Правительство Российской Федерации
Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение
высшего профессионального образования
«Санкт-Петербургский государственный университет»

На правах рукописи
УДК 519.686.4

Григорьев Семён Вячеславович

Синтаксический анализ динамически формируемых строковых выражений

Специальность 05.13.11
«Математическое и программное обеспечение вычислительных машин, комплексов и компьютерных сетей»

Диссертация на соискание учёной степени
кандидата физико-математических наук

Научный руководитель:
кандидат физико-математических наук, доцент
Кознов Дмитрий Владимирович

Санкт-Петербург — 2015

Содержание

Введение

Актуальность работы

Статический анализ исходного кода — получение знаний о программе без её исполнения — является неотъемлемой частью многих процессов, связанных с разработкой программного обеспечения. Он может использоваться, например, в средах разработки для упрощения работы с кодом — подсветка синтаксиса, навигация по коду, контекстные подсказки; для обнаружения проблем на ранних стадиях (до запуска программы) — статический поиск ошибок. Кроме того, статический анализ используется при решении задач трансформации исходного кода и реинжиниринге [1]. Однако многие языки программирования позволяют использовать конструкции, которые существенно затрудняют статический анализ кода.

Например, взаимодействие приложений с базами данных, часто реализуется с помощью встроенных языков: приложение, созданное на одном языке, генерирует код на другом языке и передаёт этот код на выполнение в соответствующее окружение. Примерами могут служить не только динамические SQL-запросы к базам данных в Java-коде, но и формирование HTML-страниц в PHP-приложениях, динамический SQL (Dynamic SQL [2]), фреймворк JSP [3], PHP mySQL interface [4]. Генерируемый код собирается из строк таким образом, чтобы в момент выполнения результирующая строка представляла собой корректное выражение на соответствующем языке. Примеры использования встроенных языков представлены в листингах 1, 2 и 3.

Такой подход весьма гибок, так как позволяет использовать для формирования выражений различные строковые операции (replace, substring и т.д.) и получать части кода из различных источников (например, учитывать текстовый ввод пользователя, что часто используется для задания фильтров при конструировании SQL-запросов). Кроме того, использование динамически формируемых

строковых выражений избавлено от дополнительных накладных расходов, присущих таким технологиям, как ORM[1], что позволяет достичь высокой производительности. В работе [5] утверждается, что использование динамического SQL растёт.

```
CREATE PROCEDURE [dbo].[MyProc]  @TABLERes   VarChar(30)
AS
    EXECUTE ('INSERT INTO ' + @TABLERes + ' (sText1)' +
             ' SELECT ''Additional condition: '' + sName' +
             ' from #tt where sAction = ''1000000''')
GO
```

Listing 1: Код с использованием динамического SQL

```
import javax.script.*;
public class InvokeScriptFunction {
    public static void main(String[] args) throws Exception {
        ScriptEngineManager manager = new ScriptEngineManager();
        ScriptEngine engine = manager.getEngineByName("JavaScript");
        // JavaScript code in a String
        String script =
            "function hello(name) { print('Hello, ' + name); }";
        // evaluate script
        engine.eval(script);
        // javax.script.Invocable is an optional interface.
        // Check whether your script engine implements or not!
        // Note that the JavaScript engine implements
        // Invocable interface.
        Invocable inv = (Invocable) engine;
        // invoke the global function named "hello"
        inv.invokeFunction("hello", "Scripting!!" );
    }
}
```

Listing 2: Вызов JavaScript из Java

Динамически формируемые выражения часто конструируются посредством конкатенации в циклах, ветках условных операторов или рекурсивных процедурах, что приводит к получению множества различных значений для каждого выражения в момент выполнения. При этом фрагменты кода на встроенных языках воспринимаются компилятором исходного языка как простые строки, не

[1] Что-то там про ORM!!!

```php
<?php
    // Embedded SQL
    $query = 'SELECT * FROM ' . $my_table;
    $result = mysql_query($query);

    // HTML markup generation
    echo "<table>\n";
    while ($line = mysql_fetch_array($result, MYSQL_ASSOC)) {
        echo "\t<tr>\n";
        foreach ($line as $col_value) {
            echo "\t\t<td>$col_value</td>\n";
        }
        echo "\t</tr>\n";
    }
    echo "</table>\n";
?>
```

Listing 3: Использование нескольких встроенных в PHP языков (MySQL, HTML)

подлежащие дополнительному анализу. Невозможность статической проверки корректности формируемого выражения приводит к высокой вероятности возникновения ошибок во время выполнения программы. В худшем случае такая ошибка не приведёт к прекращению работы приложения, что указало бы на проблемы, однако целостность данных при этом может оказаться нарушена. Более того, использование динамически формируемых выражений затрудняет как разработку информационных систем, так и реинжиниринг уже созданных. Для реинжиниринга важно иметь возможность изучать систему и модифицировать её, сохраняя функциональность. Однако, например, при наличии в коде приложения встроенного SQL нельзя, не проанализировав все динамически формируемые выражения, точно ответить на вопрос о том, с какими элементами базы данных не взаимодействует система, и удалить их. При переносе такой системы на другую СУБД необходимо гарантировать, что для всех динамически формируемых выражений значение в момент выполнения будет корректным кодом на языке новой СУБД. С другой стороны, распространённой практикой при написании кода является использование интегрированных сред разработки, производящих подсветку синтаксиса и автодополнение, сигнализирующих о синтаксических ошибках, предоставляющих возможность проводить рефакторинг кода. Такая функциональность значительно упрощает процесс разработки и отладки

приложений и полезна не только для основного языка, но и для встроенных языков. Для решения таких задач необходимы инструменты, проводящие анализ множества выражений, которые могут быть получены на этапе исполнения из строковых выражений исходного языка.

Проблема анализа встроенных языков активно исследуется. Большинство работ используют анализ регулярного множества (регулярной аппроксимации), приближающего множество значений динамически формируемого выражения. Как правило, рассматривается вопрос корректности генерируемых выражений или ищутся фрагменты кода, уязвимые для SQL-инъекций. Сильная специализация таких решений не позволяет применять их для других задач. В исследованиях Кюнг-Гу Дох (Kyung-Goo Doh) [6–8] предлагается комбинация анализа потока данных и синтаксического анализа на основе LR-алгоритма и поднимается вопрос о семантическом анализе встроенных языков. Предлагается использовать классический для LR-анализа механизм атрибутных грамматик, однако опускается вопрос ресурсоёмкости данного подхода при сложных видах анализа. В работах А. Бреслава [9, 10] рассматривается подход, основанный на построении регулярной аппроксимации множества возможных значений и последующем анализе с использованием обобщённого LR-алгоритма, что кроме расширения класса поддерживаемых языков даёт дополнительные преимущества при переиспользовании структур данных, характерных для обобщённого анализа. Однако эффективное хранение результатов разбора и оптимизация управления стеком разбора не рассмотрены. Существует также ряд инструментов для работы с динамически формируемыми выражениями: Alvor [11] и IntelliLang [12], предоставляющие поддержку встроенных языков в интегрированных средах разработки, JSA [13] и PHPSA [14], позволяющие искать ошибки в выражениях на встроенных языках, SQLWays [15], поддерживающий трансформацию выражений на встроенных языках, SAFELI [16] — инструмент статического анализа, предназначенный для определения возможности SQL-инъекций в Web-приложениях и некоторые другие. Однако эти инструменты либо не поддерживают часто встречающиеся на практике сложные способы формирования выражений, либо имеют существенные ограничения по функциональности: не поддерживают сложные способы формирования строковых выражений, решают только одну узкую задачу (проверка корректности, поиск уязвимых конструкций) и т.д.

В рамках исследовательского проекта YaccConstructor [17], посвящённого проведению экспериментов в области синтаксического анализа, ведётся работа над платформой для создания инструментов, предназначенных для статического анализа кода на встроенных языках. В данной статье описаны разрабатываемая инфраструктура поддержки встроенных языков и её компоненты: генераторы абстрактных лексических и синтаксических анализаторов. Также уделено внимание поддержке многих языков и приведен пример использования платформы для создания плагина к ReSharper [2] (плагин к Microsoft Visual Studio [3], расширяющий стандартные средства IDE), позволяющего анализировать динамически формируемые выражения.

Цель и задачи работы

Целью данной работы является создание подхода к статическому анализу динамически формируемых строковых выражений, уменьшающего затраты для создания конечных инструментов, обеспечивающих обработку строковых выражений на различных этапах: в средах разработки (подсветка синтаксиса, статический поиск ошибок); оценка качества кода; трансформация кода, содержащего большое количество динамически формируемых строковых выражений.

Методы исследования

В работе используется алгоритм обобщённого восходящего синтаксического анализа RNGLR [18], созданный Элизабет Скотт (Elizabeth Scott) и Адриан Джонстон (Adrian Johnstone) из университета Royal Holloway (Великобритания). Для компактного хранения леса вывода использовалась структура Shared Packed Parse Forest (SPPF) [19], которую предложил Ян Рекерс (Jan Rekers, University of Amsterdam).

Доказательство завершаемости и корректности предложенного алгоритма проводилось с применением теории формальных языков, теории графов и теории сложности алгоритмов. Приближение множества значений динамически формируемого выражения строилось в виде регулярного множества, описываемого с помощью конечного автомата.

Апробация созданного подхода проводилась в рамках промышленного проекта компании ЗАО “Ланит-Терком” (Россия) по переносу хранимого кода, со-

[2] Сайт проекта ReSharper: http://www.jetbrains.com/resharper

[3] Сайт проекта Microsoft Visual Studio: http://www.visualstudio.com

держащего большое количество динамического SQL, с MS SQL Server на Oracle Server. Предложенный в работе алгоритм апробирован в рамках инфраструктуры проекта ReSharper компании ООО “ИнтеллиДжей Лабс” (Россия).

Научная новизна работы

На текущий момент существует несколько подходов к анализу динамически формируемых строковых выражений. Некоторые из них, такие как JSA, предназначены только для проверки корректности выражений, основанной на решении задачи о включении одного языка в другой. Выполнение более сложных видов анализа, трансформаций или построения леса разбора не предполагается. В работах А. Бреслава и Кюнг-Гу Дох (Kyung-Goo Doh) рассматривается применение механизмов синтаксического анализа для работы с динамически формируемыми выражениями, однако не решается вопрос эффективного представления результатов разбора. Предложенный в диссертации алгоритм предназначен для синтаксического анализа динамически формируемых выражений и построения компактной структуры данных, содержащей для всех корректных значений выражения их деревья вывода. Это позволяет как проверять корректность анализируемых выражений, так и проводить более сложные виды анализов, используя деревья вывода, хранящиеся в построенной структуре данных.

Большинство существующих готовых инструментов для анализа динамически формируемых строковых выражений (JSA, PHPSA, Alvor и т.д.), как правило, предназначены для решения конкретных задач в рамках конкретных языков. Решение новых задач или поддержка других языков с помощью этих инструментов затруднено ввиду ограничений, накладываемых архитектурой и возможностями используемого алгоритма анализа. В рамках работы предложена архитектура, учитывающая возможности предложенного алгоритма и позволяющая упростить создание новых инструментов для анализа динамически формируемых выражений.

Практическая значимость работы

На основе полученных в работе научных результатов был разработан инструментарий (SDK), предназначенный для создания средств статического анализа динамически формируемых выражений. В данный инструментарий входят следующие компоненты: генератор лексических анализаторов, генератор синтаксических анализаторов, библиотеки времени выполнения, реализующие соответ-

ствующие алгоритмы анализа, набор интерфейсов и вспомогательных функций для реализации конечного инструмента.

Набор генераторов позволяет по описанию лексики и синтаксиса языка строить синтаксический и лексический анализатор, обрабатывающий аппроксимацию множества значений динамически формируемого выражения на соответствующем языке, представленную в виде произвольного конечного автомата. Устранение эпсилон-переходов, необходимое для корректной работы синтаксического анализа, происходит на этапе лексического анализа.

Данный инструментарий позволяет автоматизировать создание лексических и синтаксических анализаторов при разработке программных средств, использующих регулярную аппроксимацию для приближения множества значений динамически формируемых выражений. Инструментарий может использоваться для решения задач реижиниринга — изучения и инвентаризации систем, поиска ошибок в исходном коде, автоматизации трансформации выражений на встроенных языках. Также данный инструментарий может использоваться при реализации поддержки встроенных языков в интегрированных средах разработки.

Разработанная методика обработки динамического SQL основана на использовании инструментария в качестве генератора для создания лексического и синтаксического анализатора для динамически формируемых выражений по соответствующим спецификациям. В случае динамического SQL могут быть переиспользованы ранее разработанные спецификации. Построение регулярной аппроксимации выделяется в отдельный шаг и производится с помощью анализов, реализованных для обработки основного кода. После завершения синтаксического разбора, анализ леса проводится в основном с помощью тех же методов, что и анализ основного кода, что достигается за счёт идентичности структур деревьев. Данная методика может быть переиспользована для работы с произвольными встроенными текстовыми языками.

Положения, выносимые на защиту

1. Разработан алгоритм синтаксического анализа динамически формируемых выражений, позволяющий обрабатывать произвольную регулярную аппроксимацию множества значений выражения в точке выполнения, реализующий эффективное управление стеком и гарантирующий конечность представления леса вывода.

2. Доказана завершаемость и корректность предложенного алгоритма при анализе регулярной аппроксимации, представимой в виде конечного автомата без ε-переходов.

3. Создана архитектура инструментария для разработки программных средств статического анализа динамически формируемых строковых выражений.

4. Создана методика обработки динамически формируемых строковых выражений в проектах по реинжинирингу информационных систем.

Степень достоверности и апробация работы

С использованием разработанного инструментария было реализовано расширение к инструменту ReSharper (компания ООО “ИнтеллиДжей Лабс”, Россия), предоставляющее поддержку встроенного T-SQL в проектах на языке программирования C# в среде разработки Microsoft Visual Studio. Была реализована следующая функциональность: статическая проверка корректности выражений и подсветка ошибок, подсветка синтаксиса и подсветка парных элементов. Исходный код разработанного инструментария и расширения доступен в репозитории по адресу https://github.com/YaccConstructor/YaccConstructor.

Также была проведена апробация результатов работы на промышленном проекте по переносу хранимого SQL-кода с MS-SQL Server 2005 на Oracle 11gR2 (ЗАО “Ланит-Терком”). Исходная система состояла из 850 хранимых процедур и содержала более 3000 динамических запросов на 2,7 млн. строк хранимого кода. Более половины динамических запросов были сложными и формировались с использованием от 7 до 212 операторов. При этом среднее количество операторов для формирование запроса — 40. Реализованный механизм позволил корректно автоматически обработать примерно 45% запросов и существенно упростил ручную доработку системы [20].

Основные результаты работы были доложены на ряде научно практических конференциях: SECR-2012, SECR-2013, SECR-2014, TMPA-2014, Parsing@SLE-2013, Рабочий семинар “Наукоемкое программное обеспечение” при конференции PSI-2014. Доклад на SECR-2014 награждён премией Бертрана Мейера за

лучшую исследовательскую работу в области программной инженерии. Разработка инструментальных средств на основе предложенного алгоритма была поддержана Фондом содействия развитию малых форм предприятий в технической сфере (программа УМНИК). Результаты диссертации изложены в 6 научных работах из которых 3 [17, 21, 22] опубликованы в журналах из списка ВАК.

В [17] С. Григорьеву принадлежит реализация ядра платформы YaccConstructor. В работах [21, 22] и [23] С. Григорьеву принадлежит постановка задачи, формулирование требований к разрабатываемым инструментальным средствам. В [24] автору принадлежит идея, описание и реализация анализа встроенных языков на основе RNGLR алгоритма. В [20] С. Григорьеву принадлежит реализация инструментальных средств, проведение замеров, работа над текстом.

Структура работы

Диссертация состоит из семи глав и построена следующим образом. В первой главе проводится обзор области исследования. Рассматриваются подходы к анализу динамически формируемых строковых выражений и соответствующих инструментов. Кроме того, описывается алгоритм обобщённого восходящего синтаксического анализа RNGLR, положенный в основу алгоритма, предложенного в данной работе. Также описываются проекты YaccConstructor и ReSharper SDK, использующиеся в качестве основы разработанного инструментального пакета. Во второй главе формализуется основная задача исследования и излагается алгоритм, её решающий, — алгоритм синтаксического анализа регулярного множества на основе RNGLR, строящий конечную структуру данных, содержащую деревья вывода для всех цепочек анализируемового множества. В третьей главе приводятся доказательства завершаемости и корректности представленного алгоритма, поясняются шаги работы алгоритма на примерах. В четвёртой главе описывается инструментальный пакет YC.SEL.SDK, разработанный в ходе данной работы на основе алгоритма, описанного во второй главе. YC.SEL.SDK предназначен для разработки инструментов анализа динамически формируемых выражений. Описывается архитектура компонентов и особенности их реализации. Также описывается YC.SEL.SDK.ReSharper — обёртка над YC.SEL.SDK, позволяющая создавать расширения к ReSharper для поддержки встроенных языков. Превставлена структура конкретного плагина, реализованного на основе и

с использованием YC.SEL.SDK.ReSharper. В пятой главе описывается методика применения YC.SEL.SDK. В шестой главе приводятся результаты экспериментального исследования YC.SEL.SDK. Седьмая глава содержит результаты сравнения и соотнесения реализованного алгоритма с основными существующими аналогами.

Глава 1

Обзор

В данной главе будут введены основные термины и определения, рассмотрены основные подходы к анализу встроенных языков, инструменты для их обработки. Также будет рассмотрен алгоритм обобщённого восходящего синтаксического анализа RNGLR, лежащий в основе разработанного алгоритма. Кроме того, будут описаны компоненты, использовавшиеся при разработке инструментального пакета.

1.1 Языки и грамматики

В данном разделе будет приведён ряд обозначений, понятий и определений из теории формальных языков, которые будут использоваться в работе.

Определение 1. ***Алфавит*** Σ *— это конечное множество символов.*

Определение 2. ***Цепочкой символов*** *в алфавите* Σ *называется любая конечная последовательность символов этого алфавита. Цепочка, которая не содержит ни одного символа, называется пустой цепочкой. Для её обозначения будем использовать греческую букву* ε *(не входит в алфавит* Σ*, а только помогает обозначить пустую последовательность символов).*

Определение 3. ***Язык*** L *над алфавитом* Σ *— это подмножество множества всех цепочек в этом алфавите.*

Определение 4. ***Грамматика*** G *— это четвёрка* $\langle T, N, P, S \rangle$ *, где*

– *T — алфавит терминальных символов или терминалов;*

– *N — алфавит нетерминальных символов или нетерминалов, $T \cap N = \varnothing$;*

– *P — конечное подмножество множества $(T \cup N)^+ \times (T \cup N)^*$. Элемент $(a, b) \in P$ называется правилом вывода и записывается в виде $a \to b$, где a называется левой частью правила, а b — правой частью, и левая часть любого правила из P обязана содержать хотя бы один нетерминал;*

– *S — стартовый символ грамматики, $S \in N$.*

Определение 5. ***Вывод*** *цепочки ω в грамматике $G = \langle T, N, P, S \rangle$.*
Цепочка $b \in (T \cup N)^*$ непосредственно выводима из цепочки $a \in (T \cup N)^+$ в грамматике G (обозначается $\to_G$), если $a = x_1 \cdot y \cdot x_2, b = x_1 \cdot z \cdot x_2$, где $x_1, x_2, y \in (T \cup N)^*, z \in (T \cup N)^+$ и правило вывода $y \to z$ содержится в P. Индекс G в обозначении $\to_G$ обычно опускают, если G понятна из контекста.

Цепочка $b \in (T \cup N)^*$ выводима из цепочки $a \in (T \cup N)^+$ в грамматике G (обозначается $a \Rightarrow_G b$), если существуют цепочки $z_0, z_1, \cdots, z_n (n \geq 0)$, такие, что $a = z_0 \to z_1 \to ... \to z_n = b$. Последовательность $z_0, z_1, ..., z_n$ называется выводом длины n.

Определение 6. ***Языком, порождаемым грамматикой***
$G = \langle T, N, P, S \rangle$, называется множество $L(G) = \{\omega \in T^* | S \Rightarrow a\}$.

Определение 7. ***Левосторонний вывод*** *цепочки ω в грамматике $G = \langle T, N, P, S \rangle$ — вывод в котором на каждом шаге вывода заменяется самое левое из всех вхождений нетерминальных символов (то есть каждый шаг вывода имеет вид $uA\theta \Rightarrow u\beta\theta$, где $(A \to \beta) \in P$, $u \in \Sigma^*$ и $\theta \in (N \cup \Sigma)^*$).*

Определение 8. ***Правосторонний вывод*** *цепочки ω в грамматике $G = \langle T, N, P, S \rangle$ определяется аналогично левостороннему: заменяется самое правое вхождение нетерминала.*

Определение 9. *Грамматика G называется **неоднозначной** (ambiguous), если существует слово $\omega \in L(G)$, которое имеет два или более левосторонних вывода. В противном случае контекстно-свободная грамматика называется **однозначной** (unambiguous).*

Определение 10. *Язык L_1 называется **существенно неоднозначным**, если не существует такой грамматики G, что G однозначна и $L_1 = L(G)$.*

Определение 11. ***Деревом вывода*** *цепочки $\omega \in T^*$ в грамматике $G = \langle T, N, P, S \rangle$ называется упорядоченное дерево со следующими свойствами.*

- *Корень помечен S.*
- *Если его внутренний узел помечен $A \in N$ и $X_1, \ldots, X_k \in T \cup N$ — перечисленные слева направо пометки всех сыновей этого узла, то правило $A \to X_1 \ldots X_k \in P$.*
- *Если его внутренний узел помечен $A \in N$ и ε — пометка единственного сына этого внутреннего узла, то правило $A \to \varepsilon \in P$.*
- *$\omega = a_1 \ldots a_m$, где $a_1, \ldots, a_m \in T \cup \{\varepsilon\}$ перечисленные слева направо пометки всех листьев этого дерева.*

Определение 12. ***Динамически формируемые строковые выражения*** *— строковые выражения в программе на некотором языке программирования, значения которых в момент использования зависят от процесса выполнения этой программы.*

Определение 13. *Язык, на котором написана программа, будем называть **внешним языком**.*

В случае, когда известно, что значение строкового выражения должно являться кодом на некотором языке, говорят о **встроенных языках** (также называемых встроенными строковыми языками или string-embedded languages [9]). Например, для листинга 4 внешним языком является C#. Про переменную `sExec`, основываясь на строках 3–7, можно сделать предположение, что она должна содержать выражение на SQL. Таким образом, в данном примере присутствует SQL, встроенный в C#, и динамически формируемый SQL-запрос. Отметим, что выражение на строке 9 является статическим, а строковое выражение на строке 10 является динамически формируемым, но не является кодом на некотором языке программирования. Обработка таких выражений в общем случае называется анализ строк (string analysis [25]).

```
public void Example(string tbl, bool cond)
{
    string sExec =
        "SELECT sOrderDescription, cderitInfo, @sMagicKey FROM ts."
        + tbl;
        + (cond ? "WHERE fld = 1 " : "WHERE fld = 2 ");

    db.Execute(sExec);

    Console.WriteLine("Success. Table: " + tbl);
}
```

Listing 4: Пример кода метода на языке программирования C#, содержащего динамически формируемые строковые выражения

Одним из распространённых способов классификации грамматик является иерархия грамматик по Хомскому [26]. Так как для различных классов грамматик в данной иерархии разрешимость задач различна и применяемые алгоритмы анализа также различаются, то рассмотрим её более детально.

– **Тип 0**

  Любая грамматика является грамматикой типа 0. На вид правил грамматик этого типа не накладывается никаких дополнительных ограничений. Класс языков типа 0 совпадает с классом рекурсивно перечислимых языков.

– **Тип 1**

  Грамматика $G = \langle T, N, P, S \rangle$ называется неукорачивающей, если правая часть каждого правила из P не короче левой части: для любого правила $\alpha \to \beta \in P$ выполняется неравенство $|\alpha| <= |\beta|$. В виде исключения в неукорачивающей грамматике допускается наличие правила $S \to \varepsilon$, при условии, что S не встречается в правых частях правил.

  Грамматикой типа 1 будем называть неукорачивающую грамматику.

  Тип 1 также можно определить с помощью контекстно-зависимых грамматик. Грамматика $G = \langle T, N, P, S \rangle$ называется контекстно-зависимой (КЗ), если каждое правило из P имеет вид $\alpha \to \beta$, где $\alpha = \omega_1 A \omega_2, \beta = \omega_1 \gamma \omega_2, A \in N, \gamma \in (T \cup N)^+, \omega_1, \omega_2 \in (T \cup N)^*$. В виде исключения в КЗ-грамматике допускается наличие правила с пустой правой частью $S \to \varepsilon$,

при условии, что S (начальный символ) не встречается в правых частях правил.

Цепочку ω_1 называют левым контекстом, цепочку ω_2 называют правым контекстом. Язык, порождаемый контекстно-зависимой грамматикой, называется контекстно-зависимым языком.

– **Тип 2**

Грамматика $G = \langle T, N, P, S \rangle$ называется контекстно-свободной (КС), если каждое правило из P имеет вид $A \to \beta, A \in N, \beta \in (T \cup N)^*$.

Заметим, что в КС-грамматиках допускаются правила с пустыми правыми частями. Язык, порождаемый контекстно-свободной грамматикой, называется контекстно-свободным языком.

Грамматикой типа 2 будем называть контекстно-свободную грамматику.

– **Тип 3**

Грамматика $G = \langle T, N, P, S \rangle$ называется праволинейной, если каждое правило из P имеет вид $A \to wB$ либо $A \to w$, где $A, B \in N, w \in T*$.

Грамматика $G = \langle T, N, P, S \rangle$ называется леволинейной, если каждое правило из P имеет вид $A \to Bw$ либо $A \to w$, где $A, B \in N, w \in T*$.

При фиксированном языке L два следующих утверждения эквивалентны:

- существует праволинейная грамматика G_1, такая что $L = L(G_1)$;
- существует леволинейная грамматика G_2, такая что $L = L(G_2)$.

Из данного утверждения следует, что праволинейные и леволинейные грамматики определяют один и тот же класс языков, который будем называть классом регулярных языков. Право- и леволинейные грамматики будем называть регулярными грамматиками. Регулярная грамматика является грамматикой **типа 3**.

Существуют различные способы описания языков. Если язык конечен, то его можно описать простым перечислением входящих в него цепочек. Однако формальный язык может быть бесконечным и в таком случае требуются механизмы, позволяющие конечным образом представлять бесконечное множество цепочек.

Можно выделить два основных подхода для такого представления: механизм распознавания, когда описывается процедура, проверяющая принадлежность цепочки описываемому языку, и механизм порождения (генерации), когда задаётся механизм, способный построить все цепочки описываемого языка. Основной способ реализации механизма порождения — использование грамматик, которые как раз и описывают правила построения цепочек некоторого языка. Вместе с этим, можно явным образом описать процедуру-генератор цепочек языка, что также будет являться описанием языка. Например, программа на любом языке программирования, генерирующая некоторый текст является описанием языка. В данной работе будут рассматриваться такие программы.

1.2 Конечные автоматы и преобразователи

Одним из способов задания регулярных языков является описание конечного автомата, который может быть использован и как генератор, и как распознаватель.

