

Федеральное государственное бюджетное  
образовательное учреждение высшего образования  
«Санкт-Петербургский национальный исследовательский  
Академический университет Российской академии наук»  
Центр высшего образования

Кафедра математических и информационных технологий

Гарифуллин Шамиль Раифович

# Генерация зависимых языков по спецификации пользователя

Магистерская диссертация

Допущена к защите.  
Зав. кафедрой:  
д. ф.-м. н., профессор Омельченко А. В.

Научный руководитель:  
аспирант Исаев В. И.

Рецензент:  
аспирант Подкопаев А. В.

Санкт-Петербург  
2017

SAINT-PETERSBURG ACADEMIC UNIVERSITY  
Higher education centre

Department of Mathematics and Information Technology

Shamil Garifullin

# Specification based generation of languages with dependent types

Graduation Thesis

Admitted for defence.

Head of the chair:  
professor Alexander Omelchenko

Scientific supervisor:  
PhD student Valeriy Isaev

Reviewer:  
PhD student Anton Podkopaev

Saint-Petersburg  
2017

# Оглавление

<b>Введение</b>	<b>4</b>
<b>1. Постановка задачи</b>	<b>5</b>
<b>2. Зависимые языки</b>	<b>6</b>
2.1. Проверка типов в зависимых языках . . . . .	6
2.2. Индексы де Брейна . . . . .	7
<b>3. Обзор аналогов</b>	<b>9</b>
3.1. BNFC . . . . .	9
3.2. PLT/Redex . . . . .	9
3.3. Twelf . . . . .	9
<b>4. Определение языка спецификаций</b>	<b>10</b>
4.1. Ограничения на спецификации, налагаемые языком . . . . .	12
4.2. Проверки корректности спецификации языка . . . . .	13
<b>5. Реализация</b>	<b>15</b>
5.1. Парсер генераторы . . . . .	15
5.2. Проверка корректного использования метапеременных . . . . .	15
5.3. Индексы де Брейна на уровне типов . . . . .	16
5.4. Построение термов . . . . .	17
5.5. Вывод типов и нормализация . . . . .	19
5.6. Генерация кода . . . . .	21
<b>Заключение</b>	<b>23</b>
<b>Список литературы</b>	<b>24</b>
<b>Приложения</b>	<b>26</b>
А. Доказательство корректности функции filter . . . . .	26

# Введение

Формальные языки с зависимыми типами могут быть использованы для доказательств свойств кода программы. Также возможно ввести типы, аналогичные сущностям области математики, в которой мы хотим доказывать теоремы и просто писать термы, таким образом предъявляя доказательства утверждений. Плюс данного подхода заключается в том, что проверка доказательств перекладывается на алгоритм проверки типов — во многих случаях автоматизированный процесс.

Однако сами языки программирования, являясь достаточно общими, часто содержат слишком много конструкций для интересующей нас области, и приходится ограничивать язык, на котором мы пишем. Также может возникнуть ситуация, что конструкции, которыми мы хотим пользоваться, не существуют в языке программирования. Поэтому, если мы хотим переложить верификацию наших высказываний на алгоритм проверки типов, приходится писать свой язык программирования и уже в нем доказывать утверждения.

Решение описанной проблемы — генерация зависимых языков по спецификации конструкций, которые мы хотим от нашего языка, является темой данной работы.

# 1. Постановка задачи

Целью данной работы является дизайн и имплементация языка для спецификации языков программирования с зависимыми типами. Ключевые задачи, которые решает работа:

- Сужение множества возможных спецификаций зависимых языков для возможности генерации тайпчекера.
- Реализация генерации структур данных представления языка и функций манипуляции этими структурами.
- Реализация генерации функций приведения термов специфицированного языка в нормальную форму и проверки типов.

## 2. Зависимые языки

Языки с зависимыми типами позволяют типам зависеть от термов, то есть мы, например, можем иметь тип списков фиксированной длины. Это позволяет нам описывать ограничения налагаемые на использование функций, которые мы пишем.

