



Санкт-Петербургский государственный университет

Кафедра системного программирования

Синтаксический анализ динамически формируемых программ

Григорьев Семён Вячеславович

Научный руководитель:	к.ф.-м.н., доцент Д.В. Кознов
Официальные оппоненты:	д.т.н., профессор А.Р. Лисс
	к.т.н., доцент В.М. Ицыксон

Санкт-Петербург
2015

- Статический анализ — получение знаний о коде без его запуска
- Увеличение надёжности, улучшение качества, упрощение разработки и сопровождения кода
 - ▶ Статический поиск ошибок
 - ▶ Поддержка в средах разработки
 - ▶ Реинжиниринг ПО

Динамически формируемые программы

- Встроенный SQL

```
let p cond fldLst =  
    let mutable flds = "id"  
    for fld in fldLst do  
        flds <- flds + ", " + fld  
    let tbl = if cond then "table1" else "table2"  
    execute ("SELECT" + flds + "FROM" + tbl)
```

- JavaScript в Java

```
String script =  
    "function hello(name) print('Hello, ' + name); ";  
engine.eval(script);  
Invocable inv = (Invocable) engine;  
inv.invokeFunction("hello", "Scripting!!!");
```

- Динамически формируемые программы — тоже программы
- Их нужно учитывать при обработке информационных систем
 - ▶ Рефакторинг
 - ▶ Реинжиниринг
 - ▶ Статический анализ
- Для решения многих задач необходимо структурное представление (дерево разбора)

- **Doh Kyung-Goo, Kim Hyunha, et al** (Hanyang University, South Korea)
 - ▶ Abstract Parsing: Static Analysis of Dynamically Generated String Output Using LR-Parsing Technology. 2009
 - ▶ Abstract LR-parsing, 2011
 - ▶ Static Validation of Dynamically Generated HTML Documents Based on Abstract Parsing and Semantic Processing. 2013
- **Aivar Annamaa, Andrey Breslav, et al** (University of Tartu, Estonia; State University ITMO, Russia)
 - ▶ An Interactive Tool for Analyzing Embedded SQL Queries. 2010
 - ▶ Using Abstract Lexical Analysis and Parsing to Detect Errors in String-Embedded DSL Statements. 2010
- **Christensen Aske Simon, Moller Anders, Schwartzbach Michael I.** Precise Analysis of String Expressions. 2003, University of Aarhus, Denmark
- **Minamide Yasuhiko.** Static Approximation of Dynamically Generated Web Pages. 2005, University of Tsukuba, Tsukuba, Japan

- **Nguyen Hung Viet, Kastner Christian, Nguyen Tien N.** Varis: IDE Support for Embedded Client Code in PHP Web Applications. 2015, Iowa State University
- **Smith Zachary.** Development of Tools to Manage Embedded SQL. 2011, University of Alabama
- **Huib van den Brink, Rob van der Leek, Visser Joost.** Quality Assessment for Embedded SQL. 2007, Utrecht University, The Netherlands
- **Huib van den Brink.** A Framework to Distil SQL Queries Out of Host Languages in Order to Apply Quality Metrics. 2007, Utrecht University, The Netherlands

Обзор существующих инструментов

- Проверка включения языков
 - ▶ Java String Analyzer — регулярная аппроксимация строкового выражения
 - ▶ PHP String Analyzer — контекстно-свободная аппроксимация строкового выражения
- Поддержка встроенных языков в IDE
 - ▶ Varis — плагин к Eclipse IDE для поддержки JS и HTML в PHP: подсветка синтаксиса, навигация
 - ▶ IntelliLang — поддержка встроенных языков в IntelliJ IDEA
 - ▶ PHPStorm — IDE для PHP с поддержкой встроенных языков
 - ▶ Alvor — плагин к Eclipse IDE для проверки встроенного в Java SQL

- Никто не строит лес вывода
- Нет платформы для создания инструментов статического анализа динамически формируемых выражений

- Целью данной работы является создание подхода к статическому анализу динамически формируемых строковых выражений, который уменьшил бы затраты по созданию целевых инструментов, обеспечивающих
 - ▶ поддержку в средах разработки: подсветка синтаксиса, статический поиск ошибок
 - ▶ оценку качества кода
 - ▶ трансформацию кода, содержащего большое количество динамически формируемых строковых выражений

Положения, выносимые на защиту

- ❶ Разработан алгоритм синтаксического анализа динамически формируемых программ, гарантирующий конечность представления леса вывода
 - ▶ Доказана завершаемость и корректность предложенного алгоритма
- ❷ Предложена архитектура инструментария для разработки программных средств статического анализа динамически формируемых строковых выражений
- ❸ Впервые разработан метод реинжиниринга встроенного программного кода в проектах по реинжинирингу информационных систем