Определение 14. ***Конечный автомат*** *(Finite State Automata, [27]) — это пятёрка $M = \langle Q,\Sigma,\Delta,I,F\rangle$, со следующими элементами.*

- Σ *— конечный алфавит.*
- Q *— конечное множество состояний.*
- I *— множество начальных состояний.* $I \subseteq Q$.
- F *— множество заключительных или допускающих состояний.* $F \subseteq Q$.
- $\Delta \subseteq Q \times \Sigma^* \times Q$. *Если* $\langle p, x, q\rangle \in \Delta$, *то* $\langle p, x, q\rangle$ *называется переходом (transition) из* p *в* q, *а слово* x *— меткой (label) этого перехода. В общем случае автомат является недетерминированным (НКА), то есть позволяющим несколько переходов с одинаковым начальным состоянием и одинаковой меткой.*

Определение 15. *Конечный автомат* $\langle Q, \Sigma, \Delta, I, F\rangle$ *называется детерминированным (deterministic) (ДКА), если*

– *множество I содержит ровно один элемент;*

– *для каждого перехода $\langle p, x, q\rangle \in \Delta$ выполняется равенство $|x| = 1$;*

– *для любого символа $a \in \Sigma$ и для любого состояния $p \in Q$ существует не более одного состояния $q \in Q$ со свойством $\langle p, a, q\rangle \in \Delta$.*

Определение 16. *Конечный автомат с ε-переходами — конечный автомат, в котором есть возможность совершать переходы по ε.*

Определение 17. ***ε-НКА*** *A — это НКА $A = \langle\Sigma,Q,s,T,\delta\rangle$, где все компоненты имеют тот же смысл, что и для НКА, за исключением $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \to 2^Q$.*

Определение 18. ***Язык, распознаваемый конечным автоматом*** *M, — это язык $L(M)$, состоящий из всех допускаемых данным автоматом слов. Также говорят, что автомат M описывает или задаёт некоторый язык $L(M)$.*

Класс регулярных языков эквивалентен классу конечных автоматов в том смысле, что для любого регулярного языка L_1 можно построить детерминированный конечный автомат M, такой $L(M) = L_1$. При этом множество языков, допускаемых автоматами с ε-переходами, совпадает с множеством языков, допускаемых детерминированными конечными автоматами. Также будет удобно отождествлять регулярный язык и регулярное множество.

Конечные автоматы можно изображать в виде диаграмм переходов (transition diagram). На диаграмме каждому состоянию соответствует вершина графа, а переходу — дуга. Дуга из p в q, помеченная словом x, означает, что $\langle p, x, q\rangle$ является переходом данного конечного автомата. Вершины, соответствующие начальным и конечным состояниям, отмечаются отдельно: конечные состояния изображаются как двойной круг, начальные отмечаются отдельной входной дугой, не имеющей стартовой вершины. Также в данной работе будет использоваться следующая цветовая нотация: конечные вершины обозначены красным цветом, начальные — зелёным. Таким образом, автомат представим в виде графа и в данной работе к конечным автоматам будет применяться терминология из теории графов.

Определение 19. ***Конечный преобразователь***
(Finite State Transducer, [28]) — это конечный автомат, который может

возвращать конечное число символов для каждого входного символа. Конечный преобразователь может быть задан следующей шестёркой элементов: $\langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F, E \rangle$*, где*

- Q *— множество состояний,*
- Σ *— входной алфавит,*
- Δ *— выходной алфавит,*
- $q_0 \in Q$ *— начальное состояние,*
- $F \subseteq Q$ *— набор конечных состояний,*
- $E \subseteq Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \times (\Delta \cup \{\varepsilon\}) \times Q$ *— набор переходов.*

Конечные преобразователи находят широкое применение в области обработки естественного языка (Natural Language Processing, [29]), также они используются и при проведении лексического анализа, который является переводом входной цепочки из одного языка в другой: из языка над алфавитом символов в язык над алфавитом терминалов. Большинство генераторов лексических анализаторов строят по описанию лексики языка соответствующий конечный преобразователь.

Важной операцией над конечными преобразователями является операция композиции. **Композиция** конечных преобразователей — это два последовательно взаимодействующих конечных преобразователя, работающих таким образом: выход первого конечного преобразователя подаётся на вход второму конечному преобразователю, что позволяет описывать цепочки трансформаций. Ниже дано формальное определение операции композиция над конечными преобразователями, допускающие наличие ε-переходов.

Определение 20. ***Композицией*** *двух конечных преобразователей* $T_1 = \langle Q_1, \Sigma_1, \Delta_1, q_{0_1}, F_1, E_1 \rangle$ *и* $T_2 = \langle Q_2, \Sigma_2, \Delta_2, q_{0_2}, F_2, E_2 \rangle$ *является конечный преобразователь* $T = \langle Q_1 \times Q_2, \Sigma_1, \Delta_2,$
$\langle q_{0_1}, q_{0_2} \rangle, F_1 \times F_2, E \cup E_\varepsilon \cup E_{i,\varepsilon} \cup E_{o,\varepsilon} \rangle$*, где*

- $E = \{\langle \langle p, q \rangle, a, b, \langle p', q' \rangle \rangle \mid \exists c \in \Delta_1 \cap \Sigma_2 : \langle p, a, c, p' \rangle \in E_1 \wedge \langle q, c, b, q' \rangle \in E_2\}$

– $E_{\varepsilon} = \{\langle\langle p, q\rangle, a, b, \langle p', q'\rangle\rangle \mid \langle p, a, \varepsilon, p'\rangle \in E_1 \wedge \langle q, \varepsilon, b, q'\rangle \in E_2\}$

– $E_{i,\varepsilon} = \{\langle\langle p, q\rangle, \varepsilon, a, \langle p, q'\rangle\rangle \mid \langle q, \varepsilon, a, q'\rangle \in E_2 \wedge p \in Q_1\}$

– $E_{o,\varepsilon} = \{\langle\langle p, q\rangle, a, \varepsilon, \langle p', q\rangle\rangle \mid \langle p, a, \varepsilon, p'\rangle \in E_1 \wedge q \in Q_2\}$.

В рамках данной работы конечные преобразователи и их композиция будут использоваться для лексического анализа динамически формируемых строковых выражений.

1.3 О применимости статического анализа строковых выражений

Статический анализ динамически формируемых выражений полезен на различных этапах работы с кодом при решении различных задач [30]. Давайте рассмотрим пример и поясним, какие задачи необходимо решать при работе с ним и каким образом анализ строковых выражений помогает решать данные задачи. Мы рассмотрим пример встроенного SQL, однако все рассмотренные задачи актуальны и для других языков.

Одной из задач, решаемых в рамках различных мероприятий, является оценка качества кода и его сложности с использованием различных формальных метрик [31]. При построении таких метрик важно учитывать, что использование динамически формируемых выражений, сложность их конструирования, количество и содержание возможных значений и многие другие характеристики сказываются на качестве и сложности самого кода. По этой причине необходимо иметь возможность оценивать сложность динамически формируемых выражений с различных точек зрения [32, 33]. С одной стороны, необходимо оценивать сложность формирования выражения. Так в примере кода 5 для формирования запроса используется цикл (строки 9–13), что может приводить к потенциально бесконечному множеству различных значений выражения и усложнять процесс сопровождения. С другой стороны, важна сложность возможных значений выражения. В примере кода 5 в динамически формируемом запросе используется конструкция соединения таблиц (`JOIN`, строка 17). Если количество соединений велико и условия в них сложны, то это может стать причиной проблем с

```
public void NewReport(int prodId = 0, int status = 0, int nType = 0)
{
    int nProdIdL = prodId;

    string sMagicKey = "[" + prodId.ToString() + "]";

    string tbl = status == 0 ? "InOrders " : "OutOrders ";

    while (nProdIdL > 0)
    {
        sMagicKey = "[" + sMagicKey + "]";
        nProdIdL = nProdIdL - 1;
    }

    string sExec =
        "SELECT sOrderDescription, cderitInfo, " + sMagicKey
        + " FROM ts." + tbl +
        "as t1 JOIN tCreData cd (NOLOCK) ON cd.ncredataid "
        + " = t1.ncredataid";

    string sWhere = nType == 0
        ? "WHERE nOrderType = 0 AND nStatus > 2 "
        : "WHERE nStatus > 0 ";

    sExec = "INSERT INTO reports (description, creditInfo, id)"
            + " VALUES " + sExec + sWhere;

    db.Execute(sExec);
}
```

Listing 5: Пример кода метода на языке программирования C#, формирующего и выполняющего динамический SQL-запрос

производительностью и может служить признаком неудачного дизайна схемы данных [33].

Другой ряд задач связан с сопровождением и модификацией систем, разработанных с активным использованием динамически формируемых выражений: извлечение знаний о системе [34], автоматизированный реинжиниринг программного обеспечения [35]. Например, при активном использовании встроенного SQL может возникать задача анализа или восстановления схемы данных [30]. Для кода из листинга 5, проанализировав структурное представление динамически формируемого SQL-кода, можно сделать вывод, что данный метод обращается к таблицам `InOrders`, `OutOrders` и `tCreData` на чтение, а к таблице `reports` на запись. Без анализа строковых выражений эти знания не могут

быть получены, а они могут быть полезны, например, при модификации схемы данных.

Так как встроенные языки всё ещё используются на практике, то важна их поддержка в интегрированных средах разработки, что может быть полезно не только при непосредственной разработке, но и при автоматизированном и ручном изучении кода, совмещённом с решением перечисленных выше задач. Дополнительная поддержка встроенных языков в средах разработки может включать подсветку синтаксиса и парных элементов, навигацию по коду с учётом динамически формируемого выражения, диагностику и подсветку ошибок, что упрощает работу с кодом. Например, в листинге 5 пропущен пробел между блоком `WHERE` (переменная `sWhere`, строки 20–22) и началом конструкции `SELECT` (переменная `sExec`, строки 15–18). То есть при выполнении данного метода будет формироваться некорректный запрос, но об этом станет известно только в момент выполнения метода. Однако ошибки такого рода можно обнаруживать без запуска программы и сообщать об этом разработчику.

1.4 Подходы к анализу встроенных языков

Анализ динамически формируемых выражений актуален как в задачах обеспечения безопасности программного обеспечения (поиск мест в коде, уязвимых для SQL-инъекций [36]), так и для разработки, сопровождения и модернизации систем, разработанных с применением встроенных языков. Для решения подобных задач существует ряд различных подходов, основные из которых рассмотрены ниже. Инструменты, реализующие данные подходы, будут подробно описаны в следующем разделе.

Проверка включения языков. В рамках данного подхода в результате анализа внешнего кода строится язык L_1, являющийся приближением языка L, генерируемого программой. После чего проверяется включение L_1 в язык $L_2(G)$, описанный эталонной грамматикой G. Основной недостаток данного подхода — невозможность получить какую-либо информацию, кроме знания о вхождении или не вхождении одного языка в другой. Как следствие, проведение более сложных видов статического анализа или трансформации невозможно. Можно

выделить несколько вариантов данного подхода, различающихся классом языка L_1.

– Регулярная аппроксимация: L_1 является регулярным языком. Однако язык L не обязан быть регулярным, так как программа-генератор может быть реализована на тьюринг-полном языке, что может приводить к существенной потере точности при построении приближения. Достоинством такого подхода является разрешимость задачи проверки включения L_1 в L_2 для регулярного L_1 и L_2, являющегося однозначным контекстно-свободным языком [37]. Инструмент, реализующий данный подход, — Java String Analizer [13], являющийся анализатором строковых выражений в коде на Java.

– Контекстно-свободное приближение: L_1 является контекстно-свободным языком. Достоинством такого приближения является бóльшая, однако проверка включения для двух контекстно-свободных языков является неразрешимой в общем случае задачей [37]. По этой причине в результате и при использовании такого приближения будет получено неточное решение. Данный подход реализован в инструменте PHPSA [14], предназначенном для проверки корректности динамически формируемых программами на PHP выражений.

Синтаксический анализ. Данный подход основан на применении техник синтаксического анализа для работы с динамически формируемыми выражениями. Благодаря этому, кроме проверки корректности выражений, становится возможным решение более сложных задач, требующих знаний о структуре вывода или работы с деревом разбора, таких как семантический анализ или трансформации. Ниже перечислены существующие на текущий момент варианты данного подхода.

– Абстрактный LR-анализ. В исследованиях группы во главе с Kyung-Goo Doh предлагается комбинация анализа потока данных и синтаксического анализа на основе LALR(k) алгоритма, позволяющая строить множество LR-стеков для всех значений строкового выражения [6–8]. Так как задача

проверки включения для двух КС языков неразрешима, то решение приближённое. В работе [8] обоснована возможность семантического анализа на основе классического для LR-анализа механизма: атрибутных грамматик [38] и выполнения семантического действия при выполнении свёртки. Однако не до конца исследована эффективность данного подхода при работе с семантическими действиями, требующими больших ресурсов при вычислении.

– Синтаксический анализ регулярного множества. Для языка L строится регулярная аппроксимация. Далее над построенной аппроксимацией решаются задачи лексического и синтаксического анализа. Данный подход рассмотрен в работах [9, 10] и реализован в инструменте Alvor. Данный инструмент является плагином к среде разработки Eclipse, предоставляющим поддержку встроенного SQL в Java: статический поиск ошибок, тестирование запросов в базе данных. Достоинством такого подхода является разделение обработки на независимые шаги: построение аппроксимации, лексический анализ, синтаксический анализ [10]. Это позволяет более гибко переиспользовать существующие реализации тех или иных шагов и упрощает создание нового инструмента на базе имеющихся. Использование атрибутных грамматик — классического для LR-анализа способа задания семантики — и построение леса разбора в рамках данного подхода также не обсуждается.

1.5 Обзор инструментов для работы со встроенными языками

Задачи анализа динамически формируемых строковых выражений возникают в различных контекстах и применительно к различным языкам, что приводит к появлению достаточно разнообразных инструментов, основные представители которых будут рассмотрены далее.

Среди языков, код на которых динамически формируется в виде строк, одним из наиболее распространённых является SQL с его многочисленными диалектами. При этом часто используется динамический SQL: генерация выражений на

SQL в рамках кода на SQL, часто в хранимых процедурах. Одна из актуальных задач, при решении которой необходимо обрабатывать динамический SQL, — это миграция баз данных, и для её решения существует ряд промышленных инструментов. В силу особенностей решаемой задачи нас интересуют инструменты для трансляции хранимого кода баз данных. Самыми известными в данной области являются такие инструменты, как PL-SQL Developer [39], SwisSQL [40], SQL Ways [15]. Эти инструменты применяются для трансляции хранимого SQL-кода, однако только SQL Ways обладает возможностью трансформации строковых SQL-запросов в ряде простых случаев. Динамически формируемые запросы со сложной логикой построения не поддерживаются современными промышленными инструментами.

Далее рассмотрим инструменты, которые изначально ориентированы на решение различных задач для динамически формируемых выражений. Многие из них ориентированы на предоставление поддержки встроенных языков в интегрированных средах разработки. Как правило, эти инструменты реализуют один из двух основных подходов. Первый подход заключается в проверке включения языков. Данный подход отвечает на вопрос, включается ли язык, порождаемый анализируемой программой, в язык, описанный пользователем, например, с помощью грамматики или простым перечислением строковых выражений, которых он ожидает получить в результате выполнения программы. Данный подход плохо переиспользуем для решения других задач. Второй подход заключается в проведении лексического анализа и синтаксического разбора компактного представления множества динамически формируемых выражений. Подробное описание инструментов для анализа динамически формируемых выражений представлено ниже.

Java String Analyzer (JSA, [13,41]) — инструмент для анализа формирования строк и строковых операций в программах на Java. Основан на проверке включения регулярной аппроксимации встроенного языка в контекстно-свободное описание эталонного. Для каждого строкового выражения строится конечный автомат, представляющий приближенное значение всех значений этого выражения, которые могут быть получены во время выполнения программы. Для того чтобы получить этот конечный автомат, необходимо из графа потока данных анализируемой программы построить контекстно-свободную грамматику, которая получа-

ется в результате замены каждой строковой переменной нетерминалом, а каждой строковой операции — правилом продукции. После чего полученная грамматика аппроксимируется регулярным языком. В качестве результата работы данный инструмент также возвращает строки, которые не входят в описанный пользователем язык, но могут сформироваться во время исполнения программы.

PHP String Analyzer (PHPSA, [14, 42]) — инструмент для статического анализа строк в программах на PHP. Расширяет подход инструмента JSA. Использует контекстно-свободную аппроксимацию, что достигается благодаря отсутствию этапа преобразования контекстно-свободной грамматики в регулярный язык, что повышает точность проводимого анализа. Для обработки строковых операций используется конечный преобразователь, который позволяет оставаться в рамках контекстно-свободной грамматики. Дальнейший анализ строковых выражений полностью взят из инструмента JSA.

Alvor [9–11] — плагин к среде разработки Eclipse[1], предназначенный для статической проверки корректности SQL-выражений, встроенных в Java[2]. Для компактного представления множества динамически формируемого строкового выражения используется понятие абстрактной строки, которая фактически является регулярным выражением над используемыми в строке символами. В инструменте Alvor отдельным этапом выделен лексический анализ. Поскольку абстрактную строку можно преобразовать в конечный автомат, то лексический анализ заключается в преобразовании этого конечного автомата в конечный автомат над терминалами при использовании конечного преобразователя, полученного генератором лексических анализаторов JFlex [43]. Несмотря на то, что абстрактная строка позволяет конструировать строковые выражения при участии циклов, плагин сообщает о том, что не может поддержать такие языковые конструкции (см.рис. 1.1). Также инструмент Alvor не поддерживает обработку строковых операций, за исключением конкатенации (см. рис. 1.2).

IntelliLang [12] — плагин к средам разработки PHPStorm [44] и IntelliJ IDEA[3], предоставляющий поддержку встроенных строковых языков, таких как HTML, SQL, XML, JavaScript в указанных средах разработки. Плагин обеспечивает под-

[1]Сайт среды разработки Eclipse (посещён 23.06.2015): http://www.eclipse.org/ide/

[2]Во время написания данного текста велась работа над поддержкой встроенных языков в PHP.

[3]IntelliJ IDEA — среда разработки для JVM-языков. Сайт (посещён 23.06.2015):https://www.jetbrains.com/idea/

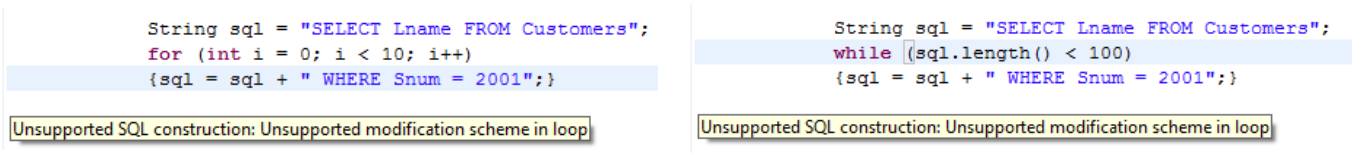


Рисунок 1.1: Формирование строкового выражения с помощью цикла **for** и **while** в среде разработке Eclipse с установленным плагином Alvor

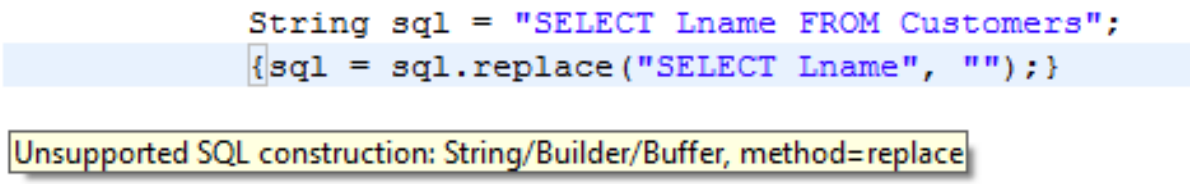


Рисунок 1.2: Формирование строкового выражения с помощью строковой операции **replace** в среде разработке Eclipse с установленным плагином Alvor

светку синтаксиса, автодополнение, статический поиск ошибок. Для среды разработки IntelliJ IDEA расширение IntelliLang также предоставляет отдельный текстовый редактор для работы со встроенным языком. Для использования данного плагина требуется ручная разметка переменных, содержащих выражения на том или ином встроенном языке, что продемонстрировано на рисунке 1.3.

```
 7  public String getHTML(){
 8     String body = "<body>" + "Hello!" + "</body>";
 9     String html = "<html>" + body + "</html>";
10     return html;
11  }
```

Рисунок 1.3: IntelliJ IDEA с установленным расширением IntelliLang: переменная **html** отмечена, как содержащая встроенный язык, а **body** не отмечена

PHPStorm [44] — интегрированная среда разработки для PHP, которая осуществляет подсветку и автодополнение встроенного кода на HTML, CSS, JavaScript, SQL. Однако такая поддержка осуществляется только в случаях, когда строка получена без использования каких-либо строковых операций. Также PHPStorm для каждого встроенного языка предоставляет отдельный текстовый редактор.

Varis [45] — плагин для Eclipse, представленный в 2015 году, предоставляющий поддержку кода на HTML, CSS и JavaScript, встроенного в PHP. В плагине реализованы функции подсветки встроенного кода, автодополнения, перехода к объявлению (jump to declaration), построения графа вызовов (call graph) для встроенного JavaScript. Рисунок 1.4 демонстрирует функции подсветки и автодополнения.

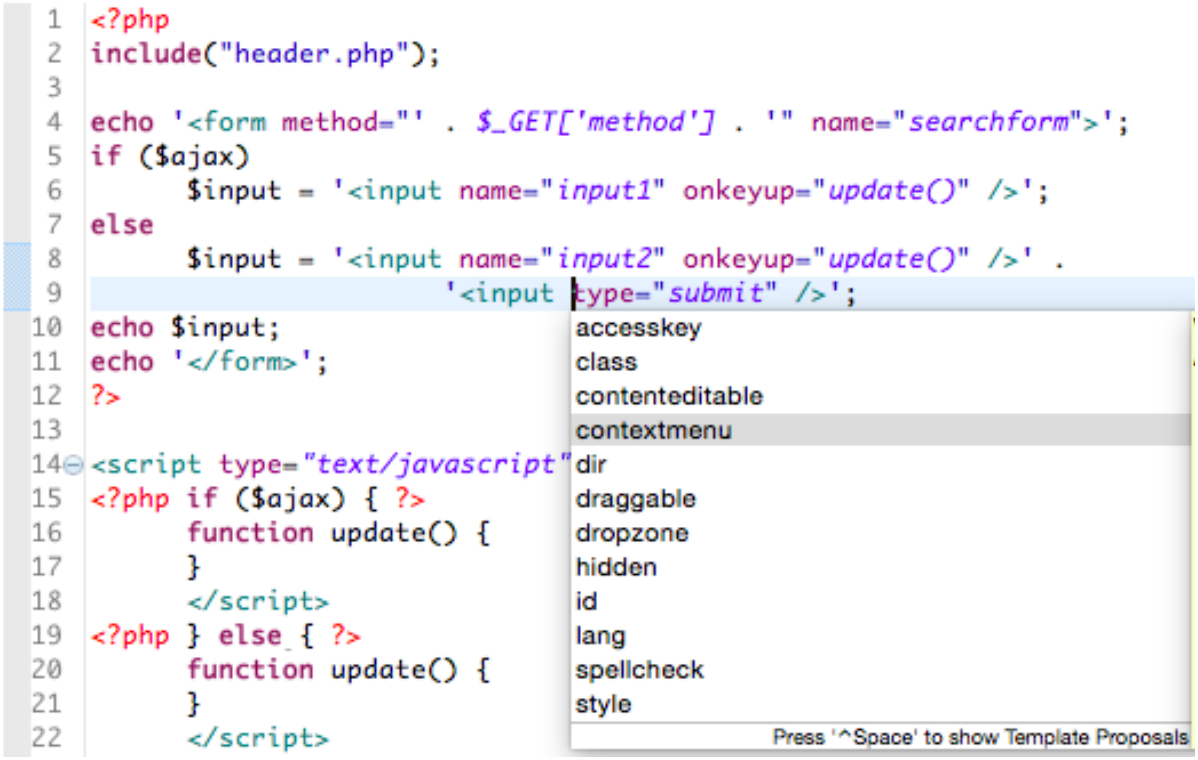


Рисунок 1.4: Пример функциональности Varis: автодополнение и подсветка синтаксиса во встроенном HTML в среде разработки Eclipse

Абстрактный синтаксический анализ. Kyung-Goo Doh, Hyunha Kim, David A. Schmidt в серии работ [6–8] описали алгоритм статического анализа динамически формируемых строковых выражений на примере статической проверки корректности динамически генерируемого HTML в PHP-программах. Хотя для данного примера отсутствует этап проведения лексического анализа, в общем случае можно использовать композицию лексического анализа и синтаксического разбора. Для этого достаточно хранить состояние конечного преобразователя, который используется для лексического анализа, внутри состояния синтаксического разбора. Данный алгоритм также предусматривает обработку строковой операции `string-replacement` с использованием конечного преобразовате-

ля, который по аналогии с лексическим конечным преобразователем хранит своё состояние внутри состояния синтаксического разбора. На вход абстрактный синтаксический анализатор принимает data-flow уравнения, полученные при анализе исходного кода, и LALR(1)-таблицу. Далее производится решение полученных на вход уравнений в домене LR-стеков. Проблема возможного бесконечного роста стеков, возникающая в общем случае, разрешается с помощью абстрактной интерпретации (abstract interpretation [46]). В работе [8] данный подход был расширен вычислением семантики с помощью атрибутных грамматик, что позволило анализировать более широкий, чем LALR(1), класс грамматик. В качестве результата алгоритм возвращает набор абстрактных синтаксических деревьев. На текущий момент реализацию данного алгоритма в открытом доступе найти не удалось, хотя в работах авторов приводятся результаты апробации. Таким образом, на данный момент не существует доступного инструмента, основанного на данном алгоритме.

1.6 Алгоритмы и структуры данных для обобщённого синтаксического анализа

Анализ динамически формируемых выражений подразумевает работу со множеством значений. При синтаксическом анализе множества появится множество стеков и множество деревьев разбора. Среди существующих алгоритмов есть класс алгоритмов обобщённого синтаксического анализа, в рамках которого разработаны эффективные методы работы с множеством стеков и деревьев разбора. По этой причине рассмотрим некоторые алгоритмы обобщённого синтаксического анализа и применяемые в них структуры данных более подробно.

1.6.1 Алгоритм обобщённого LR анализа

Один из подходов к синтаксическому анализу — это табличный LR анализ, при котором строится правосторонний вывод и дерево вывода строится снизу вверх. Механизм анализа основан на применении автомата с магазинной памятью, управляющие таблицы для которого строятся на основе грамматики обрабатываемого языка [47]. Идея состоит в том, что символы входной цепочки

переносятся в стек до тех пор, пока на вершине стека не накопится цепочка, совпадающая с правой частью какого-либо из правил (операция *перенос* или shift). Далее все символы этой цепочки извлекаются из стека, и на их место помещается нетерминал, соответствующий этому правилу (операция *свёртка* или reduce). Входная цепочка допускается автоматом, если после переноса в автомат последнего символа входной цепочки и выполнении необходимого числа свёрток в стеке окажется только стартовый нетерминал грамматики.

Как уже было сказано ранее, при выполнении табличного синтаксического анализа для данной грамматики строятся таблицы: таблица действий и таблица переходов. Таблица переходов — это вспомогательная таблица, использующаяся при одном из действий и в ячейке может содержать либо состояние анализатора, либо символ ошибки.

Таблица действий определяет дальнейшее действие в текущем состоянии и с текущим символом на входе. Каждая ячейка данной таблицы может содержать одно из следующих значений.