Одной из наиболее частых ошибок при программировании на языке вида Haskell является взятие первого элемента пустого списка.

```
head :: [a] -> a
head (x:_) = x
head [] = error "No head!"
```

Которая легко решается, если мы можем иметь термы языка в типе.

```
head :: {n : N} -> Vec a (suc n) -> a
head (x:_) = x
```

Здесь тип явно специфицирует, что функция не принимает термы типа 'Vec a 0'

Этот способ обобщается, и можно доказывать корректность работы алгоритмов, например функции filter в Приложении А.

### 2.1. Проверка типов в зависимых языках

Рассмотрим пример:

$$\frac{\Gamma, x : S \vdash T \text{ type} \quad \Gamma, \vdash f : pi(S, T) \quad \Gamma \vdash t : S}{\Gamma \vdash app(T, f, t) : T[x := t]}$$

Если считать, что заключение правила вывода, то проверка типов в любом языке происходит так: мы имеем некоторые аргументы внутри примитива, которые мы используем для составления узлов-потомков (предпосылок).

На этих узлах вызываем функцию вывода типов в возможно расширенном контексте<sup>1</sup> рекурсивно. Если потомки составлены корректно, то получаем некие типы, которые можем использовать в проверке равенств в предпосылках и возврате типа примитива.

В зависимых языках все точно так же, однако проверка на равенство должна происходить после нормализации термов. Нормализацию мы применяем только после того как убедимся, что термы корректно составлены. То есть имеем, что нормализация тесно связана с проверкой типов. Более того проверка типов невозможна без нормализации термов.

Действительно, чтобы понять что  $2 + 3 = 5$ , мы должны провести вычисления и убедиться в этом.

---

<sup>1</sup>Конечно, мы должны для каждого расширения контекста проверять его корректность.

## 2.2. Индексы де Брейна

При реализации функциональных языков одной из самых сложных частей является написание подстановок. Большинство проблем и ошибок в реализации тоже связано с ней.

Одной из таких проблем является сравнение альфа-эквивалентных термов. Альфа-эквивалентными называются термы, которые отличаются только в именовании связанных переменных. Например, следующие три терма альфа-эквивалентны:

$$\lambda x y \rightarrow y (x z)$$

$$\lambda y x \rightarrow x (y z)$$

$$\lambda a b \rightarrow b (a z)$$

Понятно, что мы сталкиваемся с проблемами при использовании переменных в виде строк, например первый терм сверху выглядел бы как `[Lam "x" (Lam "y" (App "y" (App "x" "z"))))]`. И проверка равенства этого терма терму `[Lam "y" (Lam "x" (App "x" (App "y" "z")))]` занятие, склонное к ошибкам.

Другой проблемой такого представления термов является избегание захвата переменных при подстановке. Положим, мы подставляем первый терм ниже в переменную "z" во втором.

$$\lambda x \rightarrow y$$

$$\lambda y \rightarrow z$$

$$\lambda y \rightarrow \lambda x \rightarrow y = \lambda y x \rightarrow y$$

Очевидно, что подставлять в переменную так наивно нельзя, так как "y" стала связанной, хотя не была таковой в первоначальном терме.

Ключевым замечанием является то, что переменные в функциональных языках являются "указателями" на место их связывания — таким индексом в контекст — и не несут никакой дополнительной информации.

Результат использования этого наблюдения называется индексами де Брейна. А именно: для каждой связанной переменной мы просто пишем расстояние от неё до ближайшего связывания.

Если переписать термы с альфа эквивалентностью выше, то для всех трех термов получим  $[\lambda \lambda \rightarrow 1 (2 z)]$ , и проверка на альфа-эквивалентность превращается в проверку на равенство.

Также решается проблема избегания захвата переменных, а именно:

$$\lambda \rightarrow y$$

$$\lambda \rightarrow z$$

$$\lambda \rightarrow \lambda \rightarrow y = \lambda \lambda \rightarrow y$$

Как видно "y" остался свободным.

Это представление значительно лучше удовлетворяет нашим требованиям разработчика языков. Мы перешли от `[Lam "y" (Lam "x" (App "x" (App "y" "z")))]` к `[Lam (Lam (App 1 (App 2 "z")))]`.

