Санкт-Петербургский государственный политехнический университет
Институт информационных технологий и управления
Кафедра распределенных вычислений и компьютерных сетей

Работа допущена к защите
Зав. кафедрой
_____Ю. Г. Карпов
"___"_____ 2014г.

ВЫПУСКНАЯ РАБОТА БАКАЛАВРА

Тема: *Разработка и реализация модульной системы проверки и вычисления типов*

Направление: *230100 — Информатика и вычислительная техника*

Выполнил студент гр. 43507 М. А. Буряков
Руководитель, ст. преп. Д. А. Тимофеев

Санкт-Петербург
2014

Утверждаю
Зав. кафедрой
_____Ю. Г. Карпов
"____"_____ 2014г.

ЗАДАНИЕ

на дипломную работу
студенту М. А. Бурякову

1. Тема: *Разработка и реализация модульной системы проверки и вычисления типов*
   (утверждена распоряжением по институту от _____ № _____)

2. Срок сдачи работы: 25 июня 2014 года.

3. Исходные данные к работе:

   (a) Целью работы является разработка системы проверки и вычисления типов, пригодной для использования в инструментальных средствах разработки трансляторов и средах метапрограммирования, в частности, для описания свойств расширений языков программирования и разработки проблемно-ориентированных языков.

   (b) Необходимо разработать язык записи правил типизации, позволяющий на основе синтаксического дерева программы описывать системы типов языков программирования. Язык должен позволяит описывать системы типов таких языков, как Haskell 98 и Java 6.

   (c) Необходимо разработать алгоритм, выполняющий вычисление типов на основе заданного набора правил и синтаксического дерева программы.

4. Содержание расчетно-пояснительной записки:

   (a) Введение: обоснование актуальности задачи, краткое описание основных полученных в работе результатов.

   (b) Системы типов: обзор базовых концепций систем типов современных функциональных и объектно-ориентированных языков, алгоритмы проверки и вычисления типов для этих систем.

(c) Язык описания систем типов: описание разработанного языка описания систем типов.

(d) Алгоритм проверки и вычисления типов: описание разработанного алгоритма проверки и вычисления типов, его анализ с точки зрения модульности.

(e) Реализация алгоритма проверки и вывода типов в Jetbrains MPS: описание реализации вычисления типов языка Haskell и языка Java средствами разработанной системы.

(f) Заключение: анализ полученных результатов.

Дата выдачи задания: _____ г.
Руководитель: _____ ст. преп. Д. А. Тимофеев
Задание принял к исполнению: _____ М. А. Буряков

Реферат

С. 58 , рис. 9

Основная задача работы заключается в разработке системы библиотечных и языковых конструкций, позволяющей описывать алгоритмы вычисления и проверки типов различных языков программирования. Алгоритмы вычисления и проверки типов описываются в виде правил, которые получаются путём формализации спецификации языка. Также в данной работе представлена программная система, выполняющая на основе правил проверку и вычисление типов в исходных текстах программ. Результаты работы предназначены для использования в платформах для разработки языков программирования, а также в трансляторах и интегрированных средах разработки.

Abstract

58 pages , 9 figures
The main objective of this work is to develop a set of library and language constructs that can be used for describing different type checking and type inference algorithms. Type checking and type inference algorithms are described as sets of rules, which are obtained by formalizing the language specification. Also the work introduces a software system that performs rule-based type inference and type checking of program sources. Results of the work are intended to be used in language workbenches as well as in compilers and IDEs.

Оглавление

Список обозначений

AST — Abstract Syntax Tree (абстрактное синтаксическое дерево).

MPS — Metaprogramming System (система метапрограммирования).

GADTs — Generalized algebraic datatypes (обобщённые алгебраические типы данных).

Список используемых терминов

Абстрактное синтаксическое дерево программы — дерево, вершины которого соответствуют элементам программы.

Приписывание типов — сопоставление некоторым вершинам AST корректно составленных типов.

Проверка типов — алгоритмическая процедура, анализирующая синтаксически корректное AST программы с приписанными типами и определяющая, является ли AST с приписанными типами корректным по типам.

Корректность по типам AST с приписанными типами — результат работы проверки типов.

Типизируемость AST (типизируемость программы) — существование такого приписывания типов, что AST с данным приписыванием типов корректно по типам.

Единственность типизации AST — единственность такого приписывания типов, что AST с данным приписыванием типов корректно по типам.

Единственность типов — свойство системы типов, заключающееся в том, что любое синтаксически корректное AST единственно типизируемо.

Частичная проверка типов — проверка типов для части AST с приписанными типами. Так как часть AST не является синтаксически корректным AST, требование синтаксической корректности снимается. Если часть AST с приписанными типами не прошла частичную проверку типов, то целое AST с такими же приписанными типами не должно пройти полную проверку типов.

Вычисление типов — алгоритмическая процедура, производящая приписывание типов. Может завершаться неудачей.

Система типов — множество корректно составленных типов, процедура вычисления типов, процедура проверки типов.

Язык программирования — определяет множество синтаксически корректных AST и систему типов.

Гарантированный вывод типов — алгоритм вычисления типов, обладающий следующим свойством. Если он завершает работу, то AST с приписанными типами корректно по типам, а если не завершает, то AST не типизируемо.

Восстановление типов — то же, что и гарантированный вывод типов, в случае единственности типов.

Полное восстановление типов — восстановление типов при отсутствии ти́повых аннотаций.

Аннотация типа (ти́повая аннотация) — упоминание типа в AST программы. Если типы записываются в виде деревьев, то аннотацией типа можно считать включение типа в AST программы в качестве поддерева. Аннотации типов, как правило, непосредственно указывают типы вершин AST.

Переменная типа (ти́повая переменная) — переменная, значениями которой являются типы.

Введение

Большая часть современных языков программирования имеют статическую систему типов для классификации конструкций, использующихся при описании программы (переменные, выражения, функции), по типам данных, которые будут соответствовать этим конструкциям в момент выполнения программы. Статическая система типов может рассматриваться как ограничение на абстрактное синтаксическое дерево программы [13, 1]. Проверка и вычисление типов осуществляется путем обхода этого дерева, в ходе которого каждому узлу дерева приписывается некоторый тип. При этом типы некоторых конструкций задаются пользователем явно, а другие должны быть вычислены автоматически. Алгоритмы, по которым производится вычисление в проверка типов, различны для разных языков и задаются, как правило, в описании языка. Но среди различных алгоритмов вычисления и проверки типов многие алгоритмы отличаются лишь в деталях или имеют похожие элементы. Поэтому при создании инструментов, предназначенных для работы с различными языками, например, интегрированных среды разработки, возникает потребность в модульной системе, позволяющей описывать различные алгоритмы вывода типов, выделяя общие элементы для использования в различных алгоритмах.

Традиционно алгоритмы вычисления и проверки типов реализуются отдельно в каждом компиляторе или среде разработки для того или иного языка. Потребность в объединении различных алгоритмов появилась с появлением платформ для разработки языков (MPS, Xtext, Spoofax и др.). Некоторые платформы для разработки языков включают инструменты для описания систем типов. Например, подход, предлагаемый MPS для вычисления типов, основан на создании переменной типа для каждой типизируемой конструкции программы и построении системы уравнений и неравенств относительно этих переменных. После того, как система урав-

нений и неравенств будет построена, встроенный решатель пытается найти решение этой системы, которое и будет представлять вычисленные типы для соответствующих конструкций программы. Недостатком данного подхода является неопределённость выбора решения, удовлетворяющего требуемым уравнениям и неравенствам. Если уравнения и неравенства составлены так, что их решение не единственно, то в результате работы алгоритма будет выбрано одно произвольное решение, причём при выборе используются некоторые недетерминированные эвристические соображения, в результате чего ответ может изменяться от запуска к запуску. Для получения корректного результата разработчику языка требуется дополнить уравнения и неравенства дополнительными условиями, чтобы устранить неопределённости. Однако практика показывает, что для языков, система типов которых не была изначально приспособлена для метода решения уравнений и неравенств (например, Java), записать уравнения и неравенства так, чтобы решение было однозначным, является достаточно сложной задачей и удаётся далеко не всегда.

Правила типизации обычно описываются на некотором в той или иной степени формальном языке. Семантика такого языка достаточно декларативна, что не позволяет её использовать непосредственно для построения алгоритма, находящего корректную типизацию. Заметим, что, согласно определению [13, definition 8.2.1], типизация является наименьшим отношением, удовлетворяющим правилам. Такое определение неудобно для построения алгоритма, поэтому алгоритм вывода типов простого типизированного лямбда-исчисления основывается на лемме инверсии [13, lemma 8.2.2, lemma 9.3.1], которая позволяет для конкретного терма вычислить его тип. Поэтому правила, записанные декларативно, будем называть условиями или ограничениями типизации, а правила, позволяющие построить алгоритм приписывания типов (в данном случае основанные на лемме инверсии) — правилами вывода типов.

Замечание 0.0.1. Под правилами вывода типов будем понимать небольшие, локально действующие правила, которые определены для языка заранее, и их конечное число (так же как конечно число аксиом - аксиомопорождающая схема является одной аксиомой), приблизительно по числу значимых конструкций языка. Целый алгоритм вывода типов правилом не является, алгоритм реализуется в последовательном (лучше даже параллельном) применении определённым образом трактуемых правил.