- **accept (“успех”)** — разбор входной цепочки завершился успешно.
- **shift (“перенос”)** — на вершину стека переносится состояние, которое соответствует входному символу, читается следующий символ.
- **reduce (“свёртка”)** — в стеке набрались состояния, которые можно заменить одним, исходя из правил грамматики. Значение нового состояния берётся из таблицы переходов.
- **error (“ошибка”)** — анализатор обнаружил ошибку во входной цепочке.

При работе с неоднозначными грамматиками могут возникнуть ситуации, когда в одну ячейку таблицы необходимо записать несколько действий. Это означает, что в процессе обработки некоторой цепочки при цепочки анализатор не сможет однозначно решить, какое действие совершить в текущем состоянии. Таким образом возникают конфликты shift/reduce, когда можно либо прочитать очередной символ, либо произвести свёртку, и reduce/reduce, когда можно произвести свёртку по нескольким правилам грамматики.

Для решения данной проблемы Масару Томитой был предложен алгоритм Generalized LR (GLR) [48], изначально предназначенный для анализа естествен-

ных языков. GLR-алгоритм был предназначен для работы с неоднозначными контекстно-свободными грамматиками, а значит умел обрабатывать shift/reduce и reduce/reduce конфликты. Используемые в данном алгоритме управляющие таблицы схожи с управляющими таблицами LR-алгоритма, но отличаются тем, что ячейки могут содержать несколько действий. Основная идея GLR-алгоритма состоит в проведении всех возможных действий во время синтаксического анализа. При этом для эффективного представления множества стеков и деревьев вывода используются специальные структуры данных, основанные на графах.

1.6.2 Структурированный в виде графа стек

Структурированный в виде графа стек (Graph Structured Stack или GSS) [48] является ориентированным графом, чьи вершины соответствуют элементам отдельных стеков, а ребра связывают последовательные элементы. Вершина может иметь несколько входящих рёбер, что соответствует слиянию нескольких стеков или несколько исходящих, что соответствует конфликту — ситуации, в которой дальнейший разбор может осуществляться несколькими способами. Объединение стеков происходит в процессе анализа, когда на вершинах различных веток, соответствующих одинаковой позиции во входном потоке, оказывается одинаковое состояние анализатора. За счёт такой организации GSS обеспечивается переиспользование общих участков отдельных стеков. Пример организации GSS приведён на рисунке 1.5: наивное решение копировать стеки при возникновении конфликтов приводит к дублированию информации, чего можно избежать при использовании GSS.

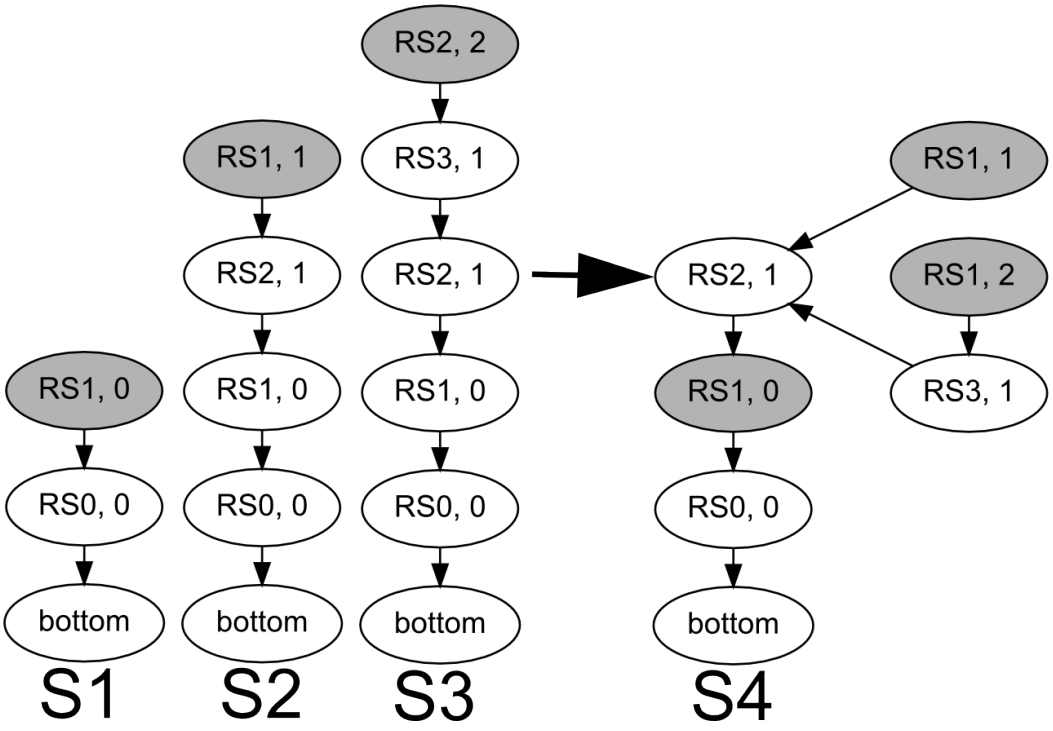


Рисунок 1.5: Пример GSS

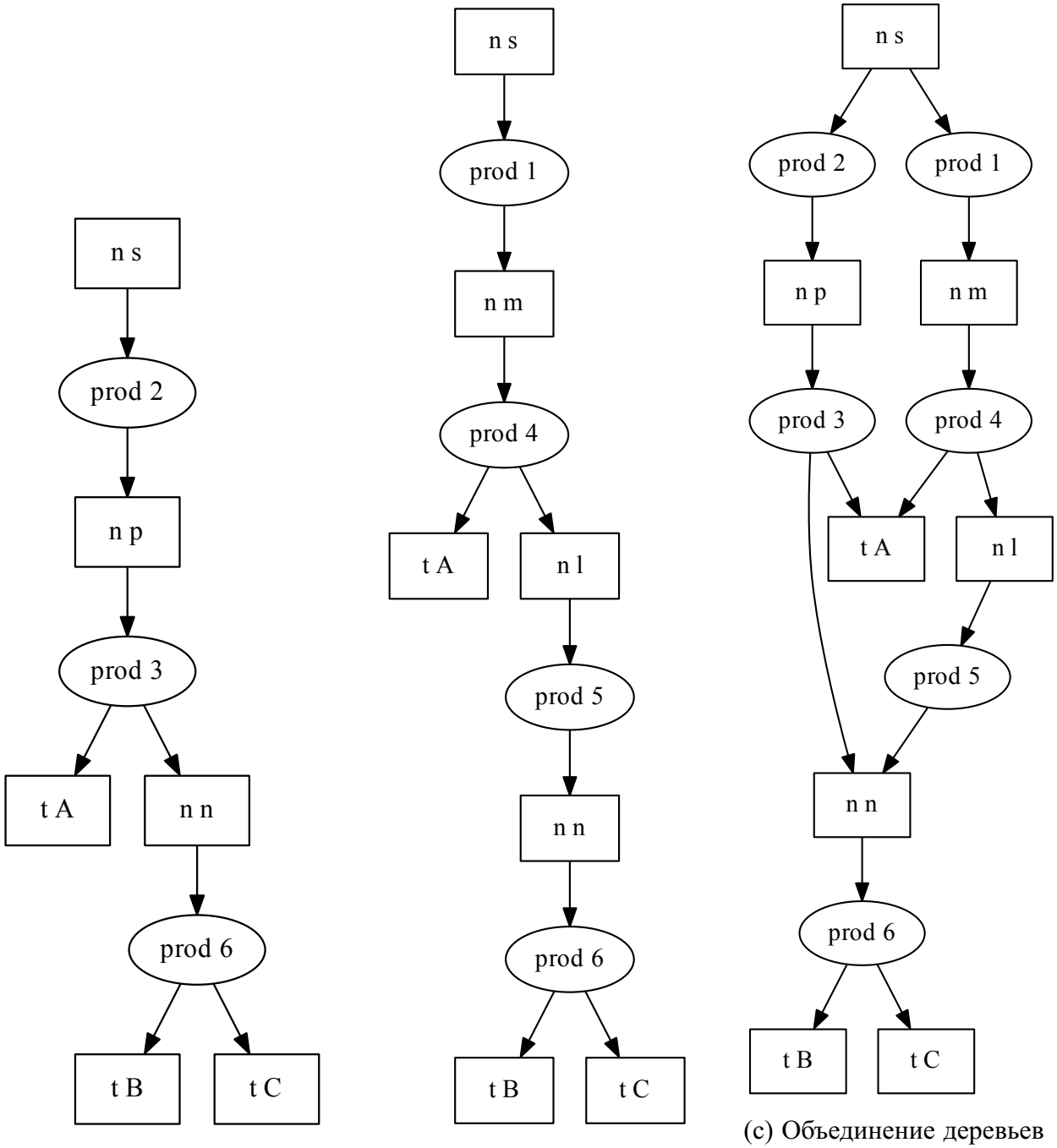
1.6.3 Сжатое представление леса разбора

Для переиспользования общих поддеревьев вывода Ян Рекерс предложил компактное представление леса разбора (Shared Packed Parse Forest, SPPF) [19], которое позволяет компактно представлять множество деревьев вывода. Важным свойством SPPF является то, что из него можно извлечь только те и только те деревья, которые могли быть получены в результате построения вывода конкретного входа в заданной грамматике. Для обеспечения этого свойства в SPPF, кроме терминальных и нетерминальных узлов, добавляются дополнительные узлы различных типов. Конкретный набор типов дополнительные узлов может отличаться в зависимости от алгоритма анализа.

```
1 s ::= m
2 s ::= p
3 p ::= A n
4 m ::= A l
5 l ::= n
6 n ::= B C
```

Listing 6: Грамматика G_1

Пример SPPF для грамматики G_1, представленной на листинге 6, и входа ABC приведён на рисунке 1.6. Представлены два различных дерева вывода (1.6a и 1.6b) и результат их объединения в SPPF 1.6c. Узлы с именами вида “n <name>” — это нетерминальные узлы, “e <name>” — терминальные, “prod <num>” — дополнительные узлы, показывающие, согласно какой продукции из грамматики прозводился вывод нетерминала, являющегося предком данного узла.



(a) Первое дерево вывода (b) Второе дерево вывода (c) Объединение деревьев вывода в SPPF

Рисунок 1.6: Пример SPPF для грамматики G_1 и входа **ABC**

1.6.4 Алгоритм RNGLR

RNGLR-алгоритм (Right-Nulled Generalized LR) [18] является модификацией предложенного Масару Томитой алгоритма, который не был способен обрабатывать все контекстно-свободные грамматики. Чтобы устранить данный недостаток, Элизабет Скотт и Адриан Джонстоун предложили RNGLR-алгоритм, который расширяет GLR-алгоритм специальным способом обработки обнуляемых справа правил (right-nullable rules, имеющих вид $A \to \alpha\beta$, где β выводит пустую строку ϵ), позволяя обрабатывать произвольные контекстно-свободные грамматики. Алгоритм синтаксического анализа динамически формируемых выражений, представленный в данной работе, основан на RNGLR-алгоритме, по этой причине его подробное описание в виде псевдокода приведено ниже.

Для эффективного представления множества стеков во время синтаксического анализа в алгоритме RNGLR, как и в классическом GLR, используется структурированный в виде графа стек (GSS). Вершина GSS — это пара (s,l), где s — состояние синтаксического анализатора, а l — уровень (позиция во входном потоке).

RNGLR-алгоритм последовательно считывает символы входного потока слева направо, по одному за раз, и строит GSS по “слоям”: сначала осуществляются все возможные свёртки для данного символа, после чего сдвигается следующий символ со входа. Свёртка или сдвиг модифицируют GSS следующим образом. Предположим, что необходимо добавить ребро (v_t,v_h) в GSS. По построению, конечная вершина добавляемой дуги к такому моменту уже обязательно находится в GSS. Если начальная вершина также содержится в GSS, то в граф добавляется новое ребро (если оно ранее не было добавлено), иначе создаются и добавляются в граф и начальная вершина, и ребро. Каждый раз, когда создаётся новая вершина $v = (s,l)$, алгоритм вычисляет новое состояние синтаксического анализатора s' по s и следующему символу входного потока. Пара (v,s'), называемая push, добавляется в глобальную коллекцию $\mathcal{Q}$. Также при добавлении новой вершины в GSS вычисляется множество ϵ-свёрток, после чего элементы этого множества добавляются в глобальную очередь $\mathcal{R}$. Свёртки длины $l > 0$ вычисляются и добавляются в $\mathcal{R}$ каждый раз, когда создаётся новое (не-ε) ребро. Подробное описание работы со структурированным в виде графа стеком GSS содержится в алгоритме 2.

Algorithm 1 RNGLR-алгоритм

```
1: function PARSE(grammar, input)
2:     R ← ∅          ▷ Очередь троек: вершина GSS, нетерминал, длина свёртки
3:     Q ← ∅          ▷ Коллекция пар: вершина GSS, состояние синтаксического анализатора
4:     if input = ε then
5:         if grammar accepts empty input then report success
6:         else report failure
7:     else
8:         ADDVERTEX(0, 0, startState)
9:         for all i in 0..input.Length − 1 do
10:            REDUCE(i)
11:            PUSH(i)
12:        if i = input.Length − 1 and there is a vertex in the last level of GSS which state is accepting then
13:            report success
14:        else report failure
15: function REDUCE(i)
16:    while R is not empty do
17:        (v, N, l) ← R.Dequeue()
18:        find the set X of vertices reachable from v along the path of length (l − 1)
19:        or length 0 if l = 0
20:        for all v_h = (level_h, state_h) in X do
21:            state_t ← calculate new state by state_h and nonterminal N
22:            ADDEDGE(i, v_h, v.level, state_tail, (l = 0))
23: function PUSH(i)
24:    Q' ← copy Q
25:    while Q' is not empty do
26:        (v, state) ← Q.Dequeue()
27:        ADDEDGE(i, v, v.level + 1, state, false)
```

В силу неоднозначности грамматики входная строка может иметь несколько деревьев вывода, как правило, содержащих множество идентичных поддеревьев. Для того чтобы компактно хранить множество деревьев вывода, используется SPPF, являющееся ориентированным графом и в данном случае обладающее следующей структурой.

1. *Корень* (то есть, вершина, не имеющая входящих дуг) соответствует стартовому нетерминалу грамматики.

Algorithm 2 Построение GSS

```
1:  function ADDVERTEX(i, level, state)
2:      if GSS does not contain vertex v = (level, state) then
3:          add new vertex v = (level, state) to GSS
4:          calculate the set of shifts by v and the input[i + 1] and add them to Q
5:          calculate the set of zero-reductions by v and the input[i + 1] and
6:          add them to R
7:      return v
8:  function ADDEDGE(i, v_h, level_t, state_t, isZeroReduction)
9:      v_t ← ADDVERTEX(i, level_t, state_t)
10:     if GSS does not contain edge from v_t to v_h then
11:         add new edge from v_t to v_h to GSS
12:         if not isZeroReduction then
13:             calculate the set of reductions by v and the input[i + 1] and
14:             add them to R
```

2. Терминальные вершины, не имеющие исходящих дуг, соответствуют либо терминалам грамматики, либо деревьям вывода пустой строки ε.

3. *Нетерминальные* вершины являются корнем дерева вывода некоторого нетерминала грамматики; только вершины-продукции могут быть непосредственно достижимы из таких вершин.

4. *Вершины-продукции*, представляющие правую часть правила грамматики для соответствующего нетерминала. Вершины, непосредственно достижимые из них, упорядочены и могут являться либо терминальными, либо нетерминальными вершинами. Количество таких вершин лежит в промежутке $[l - k \dots l]$, где l — это длина правой части продукции, а k — количество финальных символов, выводящих ε. При этом правые обнуляемые символы игнорируются для уменьшения потребления памяти.

SPPF создаётся параллельно с построением GSS. С каждым ребром GSS ассоциирован либо терминальный, либо нетерминальный узел. Когда добавление ребра в GSS происходит во время операции push, новая терминальная вершина создаётся и ассоциируется с ребром. Нетерминальные вершины ассоциируются с рёбрами, добавленными во время операции reduce. Если ребро уже есть в GSS, к ассоциированной с ним нетерминальной вершине добавляется новая вершина-продукция. Подграфы, ассоциированные с рёбрами пути, вдоль которо-

го осуществлялась свёртка, добавляются как дети к вершине-продукции. После того, как входной поток прочитан до конца, производится поиск всех вершин, имеющих принимающее состояние анализатора, после чего подграфы, ассоциированные с исходящими из таких вершин рёбрами, объединяются в один граф. Из полученного графа удаляются все недостижимые из корня вершины, в результате чего остаются только корректные деревья разбора для входной строки.

Алгоритм 1 представляет более детальное описание алгоритма.

1.7 Используемые инструменты

1.7.1 YaccConstructor

Одной из задач данной работы является создание инструментария, упрощающего создание целевых инструментов статического анализа строковых выражений, которые включают такие этапы, как лексический и синтаксический анализы. При создании лексических и синтаксических анализаторов широко распространённой практикой является использование генераторов, которые по описанию языка строят соответствующий анализатор. Данный подход должен быть реализован и для создания инструментов анализа встроенных языков. Работа с описаниями языков программирования — грамматикой и лексический спецификацией — в рамках решаемой задачи аналогична работе с ними в стандартных генераторах. По этой причине необходимо было выбрать готовую платформу для работы с грамматиками и создания синтаксических и лексических анализаторов.

В качестве такой платформы был выбран исследовательский проект лаборатории языковых инструментов JetBrains YaccConstructor(YC) [17, 49], который является модульной платформой с открытым исходным кодом для исследований в области лексического и синтаксического анализа и разработки соответствующих инструментов. YC реализован на платформе Microsoft .NET[4], основной язык разработки — F# [50]

Архитектура YC, представленная на рисунке 1.7, позволяет собирать требуемый инструмент из существующих модулей: можно выбрать фронтенд, со-

[4]Microsoft .NET — платформа для разработки программных продуктов компании Microsoft. Общие сведения о платформе (посещено 23.06.2015): https://msdn.microsoft.com/ru-ru/library/zw4w595w(v=vs.110).aspx

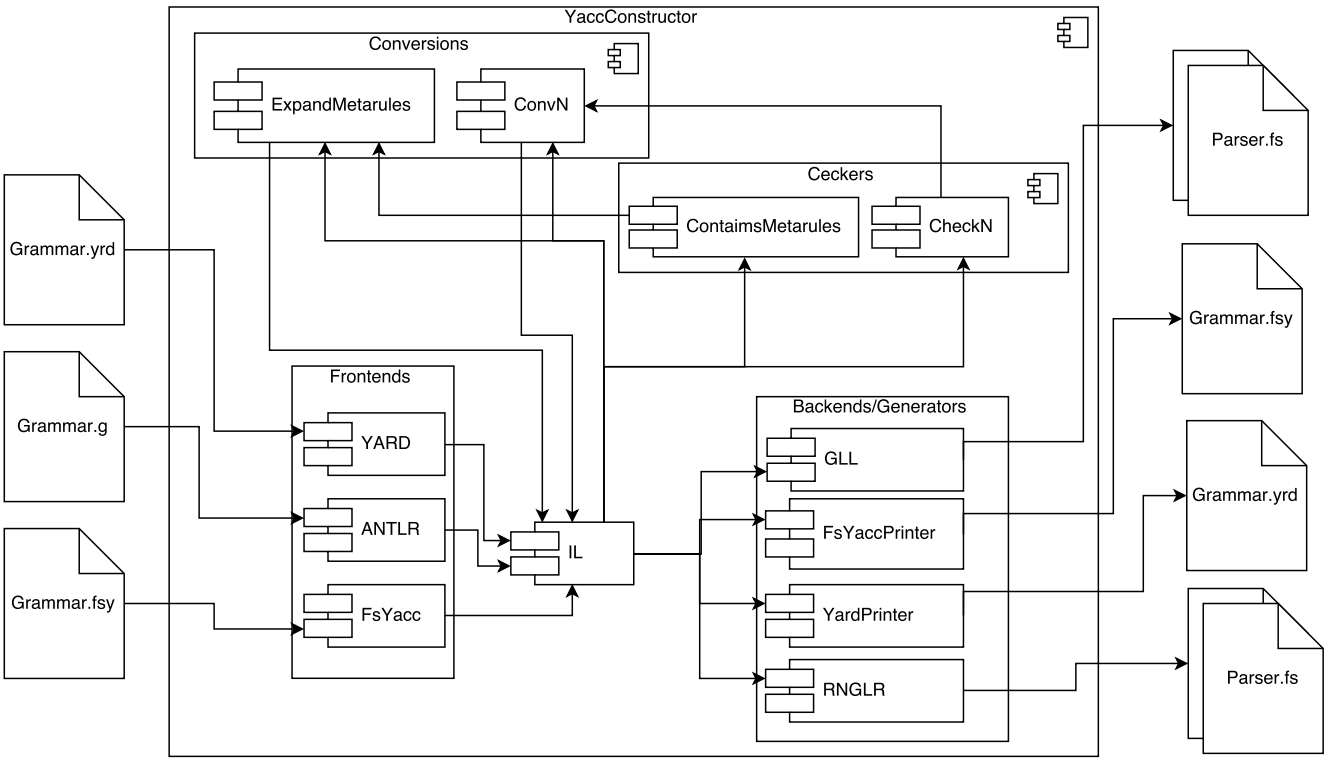


Рисунок 1.7: Архитектура платформы YaccConstructor

ответствующий используемому языку спецификации грамматики, задать необходимые преобразования грамматики, указать необходимый генератор. Генераторы (backend) представляют различные инструменты, которые преобразуют внутреннее представление грамматики в нечто, полезное для конечного пользователя. Например, это могут быть генераторы синтаксических анализаторов, основанные на различных алгоритмах или принтеры, генерирующие текст грамматики в определённом формате или на определённом языке. YC является расширяемой платформой: модуль любого типа может быть реализован, в том числе с переиспользованием уже существующих, и подключён к платформе.

В рамках YC разработан выразительный язык спецификации грамматик YARD, поддерживающий атрибутные грамматики, грамматики в EBNF и многое другое. Например, в листинге 7 представлена грамматика языка арифметических выражений Calc на языке YARD.

Выразительность синтаксиса языка описания грамматики удобна для разработчика, однако генераторы, как правило, не умеют работать с грамматиками в таком виде. Часто требуется, чтобы в правой части правила не было регулярных выражений, а стояла просто цепочка из терминалов и нетерминалов. Для реше-

```
1    [<Start>]
2    expr: factor [MULT expr]
3    powExpr: NUM | LBR expr RBR
4    factor: powExpr [POW factor]
```

Listing 7: Пример грамматики языка арифметических выражений на языке YARD

ния этой проблемы в YC реализован ряд преобразований грамматик. В результате их применения к грамматике, представленной в листинге 7, можно получить грамматику, представленную в листинге 8.

```
1    [<Start>]
2    expr: factor
3    expr: factor MULT expr
4    powExpr: NUM
5    powExpr: LBR expr RBR
6    factor: powExpr
7    factor: powExpr POW factor
8    startRule: expr
```

Listing 8: Пример преобразованной грамматики языка арифметических выражений

Также в рамках платформы YC в качестве одного из модулей ранее был реализован генератор синтаксических анализаторов на основе RNGLR-алгоритма. Это позволяет переиспользовать общие функции и структуры данных при разработке анализатора для встроенных языков. Таким образом, алгоритм анализа встроенных языков и соответствующий генератор может быть реализован в рамках платформы YC в качестве одного из модулей. При этом можно использовать готовый язык описания грамматики и преобразования, а также переиспользовать необходимые элементы генератора анализаторов на основе RNGLR-алгоритма. Таким образом, YC был выбран в качестве основы для реализации благодаря удобной архитектуре и большому количеству готовых решений.

1.7.2 ReSharper SDK

Для демонстрации разработанного в рамках данной работы инструмента необходимо создать на его основе конечное решение. Для этого необходимо окружение, способное обрабатывать внешний язык, так как такие операции над

внешним языком, как построение дерева разбора, базовый анализ, такой как построение графа потока управления или графа потока данных, лежат за пределами рассматриваемой в данной работе задачи, и их выполнение должно осуществляться сторонними инструментами. При этом такие инструменты должны предоставлять необходимую для решения основной задачи функциональность. Кроме того, необходимо иметь удобный способ взаимодействия с пользователем: необходимо получать код для анализа и отображать результаты в виде, удобном для пользователя. Один из самых распространённых способов работы с программным кодом — это работа в интегрированной среде разработки.

Так как реализация работы велась на платформе Microsoft .NET, то соответствующее окружение для обработки внешнего языка и организации взаимодействия с пользователем на данной платформе должно работать на данной платформе. Одной из самых известных сред разработки для платформы .NET, позволяющей создавать расширения на .NET языках, является Microsoft Visual Studio IDE[5]. Она и была выбрана в качестве цели для интеграции инструмента статического анализа строковых выражений. Однако у данной среды разработки достаточно сложный механизм создания расширений, что вызвано его универсальностью. При решении нашей задачи универсальность не требовалась, поэтому можно было бы использовать менее универсальный и более простой механизм.

Такой механизм предоставляется ReSharper SDK [51]. ReSharper [52] — расширение для Microsoft Visual Studio, предоставляющее пользователю широкий набор дополнительных анализов кода. Для разработчиков предоставляется свободно распространяемая SDK, реализующая анализы таких языков, как C#, VB.NET и др. Большая часть функциональности ReSharper выделена в свободно распространяемую SDK, что даёт возможность сторонним разработчикам создавать собственные расширения к ReSharper, переиспользуя его функциональность. В контексте данной работы это позволяет упростить создание плагинов для поддержки различных встроенных языков. Кроме того, позволяет ReSharper SDK предоставляет более удобную обёртка над многими интерфейсами Microsoft Visual Studio, что упрощает взаимодействие с ней и полезно, например, при предоставлении результатов анализа пользователю.

[5]Сайт среды разработки Microsoft Visual Studio IDE (посещён 23.06.2015): https://www.visualstudio.com/

Кроме того, ReSharper является многоязыковым инструментом, то есть поддерживает большой набор различных языков и спроектирован так, чтобы максимально упростить поддержку новых языков. Это позволяет создавать инструменты, обрабатывающие не только различные встроенные языки, но и различные внешние.

Среди функциональности, предоставляемой ReSharper SDK можно выделить необходимую для реализации поддержки встроенных языков в Microsoft Visual Studio.

– Дерево разбора внешнего языка (C#, JavaScript и другие, поддерживаемые ReSharper), узлы которого содержат координаты в исходном коде, что позволяет точно связывать текстовое и структурное представление кода.

– Анализ потока данных и анализ потока управления для поддерживаемых языков. На основе существующих анализов можно строить более сложные, необходимые, например, для построения регулярной аппроксимации.

– Вывод сообщений об ошибках и графическое выделение некорректных мест в текстовом редакторе.

– Взаимодействие с редактором кода, позволяющее настраивать подсветку синтаксиса, получать позицию курсора и управлять ею, что нужно для динамической подсветки парных элементов.

Таким образом ReSharper SDK и Microsoft Visual Studio IDE выбраны в качестве основы для примера разработки целевого инструмента на основе разработанного решения.

1.8 Выводы

На основе проведённого обзора можно сделать следующие выводы, обосновывающие необходимость проведения исследований в области статического анализа динамически формируемых строковых выражений.

– Проблема анализа строковых выражений актуальна в нескольких областях: поддержка встроенных языков в интегрированных средах разработки,

оценка качества кода, содержащего динамически формируемые строковые выражения, реинжиниринг программного обеспечения.