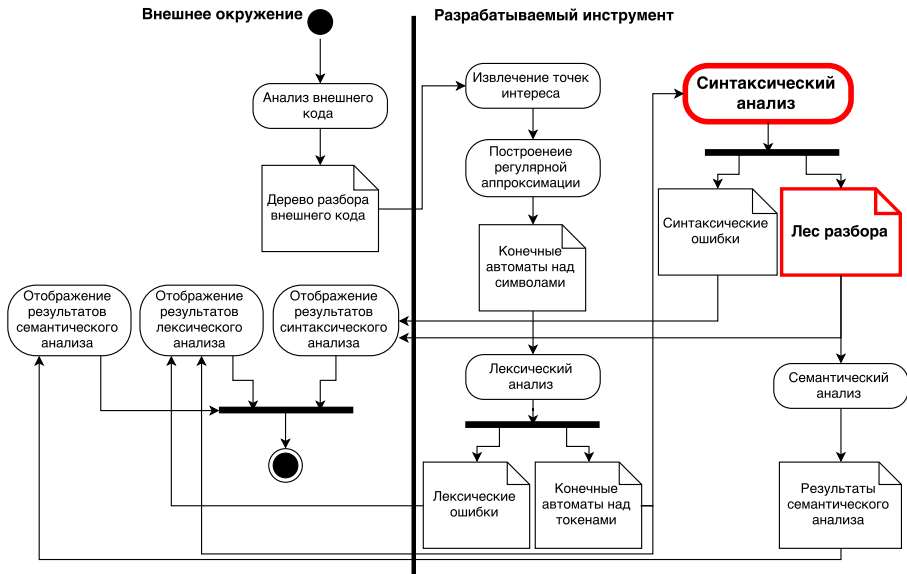
- Алгоритм обобщённого восходящего синтаксического анализа RNGLR (Elizabeth Scott, Adrian Johnstone, Royal Holloway University of London)
- Компактное хранение леса вывода SPPF (Jan Rekers, University of Amsterdam)
- Приближение множества значений динамически формируемого выражения регулярным множеством, описываемым с помощью конечного автомата
- Теория формальных языков, теория графов и теория сложности алгоритмов для доказательства завершаемости и корректности предложенного алгоритма

Апробация созданного подхода

- Промышленный проект компании ЗАО “Ланит-Терком” (Россия) по переносу хранимого SQL-кода с MS SQL Server на Oracle Server
- Инфраструктура проекта ReSharper компании ООО “ИнтеллиДжей Лабс” (Россия)

- Разработан алгоритм синтаксического анализа динамически формируемых программ, гарантирующий конечность представления леса вывода
 - ▶ Доказана завершаемость и корректность предложенного алгоритма
- Предложена архитектура инструментария для разработки программных средств статического анализа динамически формируемых строковых выражений
- Впервые разработан метод реинжиниринга встроенного программного кода в проектах по реинжинирингу информационных систем

Контекст: процесс анализа строковых выражений



- Может быть получена различными способами
- Может быть разной точности
- JSA, Alvor и т.д.
- Fang Yu, Muath Alkhalaf, Tefvik Bultan, Oscar H. Ibarra.
Automata-based Symbolic String Analysis for Vulnerability Detection,
2014
 - ▶ Учёт строковых функций (replace и т.д.)
 - ▶ Приближение сверху

Синтаксический анализ: постановка задачи

- $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$ — однозначная КС грамматика
- R — регулярный язык над алфавитом $\Sigma' \subseteq \Sigma$
- $AST(t, \omega, G)$ — истинен, если t является деревом вывода ω в грамматике G

Необходимо построить алгоритм \mathbb{P} такой, что

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

Синтаксический анализ: описание алгоритма

- Основан на алгоритме RNGLR
 - ▶ Обрабатывает произвольные КС грамматики
 - ▶ Основные операции: *push* — композиция переноса и goto;
reduce — свёртка
 - ▶ Использует компактное представление множества стеков (**GSS**) и компактное представление леса разбора (**SPPF**)
- Замена линейного входного потока на граф конечного автомата
- Обход графа и последовательное построение GSS по аналогии с RNGLR
 - ▶ Для каждой вершины входного графа вычисляется множество возможных вершин GSS — состояний LR-анализатора
- Построение SPPF как в RNGLR
- Использование очереди \mathcal{Q} для задания последовательности обхода вершин входного графа
 - ▶ Вершина добавляется в \mathcal{Q} , если добавляется новое ребро в GSS с концом в этой вершине