Получение правил вывода типов из условий типизации является весьма сложным процессом, и в общем случае, выполняется вручную. Поэто-

му не ставится задача автоматизировать данный процесс, хотя его автоматизация для конкретных классов систем типов вполне возможна и представляет практический интерес. Предположим, что разработчик системы типов будет её записывать уже в виде правил вывода типов. Тогда встаёт вопрос о том, как будут выглядеть эти правила вывода типов. В [13] приводятся примеры правил вывода для систем типов, не составляющих уравнения над типами. Однако необходимость записи уравнений над типами привносит некоторые сложности в язык описания правил вывода типов, особенно в сочетании с другими возможностями системы типов.

В частности, для систем типов, осуществляющих полное восстановление типов, не подходят правила, берущие тип одних термов и вычисляющие на его основе тип других термов. Вместо этого используются правила, создающие уравнения (в общем случае это могут быть произвольные ограничения, например, для системы типов с ограниченной квантификацией появятся неравенства). Уравнения накапливаются в специальном хранилище, а затем решаются с помощью определённого алгоритма.

Таким образом, можно выделить два подхода к описанию правил вывода типов: через вычисление, когда типы одних термов объявляются функционально зависящими от типов других термов, и через ограничения, когда правила вывода лишь создают уравнения, которые впоследствии уравнения решаются специальным алгоритмом. Попытки совмещения этих подходов производятся [14], однако при этом теряются некоторые возможности того или иного подхода.

При реализации и описании системы типов конкретного языка выбирается тот или иной подход в зависимости от особенностей языка. Но, когда разрабатывается система типов для встраивания в платформу для разработки языков (language framework), заранее неизвестно, какого вида язык будет описан, поэтому требуется остановиться на каком-то одном подходе, уточнить его и все возможности системы типов реализовать через него.

Замечание 0.0.2. Можно, конечно, предложить две системы типов, каждая из которых будет использовать свой подход (язык правил вывода), но в таком случае возникнет вопрос их взаимодействия. Более того, даже в этом случае появится желание на каждом языке правил вывода выразить как можно больше возможностей системы типов, что и предлагается сделать в данной работе на примере одного языка правил вывода.

Подход через вычисление весьма прост в реализации, но он не подходит для систем, осуществляющих вычисление типов с помощью условий.

У подхода к выводу типов через решение уравнений имеется ряд сложностей. Во-первых, правила, удобно записываемые через вычисления, весьма неудобно выглядят, будучи переписанными в виде уравнений, а зачастую они и вовсе не могут быть переписаны. При записи уравнениями нельзя взять тип той или иной вершины и произвести с ним нетривиальное вычисление, потому что в момент создания уравнений тип неизвестен, а в какой этап алгоритма решения уравнений встроить это вычисление, не очень понятно. Был предложен приём, позволяющий откладывать это вычисление до окончательного вычисления типа некоторой вершины, но использование этого приёма откладывает типизацию некоторых других вершин, что приводит к необходимости создавать уравнения в процессе решения уравнений, а это чревато непредсказуемыми ошибками. Во-вторых, есть проблемы с самим алгоритмом решения уравнений. Когда ограничения представляют собой только уравнения, успешно используется алгоритм унификации, но когда возникают неравенства, предложенный на данный момент алгоритм становится недетерминированным. Добавление произвольных отношений между типами только усугубит недетерминированность, так как система отношений может иметь много решений, и нет способа однозначно выбрать то или иное решение, удовлетворяющее условию.

Нетривиальной задачей является моделирование декларативной по своей природе системы Хиндли-Милнера в виде императивных правил. Однако следует заметить, что системе Хиндли-Милнера могут соответствовать различные алгоритмы вычисления типов, например, алгоритм W и алгоритм M [5]. При корректной программе эти алгоритмы приводят к одинаковому результату, но при наличии ошибок сообщения об ошибках будут разными. Различие между алгоритмами W и M заключается в порядке решения уравнений, и может быть выражено именно при императивном подходе.

Задачей данной работы является уточнение языка описания правил вывода типов, использующего в качестве основы парадигму вычислений, и адаптация языка для того, чтобы на нём можно было выразить системы типов, оперирующие уравнениями. Одновременно с уточнением языка описания правил также определяется способ применения правил (некоторая виртуальная машина), иначе семантика языка описания правил будет не вполне ясна.

В данной работе разработана система библиотечных и языковых конструкций (в дальнейшем, язык), позволяющая описывать различные ал-

горитмы вычисления и проверки типов в виде, подобном их неформальному описанию в виде правил. Правила, описываемые в этой системе, являются локальными, то есть каждое правило применяется к небольшому фрагменту AST, содержащему определённую конструкцию языка. Правила являются комбинируемыми, то есть при добавлении к языку новой конструкции изменение системы типов сводится к добавлению одного или нескольких правил. Правила удобны для восприятия по отдельности, то есть они записаны на наглядном языке, и каждое правило представляет собой некоторую смысловую единицу, описанную в спецификации языка.

Для иллюстрации разрабатываемой системы в ней описан алгоритм вывода типов адаптированной версии языка Haskell (система типов Хиндли-Милнера с let-полиморфизмом) и некоторые наиболее важные элементы системы типов языка Java. Данный выбор языков продиктован следующими причинами: алгоритм Хиндли-Милнера производит полное восстановление типов и является наиболее известным алгоритмом вывода типов с помощью уравнений, а язык Java, в частности его статическая система типов, снабжён качественной спецификацией [8], структурное соответствие с которой может служить критерием наглядности записи правил. Также важным является тот факт, что конструкции языка Java уже реализованы в среде MPS, и также в среде MPS разработано несколько расширений языка Java [12].

Глава 1

Системы типов

Понятие типа и системы типов можно определить по-разному. Мы будем рассматривать систему типов как синтаксический метод нахождения в исходной программе некоторых видов ошибок. Так как метод синтаксический, то оперирует он представлением программы в виде абстрактного синтаксического дерева (AST). Метод этот состоит их двух этапов: сначала каждой вершине AST программы приписывается некоторый тип, затем производится проверка корректности программы вместе с приписанными типами.

Замечание 1.0.3. Как правило, тип требуется не каждой вершине, а только некоторым элементам языка, например, выражениям. В дальнейшем будем это опускать, и, говоря, что вершине приписывается тип, будем подразумевать вершины, соответствующие именно таким конструкциям языка.

Замечание 1.0.4. Этап вычисления типов теоретически является необязательным - программиста может все типы аннотировать явно. Но это оказывается крайне не удобно, поэтому желательно свести к минимуму необходимое количество аннотаций. В идеальном случае программист может совсем не указывать аннотаций типов, а некоторый алгоритм либо подберёт такие типы, чтобы типизированная программа прошла проверку типов, либо докажет, что такие типы подобрать невозможно. На практике такой идеальной ситуации гарантированного вывода типов без аннотаций удаётся достичь лишь для отдельных классов систем типов, а в остальных случаях либо от программиста требуются некоторые обязательные

аннотации, позволяющие гарантировать алгоритмическую разрешимость дальнейшего гарантированного вывода типов, либо вывод типов проводится без гарантии того, что если он не удался, то невозможно подобрать корректные типы.

Сложность и эффективность алгоритмов, работающих как на первом этапе вычисления типов, так и на втором этапе проверки типов, может варьироваться в зависимости от возможностей, которые предоставляет система типов.

1.1 Простейшая система типов

Простейший вариант системы типов содержит конечное число встроенных в неё типов. Листья AST являются либо константами, либо ссылками на переменные - и те, и другие имеют заранее известный тип, так как тип констант виден из вида литерала, а тип переменных указывается при объявлении переменной. В такой системе типов вычисление типов производится снизу вверх по дереву, то есть тип любой вершины может быть вычислен, если известны типы нижележащих вершин. Проверка типов также происходит просто, так как все требования локальны и могут быть описаны таблично.

1.2 Объявление пользовательских типов

Если язык программирования разрешает пользователю вводить новые типы, то вместе с новыми типами должны быть объявлены конструкторы этого типа и операции с выражениями этого типа. Возможны ситуации, когда конструкторы и операции задаются неявно при каждом объявлении типа. Может быть и так, что конструктор не требуется - достаточно лишь объявить переменную этого типа.

Как правило, добавление в язык возможности объявления пользовательских типов не сильно влияет на алгоритмы вычисления и проверки типов, так как можно перед началом вычисления типов обойти все объявления новых типов, совершить некоторые предварительные вычисления, а затем рассматривать эти типы как встроенные в язык.

1.3 Подтипы

Подтипы в их наиболее простом виде добавляют одно отношение частичного порядка над множеством типов - *отношение подтипа*. При этом правила проверки типов модифицируются таким образом, что в любом месте программы, где корректно выражение некоторого типа, корректным становится и выражения всех его подтипов (*принцип подстановки* Барбары Лисков, [9]). Такой подход к подтипам весьма интересен в теоретическом плане, однако никак не способствует созданию алгоритма вычисления типов. Поэтому в большинстве языков программирования, содержащих подтипы, алгоритм вычисления типов задаётся отдельно.

1.3.1 Проблема когерентности

Так как отношение подтипа является отношением нестрогого частичного порядка, то оно задаёт направленный граф, вершинами которого являются типы, а ребро соответствует отношению прямого подтипа. Проблема может вознинуть, если в таком графе несколько различных путей, связывающих одни и те же два типа.

Допустим, в некотором Java-подобном языке определены подтипы:

```
byte     <:  int
byte     <:  Byte
int      <:  Integer
Integer  <:  Object
Byte     <:  Object
```

Тогда при подстановке выражения, имеющего тип byte, туда, где ожидается тип Object, возникает неоднозначность. Можно преобразовать тип byte в Byte, а затем тип Byte преобразовать в Object. А можно тип byte преобразовать в int, затем в int в Integer, а Integer в Object. При этом результаты последовательных конвертаций могут получиться разными.