– Для решения ряда важных задач необходимо структурное представление кода, однако на текущий момент не представлено законченного решения, позволяющего строить деревья вывода для динамически формируемых выражений.

– Большинство реализаций поддерживают конкретный внешний и конкретный встроенный язык и, как правило, решают одну достаточно узкую задачу. При этом, зачастую, плохо расширяемы, как в смысле поддержки других языков, так и в смысле решения новых задач. Полноценные средства разработки инструментов статического анализа динамически формируемых выражений, упрощающие создание решений для новых языков, отсутствуют.

Кроме того, обзор позволяет выявить предпочтительные направления исследований, используемые методы, технологии, подходы.

– В качестве приближения множества возможных значений будет использоваться регулярная аппроксимация, так как при работе с ней ряд важных задач является разрешимым в общем случае, что не верно для контекстно-свободной. Более того, работа с регулярной аппроксимацией упрощает решение такой задачи, как лексический анализ встроенных языков.

– Лексический и синтаксический анализы должны быть разделены. Это оправдано как с теоретической, так и с практической точек зрения, так как лексический анализ не привносит потери точности и упрощается переиспользование спецификаций языков и самих анализаторов.

– В качестве основы алгоритма синтаксического анализа можно выбрать обобщённый синтаксический анализ, так как в рамках него реализовано эффективное управление множеством стеков и деревьев разбора, что важно при работе с динамически формируемыми выражениями.

Глава 2

Алгоритм синтаксического анализа регулярной аппроксимации

В данной главе будет формально описана решаемая задача синтаксического анализа динамически формируемых выражений, изложен алгоритм её решения. Также будут сформулированы и доказаны утверждения о корректности изложенного алгоритма.

2.1 Постановка задачи

Анализируемая программа $\mathcal{P}$ является генератором выражений и таким образом задаёт некоторый язык L_1. Предположим, что $\mathcal{P}$ взаимодействует с базой данных с помощью динамически формируемых выражений. В этом случае мы говорим, что $\mathcal{P}$ использует динамический SQL, подразумевая, что программой генерируются выражения на языке SQL. Однако это не совсем корректно, так как программа может, например, содержать ошибку и некоторые из построенных ей выражений не будут корректными SQL-выражениями. Таким образом, в этом случае $L_1 \neq$ SQL.

С другой стороны, может быть задан эталонный язык L_2 — язык, которому должны принадлежать все выражения генерируемые программой $\mathcal{P}$. Как пра-

вило L_2 описывается с помощью контекстно-свободной грамматики. Например, это может быть грамматика конкретного диалекта SQL, взятая из документации.

В результате мы имеем описание двух языков и задача проверки корректности выражений, генерируемых $\mathcal{P}$, может быть сформулирована как проверка вложенности языка L_1 в язык L_2. Однако в рамках данной работы нас интересует не просто вложенность языков, а построение деревьев вывода. Как уже говорилось, язык L_2 может быть задан с помощью грамматики. Пусть задана грамматика G, такая, что $L_2 = L(G)$, тогда задача синтаксического анализа динамически формируемых выражений может быть поставлена следующим образом: для всех цепочек $\omega \in L_1$, выводимых в грамматике G, построить соответствующие деревья вывода.

Отметим, что решение изложенных выше вопросов в общем виде возможно не всегда. Трудности могут быть связаны прежде всего с классами рассматриваемых языков. Эталонный язык L_2, скорее всего, является некоторым языком программирования и принадлежит к классу контекстно-свободных языков (хотя могут быть и исключения). Генерируемый язык L_1, вообще говоря, не обязан быть даже контекстно-зависимым. Так как программа-генератор реализована на тьюринг-полном языке, то L_1 в общем случае может быть рекурсивно-перечислимым. Из практических соображений хочется думать, что L_1 всё же является подмножеством некоторого языка программирования и может быть достаточно хорошо приближен некоторым контекстно-свободным языком. Однако проверка включения двух контекстно-свободных языков не разрешима в общем случае [37]При этом точно разрешима в общем случае проверка включения регулярного языка в однозначный контекстно-свободный [37]. В однозначные КС языки попадают такие практически значимые классы, как LR(k) и LL(k), что позволяет использовать в качестве L_2 практически значимые языки. Для L_1 же необходимо строить регулярное приближение L_R.

Чтобы обеспечить надёжность анализа строковых выражений, необходимо, чтобы приближение было сверху. Нам нужна аппроксимация сверху, то есть должно выполняться включение $L_1 \subseteq L_R$. Это необходимо для того, чтобы не потерять информацию об анализируемом языке. Например, при работе со встроенным SQL безопаснее считать таблицу используемой, чем удалить её как неиспользуемую, если она на самом деле использовалась. При этом необходимо

следить за точностью такой аппроксимации, чтобы избегать слишком большого количества ошибок. В работе [53] показано, как можно строить достаточно точную регулярную аппроксимацию сверху с учётом строковых операций и циклов.

Таким образом, далее мы будем предполагать, что язык L_2 является однозначным контекстно-свободным и задан некоторой грамматикой G, а для языка L_1 строится регулярный язык L_R такой, что $L_1 \subseteq L_R$ и мы работает далее с L_R. При этом основной нашей задачей является построение деревьев разбора для всех цепочек из L_R, корректных относительно грамматики G. Однако L_R может быть бесконечным языком и, следовательно, содержать бесконечное множество корректных цепочек. По этой причине явное построение всех деревьев разбора не представляется возможным. Решением, возможно, будет являться структура, которая при конечном объёме будет хранить бесконечное количество деревьев. При этом деревья должны однозначно извлекаться из этой структуры. То есть из построенной структуры можно получить только те и только те деревья, которые соответствуют разбору какой-либо корректной цепочки из L_R языка в эталонной грамматике G.

Регулярный язык L_R может быть представлен в виде конечного автомата. Заметим, что непосредственно построенная аппроксимация будет являться конечным автоматом $M_1 = (Q_1,\Sigma_1,\delta_1,q_{0_1},q_{f_1})$ над алфавитом символов, что не очень удобно для проведения синтаксического анализа, так как грамматика $G = \langle T, N, P, S\rangle$ задана, скорее всего, над алфавитом токенов, не равным алфавиту символов. То есть $\Sigma_1 \neq T$. Чтобы устранить эту проблему можно воспользоваться конечным преобразователем (FST), который предназначен для трансформации языков. Таким образом, можно получить конечный автомат $M_2 = (Q_2,\Sigma_2,\delta_2,q_{0_2},q_{f_2})$ такой, что $\Sigma_2 \subseteq T$. Такой переход является лексическим анализом регулярной аппроксимации или встроенного языка.

Заметим так же, что без потери общности можно считать, что M_2 является детерминированным конечным автоматом без ε-переходов, так как любой конечный автомат можно преобразовать к эквивалентному детерминированному без ε-переходов.

Таким образом, решаемая в данной работе задача синтаксического анализа динамически формируемых выражений будет формулироваться следующим образом. *Для данной однозначной контекстно-свободной грамматики*

$G = \langle T, N, P, S\rangle$ и детерминированного конечного автомата без ε-переходов $M = (Q,\Sigma,\delta,q_0,q_f)$ такого, что $\Sigma \subseteq T$, необходимо построить конечную структуру данных F, содержащую деревья вывода в G всех цепочек $\omega \in L(M)$, корректных относительно грамматики G, и не содержащую других деревьев. Иными словами, необходимо построить алгоритм $\mathbb{P}$ такой, что

$$(\forall \omega \in L(M))(\omega \in L(G) \Rightarrow (\exists t \in \mathbb{P}(L(M),G))AST(t,\omega,G))$$

$$\wedge(\forall t \in \mathbb{P}(L(M),G))(\exists \omega \in L(M))AST(t,\omega,G).$$

Здесь $AST(t,\omega,G)$ — это предикат, который истинен, если t является деревом вывода ω в грамматике G.

Так как $\mathbb{P}$ игнорирует ошибки, то будем называть его алгоритмом *ослабленного* (relaxed) синтаксического анализа регулярной аппроксимации динамически формируемого выражения.

2.2 Описание алгоритма ослабленного синтаксического анализа регулярной аппроксимации

Алгоритм принимает на вход эталонную однозначную контекстно-свободную грамматику $G = \langle T, N, P, S\rangle$ над алфавитом терминальных символов T и детерминированный конечный автомат $(Q,\Sigma,\delta,q_0,q_f)$, имеющий одно стартовое состояние q_0, одно конечное состояние q_f, без ε-переходов, где $\Sigma \subseteq T$ — алфавит входных символов, Q — множество состояний, δ — отношение перехода. По описанию грамматики генерируются управляющие RNGLR-таблицы и некоторая вспомогательная информация (называемая $parserSource$ в псевдокоде).

Алгоритм производит обход графа входного автомата и последовательно строит GSS способом, аналогичным используемому в RNGLR-алгоритме. Однако так как мы имеем дело с графом вместо линейного потока, понятие следующего символа трансформируется во *множество терминальных символов*, лежащих на всех исходящих рёбрах данной вершины, что несколько изменяет операции shift и reduce (смотри строку 5 в алгоритме 4 и строки 9 и 21 в алгоритме 5). Для того чтобы управлять порядком обработки вершин входно-

Algorithm 3 Алгоритм ослабленного синтаксического анализа регулярной аппроксимации динамически формируемого выражения

```
1:  function PARSE(grammar, automaton)
2:      inputGraph ← construct inner graph representation of automaton
3:      parserSource ← generate RNGLR parse tables for grammar
4:      if inputGraph contains no edges then
5:          if parserSource accepts empty input then report success
6:          else report failure
7:      else
8:          ADDVERTEX(inputGraph.startVertex, startState)
9:          Q.Enqueue(inputGraph.startVertex)
10:         while Q is not empty do
11:             v ← Q.Dequeue()
12:             MAKEREDUCTIONS(v)
13:             PUSH(v)
14:             APPLYPASSINGREDUCTIONS(v)
15:         if ∃v_f : v_f.level = q_f and v_f.state is accepting then report success
16:         else report failure
```

го графа, мы используем глобальную очередь $\mathcal{Q}$. Каждый раз, когда добавляется новая вершина GSS, сначала необходимо произвести все свёртки длины 0, после чего выполнить сдвиг следующих токенов со входа. Таким образом необходимо добавить соответствующую вершину графа в очередь на обработку. Добавление нового ребра GSS может порождать новые свёртки, таким образом в очередь на обработку необходимо добавить вершину входного графа, которой соответствует начальная вершина добавленного ребра. Детальное описание процесса построения GSS приведено в алгоритме 3. Свёртки производятся вдоль путей в GSS, и если было добавлено ребро, начальная вершина которого ранее присутствовала в GSS, необходимо заново вычислить проходящие через эту вершину свертки (смотри функцию applyPassingReductions в алгоритме 4).

Algorithm 4 Обработка вершины внутреннего графа

```
1:  function PUSH(innerGraphV)
2:      U ← copy innerGraphV.unprocessed
3:      clear innerGraphV.unprocessed
4:      for all v_h in U do
5:          for all e in outgoing edges of innerGraphV do
6:              push ← calculate next state by v_h.state and the token on e
7:              ADDEDGE(v_h, e.Head, push, false)
8:              add v_h in innerGraphV.processed
9:  function MAKEREDUCTIONS(innerGraphV)
10:     while innerGraphV.reductions is not empty do
11:         (startV, N, l) ← innerGraphV.reductions.Dequeue()
12:         find the set of vertices X reachable from startV
13:          along the path of length (l − 1), or 0 if l = 0;
14:         add (startV, N, l − i) in v.passingReductions,
15:          where v is an i-th vertex of the path
16:         for all v_h in X do
17:             state_t ← calculate new state by v_h.state and nonterminal N
18:             ADDEDGE(v_h, startV, state_t, (l = 0))
19: function APPLYPASSINGREDUCTIONS(innerGraphV)
20:     for all (v, edge) in innerGraphV.passingReductionsToHandle do
21:         for all (startV, N, l) ← v.passingReductions.Dequeue() do
22:             find the set of vertices X,
23:              reachable from edge along the path of length (l − 1)
24:             for all v_h in X do
25:                 state_t ← calculate new state by v_h.state and nonterminal N
26:                 ADDEDGE(v_h, startV, state_t, false)
```

Так же как и RNGLR, мы ассоциируем вершины GSS с позициями входного графа, однако в нашем случае уровень вершины — это состояние входного автомата. Мы строим внутреннюю структуру данных (в дальнейшем изложении называемую *внутренним графом*) посредством копирования графа входного автомата и связывания с его вершинами следующих коллекций.

– *processed*: вершины GSS, для которых ранее были вычислены все операции push. Это множество агрегирует все вершины GSS, ассоциированные с вершиной внутреннего графа.

– *unprocessed*: вершины GSS, операции push для которых ещё только предстоит выполнить. Это множество аналогично множеству $\mathcal{Q}$ алгоритма RNGLR.

– *reductions*: очередь, аналогичная очереди $\mathcal{R}$ RNGLR-алгоритма: все операции reduce, которые ещё только предстоит выполнить.

– *passingReductionsToHandle*: пары из вершины GSS и ребра GSS, вдоль которых необходимо осуществлять проходящие свёртки.

Algorithm 5 Построение GSS

```
1:  function ADDVERTEX(innerGraphV, state)
2:      v ← find a vertex with state = state in
3:       innerGraphV.processed ∪ innerGraphV.unprocessed
4:      if v is not null  then                    ▷ Вершина была найдена в GSS
5:          return (v, false)
6:      else
7:          v ← create new vertex for innerGraphV with state state
8:          add v in innerGraphV.unprocessed
9:          for all e in outgoing edges of innerGraphV do
10:             calculate the set of zero-reductions by v
11:              and the token on e and add them in innerGraphV.reductions
12:         return (v, true)
13: function ADDEDGE(v_h, innerGraphV, state_t, isZeroReduction)
14:     (v_t, isNew) ← ADDVERTEX(innerGraphV, state_t)
15:     if GSS does not contain edge from v_t to v_h then
16:         edge ← create new edge from v_t to v_h
17:         Q.Enqueue(innerGraphV)
18:         if not isNew and v_t.passingReductions.Count > 0 then
19:             add (v_t, edge) in innerGraphV.passingReductionsToHandle
20:         if not isZeroReduction then
21:             for all e in outgoing edges of innerGraphV do
22:                 calculate the set of reductions by v
23:                  and the token on e and add them in innerGraphV.reductions
```

Помимо состояния анализатора $state$ и уровня $level$ (который совпадает с состоянием входного автомата), в вершине GSS хранится коллекция *проходящих свёрток*. Проходящая свёртка — это тройка $(startV, N, l)$, соответствующая свёртке, чей путь содержит данную вершину GSS. Аналогичная тройка используется в RNGLR-алгоритме для описания свёртки, но в данном случае l обозначает длину оставшейся части пути. Проходящие свёртки сохраняются в каждой вершине пути (кроме первой и последней) во время поиска путей в функции $makeReductions$ (см. алгоритм 4).

2.2.1 Построение компактного представления леса разбора

В качестве компактного представления леса разбора всех корректных выражений из множества значений динамически формируемого выражения используется граф SPPF. Построение компактного представления осуществляется одновременно с синтаксическим разбором во время построения графа стеков GSS, так же как и в алгоритме RNGLR.

С каждым ребром GSS ассоциируется список лесов разбора фрагмента выражения. В графе GSS нет кратных рёбер, поэтому если во время работы функции *addEdge* в нем было найдено добавляемое ребро, то с ним ассоциируется новый лес разбора, при этом в очередь на обработку не добавляется никаких вершин входного графа.

При добавлении в GSS ребра, соответствующего считанной со входа лексеме, создаётся (и ассоциируется с ним) граф из одной терминальной вершины. Так как входной автомат является детерминированным, с ребром GSS ассоциируется не более одного такого графа.

При обработке свёртки алгоритм осуществляет поиск всех путей в графе GSS заданной длины, после чего происходит добавление в GSS новых ребер, соответствующих данной свёртке. С каждым таким ребром ассоциируется лес, имеющий в качестве корня (вершины, у которой нет входных рёбер) вершину, соответствующую нетерминалу, к которому осуществлялась свёртка. Ребра каждого из найденных путей, перечисленные в обратном порядке, образуют правую часть некоторого правила грамматики, по которому осуществляется свёртка. Для каждого пути создаётся вершина, помеченная номером такого правила, и добавляется в лес как непосредственно достижимая из корня. Каждое ребро пути ассоциировано со списком лесов вывода символа из правой части правила. Непосредственно достижимыми вершинами вершины-правила становятся ссылки на такие списки, за счёт чего осуществляется переиспользование фрагментов леса.

В алгоритме RNGLR наличие нескольких путей, вдоль которых осуществляется свёртка к нетерминалу, означает существование более чем одного варианта вывода нетерминала. В нашем случае данная ситуация соответствует различным фрагментам нескольких выражений из входного регулярного множества, которые сворачиваются к одному нетерминалу.

В конце работы алгоритма осуществляется поиск ребер GSS, для каждого из которых верно, что конечная вершина имеет уровень, равный финальному состоянию входного автомата, и принимающее состояние (accepting state). Результирующее представление леса разбора получается путём удаления недостижимых вершин из графа, созданного объединением лесов разбора, ассоциированных с найденными рёбрами GSS.

Рассмотрим фрагмент кода, представленный в листинге 9, который динамически формирует выражение expr в строке 4.

```
1 string expr = "" ;
2 for(int i = 0; i < len; i++)
3 {
4     expr = "()" + expr;
5 }
```

Listing 9: Пример кода на языке программирования C#, динамически формирующего скобочную последовательность

Множество значений выражения **expr** аппроксимируется регулярным выражением $(\texttt{LBR}\ \ \texttt{RBR})*$, где LBR соответствует открывающейся скобке, а RBR — закрывающейся. Граф конечного автомата, задающего такую аппроксимацию, изображён на рисунке 2.1.

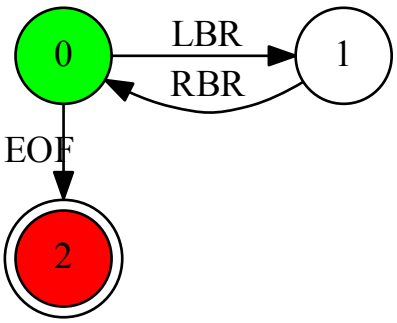


Рисунок 2.1: Конечный автомат, задающий регулярную аппроксимацию выражения **expr**

В результате работы предложенного алгоритма будет получено конечное представление леса разбора SPPF, изображённое на рисунке 2.2.

Из построенного SPPF можно извлечь бесконечное количество деревьев, каждое из которых является деревом вывода некоторой цепочки из регулярной аппроксимации. На серии рисунков 2.3, 2.4, 2.5 представлены извлечённые деревья разбора для различных значений выражения **expr**.

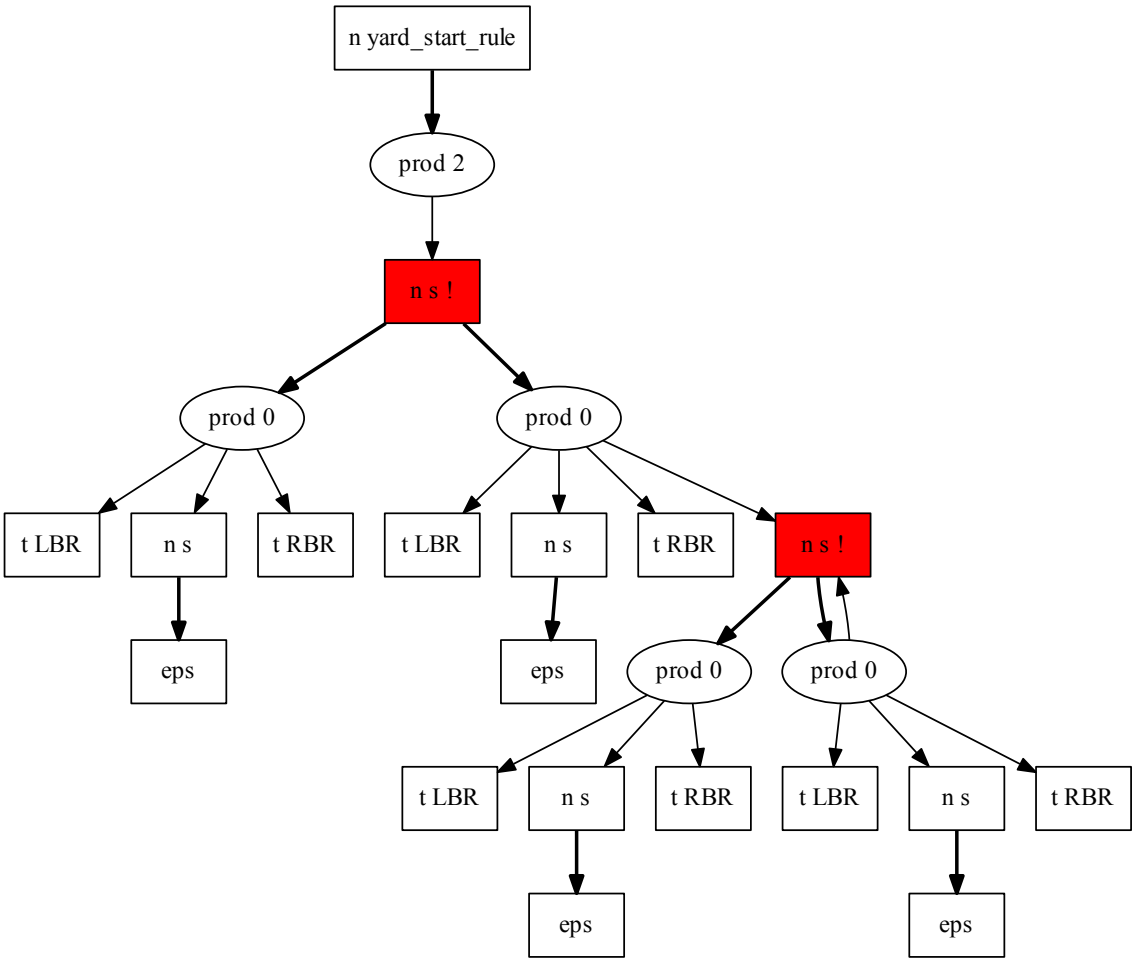


Рисунок 2.2: Конечное представление леса разбора для выражения **`expr`**

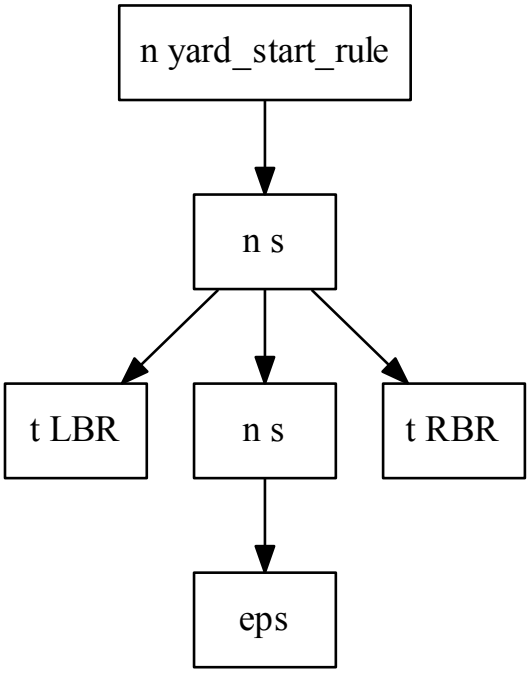


Рисунок 2.3: Дерево вывода для выражения $expr =$ "()"

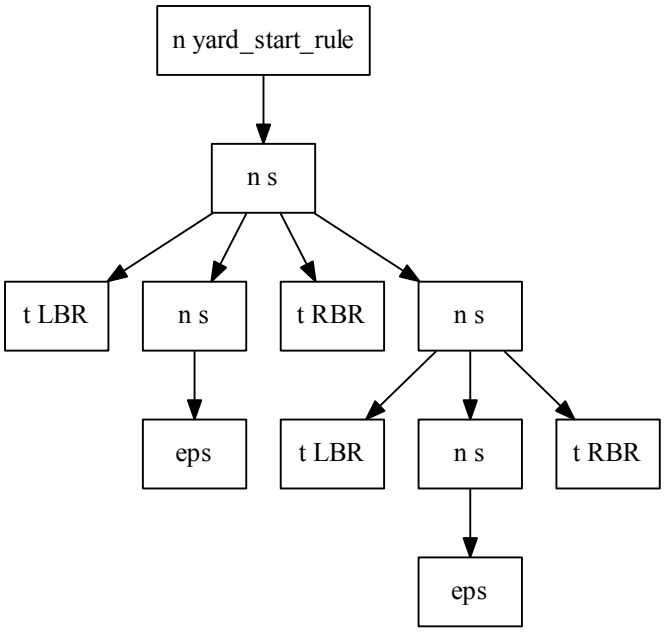


Рисунок 2.4: Дерево вывода для выражения $expr = "()()"$

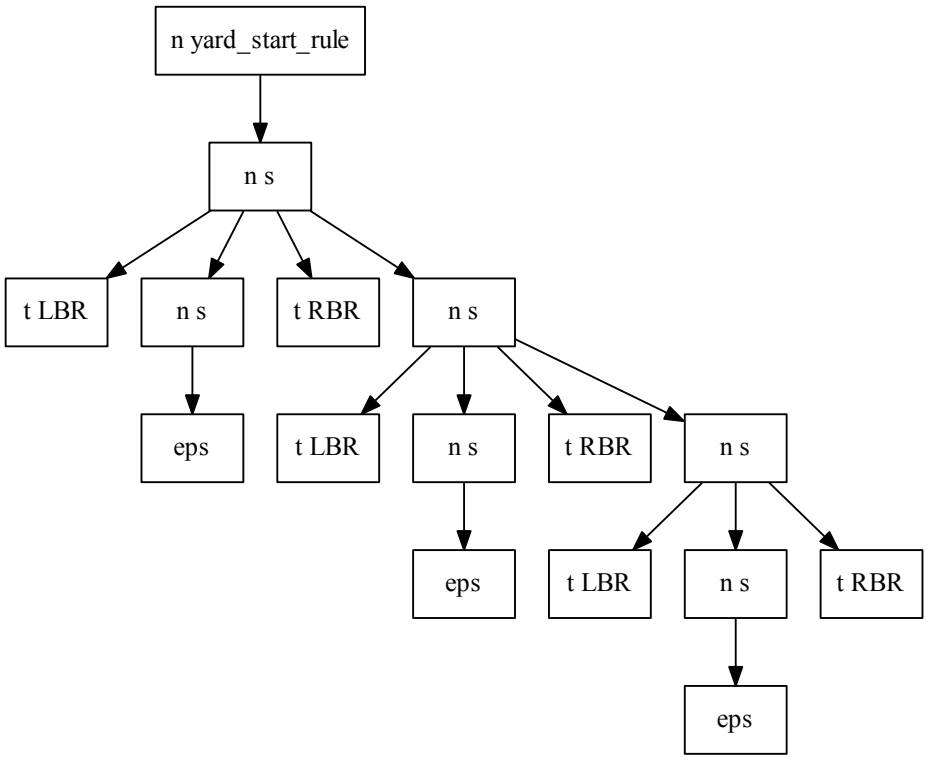


Рисунок 2.5: Дерево вывода для выражения $expr = "()()()"$

2.3 Доказательство корректности алгоритма ослабленного синтаксического анализа регулярной аппроксимации

ТЕОРЕМА 1. *Алгоритм завершает работу для любых входных данных.*

Доказательство. С каждой вершиной внутреннего представления графа входного конечного автомата ассоциировано не более N вершин графа GSS, где N — количество состояний синтаксического анализатора. Таким образом, количество вершин в графе GSS ограничено сверху числом $N \times n$, где n — количество вершин графа входного автомата. Так как в GSS нет кратных ребер, количество его ребер — $O((N \times n)^2)$. На каждой итерации основного цикла алгоритм извлекает из очереди Q и обрабатывает одну вершину внутреннего графа. Вершины добавляются в очередь Q, только когда происходит добавление нового ребра в GSS. Так как количество ребер в GSS конечно, алгоритм завершает работу для любых входных данных. □

Для того чтобы доказать корректность построения конечного представления леса разбора, нам потребуется следующее определение.