Корректность алгоритма

Определение 1

Корректное дерево — это упорядоченное дерево со следующими свойствами:

- ❶ *корень дерева — стартовый нетерминал грамматики G ;*
- ❷ *листья — терминалы G . При этом последовательность листьев соответствует какому-либо пути в КА;*
- ❸ *внутренние узлы — нетерминалы G . Все дети нетерминала N соответствуют правой части какой-то продукции для N в G .*

Лемма 1

Для любого ребра $GSS(v_t, v_h)$, $v_t \in V_t.processed$, $v_h \in V_h.processed$, терминалы соответствующего поддеревья соответствуют некоторому пути p из V_h в V_t во внутреннем графе.

Корректность алгоритма

Теорема 1 (Завершаемость)

Алгоритм $\mathbb{P}(R, G)$ завершается для любой однозначной КС грамматики G и любого ДКА R .

Теорема 2 (Корректность)

Любое дерево, извлечённое из $SPPF$, корректно.

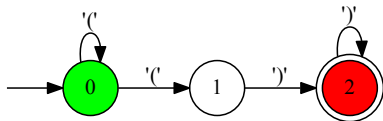
Теорема 3 (Корректность)

Для строки, соответствующей любому пути p во внутреннем графе, имеющей вывод в эталонной грамматике G , корректное дерево, соответствующее p , может быть извлечено из $SPPF$.

Пример работы: аппроксимация и лексический анализ

```
string expr = "()"
while (cond) do
    expr := "(" + expr + ")"
evaluate(expr)
```

Аппроксимация:



Результат лексического анализа:

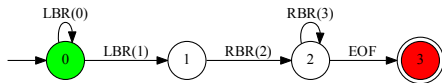


Пример работы: синтаксический анализ

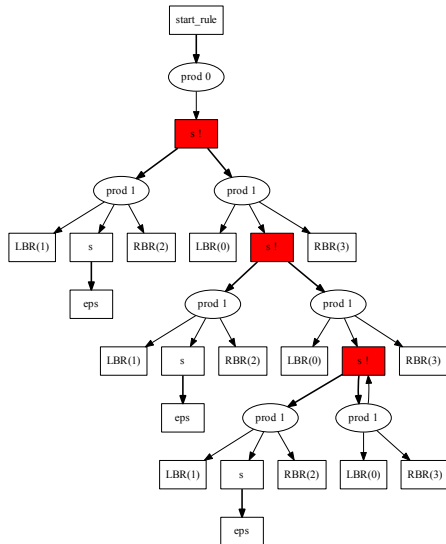
Грамматика:

- $$\begin{array}{lll} (0) & start_rule & ::= s \\ (1) & s & ::= LBR\ s\ RBR\ s \\ (2) & s & ::= \varepsilon \end{array}$$

Вход:



Резултат (SPPF):

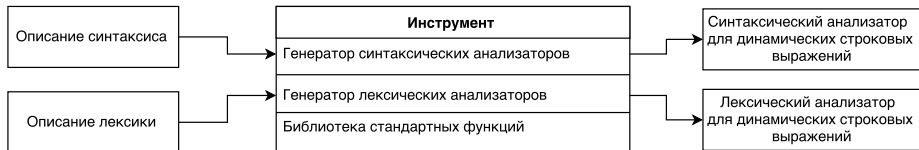


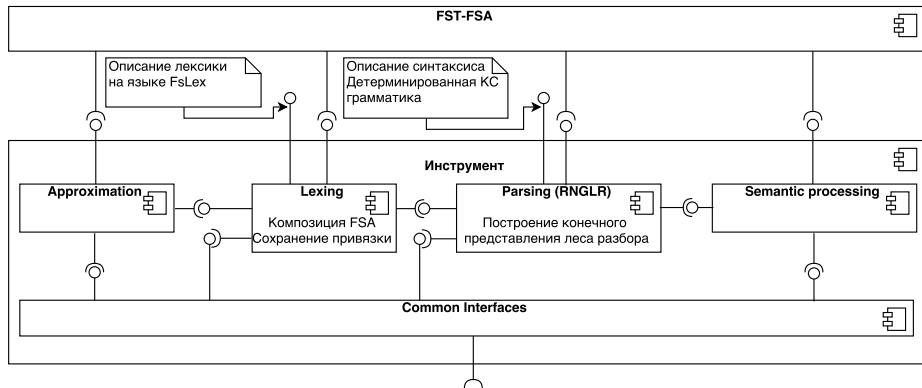
Положения, выносимые на защиту

- Разработан алгоритм синтаксического анализа динамически формируемых программ, гарантирующий конечность представления леса вывода
 - ▶ Доказана завершаемость и корректность предложенного алгоритма
- Предложена архитектура инструментария для разработки программных средств статического анализа динамически формируемых строковых выражений
- Впервые разработан метод реинжиниринга встроенного программного кода в проектах по реинжинирингу информационных систем