Если независимо от пути в графе от некоторого типа `A` до его надтипа `B` результат приведения некоторого значения типа `A` к типу `B` будет одинаковым, то говорят о *когерентной* функции приведения.

Заметим, что если функция приведения является тождественной функцией, то она когерентна. Но в некоторых языках программирования, например в Java, функция приведения типов не является когерентной. Поэтому в этих языках отказываться от принципа подстановки для всех пар

типов, которые могут быть приведены один у другому, оставляя принцип подстановки (и термин «подтип») только для тех пар типов, для которых функция приведения когерентна.

1.4 Множественные отношения над типами

Чтобы избежать проблем с некогерентной функций приведения типов, некоторые языки вводят несколько отношений, напоминающих отношение подтипа. Эти отношения определяют допустимость неявного приведения типов в тех или иных конструкциях языка. Каждое из этих отношений является либо простым (заданным таблично или алгоритмически), либо составным, то есть произведением определённой комбинации других отношений.

Например, в языке Java вводится несколько различных видов приведений типа (conversions), уместных в различных конструкция языка.

- Identity conversion. Не изменяет тип.
- Widening primitive conversion. Приведение одного примитивного типа к другому без потери информации.
- Narrowing primitive conversion. Приведение одного примитивного типа к другому с потерей информации.
- Widening reference conversion. Приведение ссылочного типа его надтипу.
- Narrowing reference conversion. Приведение ссылочного типа его подтипу.
- Boxing conversion. Приведение примитивного типа к соответствующему ему ссылочному.
- Unboxing conversion. Приведение ссылочного типа к соответствующему ему примитивному.
- Unckecked conversion. Приведение ссылочного типа без указания параметров (raw type) к некоторой его параметризации.
- Capture conversion. Замена универсальных (wildcard) параметров на типовые переменные.

- String conversion. Приведение любого типа к строке.
- Value set conversion. Изменения представления числа с плавающей запятой.

1.5 Типы, констрируемые из других типов

Когда простых перечислимых типов недостачно, в языках появляются составные типы, содержащие в себе в качестве составной части другие типы. Составные типы удобно представлять в виде деревьев, листьями которых будут простые типы.

В качестве примеров составных типов можно назвать:

- функциональные типы (например, `Int -> String` в языке Haskell),
- конкретизации полиморфных типов (например, `List<Integer>` в языке Java).
- типы записей в языках с полиморфизмом строчных переменных (например, `{name:string, surname:string, age:int}` в языке SML).

1.6 Полимофизм

Термин полиморфизм (polymorphism) обозначает семейство различных механизмов, позволяющих использовать один и тот же фрагмент программы с различными типами в различных контекстах [13]. Полиморфная функция — функция, применимая к аргументам разных типов [3]. Полиморфная переменная (выражение) — переменная (выражение), которую можно рассматривать как имеющую несколько типов.

Известно несколько видов полиморфизма, их классификация приведена в [3, 13].

- Параметрический полиморфизм. При параметрическом полиморфизме вводятся полиморфные типы, которые отличаются от обычных мономорфных деревьев типов тем, что в качестве листьев могут содержать ти́повые переменные, которые могут принимать произвольные значения.

- Полиморфизм подтипов через приведение типов заключается в том, что функция, принимающая агрумент некоторого типа, может также принимать любой его подтип, который неявно приводится к требуемому типу.

- Полиморфизм подтипов через подмножества, называемый в случае записей полиморфизмом строчных переменных (raw variable polymorphism), оперирует подтипами, как подмножествами. Это означает, что если тип `B` является подтипом `A`, то с выражением, имеющим тип `B`, можно работать так же, как если бы оно имело тип `A`.

- Ad-hoc полиморфизм. При данном виде полиморфизма полиморфные функции представляют собой набор обыкновенных мономорфных функций, как правило имеющих одно и то же имя, из которых вызывается та, которая соответствует типу агрумента.

Во многих практически используемых языках программирования используется одновременно несколько видов полифорфизма в различных комбинациях.

1.6.1 Let-полиморфизм

Среди моделей параметрического полиморфизма одной из наиболее популярных является let-полиморфизм [10], являющийся частным случаем полиморфизма первого класса [13].

Удобство let-полиморфизма заключается в том, что существует эффективный алгоритм, производящий проверку и вывод типов в программах, использующих типизированное лямбда-исчисление с let-полиморфизмом. Этот алгоритм находит главные (principal) типы для всех выражений программы, а свободные переменные привязываются к соответствующим let-объявлениям на последнем шаге работы алгоритма.

Let-полиморфизм лежит в основе систем типов многих функциональных языков программирования, например, Haskell, OCaml.

1.6.2 Ограниченная квантификация

Ограниченная квантификация возникает при сочетании полиморфизма и подтипов. Её смысл заключается в том, что переменные, по которым типы полиморфны, пробегают не по всем возможным типам, а только по подтипам некоторого типа.

Глава 2

Используемые технологии

2.1 Среда MPS

Для практического построения моделей систем типов используется MPS — платформа для разработки языков [12, 11]. Удобство его использования для этой цели заключается в том, что он позволяет легко описывать языки, а также предоставляет некоторый высокоуровневый API для работы с кодом, написанном на этих языках.

Среда разработки MPS позволяет создавать предметно-ориентированные языки и использовать их при написании программ. Создаваемые в MPS программы хранятся не в виде текста, а в виде абстрактного синтаксического дерева. Для редактирования AST используется проекционный редактор, отображающий элементы AST в виде, напоминающем текст, доступный для редактирования. Это позволяет использовать в одной программе несколько языков, не требуя их синтаксической совместимости.

Использование MPS подсказывает некоторые особенности машины системы типов. Во-первых, типы присваиваются не терму, оторванному от контекста, а конкретной вершине AST. Это вполне отвечает практической необходимости, потому как возможны системы типов, где одно и тоже поддерево AST, повторенное в разных местах дерева, будет иметь в них различный тип. Во-вторых, сами типы также записываются в виде AST. В случае простых типов это не имеет особого значения, но уже появление параметризованных типов (которые ещё и могут встречаться в

тексте программы) выявляет общую природу кода на языке и типов этого языка.

Среда MPS позволяет использовать в одной программе разные языки, который, в общем случае, могут быть разработаны независимо. Для совместимости языков, в числе прочего, требуется совместимость систем типов. Для этого требуется существование некоторой виртуальной машины системы типов, позволяющей разработчикам языка описывать правила вычисления типов. В данной работе такая машина системы типов предложена.

Глава 3

Системы типов в платформах разработки языков

В связи с развитием сред разработки языков, которые сильно упрощают создание новых языков в отношении синтаксиса [4, 15], редактора и трансляции, возникает необходимость в разработке технологии создания систем типов для создаваемых языков.

Согласно [4], существует небольшой список действий, которые чаще всего производит система типов.

- Присваивает фиксированный тип некоторым простым элементам программы. Например, такими простыми элементами, тип которых не нужно вычислять, потому что он известен заранее, являются числовые или строковые литералы.

- Переносит (копирует) тип одного элемента программы на другие связанные с ним элементы программы. Например, тип выражения, состоящего из переменной — такой же, как тип, указанный при объявлении этой переменной.

- Вычисляет типы более сложных элементов программы на основе типов составных частей. Например, тип бинарной операции может за-

висеть от типов её аргументов, причём эта зависимость может быть достаточно нетривиальной.

- Производит проверку типов. В конечном итоге, система типов должна проверить программу на наличие ошибок, связанных с типами, и сообщить о них пользователю. Для этого язык определяет набор ограничений на типы в программе или набор процедур проверки типов, которые запускаются для вычисленных типов и сообщают пользователю об ошибках.

Типы удобно представлять таким же способом, как и AST программы. Во-первых, это объясняется тем, что типы также часто имеют древовидную структуру. Во-вторых, типы обычно используются в программе, чтобы явным образом указать тип того или иного элемента программы (например, во многих языках тип переменной всегда должен быть указан явно).

Теоретически, систему типов можно рассматривать (если временно забыть о проверках типов) как функцию `typeof`, которая вычисляет тип указанного елемента программы (тип вершины AST). Эта функция может быть реализована любым удобным образом, однако на практике чаще используются три основных подхода: рекурсия, унификация и сравнения с образцом.

В рекурсивном подходе к вычислению типа имеется полиморфная (перегруженная) функция `typeof`, которая принимает элемент программы и возвращает его тип, при этом вызывая себя, чтобы вычислить типы тех элементов программы, от которых зависит вычисляемый тип.

Унификация предполагает, что разработчики языка определили набор уравнений, содержащих ти́повые переменные и типы-значения. После этого некоторая машина пытается решить уравнения, присваивая переменным значения. Интересным свойством этого подхода является отсутствия различия между выводом и проверкой типов. Разработчик языка всего лишь задаёт набор требований, которые должны удовлетворяться в корректной программе. Если решения, удовлетворяющего всем требованиям, не существует, то это означает, что в программе обнаружена ошибка.

При сравнении с образцом вычисление типа одного элемента программы на основе типов других элементов производится с помощью таблицы. В таблице отмечаются все возможные варианты типов связанных элементов, и на основе этой таблицы производится как вывод, так и проверка

типов. Те варианты, которые не отражены в таблице, считаются ошибочными.

На данный момент известны три платформы для разработки языков, для которых существуют инструменты для создания систем типов.

Xtext — платформа для создания текстовых предметно-ориентированных языков программирования, входящая в Eclipse Modeling Project. Известны два различных инструмента для описания систем типов в Xtext: XTypes [2] и Xtext Typesystem Framework [16].