Определение 1. *Корректное дерево* — это упорядоченное дерево со следующими свойствами.

1. Корень дерева соответствует стартовому нетерминалу грамматики G.
2. Листья соответствуют терминалам грамматики G. Упорядоченная последовательность листьев соответствует некоторому пути во входном графе.
3. Внутренние узлы соответствуют нетерминалам грамматики G. Дети внутреннего узла (для нетерминала N) соответствуют символам правой части некоторой продукции для N в грамматике G.

Неформально корректное дерево — это дерево вывода некоторой цепочки из регулярного множества в эталонной грамматике. Далее нам необходимо доказать, во-первых, что конечное представление леса разбора SPPF содержит только корректные деревья, и во-вторых, что для каждой корректной относительно эталонной грамматики цепочки существует корректное дерево вывода в SPPF.

Лемма. *Для каждого ребра GSS* (v_t, v_h) *такого, что* $v_t \in V_t.processed$, $v_h \in V_h.processed$, *терминалы ассоциированного поддерева соответствуют некоторому пути во входном графе из вершины* V_h *в* V_t.

Доказательство. Будем строить доказательство при помощи индукции по высоте дерева вывода. База — это минимальное дерево: либо ε-дерево, либо дерево, состоящее из единственной вершины-терминала.

– ε-дерево соответствует пути длины 0; начальная и конечная вершины ребра, соответствующего такому дереву, совпадают, поэтому утверждение верно.

– Дерево, состоящее из одной вершины, соответствует терминалу, считанному с некоторого ребра (V_h, V_t) внутреннего графа, поэтому утверждение верно.

Корнем дерева высоты k является некий нетерминал N. По третьему пункту определения корректного дерева существует некоторое правило эталонной грамматики $N \to A_0, A_1, \ldots, A_n$, где $A_0, A_1, \ldots, A_n$ являются детьми корневого узла. Поддерево A_i ассоциированно с ребром (v_t^i, v_h^i) графа GSS и, так как его высота равна $k-1$, то по индукционному предположению существует путь во внутреннем графе из вершины V_h^i в вершину V_t^i. Вершина $V_t^i = V_h^{i+1}$, так как $v_t^i = v_h^{i+1}$, поэтому во внутреннем графе существует путь из вершины V_h^0 в вершину V_t^n, соответствующий рассматриваемому корректному дереву. □

ТЕОРЕМА 2. *Любое дерево, извлечённое из SPPF, является корректным.*

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Рассмотрим произвольное извлечённое из SPPF дерево и докажем, что оно удовлетворяет определению 1. Первый и третий пункт определения корректного дерева следует из определения SPPF. Второй пункт определения следует из ЛЕММЫ, если применить её к рёбрам GSS, начало которых лежит на последнем уровне стека и помечено принимающим состоянием, а конец — в вершинах на уровне 0. □

ТЕОРЕМА 3. *Для каждой корректной относительно эталонной грамматики строки, соответствующей пути p во входном графе, из SPPF может быть порождено корректное дерево, соответствующее пути p.*

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Рассмотрим произвольное корректное дерево и докажем, что оно может быть извлечено из SPPF. Доказательство повторяет доказательство корректности для RNGLR-алгоритма, за исключением следующей ситуации. RNGLR-алгоритм строит граф GSS по слоям: гарантируется, что $\forall j \in [0..i-1], j-$ый уровень GSS будет зафиксирован на момент построения $i-$ого уровня. В нашем случае это свойство не верно, что может приводить к появлению новых путей для свёрток, которые уже были ранее обработаны. Единственный возможный способ образования такого нового пути — это до-

бавление ребра (v_t, v_h), где вершина v_t ранее присутствовала в GSS и имела входящие ребра. Так как алгоритм сохраняет информацию о том, какие свёртки проходили через вершины GSS, то достаточно продолжить свёртки, проходящие через вершину v_t. Для выполнения данной операции реализована функция *applyPassingReductions*. □

Замечание. Построение леса разбора осуществляется одновременно с построением GSS, при этом дерево вывода нетерминала связывается с ребром GSS каждый раз при обработке соответствующей свёртки, вне зависимости от того, было ли ребро в графе до этого или добавлено на данном шаге. Это обстоятельство позволяет утверждать, что если все возможные редукции были выполнены, то и лес разбора содержит все деревья для всех корректных цепочек из аппроксимации.

Глава 3

Инструментальный пакет

В данной главе описан инструментальный пакет (Software Development Kit, SDK) **YC.SEL.SDK**, предназначенный для разработки различных решений по статическому анализу динамически формируемых выражений. Представлена архитектура разработанного SDK, а также архитектура надстройки **YC.SEL.SDK.ReSharper**, позволяющей создавать расширения для ReSharper, предоставляющие поддержку встроенных языков. Изложенный выше алгоритм синтаксического анализа реализован в рамках одной из компонент SDK. YC.SEL.SDK и YC.SEL.SDK.ReSharper являются **платформами** для разработки инструментов статического анализа динамически формируемого кода.

3.1 Архитектура

Практически любой язык программирования может использоваться как встроенный. Даже если рассматривать только SQL, то окажется, что у него множество различных диалектов, каждый из которых имеет свои особенности. Внешним языком также может быть любой язык программирования. Трудность заключается в том, что любое из сочетаний внешнего и встроенного языка может встретиться на практике, и задачи, которые необходимо для него решать, могут быть различными (поиск ошибок, подсчёт метрик, автоматизация трансформаций и т.д.). Реализовать универсальный инструмент, решающий все задачи для всех языков, не представляется возможным, и в связи с этим необходимо создать набор инструментов, упрощающий создание конечных решений для конкретных

языков и конкретных задач. В качестве примера можно рассмотреть инструментарии для разработки компиляторов, которые включают в себя генераторы лексических, синтаксических анализаторов и набор библиотек с вспомогательными функциями, и тем самым упрощают создание конкретного компилятора для выбранного языка и целевой платформы.

Создаваемый набор инструментов должен поддерживать весь процесс обработки кода со встроенными языками, который может выглядеть так, как представлено на рисунке 3.1. Можно выделить следующие основные шаги.

– Анализ основного кода, который выполняется сторонним инструментом. Результат этого шага — это дерево разбора с информацией, достаточной для выполнения дальнейших шагов.

– Построение аппроксимации множества возможных значений динамически формируемых выражений.

– Лексический анализ построенной на предыдущем шаге аппроксимации.

– Синтаксический анализ, результатом которого является лес разбора, пригодный для дальнейшей обработки.

– Обработка леса разбора, вычисление семантики.

На каждом шаге может быть получена информация, полезная для пользователя, такая как список ошибок, и её необходимо вернуть и отобразить соответствующим образом.

Существующие инструменты для работы со встроенными языками реализуют поддержку какого-то фиксированного набора языков. При этом поддержка нового языка, как правило, требует нетривиального ручного вмешательства во внутреннее устройство инструмента. Чтобы получить поддержку встроенного языка без изменений в исходном коде базового инструмента, необходимо предоставить механизм для простой реализации поддержки нового языка и интеграции его в систему.

Для того чтобы упростить процесс создания конечных инструментов, создан SDK, одной из компонент которого является генератор синтаксических анализаторов на основе предложенного алгоритма. Также в него входит генератор лекси-

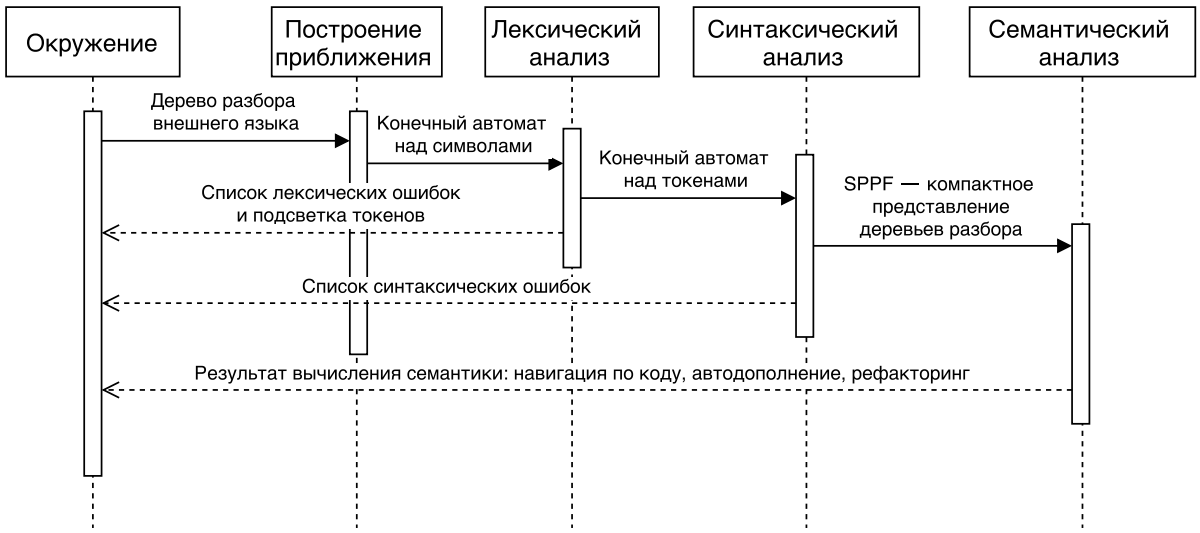


Рисунок 3.1: Диаграмма последовательности обработки встроенных языков

ческих анализаторов, библиотека построения регулярной аппроксимации, набор вспомогательных функций. Подробное описание компонент приведено далее.

Так как анализ внешнего языка является сложной самостоятельной задачей, то в рамках разработанного SDK делается предположение, что такой анализ производится внешними инструментами. Предполагается также, что на вход можно получить дерево разбора внешнего языка с информацией, достаточной для решения поставленных в данной работе задач.

3.1.1 Архитектура YS.SEL.SDK

Разработанный SDK включает компоненты, необходимые для реализации шагов, представленных на рисунке 3.1 и описанных ранее, за исключением анализа внешнего языка. Архитектура SDK изображена на рисунке 3.2 и включает в себя генераторы анализаторов и различные библиотеки времени исполнения.

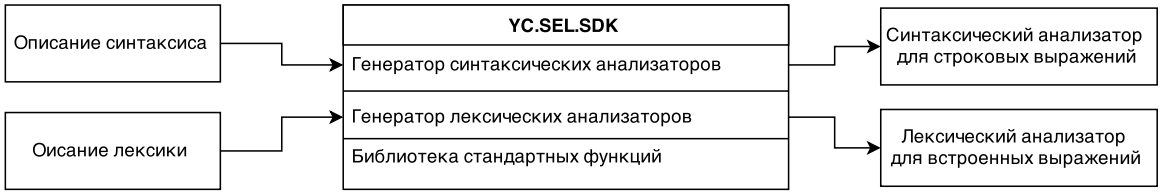


Рисунок 3.2: Архитектура SDK целиком

Так как анализ внешнего языка не входит в задачи разработанного SDK,то первый шаг, выполнение которого необходимо обеспечить, — это построение аппроксимации. В нашем случае строится регулярное приближение множества значений динамически формируемого выражения.

Построение регулярной аппроксимации основано на алгоритме, изложенном в работе [53], который позволяет строить приближение сверху для множества значений выражений. То есть L_R, задаваемый регулярным приближением, не меньше, чем L_1, задаваемый программой (выполняется включение $L_R \in L_1$). Это позволяет говорить о надёжности дальнейших анализов в том смысле, что они не теряют информации о L_1. Например, это важно при поиске ошибок. Если в L_R не обнаружено ошибок (то есть $L_R \in L_2$, где L_2 — эталонный), значит и в L_1 ошибок нет. При этом могут быть найдены ошибки в L_R, которых нет в L_1, то есть будут ложные срабатывания. Однако наличие ложных срабатываний лучше, чем пропущенные ошибки, и их количество может быть уменьшено путём повышения точности аппроксимации.

Для того чтобы сделать построение приближения независимым от внешнего языка, реализовано обобщённое представление графа потока управления (Control Flow Graph, CFG) [38], которое содержит всю необходимую для дальнейшей работы информацию. Таким образом, разработчику необходимо реализовать построение обобщённого представления CFG для конкретного внешнего языка. В результате компонента строит конечный автомат, являющийся приближением множества значений динамически формируемых выражений.

Компонента, отвечающая за **лексический анализ**, состоит из двух частей: **генератора лексических анализаторов**, который по описанию лексики обрабатываемого языка строит соответствующий конечный преобразователь, и **интерпретатора**, который производит анализ входной структуры данных на основе построенного генератором преобразователя. Архитектура компоненты представлена на рисунке 3.3. На вход принимается конечный автомат над символами, результатом работы является конечный автомат над алфавитом токенов анализируемого языка. Входной конечный автомат может быть построен с помощью компоненты **построения регулярной аппроксимации**. Основные структуры данных — конечный автомат и конечный преобразователь — и функции работы с ними описаны в соответствующей библиотеке.

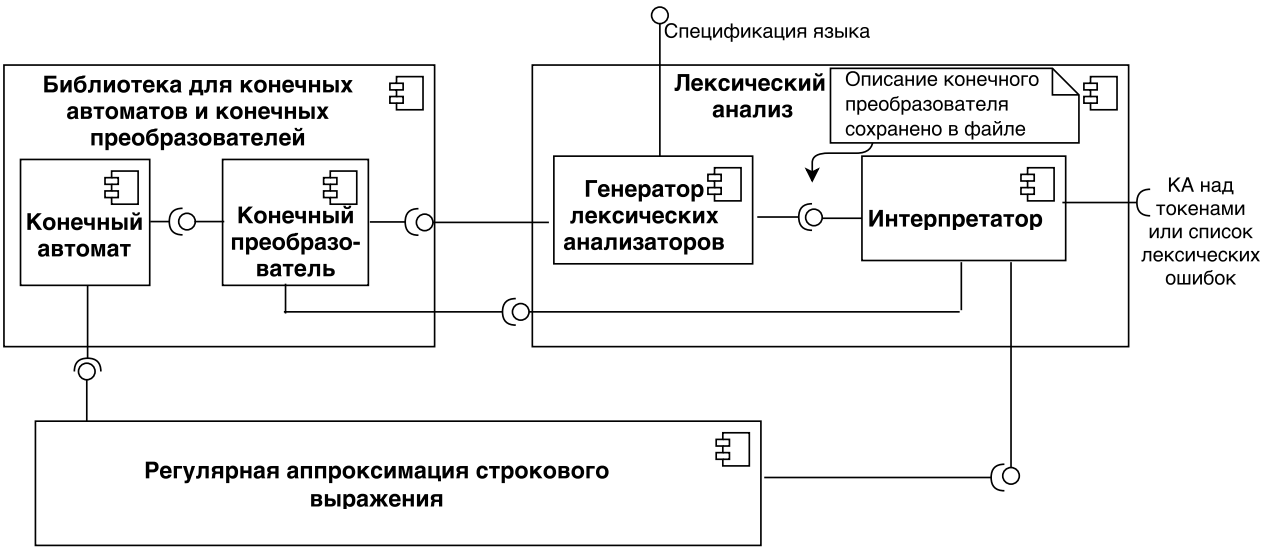


Рисунок 3.3: Архитектура лексического анализатора

Лексический анализатор реализован на основе инструмента FsLex, который является стандартным генератором лексических анализаторов для языка F#. При реализации был переиспользован язык описания лексики и некоторые структуры данных.

Реализованный генератор лексических анализаторов обладает следующими особенностями.

– Поддерживаются разрывные токены, то есть ситуации, когда одна лексическая единица формируется из нескольких строковых литералов.

– Сохраняется привязка лексических единиц к исходному коду: сохраняется информация о строковом литерале, из которого породился токен и координаты его внутри этой строки. Так как одна лексическая единица может формироваться из нескольких строковых литералов, то привязка сохраняется отдельно для каждой части.

– Поддерживается обработка входных конечных автоматов, содержащих циклы.

– Так как значение токена может формироваться с помощью цикла и, как следствие, быть бесконечным, то каждый токен содержит конечный автомат, порождающий все возможные значения для данного токена, а не

единственное значение, как это реализовано в классическом лексическом анализе.

Генератор синтаксических анализаторов, названный ARNGLR, реализован на основе алгоритма, описанного в разделе 2.2. Его архитектура представлена на рисунке 3.4.

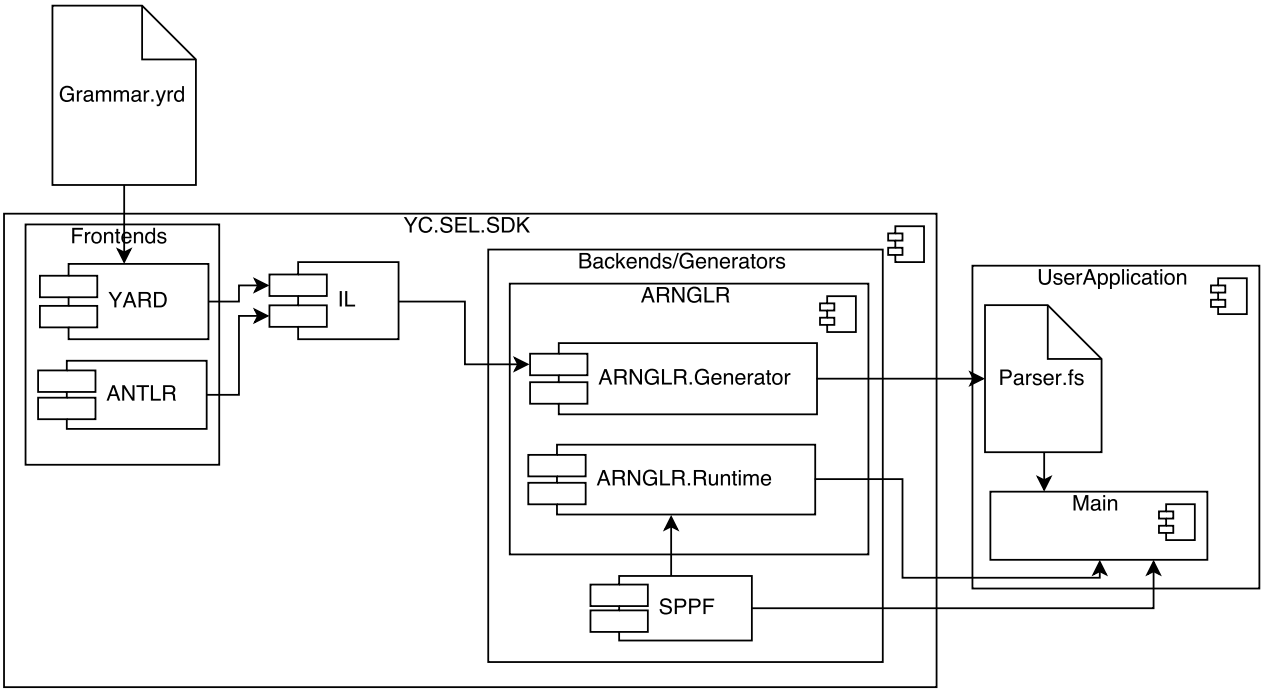


Рисунок 3.4: Архитектура синтаксического анализатора

Генератор реализован как один из модулей YC, а значит может принимать на вход внутреннее представление грамматики (IL), которое может быть получено с помощью различных фронтендов, однако в рамках YC.SEL.SDK основным фронтендом является YARD, так как он предоставляет наиболее развитые средства для описания грамматик. По грамматике обрабатываемого языка строятся управляющие таблицы анализатора. Построенные таблицы должны быть включены в разрабатываемое приложение. Интерпретатор, предназначенный для синтаксического разбора конечного автомата, полученный после лексического анализа, реализован в виде отдельной библиотеки, которая также должна быть подключена к разрабатываемому приложению. В результате работы интерпретатора будет получен SPPF, который может быть использован для дальнейшей обработки (например, подсчёта метрик). Для упрощения работы с SPPF реализован ряд вспомогательных функций.

3.1.2 Архитектура YC.SEL.SDK.ReSharper

ReSharper — это расширение к Microsoft Visual Studio IDE, предоставляющее широкий спектр дополнительной функциональности по анализу и рефакторингу кода. ReSharper поддерживает несколько языков, например C#, Visual Basic .NET, JavaScript, и этот список может быть расширен благодаря наличию свободно распространяемого ReSharper SDK, описание которого было представлено ранее в разделе 1.7.2. ReSharper.SDK позволяет получить деревья разбора для поддерживаемых языков, предоставляет набор готовых анализов и упрощает взаимодействие с Microsoft Visual Studio IDE и её компонентами. Более того, предоставляется возможность разработки собственных расширений для ReSharper на основе ReSharper.SDK.

Microsoft Visual Studio является достаточно распространённой средой разработки, но не поддерживает встроенные языки, поэтому было решено разработать ряд расширений к ReSharper с использованием разработанного инструментария, которые будут устранять данный недостаток. Стоит отметить, что не ставилось задачи поддержать все встроенные языки, так как встроенным может быть любой язык программирования. Также не было необходимости поддержать все внешние языки программирования. Необходимо на базе разработанного YC.SEL.SDK создать инфраструктуру, позволяющую реализовывать поддержку новых встроенных языков в Microsoft Visual Studio через расширения к ReSharper и реализовать несколько расширений, демонстрирующих возможности созданной инфраструктуры.

Так как необходимо поддерживать различные языки, то необходимо обеспечить расширяемость по новыми языками. Классический подход к решению такой задачи для интегрированных сред разработки заключается в том, что поддержка нового языка реализуется в виде независимой компоненты. Если пользователь хочет получить поддержку какого-либо языка в своей среде разработки, то он должен установить соответствующий пакет. При этом поддержка различных языков осуществляется независимо, однако часто выделяется общая функциональность, которая может быть оформлена в виде отдельного пакета.

Для предоставления описанных выше возможностей была реализована надстройка над YC.SEL.SDK, упрощающая создание расширений для ReSharper, названная **YC.SEL.SDK.ReSharper**. В неё включены компоненты, реали-

зующие функции, которые упрощающают взаимодействие YC.SEL.SDK и ReSharper.SDK. Назначени основных из них описаны ниже.

– **Общая точка расширения**, необходимая для подключения функциональности для различных встроенных языков, которая может быть реализована в различных расширениях, к ReSharper через общий интерфейс. Также общая точка расширения позволяет использовать общую функциональность, необходимую для работы со встроенными языками.

– **Отображение в IDE информации**, полученной в ходе анализа. Например, подсветка синтаксиса и ошибок. Вывод диагностических сообщений с информацией об ошибках.

– **Преобразование данных**, из формата, используемого в ReSharper.SDK, в формат для YC.SEL.SDK. Например, преобразование графа потока управления внешнего языка, построенного ReSharper.SDK, в формат, пригодный для построения регулярной аппроксимации средствами YC.SEL.SDK.

– **Управление работой анализаторов**, необходимое, с одной стороны, для обеспечения своевременной реакции на изменения в коде, совершённые пользователем, а с другой, для прекращения вычислений, результаты которых уже не актуальны. Управление построено на основе общего для ReSharper механизма, обеспечивающего асинхронную работу анализов. При этом вычисления могут быть прерваны, если, например, пользователь внёс в код изменения, делающие анализ или его результаты некорректными.

Как уже говорилось, встроенными могут быть различные языки и учесть заранее все их особенности не представляется возможным. Кроме того, даже при использовании одного встроенного языка могут использоваться различные способы выполнения сформированного запроса. Таким образом, необходимо предоставлять возможность настройки расширений конечным пользователем. Для этого в рамках YC.SEL.SDK.ReSharper была реализована возможность управления следующими основными параметрами расширений.

– Подсветка синтаксиса для каждого языка. Предоставлена возможность указать цвет для каждого типа токена.

– Указание парных элементов. Для каждого языка можно указать, какие лексические единицы считать парными: для каждой пары указывается “левый” (открывающая скобка) и “правый” (закрывающая скобка) элементы. При расположении курсора в тексте рядом с одним из элементов пары будут подсвечены соответствующие элементы. Пример подсветки парных элементов приведён на рисунке 5.9.

– **Точки интереса** или хотспоты (hotspot) — это места, в которых должно быть сформировано финальное выражение. Необходимо знать, какой хотспот какому языку соответствует. При этом нужно учитывать, что одному языку может соответствовать несколько хотспотов. Например, динамически сформированный SQL-запрос в программе на языке программирования C# может быть выполнен с помощью метода `ExecuteQuery` класса `DataContext` [1] или же текст запроса может быть передан как аргумент конструктора класса `SqlCommand` [2] с последующим выполнением с помощью метода `ExecuteReader`.

Настройка указанных выше параметров хранится в соответствующих конфигурационных файлах в формате XML, которые на данный момент редактируются вручную. Настройка подсветки синтаксиса и парных элементов совмещена в одном файле и для каждого языка создаётся отдельный такой файл. Конфигурационный файл с точками интереса является общим для всех языков и, соответственно, для всех установленных расширений для поддержки встроенных языков.

В листинге 10 приведён пример конфигурации подсветки синтаксиса и парных скобок для языка Calc. Для указания цвета используются имена, принятые в ReSharper (например `"CONSTANT_IDENTIFIER_ATTRIBUTE"`), что должно сделать настройку цветов более единообразной. В xml-тэге `Matched` содержится описание парных элементов. Каждая пара описывается в xml-тэге `Pair` и для одного языка может быть указано более одной такой пары.

[1] Документация метода **`ExecuteQuery`** (посещено 28.06.2015): https://msdn.microsoft.com/en-us/library/system.data.linq.datacontext.executequery(v=vs.110).aspx

[2] Документация класса **`SqlCommand`** (посещено 28.06.2015): https://msdn.microsoft.com/ru-ru/library/sebfsz50(v=vs.110).aspx

```
<?xml version="1.0" encoding="utf-8"?>
<SyntaxDefinition name="CalcHighlighting">
    <Colors>
        <Tokens color="CONSTANT_IDENTIFIER_ATTRIBUTE">
            <Token> DIV </Token>
            <Token> LBRACE </Token>
            <Token> MINUS </Token>
            <Token> MULT </Token>
            <Token> NUMBER </Token>
            <Token> PLUS </Token>
            <Token> POW </Token>
            <Token> RBRACE </Token>
        </Tokens>
    </Colors>
<!-- Dynamic highlighting: -->
    <Matched>
        <Pair>
            <Left> LBRACE </Left>
            <Right> RBRACE </Right>
        </Pair>
<!-- You can specify more then one pair:
        <Pair>
            <Left> LEFT_SQUARE_BRACKET </Left>
            <Right> RIGHT_SQUARE_BRACKET </Right>
        </Pair>
        <Pair>
            <Left> LEFT_FIGURE_BRACKET </Left>
            <Right> LEFT_FIGURE_BRACKET </Right>
        </Pair>
-->
    </Matched>
</SyntaxDefinition>
```

Listing 10: Пример конфигурационного файла для настройки подсветки синтаксиса

Листинг 11 содержит пример описания точек интереса. Для каждой точки интереса должна быть указана следующая информация.