Однако общей проблемой обоих представлений является нетипизированность переменных — никто не контролирует построение термов вида `[Lam (Lam (App 123 (App 23 "z")))]`. Решение этой проблемы описано в секции 5.3.



## 3. Обзор аналогов

Построение языков программирования с зависимыми типами по спецификации является задачей достаточно специфичной. Ниже перечислены инструменты, применяемые в похожих ситуациях (изучение формальных систем, языков программирования и их реализация).

### 3.1. BNFC

Чем-то похожим средством разработки является BNFC[1]. Позволяет генерировать фронтенд компилятора по аннотированной грамматике языка в форме Бэкуса-Наура[5].

Генерирует лексер, парсер и преттипрантер языка. Также создает АСТ и заготовку для написания редукций (просто один большой case).

### 3.2. PLT/Redex

PLT/Redex[13] — EDSL Racket созданный для спецификации и изучения операционных семантик. Может быть использован для спецификации языков программирования, в том числе и с зависимыми типами.

Позволяет рандомизированно тестировать цикличность редукций или иные свойства языка. Также позволяет визуализировать редукции.

Однако спецификация языков с зависимыми типами занимает столько же усилий, как если бы пользователь писал реализацию языка в Haskell[9]. Большую сложность составляют подстановки — проблема, обойденная в данной работе с использованием представления в виде индексов де Брейна.

### 3.3. Twelf

Twelf[15] является реализацией LF[11]. Используется для спецификации и доказательств свойств логик и языков программирования.

Для спецификации задаются высказывания языка (используется принцип ”высказывания в качестве типов”[7]) и некоторые операции над ним в виде отношений. Затем доказываются  $\forall\Sigma$ -свойства данного языка.

Таким образом, в Twelf можно доказывать свойства спецификаций языков или приводить спецификации к форме, в которой выполняются интересующие нас свойства. Затем можно использовать программу описанную в данной работе для имплементации языка.

Syntax		Kinding	
$t ::=$		$\boxed{\Gamma \vdash T :: K}$	
$x$	terms:	$\frac{X :: K \in \Gamma \quad \Gamma \vdash K}{\Gamma \vdash X :: K}$	(K-VAR)
$\lambda x:T.t$	variable		
$t t$	abstraction	$\frac{\Gamma \vdash T_1 :: * \quad \Gamma, x:T_1 \vdash T_2 :: *}{\Gamma \vdash \Pi x:T_1.T_2 :: *}$	(K-PI)
$T ::=$	types:		
$X$	type/family variable	$\frac{\Gamma \vdash S :: \Pi x:T.K \quad \Gamma \vdash t : T}{\Gamma \vdash S t : [x \mapsto t]K}$	(K-APP)
$\Pi x:T.T$	dependent product type	$\frac{\Gamma \vdash T :: K \quad \Gamma \vdash K \equiv K'}{\Gamma \vdash T :: K'}$	(K-CONV)
$T t$	type family application		
$K ::=$	kinds:	$\boxed{\Gamma \vdash t : T}$	
$*$	kind of proper types	$\frac{x:T \in \Gamma \quad \Gamma \vdash T :: *}{\Gamma \vdash x : T}$	(T-VAR)
$\Pi x:T.K$	kind of type families	$\frac{\Gamma \vdash S :: * \quad \Gamma, x:S \vdash t : T}{\Gamma \vdash \lambda x:S.t : \Pi x:S.T}$	(T-ABS)
$\Gamma ::=$	contexts:	$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \Pi x:S.T \quad \Gamma \vdash t_2 : S}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : [x \mapsto t_2]T}$	(T-APP)
$\emptyset$	empty context	$\frac{\Gamma \vdash t : T \quad \Gamma \vdash T \equiv T' :: *}{\Gamma \vdash t : T'}$	(T-CONV)
$\Gamma, x:T$	term variable binding		
$\Gamma, X::K$	type variable binding		
Well-formed kinds		$\boxed{\Gamma \vdash K}$	
$\Gamma \vdash *$			(WF-STAR)
$\frac{\Gamma \vdash T :: * \quad \Gamma, x:T \vdash K}{\Gamma \vdash \Pi x:T.K}$			(WF-PI)

Рис. 1: Язык с лямбдой и  $\Pi$ -типами

## 4. Определение языка спецификаций

Вдохновением данной работы послужила статьи [10] и [8]. Поэтому сам язык спецификации выглядит как язык описания алгебраических теорий.<sup>2</sup>

Начнем с примера описания языка с зависимыми типами (рис.1) [12, Глава 2.1]

В данном нас явно выделяются три сорта (можно думать о сортах как о метатипах): кайнды, термы и типы (правила связанные с кайндами и само их описание опущены для простоты).