Архитектура: требования

- Упростить создание инструментов для анализа динамически формируемых выражений
- Предоставить набор готовых компонентов, генератор лексических и синтаксических анализаторов





Положения, выносимые на защиту

- Разработан алгоритм синтаксического анализа динамически формируемых программ, гарантирующий конечность представления леса вывода
 - ▶ Доказана завершаемость и корректность предложенного алгоритма
- Предложена архитектура инструментария для разработки программных средств статического анализа динамически формируемых строковых выражений
- Впервые разработан метод реинжиниринга встроенного программного кода в проектах по реинжинирингу информационных систем

Метод реинжиниринга встроенного программного кода

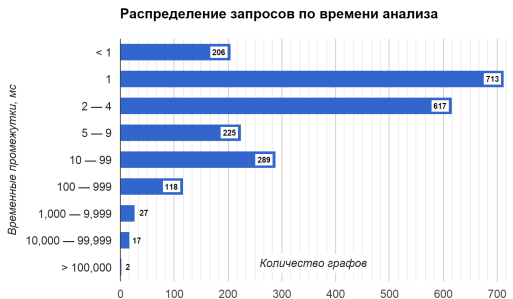


Ограничения

- Регулярная аппроксимация
 - ▶ Встроенный язык может быть минимум контекстно-свободным
 - ▶ Неполнота информации: пользовательский ввод, взаимодействие с подсистемами и т.д.
 - ▶ Потеря точности
- Детерминированная КС грамматика для “эталонного” языка
- Недостаточная производительность для IDE
 - ▶ Точность или производительность?
 - ▶ Компоненты заменяемы — можно найти баланс (так сделано в Alvor)
 - ▶ Оптимизация существующего решения
- Работа с SPPF в общем виде плохо изучена
 - ▶ Какие задачи можно решать над полученным представлением леса разбора?

Апробация: трансляция динамического SQL

- Промышленный проект ЗАО “Ланит-Терком” по миграции ИС с MS SQL Server на Oracle Server
- 2,7 миллиона строк кода, 2430 точек интереса
 - ▶ 75% запросов могли принимать более одного значения
 - ▶ До 212 операторов для формирования выражения, среднее: 40
- 2188 разобрано
- 1 не удалось разобрать из-за таймаута
- 241 не разобрано из-за неточностей в используемом окружении



Апробация: плагин к ReSharper

- Поддержка встроенных языков в Microsoft Visual Studio IDE
 - ▶ Подсветка синтаксиса
 - ▶ Подсветка парных скобок
 - ▶ Подсветка ошибок

```
19 public static void Go(bool cond)
20 {
21     var query = "varX = 1;";
22     if (cond)
23         query += "varY = 2;";
24     query += "varZ = varX + varY;";
25     Program.ExtEval(query);
26 }
27
```

- Кириленко Я.А., Григорьев С. В., Авдюхин Д. А. Разработка синтаксических анализаторов в проектах по автоматизированному реинжинирингу информационных систем. Научно-технические ведомости Санкт-Петербургского государственного политехнического университета информатика, телекоммуникации, управление. Т. 3, N 174, 2013. С. 94—98.
- Григорьев С. В., Вербицкая Е. А., Полубелова М. И., Иванов А. В., Мавчун Е. В. Инструментальная поддержка встроенных языков в интегрированных средах разработки. Моделирование и анализ информационных систем. Т. 21, N 6, 2014. С. 131—143.
- Григорьев С.В., Рагозина А.К. Обобщённый табличный LL-анализ. Системы и средства информатики. Т. 25, N 1, 2015. С. 89—107.

- Semen Grigorev, Iakov Kirilenko. GLR-based abstract parsing. In Proceedings of the 9th Central & Eastern European Software Engineering Conference in Russia (CEE-SECR '13). 2013. ACM, New York, NY, USA. 1-9 p.
- Semen Grigorev, Ekaterina Verbitskaia, Andrei Ivanov, Marina Polubelova, Ekaterina Mavchun. String-embedded language support in integrated development environment. In Proceedings of the 10th Central and Eastern European Software Engineering Conference in Russia (CEE-SECR '14). 2014. ACM, New York, NY, USA. 1-11 p.
- Semen Grigorev, Iakov Kirilenko. From Abstract Parsing to Abstract Translation. Proceedings of the Spring/Summer Young Researchers' Colloquium on Software Engineering. 2014. Saint Petersburg, Russia. 1-5 p.