– Какому встроенному языку соответствует точка. Тэг `Language`.

– Полное имя метода, являющегося точкой интереса. Тэг `Method`.

– Порядковый номер аргумента данного метода, являющегося выражением на встроенном языке. Нумерация начинается с нуля. Тэг `ArgumentPosition`.

– Возвращаемый тип метода. Тэг `ReturnType`.

```
<?xml version="1.0" encoding="utf-8"?>
<!-- comment about body -->
<Body>
    <!-- comment about hotspot -->
  <Hotspot>
      <!-- comment about tsql -->
      <Language> TSQL </Language>
      <!-- comment about fullName -->
      <Method>Program.ExecuteImmediate</Method>
      <!-- zero-based -->
      <ArgumentPosition> 0 </ArgumentPosition>
      <!-- comment about return type -->
      <ReturnType> void </ReturnType>
  </Hotspot>
  <Hotspot>
      <Language> Calc </Language>
      <Method>Program.Eval</Method>
      <ArgumentPosition> 0 </ArgumentPosition>
      <ReturnType> int </ReturnType>
  </Hotspot>
</Body>
```

Listing 11: Пример конфигурационного файла для настройки точек интереса

3.2 Области применения YC.SEL.SDK

Разработанный SDK предназначен для создания инструментов статического анализа динамически формируемых строковых выражений. Решения, созданные с его помощью, могут применяться для работы с проектами, активно использую-

щими динамически формируемые строковые выражения. Необходимость работать с такими проектами может возникнуть, например, в следующих областях.

– Реинжиниринг программного обеспечения.

– Поддержка встроенных языков в средах разработки.

– Оценка качества и сложности кода.

Общим для всех этих областей является то, что для решения многих задач необходимо структурное представление динамически формируемого кода. При этом анализируемые языки могут быть различными и процесс их анализа часто тесно связан с анализом внешнего языка.

Отметим, что встроенные языки используются всё менее активно в молодых проектах и системах. На смену им приходят более надёжные способы композиции языков и метапрограммирования. Например LINQ или ORM-технологии. Однако это не всегда так. Использование строковых выражений для взаимодействия с базами данных и генерации WEB-страниц в приложениях на PHP всё ещё широко распространено [5]. Это необходимо учитывать при поддержке встроенных языков в средах разработки. Для каких-то языков на первый план выходят возможности по изучению и модификации уже созданного кода, а для каких-то — возможность быстро и удобно создавать новый код. Во втором случае могут возникнуть дополнительные требования к скорости работы инструмента, так как подразумевается выполнение некоторых операций “на лету”, что может послужить ограничением на использование SDK, так как многие механизмы, реализованные в нём, не предусматривают возможности уменьшения точности в пользу увеличения быстродействия. Оценка качества и сложности кода часто может выполняться в рамках комплекса задач по реинжинирингу системы, однако может быть и самостоятельной задачей, например, при оценке сложности работ по поддержке и сопровождению информационной системы.

3.3 Способы применения YC.SEL.SDK

Детали применения SDK могут варьироваться в зависимости от решаемых задач и контекста использования. Например, механизм построения регуляр-

ной аппроксимации может быть реализован независимо в рамках внешнего инструмента. Однако основной сценарий использования аналогичен использованию инструментариев для разработки компиляторов. Последовательность шагов, представленная ниже, может быть изменена в зависимости от особенностей задачи.

– Создание грамматики обрабатываемого языка. Грамматика может быть создана на основе документации соответствующего языка или переиспользована готовая, что оправданно, например, при создании анализатора для динамического SQL, когда внешний и встроенный языки совпадают.

– Генерация синтаксического анализатора по созданной грамматике. Для этого используется генератор синтаксических анализаторов, присутствующий в SDK. Результатом работы генератора является файл с исходным кодом на языке программирования F#, который должен быть включён в разрабатываемый код. Файл содержит описание типов для лексических единиц, управляющие таблицы анализатора и функцию, которая по конечному автомату над алфавитом токенов анализируемого языка построит SPPF, содержащий деревья вывода всех корректных цепочек.

– Создание лексической спецификации обрабатываемого языка. Спецификация может быть извлечена из документации или заимствована из других проектов. При обработке динамически формируемого SQL возможно переиспользовать спецификацию, созданную для основного языка, которым также является SQL. При этом необходимо обратить внимание на то, что типы лексических единиц определяются на основе созданного на предыдущих шагах синтаксического анализатора.

– Генерация лексера по созданной спецификации. Для этого применяется генератор лексических анализаторов, входящий в состав SDK. В результате его применения получается файл с исходным кодом на языке F#, который должен быть подключён к разрабатываемому решению.

– Реализация механизма построения регулярной аппроксимации, результатом которого является функция, строящая конечный автомат над алфавитом символов. Данный механизм может быть реализован либо на основе

предоставляемого в рамках SDK, либо независимо. В первом случае от разработчика требуется построить обобщённый CFG для внешнего языка. Во втором случае необходимо только гарантировать правильность возвращаемого конечного автомата. Второй подход может быть использован, например, при наличии реализованного механизма протягивания констант для внешнего языка. Это позволит создать возможно менее точное, но, скорее всего, более быстрое построение аппроксимации. Такой подход применим при автоматизированном реинжиниринге, когда ручная доработка кода является обязательным шагом и абсолютная точность автоматической обработки не требуется. Ещё одна возможная область применения второго подхода — это поддержка встроенных языков в средах разработки. Здесь также часто не требуется высокая точность для подсказок пользователю, однако производительность крайне важна. Поэтому иногда приходится жертвовать точностью анализа для достижения нужной скорости работы.

– Реализация работы с SPPF. Синтаксический анализатор возвращает SPPF — конечное представление леса разбора всех корректных цепочек из аппроксимации. Дальнейшая работа с ним может строиться по двум основным сценариям.

  – Непосредственная обработка SPPF. В этом случае все вычисления происходят над SPPF без извлечения отдельных деревьев. Это позволит ускорить обработку результатов разбора, так как количество деревьев может быть бесконечным, а SPPF является конечной структурой данных. Однако существует несколько проблем, связанных с таким подходом. Во-первых, требуется создание новых процедур обработки, так как классические, как правило, ориентированы на работу с деревьями. Во-вторых, могут возникнуть трудности при выполнении некоторых анализов, вызванные тем, что в SPPF хранятся “бесконечные” деревья. Например, необходимо вычислить максимальную глубину вложенности конструкции `if`, являющуюся одной из стандартных метрик сложности кода. SPPF может содержать циклы и может оказаться так, что конструкция `if` встречается в цикле таким образом, что потенциальная глубина вложенности может быть бесконеч-

ной. Такая ситуация не является стандартной при обработке деревьев разбора и её надо отслеживать отдельно.

– Извлечение отдельных деревьев из SPPF и их обработка. Данный подход может оказаться удобным, если уже существуют процедуры обработки синтаксических деревьев для языка, который оказался встроенным. Это помогает избежать затрат на создание новой функциональности. Такое может произойти при работе с динамическим SQL. В этом случае для работы с деревом разбора внешнего языка и деревьями, извлечёнными из SPPF, можно использовать одни и те же процедуры, так как языки идентичны.

  Недостатком данного подхода является то, что конечность числа деревьев не гарантирована. Это значит, что не удастся обработать все деревья. Стоит отметить, что даже в случае конечности числа деревьев, перебор и обработка всех деревьев разбора может потребовать значительных ресурсов.

– Реализация механизмов сбора, обработки и отображения информации, такой как сообщения об ошибках или любой другой, полученной в процессе анализа. Необходимо для предоставления пользователю информации, ожидаемой в рамках решаемой задачи.

На рисунке 3.5 изображён один из возможных сценариев использования SDK. Особенностью является цикличность процесса, характерная, например для реинжиниринга программного обеспечения.

Встраивание анализа строковых выражений в последовательность обработки кода всей системы зависит от решаемых задач. Первыми шагами идут действия, необходимые для того, чтобы получить входные данные для анализа. Для этого необходимо провести лексический и синтаксический анализ внешнего языка, построить граф потока управления. После этого возможно построение аппроксимации и дальнейший анализ встроенных языков. Параллельно с этим может проводиться дальнейшая обработка внешнего языка. Степень параллельности зависит от независимости решаемых задач. Например, некоторые метрики сложности для основного кода и для динамически формируемого можно считать независимо и выводить отдельно. С другой стороны, может возникнуть необходимость

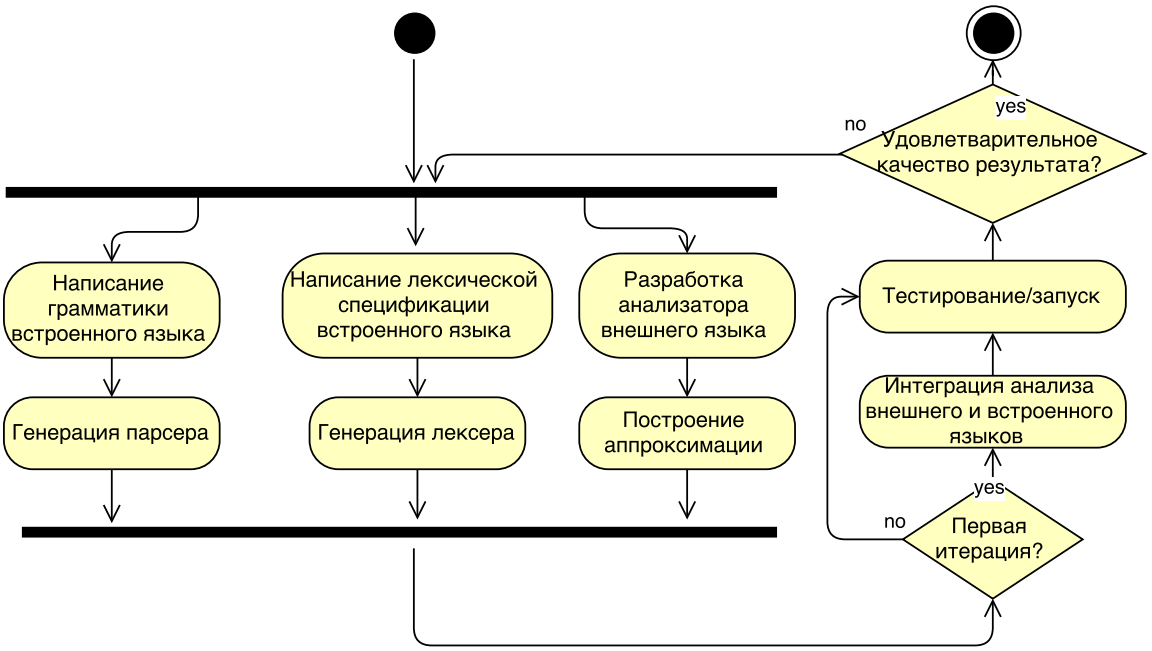


Рисунок 3.5: Один из возможных вариантов использования SDK в проектах по реинжинирингу

вычислить некую комплексную метрику, учитывающую параметры и внешнего и динамически формируемого кода, что приведёт к необходимости синхронизации.

3.4 Особенности реализации

Разработка инструментального пакета с описанной выше архитектурой и плагинов для ReSharper велась в рамках исследовательского проекта YaccConstructor (YC), описанного в разделе 1.7.1. Разработка велась на платформе .NET и основной язык реализации — F# [50]. Весь исходный код опубликован на GitHub: https://github.com/YaccConstructor. Большинство компонент опубликовано под “открытой” лицензией Apache License Version 2.0 [3].

За основу алгоритма синтаксического анализа динамически формируемых выражений был взят реализованный в YC алгоритм синтаксического анализа RNGLR. Генератор управляющих таблиц был использован практически без модификаций, а интерпретатор был реализован отдельный. Кроме этого, общими

[3]Одна из так называемых “открытых” лицензий. Сайт с текстом лицензии и сопроводительными материалами (посещено 28.06.2015): http://www.apache.org/licenses/LICENSE-2.0

являются некоторые структуры данных и вспомогательные функции, такие как представление леса разбора и его печать в формате DOT [4], представление GSS.

Лексичекий анализ реализован на основе инструмента FsLex, который потребовал значительных доработок для того, чтобы обеспечить обработку конечного автомата, а не линейного входа. Все остальные компоненты, необходимые для статического анализа динамически формируемых выражений, такие как построение аппроксимации, вспомогательные функции для упрощения построения целевых инструментов были реализованы “с нуля” в рамках проекта YC.

Бинарные пакеты, содержащие основную функциональность, опубликованы в сети интернет на NuGet [5].

[4]DOT — текстовый язык описания графов. Описание языка (посещено 28.06.2015): http://www.graphviz.org/doc/info/lang.html

[5]NuGet — менеджер пакетов для платформы .NET и одноимённый ресурс для их публикации. Позволяет публиковать и устанавливать пакеты, автоматически отслеживать зависимости между ними. Домашняя страница: https://www.nuget.org/

Глава 4

Метод реинжиниринга информационных систем, использующих дмнамически формируемые выражения

В данной главе изложен метод проведения реинжинирига информационных систем, использующих строковые встроенные языки (string-embedded languages [9]). Рассмотрены основные типы задач, решаемых при реинжиниринге, указаны особенности обработки встроенных языков при их решении. Основной акцент сделан на обработку динамически формируемого SQL-кода, однако изложенный метод может быть адаптирован к обработке систем, использующих другие встроенные языки.

4.1 Особенности

Реинжиниринг информационных систем как правило является комплексным мероприятием, которое может в ключать в себя различные шаги, такие как анализ кода и его изучение, его рефактоинг, трансформацию, перенос на другие программно-аппаратные платформы [1]. При этом часто проводится комплексный анализ многокомпонентной системы целиком, что приводит к необходи-

мости уитывать различные особенности системы и работать с разнородными артефактами: документацией, исходным кодом, конфигурационными скриптами, скриптами баз данных и т.д. Всвязи с высокой сложностью такого анализа, ренжиниринг, как правило, является автоматизированным, а не полностью автоматическим процесс, что означает возможность (и необходимость) активного участия человека. Это позволяет использовать инструменты, которые не приводят сразу к получению конечнго результата, однако минимизируют ресурсы, необходимые для решения задачи. Например, может оказаться, что в системе присутствуют файлы особого формата и для их автоматической обработки потребуется создание уникального инструмента, что потребует значительных ресурсов. Однако объём этих файлов мал и их ручной анализ прост. В ситуации, когда затраты на создание инструмента значительно выше затрат на ручной анализ с тем же качеством результата, часто оказывается выгоднее отказаться от создания инструмента.

С одной стороны, динамически формируемый код может содержать важную информацию о системе. Например, в динамически формируемых SQL-запросах могут содержаться сведения о схеме данных и особенностями работы с базой данных, не извлекаемые из внешнего кода. С другой стороны, при активном использовании динамически формируемый код является сущьностью, требующей отдельного внимания при обработке системы и, следовательно, должен быть учтён, например, при оценки сложности системы, часто проводимой на начальных этапах при определении сроков и стоимости работ.

Системы используют строковые встроенные языки с разной интенсивностью и разными способами. В зависимости от характера использования встроенных языков меняются требования к автоматизации их обработки: необходима ли инструментальная поддержка или ручная обработка потребует меньше ресурсов, чем создание или освоение инструмента, какими именно инструментами пользоваться в тех или иных случаях.

Метода не обнаружено. Надо предложить свой.

4.2 Метод

Как было сказано ранее, встроенным языком может оказаться любой язык, однако на практике достаточно широко распространено использование днамически формируемого SQL-кода и генерация HTML-страниц. Использование динамически формируемого кода на других языках встречается реже. По этим причинам далее описан метод реинжиниринга систем, использующих встроенный SQL, однако он может быть адаптирован и к обработке систем, использующих другие встроенные языки. Схема метода представлена на рисунке **??**, а детальное описание шагов приведено далее.

Не очень большая картинка.

1. **Анализ целей и задач.**

   Проанализировать цели и задачи. От того, какие задачи необходимо решать, напрямую зависит выбор средств и инструментов. Основные классы задач затрагивающих динамически формируемый код, которые можно выделить на данном этапе, приведены ниже.

   - Оценка качества кода и его сложности, что часто сводится к подсчёту некоторых формальных метрик кода [31,33]. Необходимо определить, требуется ли построение структурного представления кода для вычисления требуемых метрик с необходимой точностью.
   - Анализ надёжности системы, поиск различного рода уязвимостей и ошибок. Требуется изучение типов ошибок, которые предполагается обнаруживать: обнаружене некоторых типов ошибок требуют построения структурного представления кода (семантические ошибки), вто время, как для других это не требуется (лексические, синтаксические ошибки).
   - Извлечение или восстановлени утраченных знаний о системе и её изучение.
   - Трансформация исходной системы: рефакторинг, перенос на новые программно-аппаратные системы.

При этом необходимо проанализировать конечные цели реинжиниринга. Особенно важен данный шаг при необходимости решать задачи трансформации динамически формируемого кода. Например, если целью является как можно более быстрое получение работающей системы, дальнейшее развитие которой не планируется, то можно пожертвовать качаством кода результирующей системы, что может существенно упростить её обработку. Однако, если после выполнения трансформаций планируется активная разработка или поддержка полученной системы, то необходимо получить результирующий код как можно более привычный для разработчиков системы. Это упростит дальнейшую работу с ним, позволит уменьшить затраты на обучение крманды, поиск новых специалистов.

Например, при трансляции хранимого SQL-кода, активно использующего динамический SQL, с одного языка на другой, важно сохранить однородность. Особенно если планируется дальнейшее развитие системы. Это обусловлено тем, что различные диалекты SQL содержат большое количество особенностей и разработчики на SQL часто оказываются специалистами достаточно узкого профиля. Таким образом, наличие двух различных диалектов в место одного, может усложнить набор команды. Более того, в процессе разработки необходимость переключаться между несколькими диалектами так же может вызвать трудности.

Таким образом, необходимо ответить на следующий вопрос: планируется ли активное изменение системы после её реинжиниринга, если он включает трансформации.

2. **Первичный анализ проекта.** На данном этапе необходимо проанализировать исходный код системы и выяснить характеристики встроенного текстового кода. Для этого, как правило, можно использовать стандартные средства анализа программного кода. Однако, скорее всего они будут требовь модификации, по этому необходимо иметь доступ к исходному коду. Необходимо оценить следующие характеристики.

   – Клоичество точек выполнения встроенного кода. Как правило, за выполнение выражений на встроенном языке отвечают характрные язы-

ковые конструкции, например `EXECUTE`[1] в языке T-SQL. следовательно, необходимо оценить количество таких конструкций. Для грубой оценки можно использовать простой текстовый поиск (если такой поиск говорит о полном отсутствии конструкций, то дальнейший анализ можно не проводить). Для более точной оценки необходимо использовать структурное представление кода, чтобы, например, не учитывать код, находящийся в комментариях. Получить структурное представление и доступ к нему можно с помощью библиотек синтаксического анализа соответствующего языка.

– Сложность формирования строковых выражений. Прежде всего необходимо определить наличие динамически формируемого кода и оценить сложность его формирования, так как в случае использования только константных строковых литеалов не потребуется специальных инструментов для анализа встроенного кода.

  Для данной оценки можно использовать протягивания констант. Его необходимо модифицировать таким образом, чтобы он отдельно обрабатывал выражения, отвечающие за формирование кода, и собирал о них следующую информацию о процессе формрования кода как для каждой точки выполнения, так и для всей системы вцелом.

  – Количество конкатенаций.
  – Количество операторов ветвления: `if-then-else`, `switch-case` и т.д.
  – Количество строковых функций: `replace`, `substring` и т.д.
  – Количество циклов, как “явных” (`while`, `for`), так и организованных с помощью рекурсии.
  – Количество переменных, значение для которых нельзя полностью вычислить статически (например, они получают значение из пользовательского входа).
  – Факт формирования кода в телах более чем одного метода/процедуры. Необходимость межпроцедурного анализа.

[1] https://msdn.microsoft.com/en-us/library/ms188332.aspx

3. **Роль динамически формируемого кода в системе.** На данном шаге необходимо определить, какую роль в функционировании системы играют динамически формируемые запросы. Возможны следующие существенно различные ситуации.

   – Использование динамически формируемого кода является один из основных элементов дизайна системы. Данная ситуация, как правило, выделяется большим количеством точек исполнения и наличием сложно формируемого кода. Важно определить, каие именно компонениты системы построены таким образом, так как использование встроенных языков может быть весьма неоднородным. Средние значения по всей системе могут быть не велики, при этом ряд ключевых компонент построены с активным использованием динамически формируемого кода, а в остальных он отсутствует. При этом может оказаться, что ключевые компоненты являются ещё и самыми критическими по производительности участками системы.

   – Динамически формируемый код используется как вспомогательное средство. Чаще всего явным признаком такой ситуации является его малое количество или полное отсутствие. Однако, это не всегда так. Возможна ситуация, когда динамически формируемых код достаточно активно используется для реализации служебной и вспомогательной функциональности. Тот факт, что данная функциональность не является основной для системы, может позволить обращать меньше внимания, например, на производительность результатов трансформации соответствующего кода.

4. **Возможности доступа к исходной системе в реальных условиях.** Возможность изучения системы в реальных условиях может дать большое количество полезной информации, которую трудно или дажен невозможно получить другими способами, так как даже тесты часто не воспроизводят реальное функционирование системы. Однако он часто оказывается невозможным или крайне затруднённым, что вызывается, с одной стороны вопросами безопасности, с другой стороны надёжностью, так как гаран-

тировать, что внесённые изменения не отразятся на работоспособности системы часто затруднительно.

- Есть ли доступ к системе, работающей в реальных условиях? Чтение определённых журнальных файлов, перехват сообщений на каком-либо уровне, доступ к реальной базе данных.
- Возможен ли запуск модифицированной системы в реальных условиях? Если мы можем запустить модифицированную систему, то важно убедиться, что будет возможность получить обратно собранную информацию.
- Модификации какого рода разрешены? Что можно собирать, а что нельзя.

5. **Анализ требований к производительности и потреблению ресурсов.** Необходимо определить, можем ли мы позволить себе дополнительные накладные расходы. Ответ на данный вопрос особенно важен при выборе между статическим и динамическим подходом к трансляции динамически формируемого кода. Выполнение динамически формируемых SQL-запросов само по себе требует дополнительных ресурсов. Если на предыдущих шагах было выяснено, что динамически формируемый код активно используется в критическом по произволительности месте, а вычислительные ресурсы ограничены, то применение динамичекого подхода, требующего дополнительных вычислений во время выполнения, может существенно ухудшить быстродействие системы.

6. **Анализ особенностей конкретного вншнего и встроенного языков.** Многие задачи требуют комплексной обработки внешнего и встроенного кода. Например, при статическом поиске ошибок, включающем ошибки использования типов переменных, необходимо проводить анализ, проверяющий, что тип переменной во внешнем коде соответствует типу, возвращаемому запросом. Пример несовпадения типов приведён в листинге 12: : переменная `result` имеет тип `List<string>`, однако запрос возвращает коллекцию двухэлементных кортежей.

```
public List<string> NewReport
  (int prodId = 0, int status = 0, int nType = 0)
{
    int nProdIdL = prodId;

    string sMagicKey = "[" + prodId.ToString() + "]";

    string tbl = status == 0 ? "InOrders " : "OutOrders ";

    while (nProdIdL > 0)
    {
        sMagicKey = "[" + sMagicKey + "]";
        nProdIdL = nProdIdL - 1;
    }

    string sExec =
        "SELECT sOrderDescription, " + sMagicKey
        + " FROM ts." + tbl;

    List<string> result = db.Execute(sExec);
    return result;
}
```

Listing 12: Пример кода метода на языке программирования C#, в котором ожидаемый и реальный тип результата запроса не совпадают: переменная `result` имеет тип `List<string>`, однако запрос возвращает коллекцию двухэлементных кортежей

Наличие некоторых связей внешнего и встроенного кода делает невозможным полностью динамический подход, так как без статического анализа не будет получена информация, необходимая для корректного преобразования внешнего кода. Примером такой ситуации может служить трансформация кода хранимой процедуры с динамическими запросами, формирующими запрос `SELECT` из T-SQL в PL-SQL. При этом результат данного запроса должен быть результатом процедуры. В T-SQL вне зависимости от типа сформированного запроса его выполнение производится с помощью команды `EXECUTE` и результат выполнения автоматически возвращается в качестве результата процедуры, а в PL-SQL для того, чтобы получить результат выполнения запроса и вернуть его наружу из процедуры необходимо использовать конструкцию `EXECUTE IMMEDIATE ... INTO out_var` [2], при этом `out_var`

[2] http://docs.oracle.com/cd/B12037_01/appdev.101/b10807/13_elems017.htm

должна быть объявлена аргументом процедуры с модификатором `OUT` [3]. То есть в данном случае без статического анализа динамически формируемого кода невозможно корректно преобразовать внешний код.

Отдельно нужно проверить наличие конструкций, которые заведомо усложняют автоматическую обработку системы. Примером такой конструкции может служить `MERGE`[4] в PL-SQL, проекция которого в другие языки может потребовать существенных усилий.

7. **Выбор подхода.** Основной вопрос, который необходимо решить на данном шаге — это граница статического и динамического подхода. На предыдущих шагах могли быть выявлены особенности, накладывающие ограничения на выбор. Может оказаться, что необходим не чистый статический [20] или динамический [54] подходы, а их смесь. Такая ситуация возникает когда решение задачи статически крайне затруднено или невозможно, но динамический подход требует неприемлимых накладных расходов. Может быть и смешанный подход. Примером может послужить обработка конструкции `MERGE`, статическая прокекция которой сложна, в случае активного использования соответствующего кода. В данном случае на этапе статического анализа вычисляется вся информация, необходимая для трансформаций во время выполнения, которая может быть вычислена, и сохраняется, например, в специальных переменных. Далее, во время выполнения происходит окончательная трансформация кода в нужный вид и наличие заранее вычисленной информации сокращает накладные расходы.

8. **Принятие решения.** Результатом проделаного анализа должно стать решение о том, какими именно средствами проводить анализ встроенного кода. С одной стороны, необходимо выбрать инструмен. Обзор некоторых из них приведён в разделе **??** данной работы. Приведём примеры ситуаций, в которых можно использовать некоторые из них.

   – Статический поиск синтаксических ошибок может быть автоматически проведён с помощью таких инструментов как JSA [41] или PHPSA [42] для сложно формируемых выражений. Для детальной

[3] http://docs.oracle.com/cd/A97630_01/appdev.920/a96624/08_subs.htm#752
[4] http://docs.oracle.com/cd/B10500_01/appdev.920/a96624/13_elems30.htm

диагностики может потребоваться применение инструментов типа Alvor [11].

– Статическая трансформация встроенного кода, каждое выражение которого полностью содержится в константном литерале, может быть автоматически осуществлена SQL Ways [15].

– Статическая трансформация встроенного кода со сложной логикой формирования может быть автоматизирована с помощью инструментов, разработанных на основе платформы, аналогичной представленной в данной работе.

С другой стороны необходимо провести границы автоматизации прооцесса. Провести чёткое разделение крайне сложно, так как возможны различные ситуации в диопазоне от наличия готового инструмента, решающего необходимые задачи и специалистов, умеющих с ним работать, до отсутствия инструмента и специалистов, способных его создать. В такой ситуации характеристики системы, оцененные на предыдущих шагах, не являются решающим фактором в принятии решения о ручной обработке или автомитизации и её границах, однако являются необходимым условием для принятия правильного решения.