Также явно выделяются примитивы языка<sup>3</sup>: абстракция, пи-типы (стрелки в языках без зависимых типов) и аппликация. Легко заметить, что во всех языках присутствуют подстановка, контексты, символ ':' означающий, что тип терма слева есть терм справа, и связывание переменных.

Правила вида T-Conv и T-Var всегда верны в зависимых языках, поэтому у нас они есть по умолчанию. Также подразумевается рефлексивность, симметричность,

<sup>2</sup>А именно: помимо правил вывода у нас есть сорта и функциональные символы.

Каждая конструкция в языке — это функциональный символ в логике, а правила вывода и редукции — это аксиомы. Правила вывода говорят когда некоторый функциональный символ определен.

Все функциональные символы являются частичными функциями, поэтому это существенно алгебраические теории, а не просто алгебраические.

<sup>3</sup>В дальнейшем мы называем их функциональными символами.

транзитивность и конгруэнтность равенства.

Если принять во внимания все наблюдения выше то так этот язык будет выглядеть в нашем языке спецификации<sup>4</sup>:

DependentSorts:

tm, ty

FunctionalSymbols:

$\lambda: (ty, 0) * (tm, 1) \rightarrow tm$

$app: (tm, 0) * (tm, 0) * (ty, 1) \rightarrow tm$

$\pi: (ty, 0) * (ty, 1) \rightarrow ty$

Axioms:

K-Pi =

forall T1 : ty, x.T2 : ty

x : T1 |- T2 def ---- |- pi(T1, x.T2) def

TAbs =

forall S : ty, x.T : ty, x.t : tm

x : S |- t : T ---- |-  $\lambda(S, x.t) : \pi(S, x.T)$

TApp =

forall t1 : tm, t2 : tm, S : ty, x.T : ty

|- t1 : pi(S, x.T),

|- t2 : S,

x : S |- T def

-----  
|- app(t1, t2, x.T) : T[x:=t2]

Reductions:

Beta =

forall x.b : tm, A : ty, a : tm, z.T : ty

---- |- app( $\lambda(A, x.b)$ , a, z.T)  $\Rightarrow$  b[x:=a] : T[z:=a]

Типизирование метаварiableных позволяет проверять правильность применения функциональных символов и наличие нужных переменных в контексте. Именованные переменные служат для определения порядка переменных в контексте и не несут какой-то дополнительной информации.

Также в язык была добавлена проверка на с-стабильность — можно пометить аксиомы типами, тогда аксиома применима, только если все переменные входящие в терм являются представителями этих типов<sup>5</sup>.

<sup>4</sup>Важно понимать, что запись  $\_ \vdash$  не означает, что контекст пуст, если слева ничего не написано, это эквивалентно записи  $\Gamma \vdash$ .

<sup>5</sup>Если список типов пуст, то производится проверка на отсутствие свободных переменных.

## 4.1. Ограничения на спецификации, налагаемые языком

Если рассматривать спецификации как произвольные существенно алгебраические теории, то пользователь может написать спецификацию, для которой мы не сможем сгенерировать тайпчекер. Поэтому вводятся следующие ограничения на спецификации языков:

