

Letztendlich vereinigt die Klasse **ZQuery** die eben vorgestellten Klassen. Die Funktion `getSelect()` liefert einen *Vector* von `ZSelectItem` zurück. Ähnlich dazu liefert die Methode `getFrom()` einen *Vector* von `ZFromItem` zurück. Hier erkennt man schon eine Beschränkung des Parsers. Da der `FROM`-Teil nur als Ansammlung von `FROM`-Items abstrahiert wird, werden Joins unter `FROM` nicht vom Parser erfasst. Die Methode `getWhere()` liefert ein Objekt zurück, was das Interface `ZExp` implementiert haben muss. Typischerweise ist dies ein Objekt der Klasse `ZExpression`. Analog dazu liefert die Methode `getGroupBy()` ein Objekt der Klasse `ZGroupBy` zurück. Die Methode `getOrderBy` liefert einen *Vector* von `ZOrderBy`-Objekten zurück. Schlussendlich existiert noch eine Methode `isDistinct()`, die klärt ob ein `DISTINCT` verwendet wurde.

Dies sind die am häufigsten gebrauchten Klassen des ZQL-Parser. Wir wollen nun die Arbeitsweise des Parsers anhand eines Beispieles verdeutlichen. Da die `SELECT`-Anfragen die wohl am häufigsten gebrauchte Form der Anfragen ist, wird sich die Erklärung der Funktionsweise des Parsers beispielhaft auf diese Art der Anfragen beziehen. Wie die anderen Statements geparst werden ist dann analog schnell zu verstehen.

Eine gewöhnliches Select-Statement wird wie folgt vom Parser zerlegt:

```
SELECT e.name, sal, dname
FROM emp e, dept d
WHERE e.sal > 1000 AND e.did = d.id
ORDER BY e.sal DESC
```

Die ganze Anfrage wird in einem Objekt vom Typ `ZQuery` eingebettet. Wir gehen nun nacheinander die Bestandteile dieses Objektes durch. Wir schreiben vereinfacht eine Art Pseudocode. Elemente in einem Array oder Vector werden einfach als Menge `{elem1, elem2, elem3}` dargestellt. Objekte werden vereinfacht dargestellt als Ansammlung von Attributen. Dies ist legitim, da die Methoden fast ausschließlich nur getter und setter sind. Ein Objekt o mit dem Attribut "name" und den Wert "Otto" schreiben wir daher als: `o = { [name=Otto] }`

Der **SELECT**-Teil wird durch einen *Vector* dargestellt. Alle Items sind vom Typ *ZSelectItem*.
`SelectVector = { selItem1, selItem2, selItem3 }`.

`selItem1 = { [Table=e], [Column=name], [Expression=false], [Wildcard=false] }`

`selItem2 = { [Table=null], [Column=sal], [Expression=false], [Wildcard=false] }`

`selItem3 = { [Table=null], [Column=dname], [Expression=false], [Wildcard=false] }`

Auch im `FROM`-Teil finden wir einen *Vector*, der nun aus Objekten vom Typ `ZFromItem` besteht.
`FromVector = { fromItem1, fromItem2 }`.

`fromItem1 = { [Table=emp], [Alias=e] }` `fromItem2 = { [Table=dept], [Alias=d] }`

Kommen wir nun zum komplexeren Teil, dem `WHERE`-Ausdruck. Da diese Struktur baumartig ist, lässt sich dies zunächst besser in einem Bild ausdrücken.