Изложенный метод позволяет что-то там сделать и может быть адаптирован как к системам, использующим к другие встроенные языки, так и к системам с несколькими встроенными языками, так как их обработка может проводиться независимо.

Глава 5

Эксперименты, ограничения, обсуждение

В рамках экспериментального исследования и апробации проводилось, в основном, изучение предложенного в данной работе алгоритма синтаксического анализа, архитектуры реализованного инструментария и предложенного метода, так как это является основными результатами данной работы. Так как многие свойства алгоритма либо формально доказаны в рамках работы, либо непосредственно следуют из доказанных свойств и описания (например, завершаемость и корректность на определённых классах входных данных), то интерес при экспериментальном исследовании представляет сравнение с инструментами, реализующими аналогичный алгоритм и оценка производительности.

5.1 Экспериментальная оценка алгоритма

Алгоритм синтаксического анализа динамически формируемых выражений, описанный выше, был протестирован на нескольких сериях синтетических тестов, цель которых — убедиться в приемлемой производительности алгоритма на практически значимых входных данных. Анализ промышленного проекта по миграции базы данных с MS-SQL Server 2005 на Oracle 11gR2 показал, что запросы часто формируются конкатенацией фрагментов, каждый из которых формируется с помощью ветвлений или циклов. Ниже приведена эталонная грамматика G_t, использованная в этих тестах.

$$
\begin{aligned}
start\_rule &::= s \\
s &::= s \texttt{ PLUS n} \\
n &::= \texttt{ONE | TWO | THREE | FOUR |} \\
&\quad\ \texttt{FIVE | SIX | SEVEN}
\end{aligned}
$$

Входные данные представляли собой конечные автоматы над алфавитом терминальных символов грамматики G_t, построенные с помощью конкатенации базовых блоков. Предполагается, что такие графы могут быть получены в результате построения регулярной аппроксимации по некоторой программе и выполнения её лексического анализа. В данном случае базовый блок — это шаблонный конечный автомат, который используется для построения тестовых конечных автоматов. Каждая серия тестов характеризовалась тремя параметрами:

- $height$ — количество ветвлений в базовом блоке;
- $length$ — максимальное количество повторений базовых блоков;
- $isCycle$ — наличие в базовом блоке циклов (если ложь, то используются базовые блоки, изображённые на рисунке 5.1, если истина — то изображённые на рисунке 5.2).

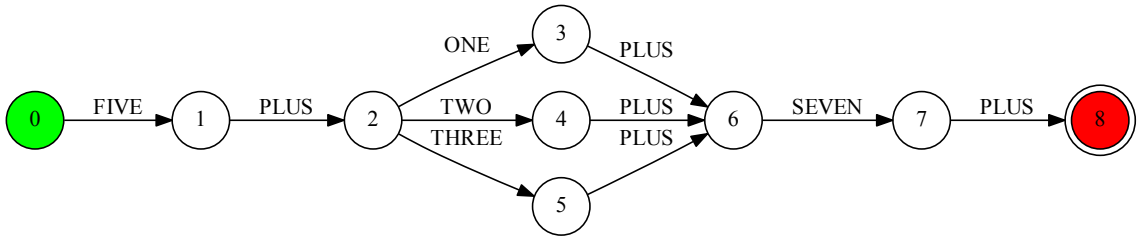


Рисунок 5.1: Базовый блок без циклов при $height = 3$

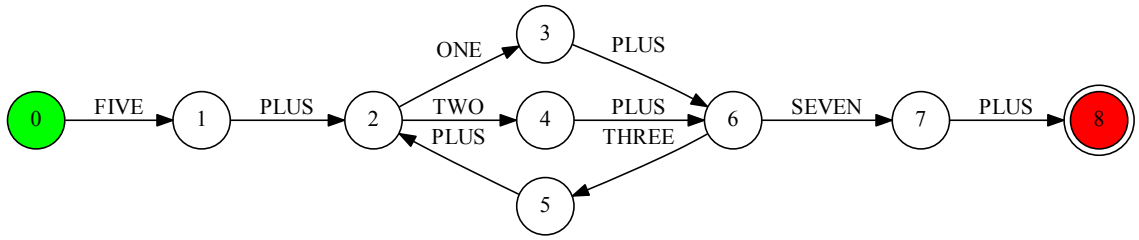


Рисунок 5.2: Базовый блок, содержащий цикл, при $height = 3$

Замеры проводились на вычислительной станции со следующими характеристиками.

– Операционная система: Microsoft Windows 8.1 Pro

– Тип системы: x64-based PC

– Процессор: Intel(R) Core(TM) i7-4790 CPU @ 3.60GHz, 3601 Mhz, 4 Core(s), 8 Logical Processor(s)

– Объём оперативной памяти: 16.0 GB

Чтобы выявить зависимость времени от размера входных данных, тесты проводились сериями. Каждая серия объединяет набор из 500 тестов, каждый из которых содержит одинаковое количество ветвлений в базовом блоке. При этом количество повторений блока совпадает с порядковым номером теста, то есть $length = i$ для i-того теста. Для каждого теста измерялось время, затраченное на синтаксический анализ. Измерения проводились 10 раз, после чего усреднялись. График, представленный на рисунке 5.3, иллюстрирует зависимость времени, затрачиваемого на синтаксический анализ, от количества повторения базового блока и количества ветвлений в каждом из них. Можно заметить, что время, затрачиваемое на анализ, растёт линейно, в зависимости от размера входного графа. График на рисунке 5.4 показывает, что наличие циклов в графе, при одинаковом значении параметра $height$, увеличивает продолжительность анализа, при этом зависимость времени от размера графа остаётся линейной.

5.2 Апробация в промышленном проекте по реинжинирингу

Реализованный инструментарий был апробирован в рамках промышленного проекта по миграции базы данных с MS-SQL Server 2005 на Oracle 11gR2, что позволило апробировать как предложенную архитектуру, так и протестировать некоторые части инструментария на реальных данных.

Обрабатываемая система состояла из 850 хранимых процедур и содержала около 2,6 миллионов строк кода. В ней присутствовало 2430 точек выполнения динамических запросов, из которых больше 75% могли принимать более одного значения и при их формировании использовалось от 7 до 212 операторов.

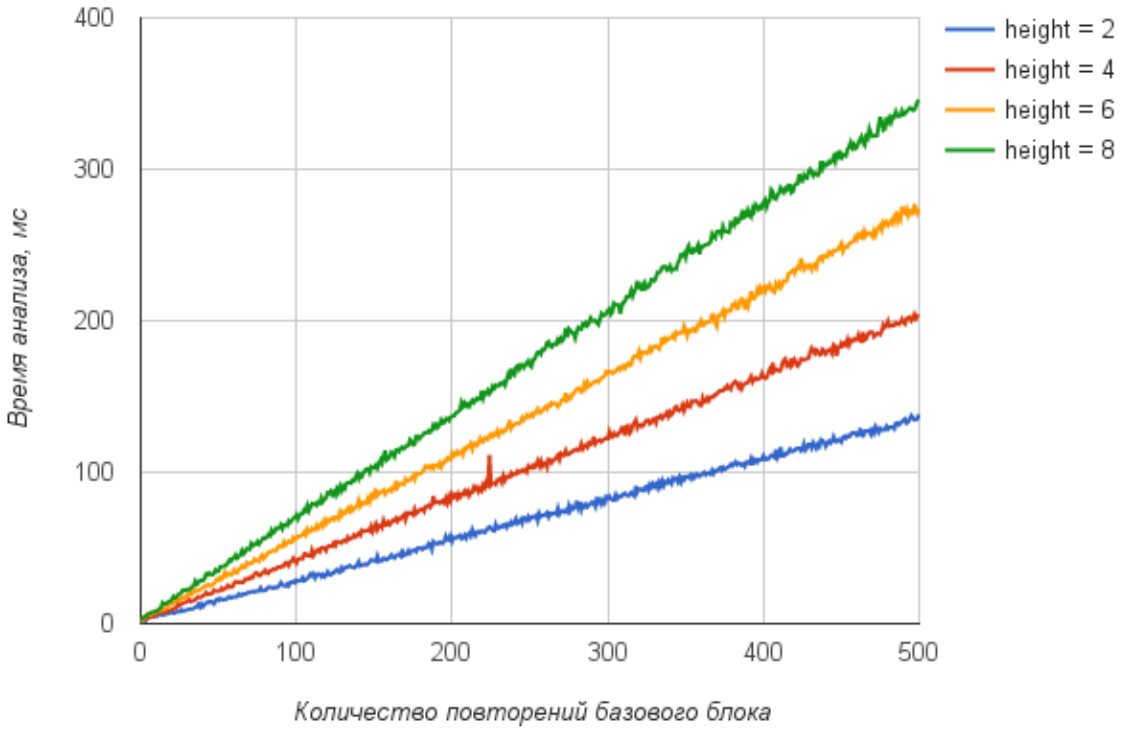


Рисунок 5.3: Зависимость времени работы алгоритма от размера входного графа при $isCycle = false$

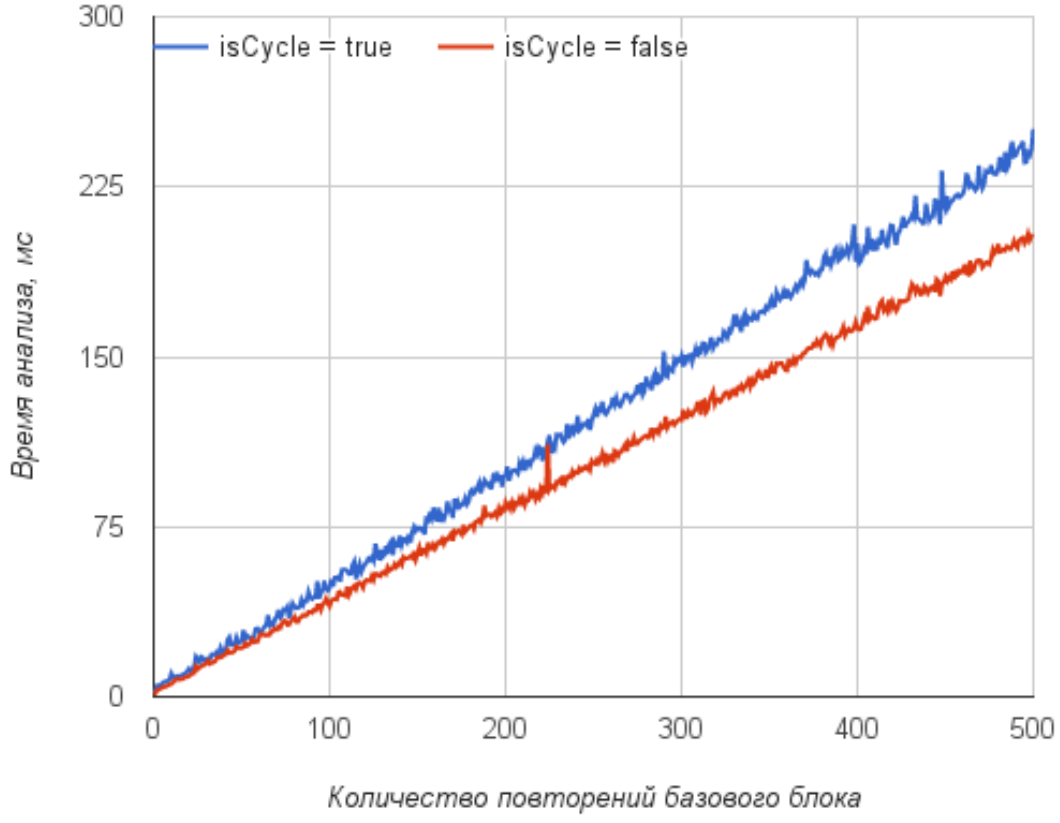


Рисунок 5.4: Зависимость времени работы алгоритма от размера входного графа и наличия в нем циклов при $height = 4$

При этом среднее количество операторов для формирования запроса равнялось 40 [20].

Так как анализатор T-SQL был разработан ранее в рамках проекта, в котором происходило внедрение, то для создания анализатора встроенного SQL была использована готовая грамматика и по ней построен синтаксический анализатор. Построение регулярной аппроксимации и лексический анализ также были реализованы ранее в рамках основного проекта и были переиспользованы. Возможность использования компонент, созданных не в рамках YC.SEL.SDK, показало преимущества разделения шагов анализа.

Далее были реализованы функции вычисления метрик и вывода результата, после чего полученная функциональность была встроена в существующую цепочку обработки основного кода. В результате работы реализованных функций формировался отчёт, пример которого приведён в таблице 5.3

Тесты проводились на вычислительном устройстве с параметрами, эквивалентными указанным в разделе 5.1. В ходе экспериментов измерялись следующие характеристики для каждой точки выполнения динамически формируемого запроса.

- Время обработки t в миллисекундах. Проводилось 10 запусков, время анализа усреднялось.
- Размер входного конечного автомата: количество состояний #Q и количество переходов #T.
- Размер построенного SPPF: количество вершин #V и количество рёбер #E.
- Результат анализа: + — завершился успешно, − — завершился с ошибкой, T — завершён по таймауту.

Результаты измерений времени работы представлены в таблице 5.1. Алгоритм успешно завершил работу на 2188 входных графах, аппроксимирующих множества значений запросов. Ручная проверка входных графов, на которых алгоритм завершался с ошибкой, показала, что они действительно не содержали ни одного корректного в эталонном языке выражения. Причиной этого стала либо некорректная работа лексического анализатора, либо наличие в выражениях

Таблица 5.1: Распределение динамически формируемых SQL-запросов по времени обработки

Категория	Количество запросов	Время обработки (минуты)
Содержат корректные выражения	2188	14
Не содержат ни одного корректного выражения	240	9
Обработка завершена по таймауту	1	4
Всего	**2430**	**27**

конструкций, не поддержанных в существующей грамматике. Так как лексический анализатор и грамматика были полностью заимствованы из оригинального проекта, то наличие этих ошибок не является недоработками алгоритма синтаксического анализа. Общее время синтаксического анализа составило 27 минут, из них 13 минут было затрачено на разбор графов, не содержащих ни одного корректного выражения. Из них 256 секунд — обработка одного графа (5747 рёбер и 3897 вершин), прерванная по таймауту. Дальнейшие значения приводятся только для графов, которые удалось проанализировать. 604 из этих графов прождали ровно одно значение и анализировалось не более 1 миллисекунды. На разбор 1790 графов ушло не более 10 миллисекунд. На анализ двух графов было затрачено более 2 минут: 152,215 и 151,793 секунд соответственно. Первый граф содержал 2454 вершин и 54335 рёбер, второй — 2212 вершин и 106020 рёбер. Распределение входных графов по промежуткам времени, затраченных на анализ, приведено на графике на рисунке 5.5.

Рисунок 5.5: Распределение запросов по времени анализа

Таблица 5.2: Пример отчёта по результатам запуска синтаксического анализа на реальной системе

№	t(мс)	r	DFA		SPPF	
			#Q	#T	#V	#E
1	6	+	75	76	1074	1075
2	73	+	104	806	18786	26377
3	64	+	79	750	17237	23954
4	15982	+	817	32281	920618	1885112
5	3	+	108	107	996	995
6	256000	T	3897	5747	0	0
7	28360	+	924	41408	1315491	2794517
8	17	+	236	506	4608	5165
9	207	+	928	2249	38709	57352
10	110	+	390	942	14757	21805
11	111	+	377	967	14812	21902
12	262	+	764	1907	33332	49955
13	3	+	117	116	1093	1092
14	3	+	92	92	1391	1391

Тестирование на реальных данных показало, что предложенный в работе алгоритм синтаксического анализа применим для синтаксического анализа регулярной аппроксимации множества значений динамически формируемых выра-

жений, используемых в коде промышленных информационных систем. Также данная апробация показала, что предложенная архитектура SDK позволяет использовать отдельные компоненты независимо и комбинировать их. Результаты успешно внедрены в проект компании ЗАО “Ланит-Терком”.

5.3 Сравнение с инструментом Alvor

Единственным доступным инструментом, производящим синтаксический анализ динамически формируемого кода, является Alvor [9, 10]. Данный инструмент реализует близкий к представленному в работе подход: независимые шаги анализа, что позволяет легко выделить синтаксический анализ, который основан на GLR-алгоритме. Существенным отличием от разработанного алгоритма является то, что Alvor не строит деревья вывода. Важным для успешного проведения измерений является то, что исходный код Alvor опубликован, что позволяет модифицировать его таким образом, чтобы измерять параметры выполнения конкретных методов.

Так как Alvor не предоставляет платформы для простой реализации поддержки новых языков, то для сравнения было выбрано подмножество языка SQL, общее для Alvor и реализованного в рамках апробации инструмента. Отсутствие возможности быстро построить новый анализатор на основе Alvor помешало сравнению на реальных данных, так как даже только спецификация грамматики T-SQL является задачей, требующей большого количества времени. По этой причине сравнение производилось на синтетических тестах, которые строились по принципу, аналогичному изложенному в разделе 5.1.

Так как Alvor на вход принимает регулярное выражение, называемое *абстрактной строкой* [10], а анализатор, созданный на основе YC.SEL.SDK — конечный автомат, то был реализован генератор, который по входным параметрам создают файл с абстрактной строкой и с описанием соответствующего автомата в формате DOT. Синтаксис описания абстрактной строки приведён в листинге 13. При этом, абстрактная строка подвергалась последовательно лексическому и синтаксическому анализу и замерялось время работы последнего, а конечный автомат строился сразу над алфавитом токенов и подвергался синтаксическому анализу.

```
absStr = "str"
       | '{'absStr(',' absStr)+'}' //alternatives
       | absStr absStr             //concatenation
       | absStr '*'                //closure
```

Listing 13: Синтаксис описания абстрактной строки

Примеры тестовых входов для одинаковых входных параметров (однократного и двукратного повторения базовых блоков и $height = 2$) для инструмента на YC.SEL.SDK и Alvor представлены на рисунке 5.6 и листинге 14 соответственно.

```
"select "{"X3 + Y4","1"}",d from tbl"
"select "{"X3 + Y4","1"}","{"X7 + Y8","5"}",d from tbl"
```

Listing 14: Пример абстрактных строк для $height = 2$ одного и двух повторений базового блока

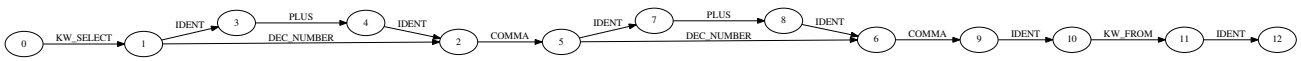


Рисунок 5.6: Входной граф для синтаксического анализатора на базе YC.SEL.SDK при $height = 2$ и двух повторениях базового блока

Результаты измерений при $height = 2$ представлены на графике 5.6. Видно, что время работы анализатора Alvor экспоненциальна относительно количества повторений базового блока и растёт быстрее времени работы анализатора на основе YC.SEL.SDK.

5.4 Разработка расширений для поддержки встроенных языков

На основе YC.SEL.SDK и YC.SEL.SDK.ReSharper, которые были представлены ранее, в рамках апробации были реализованы расширения к ReSharper, которые предоставляют поддержку для двух встроенных языков языков: подмножества T-SQL и Calc. Реализация данных расширений также являлась апробацией предложенной архитектуры разработанного инструментального пакета.

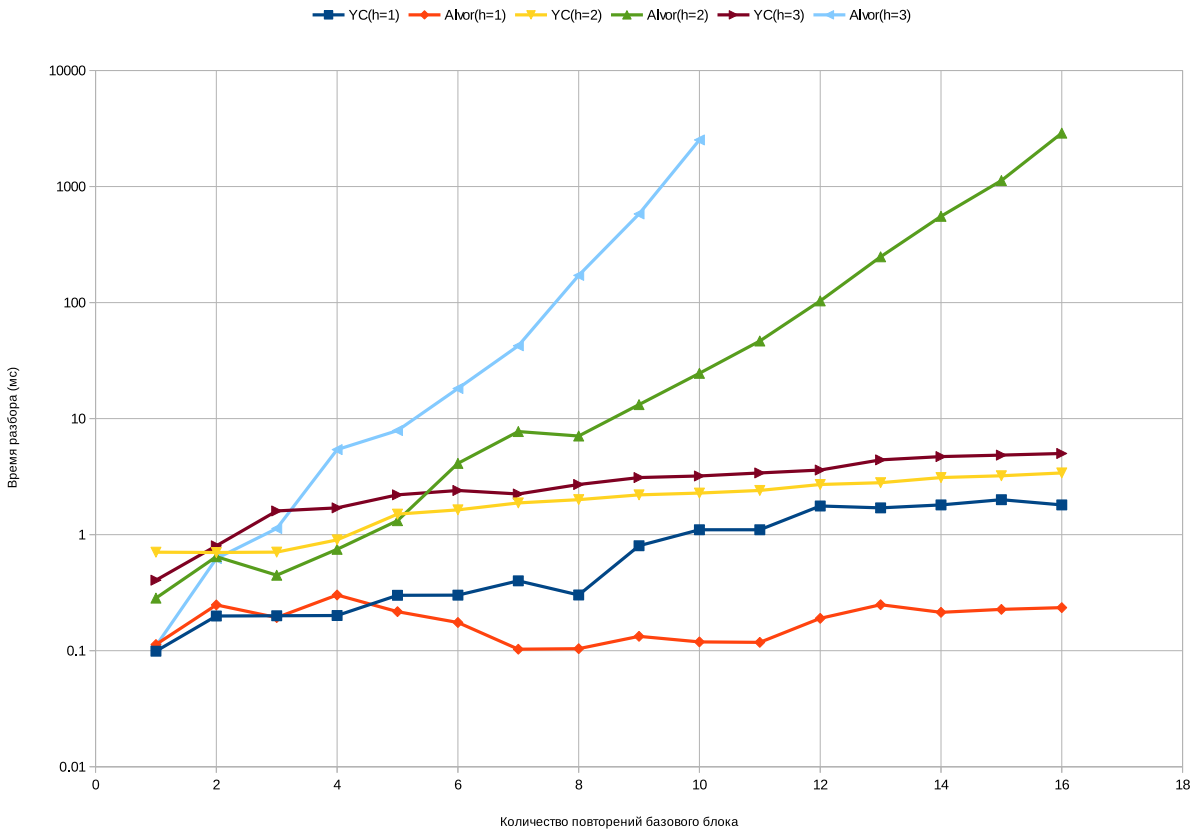


Рисунок 5.7: Сравнение производительности Alvor и синтаксического анализатора на базе YC.SEL.SDK

В рамках данного шага апробации были созданы лексические спецификации и грамматики соответствующих языков. Исходный код описаний опубликован в открытом доступе: https://github.com/YaccConstructor/YC.GrammarZOO. Далее, с помощью генераторов из разработанного инструментария, по этим грамматикам построены синтаксические анализаторы, а по лексическим спецификациям — лексические анализаторы.

При создании расширений был также апробирован механизм построения регулярной аппроксимации. Для построения графа потока управления внешнего вода использовалась функциональность ReSharper SDK. Затем полученный граф переводился в обобщённое представление, по которому строилась регулярная аппроксимация средствани разработанного инструмента.

После того, как отдельные части были готовы, они были объединены в готовый плагин на основе YC.SEL.SDK.ReSharper. В результате было получено два расширения, предоставляющие поддержку соответствующих языков и ядро, содержащее общую, независимую от языков, функциональность, связанную

Таблица 5.3: Пример отчёта по результатам запуска синтаксического анализа на реальной системе

№	YC(h=1)	Alvor(h=1)	YC(h=2)	Alvor(h=2)	YC(h=3)	Alvor(h=3)
1	0.099	0.113	0.706	0.284	0.405	0.11
2	0.199	0.248	0.702	0.646	0.801	0.622
3	0.2	0.193	0.707	0.447	1.601	1.129
4	0.201	0.302	0.901	0.748	1.701	5.403
5	0.3	0.217	1.502	1.32	2.203	7.89
6	0.301	0.175	1.635	4.114	2.402	18.187
7	0.4	0.103	1.877	7.734	2.24	42.447
8	0.302	0.104	2.002	7.076	2.704	171.529
9	0.802	0.133	2.202	13.204	3.104	580.545
10	1.102	0.119	2.282	24.578	3.204	2521.318
11	1.102	0.118	2.404	46.662	3.403	
12	1.766	0.19	2.704	103.417	3.605	
13	1.701	0.249	2.803	248.107	4.408	
14	1.803	0.214	3.103	554.314	4.706	
15	2.001	0.227	3.217	1125.976	4.843	
16	1.803	0.235	3.403	2886.261	5.006	

прежде всего с обеспечением взаимодействия между ReSharper и реализованными расширениями.

Расширения предоставляют следующую функциональность: подсветка синтаксиса (рисунок 5.8), подсветка парных (рисунок 5.9) элементов. Для языка Calc также реализована статическая диагностика семантических ошибок, а именно поиск использования необъявленных переменных, что показывает, с одной стороны, возможность непосредственного использования SPPF для проведения анализа динамически формируемого кода, а с другой — возможность реализации дополнительной функциональности, не являющейся общей функциональностью SDK.

Статический поиск использования необъявленных переменных показан на рисунке 5.10. В данном примере переменная `x` объявляется в одной из веток условного оператора и не объявляется в другой, что может привести к ошибке в точке использования, о чём и сообщено пользователю.

```
33      public static void Execute()
34      {
35          Program.Eval("(1 + 2) * 3");
36          Program.ExecuteImmediate("insert into y (x,v) values (1,2)");
37      }
```

Рисунок 5.8: Пример подсветки синтаксиса для нескольких встроенных языков: SQL и Calc

```
26  public static void Insert(bool cond)
27  {
28      var insertQuery = "insert into y(x";
29      if (cond)
30          insertQuery += ", v)";
31      else
32          insertQuery = insertQuery + ", u)";
33      insertQuery += " values (1, 2)";
34      Program.ExecuteImmediate(insertQuery);
35  }
```

(a) Одной открывающей скобке соответствует несколько закрывающих

```
26  public static void Insert(bool cond)
27  {
28      var insertQuery = "insert into y(x";
29      if (cond)
30          insertQuery += ", v)";
31      else
32          insertQuery = insertQuery + ", u)";
33      insertQuery += " values (1, 2)";
34      Program.ExecuteImmediate(insertQuery);
35  }
```

(b) Одной закрывающей скобке соответствует одна открывающая

Рисунок 5.9: Пример подсветки парных скобок

```
17  public static void Execute(bool cond)
18  {
19      string query = "varX = 1;";
20      if (cond)
21          query += "varY = 2;";
22      query += "varZ = varX + varY;";
23      Program.ExtEval(query);
24  }
```

Рисунок 5.10: Пример статического обнаружения семантических ошибок для языка Calc

```
43      static int Calculate(bool cond)
44      {
45          Program.ExecuteImmediate("insert into y (x,v) values (1,2)");
46          var expr = "(10";
47          for (int i = 0; i < 10; ++i)
48          {
49              expr += " + 1";
50              if (cond)
51                  expr += TrueCaseStr();
52          }
53          return Program.Eval(expr + ") /2");
54      }
55
56      static string TrueCaseStr()
57      {
58          return "*3";
59      }
```

Рисунок 5.11: Пример межпроцедурной обработки встроенных языков

Расширения опубликованы в виде готовых к использованию бинарных пакетов. Функциональность, отвечающая за поддержку каждого языка, распространяется в виде самостоятельного бинарного пакета и может быть независимо подключена или отключена. Структура пакетов представлена на рисунке 5.12.