1. Запрещено равенство в заключении аксиом для определенности каждого шага в проверке типов определяемого языка. Это связано с тем, что, если мы видим равенство, не ясно в какую сторону идти при редуцировании.
2. Если в заключении аксиомы написан функциональный символ возвращающий сорт термов, он обязан также иметь тип (нельзя просто написать  $\vdash f(\dots)def$ ). Так как становится неясно какой тип возвращать при выводе типов.
3. Определения функциональных символов всегда одно, иначе появляется недетерминированность в проверке типов. Не играет особой роли, так как в данном случае можно сделать недетерминированность в проверке.
4. Подстановки разрешены только в метапеременные — в принципе, это слабое ограничение, которое облегчает жизнь при реализации, не ограничивая пользователя.
5. Все метапеременные используемые в предпосылках должны либо присутствовать в метапеременных заключения или же должны быть типами какой-либо предпосылки. Иначе нужно считать, что это верно для любого представителя сорта метапеременной.
6. Если в функциональном символе встречаются метапеременные с контекстами  $x_1 \dots x_k.T$  должна существовать предпосылка вида  $x_1 : S_1 \dots x_k : S_k \vdash T$ . Это сделано для того чтобы не передавать типы контекстов метапеременных функционального символа явно.
7. Если метапеременная является типом предпосылки и не встречается в аргументах функционального символа, то она может использоваться только справа от двоеточия. Таким образом избегаются ситуации связанные с порядком проверки предпосылок языка. А именно: если у нас есть  $x : S \vdash t : T$ ,  $x : T \vdash r : S$ , то нужно строить граф зависимостей для предпосылок и использовать порядок полученный в результате его топологической сортировки в генерации кода. (Аналогично с 5.2).
8. Все переменные контекстов определения метапеременных могут использовать только метапеременные левее внутри функционального символа в заключении

— это связано с тем, что иначе могут возникнуть циклы в определениях метаварiableных: S тип с аргументом типа R, R тип с аргументом типа S, S тип с аргументом типа R...

9. Из-за ослабления условия на метаварiableные в Пункте 5, порядок метаварiableных неочевиден. Решение данной проблемы и (8) описано в Секции 5.2.
10. Редукции не учитывают предпосылок при приведении в нормальную форму — предполагается что они не конфликтуют с аксиомами и проверки в аксиомах достаточно.
11. В редукциях все метаварiableные справа от ' $\Rightarrow$ ' должны встречаться и слева от него. Иначе непонятно откуда их взять.
12. Подстановка запрещена слева от ' $\Rightarrow$ '.
13. Все редукции всегда стабильны.
14. Все аргументы в функциональный символ в заключении аксиомы должны быть метаварiableными — случай с не только метаварiableными требует дальнейшего исследования. Ещё и с теми же аргументами, что и в forall (не расширенный контекст, не существенно).
15. В заключении контекст не должен быть расширен — это ограничение связано с тем, что иначе смысл аксиомы становится странным. А именно: функциональный символ применим только при введении переменных в контекст.

Также у нашего языка есть ограничения, налагаемые существенно-алгебраическими теориями:

- Все используемые метаварiableные должны иметь аннотацию (сорт), то есть присутствовать в секции forall аксиомы/редукции.
- Мы явно специфицируем все сорта, которые используем.

## 4.2. Проверки корректности спецификации языка

Все ограничения выше проверяются при обработке спецификации языка.

Также тривиальными проверками, осуществляемыми после парсинга языка, являются:

- Все метаварiableные, используемые в правилах вывода/редукциях находятся в контексте включающем их контекст описанный в секции forall.

- Проверка того, что сорта используемых выражений совпадают с сортами аргументов функциональных символов.
- Подстановка осуществляется в переменные, которые есть в свободном виде в метапеременной.
- Контексты метапеременных содержат все их метапеременные.
- Все функциональные символы имеют ассоциированное правило вывода.

## 5. Реализация

В данной секции описана реализация языка спецификации языков с зависимыми типами.

### 5.1. Парсер генераторы

В ходе всей работы использовались лексер и парсер генераторы alex[3] и happy[6].

Решение использовать именно парсер генераторы, а не парсер комбинаторы[18] или другие методы парсинга было обусловлено тем, что прогнозировались частые изменения грамматики вместе с эволюцией языка.

```
Axiom      :   Header '=' '\t' Forall '\t'
               Premise '|---' JudgementNoEq '/t' '/t'
               { Axiom (snd $1) (fst $1) $4 $6 $8 }
           |   Header '=' '\t'
               Premise '|---' JudgementNoEq '/t'
               { Axiom (snd $1) (fst $1) [] $4 $6 }
```

Listing 1: Часть спецификации парсера

Все изменения связанные с грамматикой языка проводились на уровне спецификации AST.