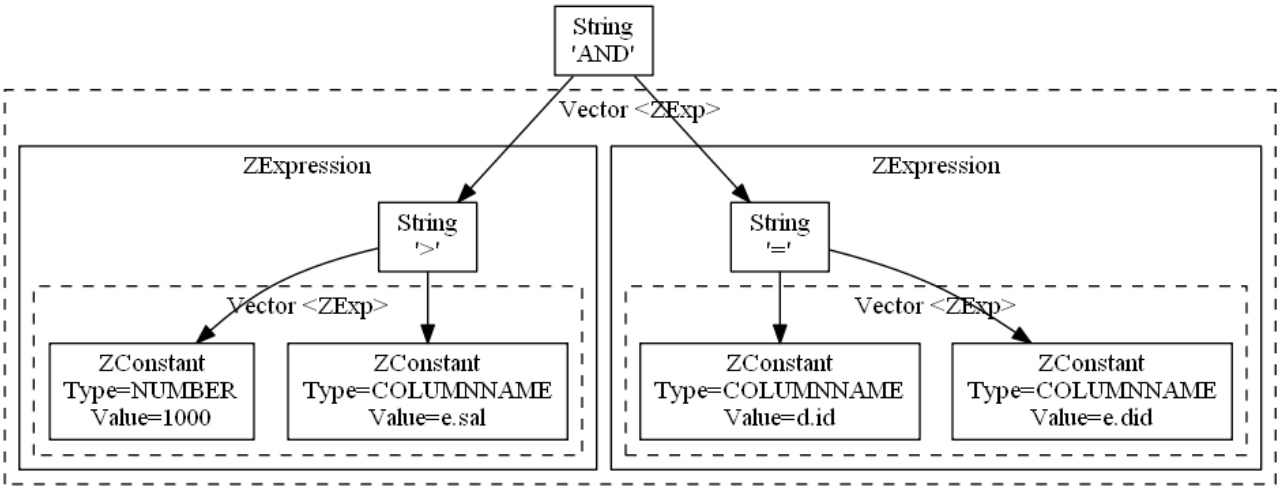


Abbildung 5.3: Geparster Baum der WHERE Bedingung des Beispiels

In Abbildung 5.3 sieht man nun den geparsten Baum der `WHERE`-Bedingung. Die gestrichelten Kästen sollen andeuten, dass es sich um den *Vector* von Klassen handelt, die `ZExp` implementieren, während durchgezogene Kasten konkrete Objekte sein sollen.

5.1.3 Grenzen des Parsers

Der Parser kann keine `CREATE TABLE`-Statements parsen. Somit ist es im Rahmen dieser Arbeit notwendig, den Parser zu erweitern, damit Tabellen in eigene Datenstrukturen geparst werden können. Für die Arbeit ist es zunächst nur notwendig Name und Datentyp der Spalten in eine interne Datenstruktur zu überführen. Dabei wird nur zwischen Zahlen und Sonstigem (Text) unterschie-

den. Unser Programm soll in der Lage sein, einfache arithmetische Operationen durchzuführen. Dazu ist das wissen um Datentypen der Variablen von Nöten.

Weiterhin ist der ZQL-Parser nicht in der Lage `JOINS` über die Schlüsselworte
`ON [LEFT OUTER|RIGHT OUTER|INNER] JOIN` zu realisieren. Der Parser erkennt nur innere `JOINS`, die im `WHERE`-Teil formuliert worden. Das soll für diese Arbeit ohne weitere Bedeutung sein, da dennoch Strategien entwickelt werden, wie man mit derartigen `JOINS` umgeht. Es muss an der Stelle nur erwähnt werden, dass das Programm, welches im Rahmen dieser Arbeit entsteht, mit derartigen `JOINS` nicht umgehen kann.

Trotz dieser Einschränkungen sind alle Konzepte, die in dieser Arbeit vorgestellt werden einfach auf jedweden SQL-Parser übertragbar.

5.2 Java Server Pages

5.2.1 Überblick

5.2.2 Einbettung in JSP

5.2.3 Log

6 Praktische Umsetzung

6.1 Anforderungen

Das zu entwickelnde Programm wird online per Java Servlets zur Verfügung gestellt. Als Webserver wird der Tomcat eingesetzt. Folgende Funktionalitäten sollen umgesetzt weden:

- Loginsystem für Lernenden und Betreuer
- Grafische Oberfläche
- Eintragen von neuen Übungsaufgaben bestehend aus:
  - Sachtext /Aufgabenstellung
  - Musterlösung(en)
  - Angabe von realen Datenbanken mit Testdaten
  - Einteilung in Kategorie
- Löschen und Bearbeiten von Übungsaufgaben
- Erstellen, Bearbeiten und Löschen von Kategorien
- Lösen von Übungsaufgaben durch Angabe einer SQL-Anfrage
- Tracking von Lösungsversuchen (Versuch, AufgabenID, Timestamp, UserID)
- Tracking von Usern und letzten Aktivitäten
- Tracking von Fehlern/ Fehlversuchen pro Aufgabe/User

6.2 Funktionsumfang

7 Ergebnisse

8 Ausblick

Parser mit JOIN unter FROM Unterabfragen unter FROM generell FROM einschränkung

komplexe aritmetische Ausdrücke

mehr Semantic checks wertebereiche , siehe brass paper anfragen die durch rtschen

Literaturverzeichnis

[1] `http://zql.sourceforge.net`. 57

[2] `http://www.javacc.org`. 57

[3] A. Mitrovic: *Learing SQL with a computized tutor* in: ACM SIGCSE Bulletin, Volume 30 Issue 1, Mar. 1998, Pages 307-311. 9

[4] P. Brusilovsky, S. Sosnovsky, D. H. Lee et al: *An open integrated exploratorium for database courses* in: ACM SIGCSE Bulletin ITiCSE 08, Volume 40 Issue 3, September 2008, Pages 22–26. 10

[5] R. Kearns, S. Shead, A. Fekete: *A Teaching System for SQL*, March 7, 1997 12