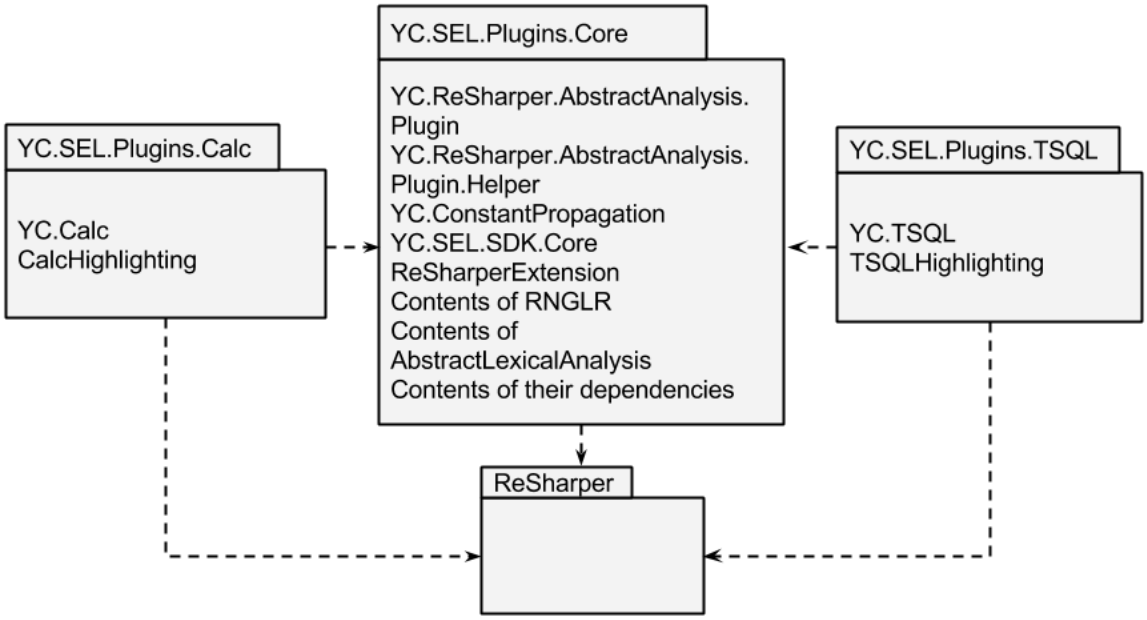


Рисунок 5.12: Структура пакетов расширений для ReSharper, предоставляющих поддержку встроенных T-SQL и Calc

Дополнительно в результате разработки расширений было подтверждено, что анализаторы языков могут быть использованы независимо. Например, анализаторы, разработанные в рамках расширений для ReSharper, используются в тестах не связанных с ReSharper. Это показывает, что независимость шагов обработки динамически формируемых выражений позволяет гибко переиспользовать компоненты, реализующие эти шаги, что является плюсом реализованного решения.

5.5 Ограничения

Используемые подходы и алгоритмы накладывают ограничения на платформу и разрабатываемые на её основе инструменты. Обсуждению этих ограничений посвящён данный раздел.

Множество, являющееся аппроксимацией множества значений динамически формируемого выражения, принимаемое на вход алгоритмом синтаксического анализа должно быть регулярным множеством. То есть аппроксимация задаёт регулярный язык, в то время как генерируемый программой может быть регкурсивно-перечислимым. Это означает, что за на этапе построения аппроксимации будет происходить потеря точности. Например, нехвостовая рекурсия точно не выразима в терминах регулярных множеств. Точность построения конкретной регулярной аппроксимации зависит от конкретного алгоритма, используемого для этого. алгоритм может реализовывать или не реализовывать межпроцедурный анализ, поддерживать или не поддерживать строковые операции, разными способами обрабатывать пользовательский ввод и другие ситуации, когда значение выражения вычислить невозможно. В рамках рассматриваемой платформы реализован алгоритм позволяющий поддерживать межпроцедурный анализ и строковые операции.

Эталонный язык должен быть описан детерминированной контекстно-свободной грамматикой. Большинство языков программирования могут быть описаны такой грамматикой. Однако, с одной стороны, бывают исключения, например C++. С другой стороны, в документации языка программирования может быть приведена недетеминированная грамматика, а её приведение к детерминированной может потребовать значительных усилий.

Вопросы быстродействия инструментов, созданных на основе зависят от контекста их использования. Если при реинжиниринге допустимо проведение длительных анализов, то для многих инструментов, используемых в средах разработки, время отклика критично. Особенно это важно для функциональности, работающей в режиме “на лету”: подсветка синтаксиса, автодополениее, подсказки. Так как платформа создавалась с ориентацией на создание инструментов для реинжинирига, то некоторые компоненты направлены на увеличение точности анализа, возможно, в ущерб производительности. Примером такой компоненты может служить компонента построения регулярной аппроксимации, которая реализовывает алгоритм, который гарантирует построение приближения сверху, учитывает циклы и строковые функции [53]. Это повышает точность анализа, однако производительность может оказаться слишком низкой для использования в IDE. С другой стороны, при создании инструмента для IDE возможно заменить построение аппроксимации на более легковесное, но менее точное. Например в инструменте Alvor [10], предназначенном прежде всего для интерактивной работы в среде разработки, предлагается такой алгоритм. При этом важно, что возможности платформы позволяют комбинировать различные реализации компонент, так как они независимы. То есть можно использовать один и тот же синтаксический анализатор с разными вариантами лексичекого для получения требуемых характеристик результирующего инструмента. С другой стороны, текущая реализация содержит возможности для различного рода оптимизаций: некоторые алгоритмы могут быть ускорены с помощью распараллеливания, выбор оптимальных структур данных, например для конечных автоматов, активно использующихся в рамках платформы, является темой отдельного исследования [55].

Систематическое исследование работы с SPPF находится на начальной стадии даже в контексте обобщённого синтаксического анализа [56]. В рамках же анализа динамически формируемых выражений исследований в этом направлении не обнаружено. По этой причине в рамках данной работы реализован только прототип библиотеки, позволяющей решать некоторые задачи, например, поиск необъявленных переменных, над SPPF в общем виде. Теоретическое исследование данного вопроса является отдельной задачей. С другой стороны, было доказано, что из построенного SPPF извлекаемы деревья вывода для любых це-

почек из аппроксимации, а с деревьями можно работать с помощью стандартных методов.

Глава 6

Сравнение и соотнесение

В данной главе представлено сравнение разработанного решения с основными существующими решениями в области анализа динамически формируемых строковых выражений. Описание существующих решений представлено в разделе 1.5 данной работы, поэтому далее приводится только сравнение.

В качестве инструментов, с которыми производилось сравнение выбраны следующие: Alvor, JSA, PHPSA, IntelliLang, Varis. Так же проводилось сравнение с инструментом, названным нами условно AbsPars, реализованным авторами работ по абстрактному синтаксическому анализу [6–8]. Несмотря на то что в свободном доступе реализации алгоритма, изложенного в указанных статьях не обнаружено, самими авторами приводятся достаточно подробные результаты апробации реализации алгоритма, что позволяет сделать некоторые выводы о его основных возможностях.

Для сравнения были выбраны следующие критерии. Названия соответствуют именам колонок в таблице 6.1.

- **Платформа.** Предоставляется ли в явном виде платформа для создания новых инструментов.
- **Построение леса разбора.** Предоставляет ли инструмент функциональность по построению леса разбора динамически формируемого кода.
- **Синтаксические ошибки.** Обнаруживает ли инструмент синтаксические ошибки в динамически формируемом коде.

– **Семантические ошибки.** Обнаруживает ли инструмент семантические ошибки в динамически формируемом коде.

– **Подсветка синтаксиса.** Обеспечивает ли инструмент подсветку синтаксиса.

– **Модульность.** Выделены ли отдельные независимые шаги обработки или же анализ является монолитным.

В таблице 6.1 приведены основные результаты сравнения инструментов статического анализа динамически формируемых строковых выражений. Использованы следующие обозначения.

– $+$ — функциональность, соответствующая критерию, полностью реализована.

– $-$ — функциональность, соответствующая критерию, полностью не реализована.

– $+-$ — соответствующая функциональность реализована частично.

Таблица 6.1: Сравнение инструментов анализа динамически формируемых строковых выражений

Инструмент	Платформа	Лес разбора	Синт. ошибки	Сем. ошибки	Подсветка	Модульность
AbsPars	$-$	$+-$[1]	$+$	$+$	$-$	$-$
Alvor	$-$	$-$	$+$	$-$	$-$	$+$
JSA	$-$	$-$	$+$	$-$	$-$	$-$
PHPSA	$-$	$-$	$+$	$-$	$-$	$-$
IntelliLang	$+-$[3]	$-$	$+$	$+$	$+$	$+$
Varis	$-$	$+$[2]	$+$	$-$	$+$	$-$
YC	$+$	$+$	$-$[4]	$+$	$+$	$+$

Проведённое сравнение позволяет выявить несколько аспектов.

– Инструменты, предназначенные для поддержки встроенных языков в средах разработки часто жертвуют точностью анализа для обеспечения возможности интерактивной работы, что делает их не применимыми для решения задач в других областях.

– Многие инструменты могут быть расширены, однако ранее не предоставлялось полноценного самостоятельного инструментария для создания новых инструментов для обработки динамически формируемых выражений.

– Инструменты реализованы на основе разных подходов и предназначены для решения разных задач, поэтому детальное сравнение их возможностей, производительности и других аспектов не представляется оправданным.

В результате можно утверждать, что YC является единственной полноценной платформой для создания различных инструментов статического анализа динамически формируемых выражений, применимых в разных областях и обладающих широкими функциональными возможностями.

Заключение

В ходе выполнения исследования получены следующие результаты.

– Разработан алгоритм синтаксического анализа динамически формируемых выражений, позволяющий обрабатывать произвольную регулярную аппроксимацию множества значений выражения в точке выполнения, реализующий эффективное управление стеком и гарантирующий конечность представления леса вывода. Доказана завершаемость и корректность предложенного алгоритма при анализе регулярной аппроксимации, представимой в виде произвольного конечного автомата без эпсилон-переходов.

– Создана архитектура инструментария для разработки программных средств синтаксического анализа динамически формируемых строковых выражений.

– Реализован инструментальный пакет для разработки средств статического анализа динамически формируемых выражений. На его основе реализован плагин для ReSharper. Код опубликован на сервисе GitHub: https://github.com/YaccConstructor/YaccConstructor под лицензией Apache License Version 2.0, автор работал под учётной записью с именем gsvgit

– Разработана методика анализа динамически формируемых строковых выражений в проектах по реинжинирингу информационных систем. Данная методика применена в проекте компании ЗАО “Ланит-Терком” по переносу информационной системы с MS-SQL Server на Oracle Server, для чего реализованы соответствующие программные компоненты.

Кроме того, планируется развитие платформы и плагина. На уровне платформы необходимо реализовать механизмы, требующиеся для трансформаций кода

на встроенных языках. Механизмы трансформации встроенных языков требуются для проведения миграции с одной СУБД на другую [20] или для миграции на новые технологии, например, LINQ. Эта задача связана с двумя проблемами: возможностью проведения нетривиальных трансформаций и доказательство корректности трансформаций. Планируется реализация проверки корректности типов. Для SQL это должна быть как проверка типов внутри запроса, так и проверка того, что тип возвращаемого запросом результата соответствует типу хост-переменной, выделенной для сохранения результата в основном коде.

Более общей проблемой, подлежащей дальнейшему исследованию, является возможность выполнения семантических действий непосредственно над SPPF. Это необходимо для рефакторинга, улучшения качества трансляции, автоматизации перехода на более надёжные средства метапрограммирования [57, 58].

Важной задачей является теоретическая оценка сложности предложенного алгоритма синтаксического анализа. В известных работах не приводится строгих оценок подобных алгоритмов, поэтому данная задача является самостоятельным исследованием.

С целью обобщения предложенного подхода к синтаксическому анализу, а также для получения лучшей производительности и возможностей для более качественной диагностики ошибок, планируется переход на алгоритм обобщённого LL-анализа (GLL) [22, 59]. Планируется исследовать возможность улучшения предложенного алгоритма при переходе на другие алгоритмы обобщённого LR-анализа [60], например, такие как BRNGLR [61] и RIGLR [62].

Кроме того, важной задачей является реализация диагностики ошибок, решение которогй для обобщённого восходящего анализа активно исследуется [63–66]. Адоптация предложенных решений для пименеия в пердставленном алгоритме требует отдельной работы.

Литература

1. *Терехов А.Н., Терехов А.А.* Автоматизированный реинжиниринг программ. — СПб: Издательство С.-Петербургского университета, 2000.

2. *9075:1992 ISO. ISO/IEC.* Information technology — Database languages — SQL. — 1992.

3. *Hougland Damon, Tavistock Aaron.* Core JSP. — Upper Saddle River, NJ, USA: Prentice Hall PTR, 2000.

4. PHP mySQL interface. http://php.net/manual/en/mysqli.query.php.

5. *Cleve Anthony, Mens Tom, Hainaut Jean-Luc.* Data-Intensive System Evolution // *IEEE Computer*. — 2010. — Vol. 43, no. 8. — Pp. 110–112. http://doi.ieeecomputersociety.org/10.1109/MC.2010.227.

6. *Doh Kyung-Goo, Kim Hyunha, Schmidt David A.* Abstract Parsing: Static Analysis of Dynamically Generated String Output Using LR-Parsing Technology // Proceedings of the 16th International Symposium on Static Analysis. — SAS '09. — Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2009. — Pp. 256–272. http://dx.doi.org/10.1007/978-3-642-03237-0_18.

7. *Doh Kyung-Goo, Kim Hyunha, Schmidt David A.* Formal Modeling / Ed. by Gul Agha, José Meseguer, Olivier Danvy. — Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2011. — Pp. 90–109. http://dl.acm.org/citation.cfm?id=2074591.2074599.

8. *Doh Kyung-Goo, Kim Hyunha, Schmidt David A.* Static Validation of Dynamically Generated HTML Documents Based on Abstract Parsing and Semantic

Processing // Static Analysis. — Springer Berlin Heidelberg, 2013. — Vol. 7935 of *Lecture Notes in Computer Science*. — Pp. 194–214.

9. An Interactive Tool for Analyzing Embedded SQL Queries / Aivar Annamaa, Andrey Breslav, Jevgeni Kabanov, Varmo Vene // Proceedings of the 8th Asian Conference on Programming Languages and Systems. — APLAS'10. — Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2010. — Pp. 131–138. http://dl.acm.org/citation.cfm?id=1947873.1947886.

10. *Annamaa Aivar, Breslav Andrey, Vene Varmo*. Using Abstract Lexical Analysis and Parsing to Detect Errors in String-Embedded DSL Statements // Proceedings of the 22nd Nordic Workshop on Programming Theory. — 2010. — Pp. 20–22.

11. Сайт проекта Alvor. http://code.google.com/p/alvor/.

12. Сайт плагина IntelliLang. https://www.jetbrains.com/idea/help/intellilang.html.

13. *Christensen Aske Simon, Møller Anders, Schwartzbach Michael I.* Precise Analysis of String Expressions // Proc. 10th International Static Analysis Symposium (SAS). — Vol. 2694 of *LNCS*. — Springer-Verlag, 2003. — June. — Pp. 1–18. — Available from http://www.brics.dk/JSA/.

14. *Minamide Yasuhiko*. Static Approximation of Dynamically Generated Web Pages // Proceedings of the 14th International Conference on World Wide Web. — WWW '05. — New York, NY, USA: ACM, 2005. — Pp. 432–441. http://doi.acm.org/10.1145/1060745.1060809.

15. SQL Ways. http://www.ispirer.com/products.

16. *Fu Xiang, Qian Kai*. SAFELI: SQL Injection Scanner Using Symbolic Execution // Proceedings of the 2008 Workshop on Testing, Analysis, and Verification of Web Services and Applications. — TAV-WEB '08. — New York, NY, USA: ACM, 2008. — Pp. 34–39. http://doi.acm.org/10.1145/1390832.1390838.

17. *Kirilenko Iakov, Grigorev Semen, Avdiukhin Dmitriy*. Syntax Analyzers Development in Automated Reengineering of Informational System // *St. Petersburg*

State Polytechnical University Journal. Computer Science. Telecommunications and Control Systems. — 2013. — Vol. 174, no. 3. — Pp. 94–98.

18. *Scott Elizabeth, Johnstone Adrian*. Right Nulled GLR Parsers // *ACM Trans. Program. Lang. Syst.* — 2006. — Vol. 28, no. 4. — Pp. 577–618. http://doi.acm.org/10.1145/1146809.1146810.

19. *Rekers Jan*. Parser Generation for Interactive Environments. — 1992.

20. *Grigorev Semen, Kirilenko Iakov*. From Abstract Parsing to Abstract Translation // Preliminary Proceedings of the 8th Spring/Summer Young Researchers Colloquium on Software Engineering. — 2013. — Pp. 135–139.

21. *Kirilenko Iakov, Grigorev Semen, Avdiukhin Dmitriy*. Инструментальная поддержка встроенных языков в интегрированных средах разработки // *Моделирование и анализ информационных систем*. — 2014. — Vol. 21, no. 6. — Pp. 131–143.

22. *Grigorev Semen, Ragozina Anastasiya*. Generalized Table-Based LL-Parsing // *Systems and Means of Informatics*. — 2014. — Vol. 25, no. 1. — Pp. 89–107.

23. String-embedded Language Support in Integrated Development Environment / Semen Grigorev, Ekaterina Verbitskaia, Andrei Ivanov et al. // Proceedings of the 10th Central and Eastern European Software Engineering Conference in Russia. — CEE-SECR '14. — New York, NY, USA: ACM, 2014. — Pp. 21:1–21:11. http://doi.acm.org/10.1145/2687233.2687247.

24. *Grigorev Semen, Kirilenko Iakov*. GLR-based Abstract Parsing // Proceedings of the 9th Central & Eastern European Software Engineering Conference in Russia. — CEE-SECR '13. — New York, NY, USA: ACM, 2013. — Pp. 5:1–5:9. http://doi.acm.org/10.1145/2556610.2556616.

25. *Yu Fang, Cova Marco*. String Analysis.

26. *Chomsky Noam*. Three models for the description of language // *IRE Transactions on Information Theory*. — 1956. — Pp. 113–124.

27. *Pitts Andrew M.* Lecture Notes on Regular Languages and Finite Automata for Part IA of the Computer Science Tripos. — 2010.

28. *Hanneforth Thomas*. Finite-state Machines: Theory and Applications Unweighted Finite-state Automata / Institut fur Linguistik Universitat Potsdam. — 2010.

29. *Mohri Mehryar*. Finite-state Transducers in Language and Speech Processing // *Comput. Linguist.* — 1997. — Vol. 23, no. 2. — Pp. 269–311. http://dl.acm.org/citation.cfm?id=972695.972698.

30. *Smith Zachary*. Development of Tools to Manage Embedded SQL // Proceedings of the 49th Annual Southeast Regional Conference. — ACM-SE '11. — New York, NY, USA: ACM, 2011. — Pp. 358–359. http://doi.acm.org/10.1145/2016039.2016147.

31. *Fenton Norman, Pfleeger Shari Lawrence*. Software Metrics (2Nd Ed.): A Rigorous and Practical Approach. — Boston, MA, USA: PWS Publishing Co., 1997.

32. *Brink Huib van den, Leek Rob van der, Visser Joost*. Quality Assessment for Embedded SQL // Proceedings of the Seventh IEEE International Working Conference on Source Code Analysis and Manipulation. — SCAM '07. — Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2007. — Pp. 163–170. http://dx.doi.org/10.1109/SCAM.2007.18.

33. *van den Brink Huib J.* A Framework to Distil SQL Queries Out of Host Languages in Order to Apply Quality Metrics. — 2007.

34. *Cleve Anthony, Meurisse Jean-Roch, Hainaut Jean-Luc*. Journal on Data Semantics XV / Ed. by Stefano Spaccapietra. — Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2011. — Pp. 130–157. http://dl.acm.org/citation.cfm?id=2028156.2028162.

35. *Cleve Anthony, Hainaut Jean-Luc*. Dynamic Analysis of SQL Statements for Data-Intensive Applications Reverse Engineering // Proceedings of the 2008 15th Working Conference on Reverse Engineering. — WCRE '08. — Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2008. — Pp. 192–196. http://dx.doi.org/10.1109/WCRE.2008.38.

36. A Static Analysis Framework For Detecting SQL Injection Vulnerabilities / Xiang Fu, Xin Lu, Boris Peltsverger et al. // Proceedings of the 31st Annual International Computer Software and Applications Conference - Volume 01. — COMPSAC '07. — Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 2007. — Pp. 87–96. http://dx.doi.org/10.1109/COMPSAC.2007.43.

37. *Asveld Peter R. J., Nijholt Anton*. The Inclusion Problem for Some Subclasses of Context-free Languages // *Theor. Comput. Sci.* — 1999. — Vol. 230, no. 1-2. — Pp. 247–256. http://dx.doi.org/10.1016/S0304-3975(99)00113-9.

38. *Aho Alfred V., Sethi Ravi, Ullman Jeffrey D.* Compilers: Principles, Techniques, and Tools. — Boston, MA, USA: Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc., 1986.

39. PL/SQL Developer. http://www.allroundautomations.com/plsqldev.html.

40. SwissSQL. http://www.swissql.com/.

41. Сайт проекта Java String Analyzer. http://www.brics.dk/JSA/.

42. Сайт проекта PHP String Analyzer. http://www.score.cs.tsukuba.ac.jp/~minamide/phpsa/.

43. Сайт проекта JFlex. http://jflex.de/.

44. Сайт интегрированной среды разработки PHPStorm. https://www.jetbrains.com/phpstorm/.

45. *Nguyen Hung Viet, Kästner Christian, Nguyen Tien N.* Varis: IDE Support for Embedded Client Code in PHP Web Applications // Proceedings of the 37th International Conference on Software Engineering (ICSE). — New York, NY: ACM Press, 2015. — Formal Demonstration paper.

46. *Cousot Patrick, Cousot Radhia*. Abstract Interpretation: A Unified Lattice Model for Static Analysis of Programs by Construction or Approximation of Fixpoints // Proceedings of the 4th ACM SIGACT-SIGPLAN Symposium on Principles of

Programming Languages. — POPL '77. — New York, NY, USA: ACM, 1977. — Pp. 238–252. http://doi.acm.org/10.1145/512950.512973.

47. *Grune Dick, Jacobs Ceriel J. H.* Parsing Techniques: A Practical Guide. — Upper Saddle River, NJ, USA: Ellis Horwood, 1990.

48. *Tomita Masaru*. An Efficient Context-free Parsing Algorithm for Natural Languages // Proceedings of the 9th International Joint Conference on Artificial Intelligence - Volume 2. — IJCAI'85. — San Francisco, CA, USA: Morgan Kaufmann Publishers Inc., 1985. — Pp. 756–764. http://dl.acm.org/citation.cfm?id=1623611.1623625.

49. Сайт проекта YaccConstructor. https://github.com/YaccConstructor/.

50. *Syme Don, Granicz Adam, Cisternino Antonio*. Expert F# (Expert's Voice in .Net).

51. Официальная документация проекта ReSharper SDK. https://www.jetbrains.com/resharper/devguide/README.html.

52. Сайт проекта ReSharper. https://www.jetbrains.com/resharper/.

53. Automata-based Symbolic String Analysis for Vulnerability Detection / Fang Yu, Muath Alkhalaf, Tevfik Bultan, Oscar H. Ibarra // *Form. Methods Syst. Des.* — 2014. — Vol. 44, no. 1. — Pp. 44–70. http://dx.doi.org/10.1007/s10703-013-0189-1.

54. *Шапот М.Д, Попов Э.В*. Реинжиниринг баз данных // *Открытые системы*. — 2004. — no. 4. — Pp. 110–112. http://www.osp.ru/os/2004/04/184169/.

55. *Hooimeijer Pieter, Veanes Margus*. An Evaluation of Automata Algorithms for String Analysis // Proceedings of the 12th International Conference on Verification, Model Checking, and Abstract Interpretation. — VMCAI'11. — Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2011. — Pp. 248–262. http://dl.acm.org/citation.cfm?id=1946284.1946302.

56. *Zaytsev Vadim*. Coupled Transformations of Shared Packed Parse Forests // Sixth International Workshop on Graph Computation Models (GCM) / Ed. by Detlef Plump. — Vol. 1403 of *CEUR Workshop Proceedings*. — CEUR-WS.org, 2015. — Pp. 2–17. http://www-users.cs.york.ac.uk/~det/GCM2015/proceedings.pdf.

57. *Lester Martin Mariusz*. Position Paper: The Science of Boxing // Proceedings of the Eighth ACM SIGPLAN Workshop on Programming Languages and Analysis for Security. — PLAS '13. — New York, NY, USA: ACM, 2013. — Pp. 83–88. http://doi.acm.org/10.1145/2465106.2465120.

58. *Lester Martin, Ong Luke, Schäfer Max*. Information Flow Analysis for a Dynamically Typed Language with Staged Metaprogramming // 2013 IEEE 26th Computer Security Foundations Symposium, New Orleans, LA, USA, June 26-28, 2013. — 2013. — Pp. 209–223. http://dx.doi.org/10.1109/CSF.2013.21.

59. *Scott Elizabeth, Johnstone Adrian*. GLL Parsing // *Electron. Notes Theor. Comput. Sci.* — 2010. — Vol. 253, no. 7. — Pp. 177–189. http://dx.doi.org/10.1016/j.entcs.2010.08.041.

60. *Economopoulos Giorgios Robert*. Generalised LR parsing algorithms. — 2006.

61. *Scott Elizabeth, Johnstone Adrian, Economopoulos Rob*. BRNGLR: A Cubic Tomita-style GLR Parsing Algorithm // *Acta Inf.* — 2007. — Vol. 44, no. 6. — Pp. 427–461. http://dx.doi.org/10.1007/s00236-007-0054-z.

62. *Scott Elizabeth, Johnstone Adrian*. Generalized Bottom Up Parsers With Reduced Stack Activity // *Comput. J.* — 2005. — Vol. 48, no. 5. — Pp. 565–587. http://dx.doi.org/10.1093/comjnl/bxh102.

63. *Valkering Ron*. Syntax error handling in scannerless generalized LR parsers // Group, University of Amsterdam. — 2007.

64. Natural and Flexible Error Recovery for Generated Modular Language Environments / Maartje de Jonge, Lennart C. L. Kats, Eelco Visser, Emma Söderberg // *ACM Trans. Program. Lang. Syst.* — 2012. — Vol. 34, no. 4. — Pp. 15:1–15:50. http://doi.acm.org/10.1145/2400676.2400678.

65. Providing Rapid Feedback in Generated Modular Language Environments: Adding Error Recovery to Scannerless generalized-LR Parsing / Lennart C.L. Kats, Maartje de Jonge, Emma Nilsson-Nyman, Eelco Visser // *SIGPLAN Not.* — 2009. — Vol. 44, no. 10. — Pp. 445–464. http://doi.acm.org/10.1145/1639949.1640122.

66. *Malone S., Felshin S.* GLR Parsing for Erroneous Input // Generalized LR Parsing / Ed. by M. Tomita. — Boston: Kluwer, 1991. — Pp. 129–140.

Список рисунков

Список таблиц