### 5.2. Проверка корректного использования метапеременных

В секции 4 описывался язык и ограничения налагаемые на спецификации.

Здесь описан алгоритм проверки использования метапеременных в контекстах других метапеременных. А если конкретнее — проверки того, что метапеременные не используют метапеременных переданных правее в функциональном символе, который мы определяем.

Так как язык не обязывает пользователя явно передавать типы переменных метапеременных, используемых в функциональных символах, метапеременные могут быть не только аргументами определяемого функционального символа, но и типами термов предпосылок.

Вначале рассмотрим алгоритм, в предположении того, что все метапеременные переданы нам в функциональный символ. Тогда единственные места где должна проводится проверка — это определения метапеременных. То есть предпосылки вида  $x_1 : tm_1 \dots x_k : tm_k \vdash T$ .

Давайте строить граф зависимости и проверять его на ацикличность. В предпосылке выше из  $T$  будет исходить стрелки во все метапеременные  $tm_i$ .

Если же добавить предпосылки вида:  $x_1 : tm_1 \dots x_k : tm_k \vdash t : T$ , которые определяют  $T$  и  $t$ , то мы ещё и добавляем стрелку из  $t$  в  $T$  (так как  $T$  используется в определении  $t$ ).

Остался случай из-за которого введена топологическая сортировка (все другие случаи линеаризуемы и можно проверять строгий порядок, а не частичный) — случай  $x_1 : tm_1 \dots x_k : tm_k \vdash tm : T$ . Здесь мы ставим стрелки аналогично первому случаю, но сама метапеременная  $T$  не имеет фиксированной позиции в списке аргументов функционального символа из заключения.

Итак, мы построили граф зависимостей одних метапеременных от других. Для проверки корректности правила вывода мы делаем топологическую сортировку и проверяем что наш граф является DAG'ом.

### 5.3. Индексы де Брейна на уровне типов

В нашем описании индексов де Брейна в Секции 4 мы упомянули, что наивное их использование склонно к ошибкам и не использует систему типов Haskell.

Эту проблему можно решить с помощью полиморфной рекурсии[4]. По сути, каждый раз когда мы абстрагируемся по переменной в представлении де Брейна, мы добавляем единицу ко всем связанным переменным внутри терма. Ключевым наблюдением является то, что мы можем добавлять единицу оборачивая терм в `Maybe`. Например:

```
data Term a
  = Var a
  | App (Term a) (Term a)
  | Lam (Term (Maybe a))
```

Однако этот метод не очень удобен при кодогенерации, так как `instance Monad` будет зависеть от определения `Term`. В той же статье предложен способ превращения этого паттерна программирования в трансформер монад<sup>6</sup>.

```
data Var a = B | F a
newtype Scope f a = Scope { fromScope :: f (Var a) }

instance Monad f => Monad (Scope f) where
  return = Scope . return . F
  Scope m >>= f = Scope $ m >>= varAppWithDefault (return B)
    (fromScope . f)

instance MonadTrans Scope where
```

---

<sup>6</sup>в коде `Maybe` заменен на `Var`, в соответствие со своей семантикой.



```
lift = Scope . liftM F
```

Теперь мы можем написать общие функции абстрагирования по переменной и подстановки в самую внешнюю переменную терма.

```
abstract :: (Functor f, Eq a) => a -> f a -> Scope f a
abstract x xs = Scope (fmap go xs) where
  go y = y <$ guard (x /= y)
```

```
instantiate :: Monad f => f a -> Scope f a -> f a
instantiate x (Scope xs) = xs >>= go where
  go B = x
  go (F y) = return y
```