Xtext Typesystem Framework основан на рекурсивном подходе к вычислению типов. Он удобен для описания систем типов, которые сводятся к операциям присваивания фиксированных типов, переноса типов одного элемента на другой, вычисление типов элемента из типов его частей. Данные операции записываются декларативно с использованием специально созданного языка. Более сложные операции могут быть реализованы на императивном языке общего назначения, но только если они согласуются с рекурсивным подходом. В частности, система типов Хиндли-Милнера не соответствует рекурсивному подходу, а значит может быть реализована только в виде отдельного блока, то есть фактически, реализация системы типов Хиндли-Милнера будет лишь совместимой с Xtext Typesystem Framework, но не использующей его.

MPS (Metaprogramming System, система метапрограммирования) — платформа для создания предметно-ориентированных языков, использующая проекционный редактор [11, 12, 4]. Имеет встроенную поддержку систем типов.

MPS содержит предметно-ориентированный язык для описания правил системы типов. Он основан на унификации, однако содержит ограниченную поддержку принципа сравнения с образцом. Уравнения, составляемые правилами и затем решаемые по специальному алгоритму, бывают нескольких видов.

- Собственно уравнения, требующие, чтобы тип в левой части структурно совпадал с типом в правой части (рис. 3.1(a)).
- Неравенства, требующие, чтобы тип левой части структурно совпадал с некоторым надтипом типа в правой части (рис. 3.1(b)). При этом отношений подтипа возможны два: сильное и слабое. Слабое

```
typeof(integerLiteral) :==: <int>;
```

(a) Уравнение

```
infer typeof(expression) :<<=: <SModel>;
```

(b) Неравенство

```
typeof(castExpression.expression) :~: castType ;
```

(c) Требование сравнимости

Рис. 3.1. Примеры уравнений в MPS

следует из сильного, обратное неверно. Сами оба отношения подтипа считаются рефлексивными и транзитивными и задаются либо в виде задания у некоторого типа списка его непосредственных надтипов, либо в виде набора уравнений, логически равносильных утверждению о том, что некоторый тип является подтипом другого типа.

- Требования сравнимости, требующие, чтобы два типа находились в отношении сравнимости (рис. 3.1(c)). Отношение сравнимости симметрично и рефлексивно. Какие типы можно считать сравнимыми, а какие нет — задают отдельные правила.

Существенным недостатком такой модели описания системы типов является невозможность обеспечить транзитивность отношения подтипа. Хотя, конечно, могут существовать в принципе алгоритмически неразрешимые системы типов, но и во многих простых ситуациях транзитивность отношения подтипа, номинально постулируемая, на практике не обеспечивается.

Ещё один недостаток этой модели заключается в том, что решений, удовлетворяющих системе неравенств, может быть много, и решение, возвращаемое реализацией решающего алгоритма, выбирается из них некоторым не вполне предсказуемым образом. Однако разработчику языка, как правило, нужно, чтобы решение было выбрано по некоторым конкретным правилам. Проблема в том, что не предусмотрено механизма, позволяющего разработчику описать алгоритм, по которому из нескольких допустимых решений системы будет выбран ответ.

Spoofax — IDE, онованная на Eclipse, для создания текстовых языков. В отличие от MPS, основным понятием которого является вершина AST, Spoofax оперирует термами, то есть, например, два одинаковых выражения, встретившиеся в разных местах программы, неразличимы вне контекста программы. Имеет встроенную поддержку систем типов.

Системы типов в Spoofax основываются на рекурсивном подходе с поддержкой сравнения по образцу. Следует отметить удобные декларативные языковые конструкции для описания правил системы типов и отношений между типами. Эти языковые конструкции частично транслируются, частично интерпретируются машиной системы типов, которая эффективно вычисляет типы в программе. Однако, так же как и в Xtext Typesystem Framework, метод уравнений унификации не поддерживается, и на данный момент систему типов Хиндли-Милнера в Spoofax реализовать невозможно.

Глава 4

Язык описания систем типов

4.1 Парадигма языка

Языки, допускающие лишь некоторый ограниченный набор операций, не позволяющий выразить достаточно сложные вычисления, подходят лишь для заранее очерченного круга задач. Поэтому логично составлять язык для виртуальной машины, выводящей типы, так, чтобы позволить ползователю производить произвольные вычисления с типами и другими объектами. Для этих целей язык описания систем типов допускает включение в определённых местах произвольных фрагментов кода на языке общего назначения (Java с расширениями).

Альтернативным вариантом мог бы являться полностью декларативный подход к описанию языков, при котором не допускается использование тьюринг-полного императивного языка для описания вычислений. Но такой полностью декларативный подход к описанию систем типов имеет ряд недостатков.

Во-первых, системы типов большинства разрабатываемых предметно-ориентированных языков описываются в терминах последовательных вычислений. В результате такие, как правило, простые системы типов будут требовать значительных усислий, чтобы их описать на декларативном языке. Перевод в обратную сторону — из декларативного описания в спецификации языка в описание с использованием

императивного языка — представляется менее затратным относительно сложности самой системы типов, так как та или иная декларативная семантика спецификации системы типов используется для языков общего назначения с достаточно сложной системой типов, при этом разработчик, взявшийся за непростую задачу описания языка общего назначения в универсальной среде описания языков, в любом случае будет тратить достаточно много времени на осмысление семантикик описания системы типов этого языка.

Во-вторых, если язык описаний систем типов не будет тьюринг-полным, то в какой-то момент найдётся система типов, требующая таких вычислений, которые невозможно выразить на этом языке. Если же этот язык сможет описать сколь угодно сложные вычисления, то этот язык окажется достаточно сложным по структуре и семантике, и будет весьма непростым для изучения. Поэтому в данной работе принято решение использовать язык общего назначения (Java) для описания сколь угодно сложных вычислений, и специально разработанный предметно-ориентированный язык для оперирования понятиями, специфичныими для задачи вывода и проверки типов.

4.2 Репозиторий типов

Язык для виртуальной машины, выводящей типы, позволяет производить произвольные вычисления с типами и другими объектами. Логично потребовать, чтобы все вычисления, производимые в процессе вывода и проверки типов, не имели побочных эффектов. Это означает, что все обращения к типизируемому коду, обращения к состоянию машины, выводящей типы, и изменения состояния машины производятся только через специальные команды. Состояние машины содержит типы, присвоенные вершинам. Они хранятся в виде репозитория типов. Репозиторий типов представляет собой хранилище, сопоставляющее каждой вершине абстрактного синтаксического дерева (AST) вычисленный для неё тип. Взаимодействие с репозиторием типов осуществляется через две операции: *чтение типа* и *запись типа*.

4.2.1 Аспекты репозитория

Кроме непосредственно типов, может понадобиться хранить результаты промежуточных вычислений. Их тоже удобно хранить привязанными к

определённой вершине абстрактного синтаксического дерева, так же как и типы, в репозитории. Для этой цели введена возможность присваивать одной и той же вершине абстрактного синтаксического дерева одновременно несколько «типов», различая их по специальным меткам, *аспектам репозитория*.

Аспекты репозитория объявляются отдельно. Чтение из репозитория и запись из репозитория производится с указанием аспекта репозитория, по которому должно быть произведено чтение или запись, и вершины AST, к которой привязана читаемая или привязывается записанная информация. В большинстве практических случаев по одному из аспектов репозитория хранятся собственно типы выражений языка, а другие аспекты объявляются для вспомогательных целей. Примером осмысленного дополнительного аспекта может быть аспект, по которому для некоторой вершины записывается максимальный допустимый тип выражения, которое могло бы стоять на месте этой вершины. Такой аспект чрезвычайно полезен для автоматического дополнения кода в интегрированной среде разработки.

Также множественность аспектов полезна и с точки зрения совместимости. Если различные разработчики независимо друг от друга создали системы типов для одного языка, и есть необходимость использовать обе эти системы, то они могут работать, не мешая друг другу, если будут использовать различные аспекты репозитория. При этом каждая система получит как бы свой репозиторий, и эти «репозитории» можно считать независимыми.

Особенно полезно одновременное использование различных систем типов может быть, если в рамках модели системы типов осуществляются различные проверки, не относящиеся непосредственно к типам так, как они описаны в спецификации языка, но, подобно системам типов, производящие более сложные статические проверки, в том числе с использованием внешних инструментов.

Таким образом, систему типов можно использовать в том числе как интерфейс взаимодействия внешних инструментов статического анализа с интегрированной средой разработки.

В дальнейшем для простоты изложения любые данные, записываемые в репозиторий по некоторому аспекту, будем называть типами по этому аспекту.

4.2.2 Многократная запись в репозиторий

При объявлении аспекта он может быть определён либо как аспект с однократной записью в репозиторий, либо как аспект, поддерживающий многократную запись.

Аспекты с однократной записью запрещают запись в репозиторий для вершины, которой уже приписан тип по данному аспекту. Если же тип по данному аспекту вершине не приписан, то запрещена операция чтения. Таким образом, текущий тип вершины по данному аспекту может находиться в двух состояниях: ещё не записан или уже записан. При этом, если система типов детерминирована, то операция чтения типа вершины по данному значению, если она возможна, вернёт всегда одно и то же значение.

Аспекты, разрешающие многократную запись, не накладывают подобных ограничений на операции записи и чтения — запись и чтение типа по этому аспекту всегда считается допустимым. В таком случае возникает два вопроса.

1. Что вернёт операция чтения, если до этого записи не производилось?

2. Что останется в репозитории после операции записи, если в репозитории уже был записан тип для этой вершины?

Ответ на эти вопросы можно предоставить, если при объявлении аспекта, разрешающего многократную запись, указать моноид, содержащий значение типа по этому аспекту перед первой записью и ассоциативную функцию, вычисляющую новое значение на основе значения, которое было в репозитории до этого, и значения, переданного в качестве параметра в функцию записи.