[6] C. Goldberg: *Do you know SQL? About semantic errors in database queries*: TLAD 2009 (BNCOD 2009), Birmingham, United Kingdom 13, 14

[7] Sha Guo, Wei Sun, and Mark A. Weiss: *Solving satisfiability and implication problems in database systems* in: ACM Transactions on Database Systems, 21:270-293, 1996. 14, 15

[8] S. Brass, C. Goldberg: *Proving the Safety of SQL Queries* in: 5th Intern. Conf. On Quality of Software, Melbourne, Australia, 2005. 14, 15, 18

[9] S. Brass, C. Goldberg: *Semantic Errors in SQL Queries: A Quite Complete List* in: 4th Intern. Conf. On Quality of Software (QSIC), Brunswick, Germany, 2004 15, 16, 18, 52

[10] U. S. Chakravarthy, J. Grant, J. Minker: *Logic-based approach to semantic query optimization* in: ACM Transactions on Database Systems (TODS), Volume 15 Issue 2, June 1990, Pages 162-207.

[11] Q. Cheng, J. Gryz, F. Koo et al: *Implementation of Two Semantic Query Optimization Techniques in DB2 niversal Database* in: VLDB '99 Proceedings of the 25th International Conference on Very Large Data Bases, Pages 687-698. 47, 49

[12] S. Brass: *Vorlesung: Datenbanken I* an der Martin-Luther-Universität Halle-Wittenberg, 2011, Page 5-131. 3, 53

[13] G, Hill, A. Ross: *Reducing outer joins* in: The VLDB Journal — The International Journal on Very Large Data Bases Volume 18 Issue 3, June 2009, Pages 599-610 50

9 Anhang

9.1 Algorithmus für Backtracking

```
Node = { op, childs[] };
Konstanten habe eine leere childs Liste und stehen an der Stelle des op
vergleiche(node1:Node, node2:Node)

if node1.op == node2.op and isempty(node1.childs)
and isempty(node2.childs)
  //Wir haben uebereinstimmende Konstanten gefunden
  return true
endif

if node1.op != node2.op
  return false
  /* Wenn beide Wurzelknoten bereits unterschiedliche Operatoren sind,
   * dann koennen die entsprechenden Teilbaeume nicht uebereinstimmen */

if node1.op ∈ comm
  /* der Operator in node1 ist kommutativ.
   * Demzufolge koennen die Kinder von Baum1 und Baum 2
   * in beliebiger Reihenfolge auftauchen. */

  forall c1 in node1.childs do
    posList[] = getPosFromIn(c1,node2.childs)

    forall pos in posList do
          result = vergleiche(c1,node2.childs[pos]);
          if result = true
            streiche c1 aus Baum1 und node2.childs[pos] aus Baum2
                break
          endif
        done

    if isEmpty(posList) and hasOpposite(c1)
      /* wir haben c1 nicht in Baum2 gefunden und suchen jetzt
       * nach seinem opposite */

      oppositePosList[] = getPosFromIn(opposite(c1),node2.childs);
```

```
      forall pos in oppositePosList do
            //reverse node2.childs[pos].childs
                result = vergleiche(c1, opposite(node2.childs[pos]);
                if result = true
                  streiche c1 aus Baum1 und node2.childs[pos] aus Baum2
              break
            endif
          done
        endif
  done

  /* wenn wir an diese Stelle gelangen, wurden alle Teilbaeume von
   * node1 und node2 miteinander verglichen.
   * Wenn diese alle gematcht wurden, dann haben die Baeume1
   * und 2 keine Kindknoten mehr */

  if isEmpty(node1.childs) and isEmpty(node2.childs)
    return true;
  else
    return false;

else /*unsere Wurzelnoten node1 und node2 sind nicht kommutativ*/
  /* Dieser Fall ist einfacherer, da die Operanden dieser Teilbaeume
   * nun in der gleichen Reihenfolge vorkommen muessen */

  for i = 0 to node1.childs.length - 1 do
    if not vergleiche(node1.childs[i], node2.childs[i]) then
          return false;
    endif
  done
  /* An dieser Stelle waren alle Kindknoten beider Baeume gleich,
   * und damit sind die Teilbaeume von node1 und node2 identisch*/
  return true;
endif
```

Hiermit versichere ich, dass ich die Abschlussarbeit bzw. den entsprechend gekennzeichneten Anteil der Abschlussarbeit selbständig verfasst, einmalig eingereicht und keine anderen als die angegebenen Quellen und Hilfsmittel einschließlich der angegebenen oder beschriebenen Software benutzt habe. Die den benutzten Werken bzw. Quellen wörtlich oder sinngemäß entnommenen Stellen habe ich als solche kenntlich gemacht.

Halle (Saale), 27. August 2013