Выступления на конференциях и семинарах

- CEE-SECR (2012, 2013, 2014)
 - ▶ Премия Бертрана Мейера за лучшую исследовательскую работу в области программной инженерии (2014)
- Parsing@SLE-2013
- Семинар по наукоёмкому программному обеспечению при PSI-2014
- Научный семинар по программной инженерии (2013, 2015, СПбПУ)
- SYRCoSE-2014

Алгоритм: псевдокод

```
1: function PARSE(grammar, automaton)
2:   inputGraph  $\leftarrow$  construct inner graph representation of automaton
3:   parserSource  $\leftarrow$  generate RNLGR parser 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  $\leftarrow$  Q.Dequeue()
12:      MAKEREDUCTIONS(v)
13:      PUSH(v)
14:      APPLYPASSINGREDUCTIONS(v)
15:    if vf.level = qf and vf.state is accepting then report success
16:    else report failure
```

Алгоритм: псевдокод

```
1: function MAKEREDUCTIONS(innerGraphV)
2:   while innerGraphV.reductions is not empty do
3:     (startV, N, l)  $\leftarrow$  innerGraphV.reductions.Dequeue()
4:     find the set of vertices  $\mathcal{X}$  reachable from startV
5:       along the path of length ( $l - 1$ ), or 0 if  $l = 0$ ;
6:     add (startV, N,  $l - i$ ) in v.passingReductions,
7:       where v is an i-th vertex of the path
8:     for all  $v_h$  in  $\mathcal{X}$  do
9:        $state_t \leftarrow$  calculate new state by  $v_h.state$  and nonterminal N
10:      ADDEDGE( $v_h$ , startV,  $state_t$ , ( $l = 0$ ))
```

Алгоритм: псевдокод

```
1: function PUSH(innerGraphV)
2:    $\mathcal{U} \leftarrow \text{copy } innerGraphV.unprocessed$ 
3:   clear innerGraphV.unprocessed
4:   for all  $v_h$  in  $\mathcal{U}$  do
5:     for all  $e$  in outgoing edges of innerGraphV do
6:        $push \leftarrow \text{calculate next state by } v_h.state \text{ and the token on } e$ 
7:       ADDEDGE( $v_h, e.Head, push, false$ )
8:       add  $v_h$  in innerGraphV.processed
9: function APPLYPASSINGREDUCTIONS(innerGraphV)
10:  for all ( $v, edge$ ) in innerGraphV.passingReductionsToHandle do
11:    for all ( $startV, N, l$ )  $\leftarrow v.passingReductions.Dequeue()$  do
12:      find the set of vertices  $\mathcal{X}$ ,
13:      reachable from  $edge$  along the path of length  $(l - 1)$ 
14:      for all  $v_h$  in  $\mathcal{X}$  do
15:         $state_t \leftarrow \text{calculate new state by } v_h.state \text{ and nonterminal } N$ 
16:        ADDEDGE( $v_h, startV, state_t, false$ )
```

Алгоритм: псевдокод

```
1: function ADDVERTEX(innerGraphV, state)
2:    $v \leftarrow$  find a vertex with state = state in
3:     innerGraphV.processed  $\cup$  innerGraphV.unprocessed
4:   if  $v$  is not null then            $\triangleright$  The vertex have been found in GSS
5:     return ( $v$ , false)
6:   else
7:      $v \leftarrow$  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)
```

Алгоритм: псевдокод

```
1: function ADDEDGE( $v_h$ , innerGraphV,  $state_t$ , isZeroReduction)
2:   ( $v_t$ , isNew)  $\leftarrow$  ADDVERTEX(innerGraphV,  $state_t$ )
3:   if GSS does not contain edge from  $v_t$  to  $v_h$  then
4:     edge  $\leftarrow$  create new edge from  $v_t$  to  $v_h$ 
5:     Q.Enqueue(innerGraphV)
6:     if not isNew and  $v_t.passingReductions.Count > 0$  then
7:       add ( $v_t$ , edge) in innerGraphV.passingReductionsToHandle
8:     if not isZeroReduction then
9:       for all e in outgoing edges of innerGraphV do
10:        calculate the set of reductions by v
11:        and the token on e and add them in innerGraphV.reductions
```