Например, для системы типов Хиндли-Милнера единицей моноида является свободная переменная типа, а операцией умножения — структурная унификация двух типовых деревьев.

4.3 Правила типизации

Основу описания систем типов на разработанном языке состоявляют локальные правила типизации. Правило типизации состоит из *шаблона AST*, по которому определяется применимость правила, специальных *аннотаций* и фрагмента программного кода, непосредственно осуществля-

ющего необходимые для вывода и проверки типов действия, — *действующей процедуры правила*.

Каждое правило применяется к тем фрагментам AST, которые соответствует шаблону этого правила. Если правило может быть применено к некоторому фрагменту (поддереву) AST, создаётся экземпляр этого правила, привязанный к корневой вершине этого поддерева, которая становится *корневой вершиной экземпляра*. Затем у созданного экземпляра правила вызывается действующая процедура. Результатом работы этой процедуры, а значит и результатом применения правила к фрагменту AST, является внесение изменений в репозиторий типов в отношении вершин из этого фрагмента.

Шаблоном может служить, к примеру, конкретная конструкция языка. Например, в большинстве императивных языков будет правило, применимое к операциям присваивания. Для каждого присваивания в типизируемой программе будет создан экземпляр этого правила. Действующая процедура правила прочитает из репозитория тип переменной из левой части присваивания, прочитает тип выражения из правой части и сравнит эти типы на совместимость.

Как видно из примера, правило может обращаться к репозиторию типов с запросами на чтение или запись. Но если запросы производятся по асепкту с одноразовой записью, то перед тем, как производить чтения типа некоторой вершины, этот тип должен быть записан в репозиторий в процессе выполнения другого правила. Это требование формирует достаточно строгие ограничения на порядок запуска экземпляров правил.

4.3.1 Аннотации правил

Требования к порядку применения правил содержатся в самих правилах в виде специального вида аннотаций. *Минимальный набор аннотаций*, позволяющий запускать правила в правильном порядке, состоит из одной функции, отвечающей на вопрос, может ли экземпляр правила быть выполнен в данный момент (достаточно ли уже вычислено информации для корректной работы данного экземпляра правила).

Но такой минимальный набор не всегда приводит к эффективной работе. Если появятся циклические зависимости, при которых ни одно правило не может быть выполнено, то это выяснится только в процессе выполнения правил. Также неэффективно после завершения работы каждого экземпляра правил опрашивать все оставшиеся правила, чтобы выбрать из них то, которое должно быть выполнено следующим.

Чтобы определять порядок выполнения правил заранее, до начала их выполнения, используются *дополнительные аннотации зависимостей* правил. В начале, после создания всех необходимых экземпляров, каждый экземпллляр предоставляет список вершин, тип которых должен быть в репозитории на момент запуска этого экземпляра. Также каждый экземпляр предоставляет список вершин, тип которых будет записан в репозиторий в результате работы этого экземпляра. На основе этих данных составляется направленный двудольный граф, вершинами которого являются, с одной стороны, вершины AST (по некоторому аспекту) и, с другой стороны, экземпляры правил. Дуга графа, идущая из экземпляра правила в вершину AST, означает, что это правило записывает (или, если дуга пунктирная, то предположительно записывает) в репозиторий тип этой вершины. Дуга графа, идущая из вершины AST в экземпляр правила, означает, что этому правилу требуется (или, если дуга пунктирная, то предположительно требуется) тип этой вершины.

Пример 4.3.1. Рассмотрим следующий фрагмент кода на одном из расширений Java:

```
var s1 = "123";
var s2 = s1 + "456";
```

В этом фрагменте слово `var` означает, что тип переменной должен быть вычислен из её инициализатора.

Граф зависимостей между экземплярами правил и вершинами AST для данного фрагмента приведён на рисунке 4.1. Вершины AST на рисунке обозначены овалами с текстом, иерархия AST — линиями без стрелок, ссылка AST — пунктирной линией без стрелки. Экземпляры правил обозначены овалами с цифрами.

Вначале правило (экземпляр правила) 1 выводит тип переменной `s1` на основе её инициализатора. Затем правило 2 использует данный тип для вывода типа выражения чтения переменной. После этого правило 3, основываясь на том, что оба агрумента опрации сложения имеют строковый тип, присваивает строковый тип самой операции сложения. И в конце правило 4 присваивает строковый тип переменной `s2` на основе её объявления.

4.3.2 Подбор правил

В большинстве ситуациаций не требуется вычислять и проверять типы для всего проекта. Например, компиляция крупных проектов происходит отдельными файлами или модулями. Но часто файл тоже является

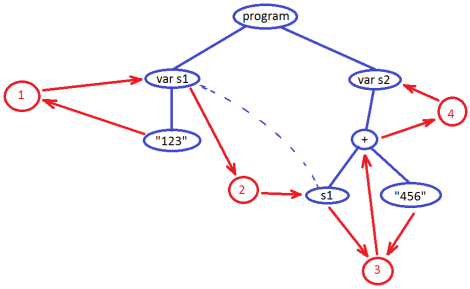


Рис. 4.1. Граф зависимостей к примеру 4.3.1

достаточно большой единицей типизации. Например, это может происходить при редактировании текста в IDE, когда при небольшом изменении кода в редакторе нет необходимости перевычислять типы всех выражений в файле. Также возможна ситуация, когда требуется вычислить тип одной конкретной вершины (например, эта необходимость возникает при генерации некоторых высокоуровневых языков). В этом случае нужно создавать и запускать только те экземпляры правил, которые участвуют в выводе типа нужной вершины.

Для решения задачи подбора правил используются *обратные аннотации зависимостей* правил. Обычных (прямых) аннотаций зависимостей правил для этой цели недостаточно, так как прямые аннотации зависимостей вычисляют по экземпляру правила вершины AST, используемые этим правилом, то есть строят двудольный граф зависимостей со стороны экземняров правил. А в ситуации, когда экземпляры правил ещё не созданы, и требуется найти те из них, которые нужно создать, то же граф должен строиться со стороны вершин AST.

4.3.3 Альтернативные правила

Каждон правило типизации содержит небольшой фрагмент алгоритма типизации. В результате последовательного выполнения экземпляров правил в некотором порядке результат работы должен получится такой, как если бы работал алгоритм типизации, не разбитый на правила.

Однако в алгоритме типизации могут быть описаны исключительные ситуации, которые запускаются при некотором условии и в которых дей-

ствия полностью отличаются от основной линии действия алгоритма. Такие ситуации могут описаны на разработанном языке с помощью альтернативных правил.

Для того, чтобы описать принцип работы замещающих правил, вернёмся к модели выполнения правил. Сначала создаются необходимые экземпляры правил. Затем на основе аннотаций определяется некоторая информация о порядке выполнения экземпляров. После этого экземпляры правил запускаются в требуемом порядке (окончательно порядок определяется уже во время выполнения). В конце все правила должны быть выполнены.

Альтернативные правила, если срабатывает условие их запуска, отменяют необходимость в выполнении тех правил, которые они замещают. Если же альтернативные правила не понадобились, то они автоматически отменяются при выполнении основных правил.

Использование альтернативных удобно, если требуется отдельно обрабатывать ситуации, когда между правилами образуется циклическая зависимость. Образование «затора», когда не может быть запущено ни одно правило, будет условием запуска альтернативных правил, а сами альтернативные правила в результате своей работы отменят некоторые из заблокированных правил, разбив таким образом образовавшйся цикл.

4.3.4 Автоматическая генерация аннотаций

Локальные правила вывода применяются в определённом порядке, так, чтобы информация, необходимая для работы некоторого правила, была занесена в репозиторий типов правилами, применёнными до этого.

Для того, чтобы корректно определять порядок выполнения правил, необходим способ определения для каждого правила информации, необходимой для работы этого правила, и информации, записываемой в репозиторий в результате работы этого правила. Если правила описываются пользователем на языке общего назначения, то они могут быть снабжены соответствующими аннотациями, если же правила генерируются из предметно-ориентированного языка, то аннотации могут быть получены на основе статического анализа кода.

Метаинформация, прилагающаяся к правилу, частично может быть выведена из кода правила с помощью статического анализа, что представляет собой перспективу для дальнейших исследований.

4.4 Операции над типами

Некоторые языки программирования при описании их системы типов используют понятие отношений над типами. Наиболее распространённым отношением является отношение подтипа, однако в языке могут существовать и несколько отношений. Например, в языке Java 2 используются 8 отношений. В проектируемой системе предлагается описывать отношения с помощью более общей концепции операций с типами. В зависимости от целей использования бинарное отношение можно задать в виде бинарной булевой функции или в виде функции от первого аргумента, возвращающей последовательность допустимых вторых аргументов.

Так как система проектируется так, чтобы допустить возможность расширения набора используемых типов, то отношения также должны объявляться расширяемо. Для этого предложено разделять объявление операций над типами от объявлений реализации этих операций.

Объявление операции над типами содержит количество аргументов этой операции и тип результата.

Реализаций одной операции может быть несколько для разных шаблонов аргументов.

Реализация n-арной операции содержит n шаблонов аргументов и функцию, непосредственно производящую вычисление.

Если реализации не пересекаются по шаблонам агрументов, то операция является функцией (возможно, частично определённой). Если же к некоторым аргументам могут быть применимы одновременно несколько реализаций, то возникает вопрос о том, которая из них должна быть применена.

В противном случае возможны 2 разные политики вычисления в зависимости от вычисляемой операции. Политика приоритетов предполагает некорректное завершение вычисления, если нет ни одной подходящей реализации. В случае же нескольких подходящих реализаций вызывается та из них, которая имеет наибольший приоритет.

Альтернативой политики приоритетов является политика равноправных реализаций. Операция определяет коммутативный моноид, содержащий значение по умолчанию, возвращаемое для тех аргументов, для которых не нашлось ни одной подходящей реализации, и бинарную функцию, по которой производится свёртка результатов работы всех подходящих реализаций, если подходящих реализаций несколько.

4.5 Ти́повые переменные

Ти́повые переменные могут использоваться для двух целей [13, раздел 22.2]: представление полиморфных типов и использование в промежуточных вычислениях во время вывода типов.

В разработанном языке описания систем типов при создании переменной не требуется указывать, с какой из вышеуказанных целей будет использоваться переменная (будет ли её значение вычислено, или над ней появится квантор всеобщности). После создания переменной она является свободной, то есть её значение не определено. В дальнейшем её значение может стать конкретным типом или типом, выраженным через другие переменные. Это может произойти через операцию присваивания значения типовой переменной. После того, как переменной присвоено значение, она становится зависимой переменной, и в каждом месте, где она используется, она заменяется на своё значение. На практике разумно заменять упоминания переменной на её значение не непосредственно в тот момент, когда переменная перестаёт быть свобоной, а лениво, при первом запросе к её упоминанию. В результате такой замены все переменные, упоминания которых можно наблюдать в репозитории, являются свободными.

Если же значение переменной так и не будет определено в процессе вывод типов, то есть после выполнения всех экземпляров правил вывода, которые могли присвоить её значение, она всё равно осталась свобоной, значит она может принимать любые значения. Как только об этом становится известно, переменная перемещается в список переменных некоторого полиморфного (содержащего переменную) типа.

Принцип локальности подсказывает, что типовые переменные чаще используются вблизи того места в дереве, где они были объявлены. Поэтому логично, создавая переменную, привязывать её к определённому месту в дереве. А так как, если переменной не был присвоен тип, она становится частью полиморфного типа некоторой вершины, то логично привязывать её к той вершине, частью полиморфного типа которой она может стать.

4.6 Иерархичесикй контекст

Чтобы язык было удобнее расширять, правила типизации должны быть локальными, то есть экземпляр правила должен обращаться только к корнеой вершине экземпляра или к её непосредственным подвершинам.

Крайне неудобно, если правила содержат код, идущий вверх по дереву до нахождения определённой конструкции языка. Однако получение информации из вышележащих вершин часто необходимо для эффективной работы системы типов.

Для решения этой проблемы используется способ передачи информации на большие расстояния через контекст, описанный в том числе в [6]. Контекст, подобно репозиторию типов, предоставляет операции чтения и записи для некоторой вершины и может содержать много аспектов. Но, в отличие от репозитория типов, значение, записанное в репозиторий типов для некоторой вершины, может быть быть прочитано для любой вершины из её поддерева. Операция чтения возвращает список всех значений, записанных для всех её надвершин, включая саму вершину.

Для вывода типов оказывается вовсе не обязательно запускать экземпляры правил, которые записывают значение в контекст, если эти значения впоследствии не будут использованы. Если, к примеру, в некотором месте производится чтение из контекста для некоторой вершины, а затем из прочитанного списка берётся последний элемент, соответствующий ближайшей надвершине, для которой производилась запись в контекст, то можно запустить лишь тот экземпляр правила, который записывает этот последний элемент, и опустить все вышележащие записи. Чтобы корректно определить, какие экземпляры правил запустить необходимо, а какие можно и не запускать, используются специального вида *аннотации контекста*, которые могут быть записаны вручную или сгенерированы с помощью статического анализа кода.

Глава 5

Правила вывода типов для языка Haskell

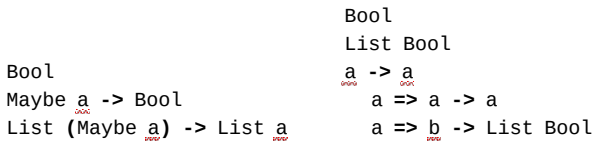
На вышеизложенном языке в качестве иллюстрации его возможностей реализована система типов части языка Haskell. Из конструкций и возможностей языка взяты:

1. лямбда-выражение,
2. применение функции к аргументу,
3. конструкция let с полиморфными объявлениями внутри,
4. алгебраические типы данных,
5. полиморфные типы,
6. сравнение с образцом.

Каждое правило вывода типов объявляется для одной конструкции языка. В процессе вывода к каждой вершине этой конструкции будет применён соответствующий экземпляр правила.

Для описания типов языка используются две конструкции.

1. Конкретный (мономорфный) тип. Это может быть алгебраический тип, функциональный тип и даже тип, параметризованный переменной (переменная рассматривается как временно свободная). При-



(a) Конкретные типы (b) Полиморфные типы

Рис. 5.1. Примеры типов языка Haskell

меры конкретных типов приведены на рисунке 5.1(a) (волнистой линией подчёркнуты переменные).

2. Полиморфный тип (первого ранга). Содержит конкретный тип, но может синтаксически связывать некоторые переменные квантором всеобщности (обрамляющим конкретный тип). Заметим, что не обязательно все переменные должны быть связаны квантором — некоторые переменные могут остаться синтаксически не связанными. Возможна также ситуация, когда квантор не будет связывать ни одной переменной — важна сама возможность связать переменные квантором. Введение особой конструкции для полиморфных типов является удобным способом организовать привязку (binding) переменных типа. Примеры конкретных типов приведены на рисунке 5.1(b) (волнистой линией подчёркнуты переменные, не связанные кванторами).

Для языка Haskell объявлены два основных аспекта репозитория типов (о вспомогательных аспектах см. 5.8, 5.5.1).

Аспект `haskell.expression` предназначен для хранения типов выражений языка. Типы выражений языка являются конкретными типами, то есть не содержат переменных, связанных квантором. Этот аспект разрешает многократное присваивание. Значением по умолчанию является свободная переменная (универсальный тип). Операцией, которая запускается при повторном присваивании типа одной и той же вершине, для этого аспекта является операция унификации.

Унификация двух алгебраических типов для различных типов возвращает ошибку, а для одинаковых запускает унификацию для их соответствующих параметров. Аналогично для функциональных типов и применений типов. Если вызвана унификация свободной переменной (заметим,

```
data Bool = False | True
data Maybe a = Just a | Nothing
```

Рис. 5.2. Объявления алгебраических типов данных

что все переменные являются свободными, так как сразу после присваивания типа переменной она заменяется на своё значение) и типа, не являющегося переменной (алгебраического типа данных, функционального типа, применения типов), то переменная перестаёт быть свободной и ей присваивается конкретное значение. Если же вызвана унификация двух свободных переменных, то они обе выражаются через новую переменную. Создание новой переменной вместо выражения одной переменной не только выглядит более симметрично, но немного упрощает алгоритм. Во-первых, при использовании классов типов (которые могут быть добавлены в язык в качестве расширения) новая переменная будет совмещать в себе классы, содержащиеся в обеих исходных переменных. Во-вторых, новая переменная создаётся привязанной к минимальной общей надвершине вершин, к которым привязаны исходные переменные (см. 5.5.1, 5.7.1).

Аспект `haskell.declaration` предназначен для хранения типов let-объявлений и объявлений верхнего уровня (заметим, что объявления верхнего уровня синтаксически не отличаются от объявлений внутри выражения let, поэтому в дальнейшем будем называть их объявлениями). Для поддержки let-полиморфизма типы объявлений являются полиморфными типами, то есть начинаются с квантора всеобщности. При этом, если объявление содержится внутри let-выражения, то кванторами могут быть связаны не все переменные, а если объявление глобально, то все переменные должны быть связаны кванторами (впрочем, это условие является не требованием, а свойством алгоритма и может быть нарушено при расширении языка, например, при добавлении параметризованых модулей). Данный аспект не допускает многократного присваивания, так как в системе типов Haskell единицей типизации является объявление, поэтому тип объявления может вычисляться только в случае необходимости.

Рассмотрим основные конструкции упрощённого языка Haskell и правила для них.

```
data Bool = False | True
```

```
Bool     Bool
```

(a) Тип `Bool`

```
data Maybe a = Just a | Nothing
```

```
a => a -> Maybe a       Maybe a
```

(b) Тип `Maybe`

Рис. 5.3. Типы конструкторов

5.1 Объявление алгебраических типов

Пример объявления алгебраических типов `Bool` и `Maybe` приведён на рис. 5.2. Для каждого алгебраического типа нужно выставить типы его конструкторам. Конструктор с n аргументами будет иметь функциональный тип с n аргументами, причём аргументы и результат копируются непосредственно из объявления.

Правило для данной конструкции языка будет выполнять следующие действия.

Для каждого констуктора объявляемого типа:

1. скопировать объявляемый тип со всеми параметрами (в рассматриваемых примерах это `Bool` и `Maybe a`) в локальную переменную `result`;

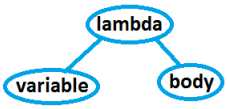
2. создать функциональный тип, результатом которого будет `result`, а аргументами — аргументы конструктора;

3. записать получившийся тип в репозиторий типов в качестве типа конструктора (рис. 5.3).

Замечание 5.1.1. Проверка type kinds не влияет на вывод типов в корректно составленной программе. Поэтому эта проверка не включена в

```
x -> x
```

(a) Тестовое представление



(b) Структура синтаксического дерева

Рис. 5.4. Лямбда-выражение

правила вывода типов. Проверки, от которых не зависит основной процесс вывода типов, создаются в отдельных правилах, чтобы обеспечить модульность системы типов (например, проверки можно в некоторых ситуациях отключать для ускорения вычисления типов, если требуется не найти все ошибки типов, а вычислить конкретный тип).

5.2 Лямбда-выражение

Правило для лямбда-выражения, согласно алгоритму Хиндли-Милнера, должно создавать уравнения унификации, связывающие тип переменной, тип возвращаемого значения и тип самой лямбда-функции. Чтобы на разработанном языке системы типов связать типы разных вершин, присвоим этим вершинам типы (по аспекту `haskell.expression`), содержащие одну и ту же переменную.

Правило типизации для лямбда-выражения будет выглядеть следующим образом:

```
argType = new free type variable;
bodyType = new free type variable;
typeof(arg) := argType;
```

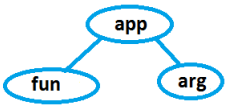


Рис. 5.5. Применение функции к аргументу

```
x  -> not  x
```

Рис. 5.6. Ссылка на переменную лямбда-выражения

```
typeof(body) := bodyType;
typeof(lambda) := "argType -> bodyType";
```

5.3 Применение функции к аргументу

Применение функции к аргументу (рис. 5.5) является, наряду с лямбда-абстракцией, основной конструкцией лямбда-исчисления. Правило типизации для этой конструкции выглядит аналогичным образом.

```
argType = new free type variable;
resType = new free type variable;
typeof(arg) := argType;
typeof(app) := resType;
typeof(fun) := "argType -> resType";
```

5.4 Ссылка на переменную лямбда-выражения

На рисунке 5.6 на переменную `x` (параметр лямбда-функции) имеется одна ссылка.

В общем случае ссылок на одну переменную (её упоминаний в теле функции) может быть несколько. Так как все эти упоминания переменной должны иметь одинаковый тип, логично приравнять тип ссылки типу объявления.

```
aType = new free type variable;
typeof(ref) := aType;
typeof(decl) := aType;
```

Заметим, что подобная запись правила вывода означает, что вывод типов возможен в обе стороны: требования к типу объявления переменной влияют на тип ссылки на эту переменную и наоборот. Таким образом, все ссылки на эту переменную (все её упоминания) получат одинаковый тип — тип этой переменной.

5.5 Ссылка на объявление выражения или конструктора

Как было указано выше, объявления выражений или конструкторов (далее - объявления, bindings) имеют полиморфный тип, записываемый в аспекте `haskell.declaration`, то есть содержат, помимо собственно типа, список переменных типа, которые могут принимать произвольное значение. При этом ссылка на объявление будет иметь такой же тип, но некоторые переменные в нём могут быть конкретизированы. Заметим, что в разных ссылках на одно и то же объявление переменные могут быть конкретизированы по-разному. Подобное поведение можно осуществить, копируя переменные из полиморфного типа в общее пространство переменных.

5.5.1 Привязка переменных к объявлениям

В приведённых выше правилах используется операция `new free type variable`. Как можно понять из её названия, эта операция создаёт новую свободную переменную. В дальнейшем либо этой переменной будет присвоен тип, либо она будет скопирована в некоторый полиморфный тип, в котором она будет связана квантором.

Чтобы определять, к который из полиморфных типов переменная должна быть скопирована, каждая переменная при создании привязывается к некоторому объявлению, в которое она будет скопирована, если

останется свободной. Когда при унификации двух переменных создаётся новая переменная, она привязывается к тому из двух объявлений, которое находится выше.

Привязка осуществляется по специальному аспекту `haskell.typeVariables`.

5.6 Объявление выражения

В объявлении выражения производится обратная процедура: переменные копируются из общего пространства переменных в список переменных полиморфного типа. При этом захватываются только те переменные, которые привязаны к вершине не выше рассматриваемой.

Замечание 5.6.1. Так как объявления выражений являются частью видимого извне интерфейса модуля, то запросы об из типе могут приходить из различных источников. Поэтому тип объявлений должен быть определён корректно или ещё не определён - промежуточные вычисления не должны сказываться на этом типе. Для того, чтобы этого достичь, необходимо запускать копирование типов после того, как тип самого выражения окончательно определён. Окончательно определённым тип можно считать тогда, когда становится понятным, что все переменные, привязанные к рассматриваемой вершине или ниже, уже не будут конкретизированы. Фактически, окончательная определённость типа даёт возможность произвести захват всех свободных переменных, привязанных к поддереву, и поставить над ними квантор всеобщности. Алгоритм, позволяющий установить момент, когда тип окончательно определён, и запустить правило, копирующее переменные, анализирует оставшиеся правила и определяет, могут ли они повлиять на тип.

5.7 Выражение `let`

Свойство выражения `let`, которое ещё не учтено другими правилами, заключается в том, что тип выражения `let` совпадает с типом выражения, стоящего после `in`.

```
aType = new free type variable;
typeof(letExpr) := aType;
typeof(innerExpr) := aType;
```

5.7.1 Мономорфные объявления

Выражение let имеет одну примечательную особенность: внутри его объявлений могут находиться ссылки на переменные объемлющих функций. В результате может оказаться, что тип некоторого объявления внутри let зависит от переменных, привязанных к вышележащим вершинам. В этом случае тип этого значения этого объявления, после того как он будет признан окончательно определённым, будет зависеть от этих переменных. Это не помешает скопировать переменные, привязанные к рассматриваемому объявлению, в полиморфный тип, который также будет зависеть от переменных, привязанных к вышележащим вершинам. В конечном итоге эти переменные могут быть конкретизированы, тогда полиморфизма по ним не будет. Или, если они не будут конкретизированы, они скопируются в некоторый вышележащий полиморфный тип.

Пример 5.7.1. [7]

```
f x =
  let
    g y z = ([x,y],z)
  in
    (g () (), g True ())
```

Данный пример корректно типизировать невозможно, так как тип функции `g` связан (зависит от общей переменной типа) с типом переменной `x`. Из использования `g` в выражении `g () ()` следует, что переменная `x` имеет тип `()`, а из использования `g` в выражении `g True ()` следует, что переменная `x` имеет тип `Bool`. А разные алгебраические типы не совместимы друг с другом — процедура унификации возвращает ошибку.

5.8 Рекурсивные функции

В языке Haskell рекурсивные функции не могут обрабатываться стандартным механизмом для let-полиморфизма. Действительно, для типизации вызова функции требуется, чтобы тип этой функции был уже известен, а для рекурсивных функций это неверно, если их тип не аннотирован явно. Поэтому рекурсивные функции в языке Haskell являются мономорфными. Это не означает, что их тип не может содержать связанных кванторами переменых. Такие переменные существовать могут, то везде, где они используются, они должны принимать одинаковые значения. Иными

словами, копирование этих переменных, как оно производится обычно для вызовов функций, не допускается.

Аналогичные рассуждения применимы и для взаимно рекурсивных функций. Однако для группы взаимно рекурсивных функций все переменные, входящие в их типы должны быть общими.

В примере 5.8.1 функция `rev1` использует функцию `rev2` в двух разных местах. Но, так как обе эти функции принадлежат одной группе взаимно рекурсивных функций, то тип функции `rev2` в обоих местах должен быть конкретизирован одинаковым образом, а это сделать невозможно.

Пример 5.8.1. Данные функции не типизуются автоматически в языке Haskell 98.

```
rev1 [] ys = head (rev1 [] [ys])
rev1 (x:xs) ys = rev1 xs (x:ys)

rev2 [] ys = ys
rev2 (x:xs) ys = rev1 xs (x:ys)
```

На разработанном языке описания систем типов случай рекурсивных и взаимно рекурсивных функций обрабатывается отдельно с помощью альтернативных правил.

При попытке типизировать фрагмент программы, содержащий рекурсивную функцию или группу взаимно рекурсивных функций, возникнет циклическая зависимость между экземплярами правил, в результате чего в некоторый момент ни один экземпляр правил не может быть запущен. Для выхода из данной ситуации запускается серия альтернативных правил.

Первым запускаются экземпляры правила, которые находят все функции, входящие в рекурсивную группу. Информация обо всех функциях группы записывается в качестве типа каждой функции по специальному аспекту `haskell.dependency`.

Затем для всех ссылок на функции внутри группы тип ссылки приравнивается к типу функции, в результате чего все типовые переменные в функциях этой группы становятся общими для группы.

После того, как все ссылки внутри группы пройдены, происходит разблокировка зациклившихся правил. Экземпляры правил, которые должны были копировать тип для ссылок, теперь, когда тип ссылок создан, отменяются. После этого продолжается типизации остальной части программы.

5.9 Выражение case и сопоставление с образцом

Правила типизации для образцов аналогичны правилам для выражений: ссылки на конструкторы копируют в локальный контекст тип конструктора, применение конструктора к аргументу (тоже образцу) аналогично применению функции к аргументу. Заметим, что количество аргументов у конструктора в образце должно совпадать с количеством аргументов в объявлении конструктора. И обеспечить это должна система типов (особенно, если иметь в виду расширение GADTs). Один из способов, которым это можно обеспечить, заключается в дополнительном присваивании образцу нужного алгебраического типа. В результате, если количество аргументов недостаточно, то этот тип будет конфликтовать с выведенным функциональным.

После того, как выведены типы образцов (окончательно определены), их можно скопировать на тип сравниваемого с образцами выражения. Если не сойдутся — найдена ошибка.

Тип самого выражения `case` можно определить, приравняв его (присвоив одну и туже переменную) к типам ветвей.

Глава 6

Описание системы типов языка Java

Описание языка Java на разработанном языке выполнено в соответствии со спецефикацией языка Java [8].

6.1 Правила для констант

Для числовых и строковых литералов правила выглядят максимально просто: для каждого вида литералов указывается его тип. Приведём примеры литералов в Java и их типов.

`2` `0x7FFFFFFF`	int int
`2l`	long
`0.0f`	float

`1.0`
`2.0E10`
`3.3D`
	double
	double
	double

`'a'` `'\u0036'`	char char
`"Hello!"`	String
`false`	boolean
`null`	nulltype

6.2 Выражения .class

В спецификации языка Java рассматривают 3 случая.

1. Если тип *C*, стоящий слева от `.class`, является классом, интерфейсом или массивом, то тип всего выражения будет иметь вид `Class<`*C*`>`.

2. Если тип *p*, стоящий слева от `.class`, является примитивным типом, то тип всего выражения будет иметь вид `Class<`*C*`>`, где *B* — результат применения boxing conversion к типу *p*.

3. Выражение `void.class` имеет тип `Class<Void>`.

В реализации каждому из перечисленных случаев соответствует отдельное правило. Единственное отличие от спецификации заключается в том, что случай 1 в реализации из соображений наглядности разбит на два варианта: для массивов и для классов с интерфейсами.

6.3 Правила для this

6.3.1 Unqualified this

Чтобы узнать тип выражения `this`, в котором не указан класс (unqualified `this`), нужно найти ближайший класс, в котором это выражение находится. Для описания этого используется такой механизм разработанного языка, как иерархический контекст. При этом используется аспект иерархического контекста `java.typeofThis`. Правило для класса записывает в контекст ссылку на этот класс. Эта ссылка может быть прочитана в правиле для выражения `this`, и на её основе вычисляется тип выражения. Пример работы иерархического контекста по аспекту `java.typeofThis` приведён на рисунке 6.1.

6.3.2 Qualified this

Тип выражения `this`, в котором указан класс (qualified `this`), не требует поиска вышележащего класса. Однако требуется проверка, что выражение действительно содержится в указанном классе (при этом он не обязательно должен быть ближайшим). Для этого также используется

```
public class Class1 {
  public void method1( ) {
    assert this instanceof Class1;
  }
  public class Class2 {
    public void method2( ) {
      assert this instanceof Class1.Class2;
      assert Class1.this instanceof Class1;
    }
  }
}
```

Рис. 6.1. Пример использования иерархического контекста для типизации выражений `this`

иерархической контекст. Если для каждого класса в контекст записывается ссылка на него, то в правиле для выражения `this` могут прочитаны все эти ссылки. Таким образом можно проверить, содержится ли среди них класс, указанный в выражении `this`.

6.4 Операции

Возможности разработанного языка позволяют выразить на нём отношения и преобразования над типами (conversions) таким же образом, как отношения описываются в спецификации языка [8]. Рассмотрим это на примере присваивания (assignment conversion).

В спецификации языка указывается что assignment conversion может состоять из:

- identity conversion,
- widening primitive conversion,
- widening reference conversion,
- boxing conversion, затем возможно widening reference conversion,
- unboxing conversion, затем возможно widening primitive conversion,

Далее отдельно указывается, что после вышеперечисленных преобразований возможно применение unchecked conversion, но только в том случае, если цепочка преобразований не будет содержать двух разных ссылочных типов, не связанных отношением подтипа.

Также отдельно оговаривается случай присваивания переменным типов `byte`, `Byte`, `short`, `Short`, `char`, `Character` констант типов `byte`, `short`, `char`, `int`.

Для записи на разработанном языке придётся слегка изменить формулировку, не меняя общего принципа изложения.

Объявляется отношение `java.assignmentConversion`, использующее политику приоритетов при разрешении конфликтов с перекрытием реализаций. Двумя аргументами операции являются типы левой и правой частей оператора присваивания, а результатом — специальная конструкция, указывающая, возможно ли присваивание, и, если возможно, то какая последовательность элементарных преобразований потребуется.

Затем объявляются реализации.

1. Если типы совпадают, то не потребуется никаких преобразований.
2. Если оба типа примитивные, то вызвать операцию `java.wideningPrimitiveConversion`.
3. Если оба типа ссылочные, то вызвать операцию `java.wideningReferenceConversionWithUnchecked`.
4. Если тип левой части примитивный, а правой — ссылочный, то вычислить результат операции `java.unbox` от типа правой части, затем вызвать операцию `java.wideningPrimitiveConversion`.
5. Если тип левой части один из типов `byte`, `Byte`, `short`, `Short`, `char`, `Character`, а правой — один из типов `byte`, `short`, `char`, `int`, то вернуть указание о том, что присваивание разрешается только для констант в опредённом диапазоне.
6. Если тип левой части ссылочный, а правой — примитивный, то вычислить результат операции `java.box` от типа правой части, затем вызвать операцию `java.wideningReferenceConversionWithUnchecked`.

Операция `java.wideningReferenceConversionWithUnchecked` проверяет, возможно ли приведение типов с использованием операций

widening reference conversion, а затем unchecked conversion, но только в том случае, если цепочка преобразований не будет содержать двух разных ссылочных типов, не связанных отношением подтипа.

Операция `java.box` переводит тип `int` в `Integer` и так далее.

Операция `java.unbox` является обратной к операции box (реализации обеих операций объявляются в виде общей расширяемой таблицы).

Заключение

Создан прототип движка, выполняющего правила в нужном порядке в соответствии с условиями, указанными в правилах. Реализован набор правил, осуществляющий вычисление и проверку типов для системы Хиндли-Милнера с let-полиморфизмом (упрощённая версия языка Haskell).

Также создан набор правил, осуществляющий вычисление типов для упрощённой версии языка Java (без параметрического полиморфизма и перегрузки методов).

Основным критерием качества разрабатываемой системы описания правил является возможность описывать правила в тех же терминах, которые использовались при разработке языка. Для языка Haskell такими терминами являются уравнения над типами, а для языка Java - отношения и операции над типами. Соответственно, язык описания правил можно считать пригодным для описания систем типов Haskell и Java, так как правила для языка Haskell состоят в основном из кода, воспринимаемого как уравнения, а правила для Java оперируют отношениями и операциями над типами.

Разработана система языковых и библиотечных конструкций, позволяющая записывать алогритмы вычисления и проверки типов в виде правил, структурно повторяющих пункты документации, по крайней мере для двух различных языков программирования. В качестве иллюстрации реализованы упрощённые версии алгоритмов вычисления и проверки типов языков Haskell и Java. Разработанная система может быть использована для описания языков в платформах разработки языков, таких как Jetbrains MPS.

Литература

[1] Пирс, . Типы в языках программирования / Бенджамин Пирс. — М.: Лямбда пресс & Добросвет, 2011.

[2] Bettini, L. A dsl for writing type systems for xtext languages / Lorenzo Bettini // Proceedings of the 9th International Conference on Principles and Practice of Programming in Java. "— PPPJ '11. "— New York, NY, USA: ACM, 2011. "— P. 31–40. "— http://doi.acm.org/10.1145/2093157.2093163.

[3] Cardelli, L. On understanding types, data abstraction, and polymorphism / Luca Cardelli, Peter Wegner // ACM Comput. Surv. "— 1985. "— dec. "— Vol. 17, no. 4. "— P. 471–523. "— http://doi.acm.org/10.1145/6041.6042.

[4] DSL Engineering — Designing, Implementing and Using Domain-Specific Languages / Markus Voelter, Sebastian Benz, Christian Dietrich et al. "— dslbook.org, 2013. "— P. 1–558. "— http://www.dslbook.org.

[5] Érdi, G. Compositional type checking for hindley-milner type systems with ad-hoc polymorphism / Gergő Érdi. "— 2011. "— P. 1–56. "— http://gergo.erdi.hu/projects/tandoori/.

[6] Gast, H. A Generator for Type Checkers: Ph. D. thesis / Fakultät für Informations- und Kognitionswissenschaften der Eberhard-Karls-Universität Tübingen. "— 2004.

[7] Haskell Community. "— Haskell Wiki. "— http://www.haskell.org/haskellwiki.

[8] Oracle. "— The Java Language Specification, Third Edition. "— http://docs.oracle.com/javase/specs/.

[9] Liskov, B. H. A behavioral notion of subtyping / Barbara H. Liskov, Jeannette M. Wing // ACM Trans. Program. Lang. Syst. "— 1994. "— nov. "— Vol. 16, no. 6. "— P. 1811–1841. "— http://doi.acm.org/10.1145/197320.197383.

[10] Milner, R. A theory of type polymorphism in programming / Robin Milner // Journal of Computer and System Sciences. "— 1978. "— Vol. 17. "— P. 348–375.

[11] Jetbrains. "— MPS User's Guide. "— http://confluence.jetbrains.com/display/MPSD31/MPS+User's+Guide.

[12] Pech, V. Jetbrains mps as a tool for extending java / Vaclav Pech, Alexander Shatalin, Marcus Voelter // Proceedings of the 2013 International Conference on Principles and Practices of Programming on the Java Platform: Virtual Machines, Languages, and Tools (PPPJ '13). "— 2013. "— P. 165–168.

[13] Pierce, B. C. Types and Programming Languages / Benjamin C. Pierce. "— Cambridge, MA, USA: MIT Press, 2002.

[14] Smith, D. Designing Type Inference for Typed Object-Oriented Languages: Ph. D. thesis / Rice University. "— 2010.

[15] Stahl, T. Model-Driven Software Development: Technology, Engineering, Management / Thomas Stahl, Markus Voelter, Krzysztof Czarnecki. "— John Wiley & Sons, 2006.

[16] Völter, M. Xtext/ts - a typesystem framework for xtext. "— 2010. "— feb. "— http://www.infoq.com/articles/xtext_ts.