При кодогенерации нам всего лишь понадобится определить гораздо более простую монаду подстановок для ADT термов, которые выглядят теперь так:

```
data Term a
  = Var a
  | App (Term a) (Term a) (Scope Term a)
  | Lam (Term a) (Scope Term a)
```

```
instance Monad Term where
  Var v1 >>= f = f v1
  App v1 v2 >>= f = App (v1 >>= f) (v2 >>= f)
  Lam v1 v2 >>= f = Lam (v1 >>= f) (v2 >>>= f)
```

```
(>>>=) :: (Monad f) => Scope f a -> (a -> f b) -> Scope f b
m >>>= f = m >>= lift . f
```

Этот метод использован в библиотеке `bound`[16]. В виду того, что нам часто приходится заходить внутрь контекстов<sup>7</sup> обобщенные индексы де Брейна используемые в `bound` нам не подходят. Это связано с тем, что мы не можем просто паттернматчиться, нам нужно вызывать функцию `fromScope`, которая работает нетривиально. При реализации описанной выше `fromScope` соответствует паттернматчингу на терме.

## 5.4. Построение термов

Одной из проблем индексов де Брейна является их жесткая привязка к порядку переменных в контексте. Действительно чтобы переставить аргументы терма `[Lam "y" (Lam "x" (App "x" (App "y" (App "y" "y")))))]` мы всего-лишь меняем их местами в моменты их связывания и получаем `[Lam "x" (Lam "y" (App "x" (App "y" (App "y" "y")))))]`.

---

<sup>7</sup>Необходимо при приведении в нормальную форму.

Однако схожая операция для представления с использованием индексов де Брейна выливается в обход всего терма(!)  $[Lam (Lam (App\ 1\ (App\ 2\ (App\ 2\ 2))))]$  превращается в  $[Lam (Lam (App\ 2\ (App\ 1\ (App\ 1\ 1))))]$ .

Но если уж пользователь так написал спецификацию, что мы имеем терм с другим порядком переменных или терм с большим их количеством, то мы должны поменять эти переменные местами и даже попытаться удалить лишние переменные.

Например чтобы привести  $"(x\ y\ z).T"$  к  $"(z\ x).T"$ . Мы должны удалить  $"y"$  и переставить  $"x"$  и  $"z"$  местами.

Так же мы поступаем при возможном расширении контекста нашей метапеременной, например имеем  $"S"$  и хотим построить  $"Lam\ A\ x.S"$  — здесь нужна метапеременная  $"x.S"$ , мы получаем её добавляя переменную в её контекст.

Решение предлагаемое в данной работе состоит из композиций операций  $swap\_i\ j$ ,  $remove\_i$  и  $add\_i$ . Каждая операция выполняет  $traverse$  терма, который мы меняем. Примеры функций:

```
swap1'2 :: Var (Var a) -> Identity (Var (Var a))
swap1'2 (B ) = pure (F (B ))
swap1'2 (F (B )) = pure (B)
swap1'2 x = pure x
```

```
rem2 :: Var (Var a) -> TC (Var a)
rem2 B = pure B
rem2 (F B) = Left "There is var at 2"
rem2 (F (F x)) = pure (F x)
```

```
add2 :: Var a -> Identity (Var (Var a))
add2 B = pure $ B
add2 (F x) = pure $ F (F x)
```

Решение не является оптимальным, так как можно пройти по всему терму единожды и применить все эти операции сразу, но сложность генерации/написания такого кода возрастает значительно.

Для решения этой задачи написан модуль `Solver`<sup>8</sup>.

По сути мы либо имеем больший контекст и из него получаем меньший, либо наоборот. Хотим делать меньше  $swap$ 'ов.

Рассмотрим случай приведения большего контекста к меньшему,  $"[x, y, z]"$  к  $"[y, x]"$ . Мы идем справа налево, так как наиболее близкая связанная переменная наиболее

---

<sup>8</sup>Стоит отметить что функции  $swap$ ,  $rem$  и  $add$  должны быть сгенерированы и для этого ведется подсчёт в монаде кодогенерации путем записи максимального индекса. Следовательно функция  $swap$  дороже, так как мы генерируем  $C_2^i$  функций. Именно поэтому алгоритм пытается использовать как можно меньше разных функций.

правая. Удаляем те переменные которых нет в контексте к которому мы хотим прийти, таким образом обеспечиваем меньше вызовов к разным функциям `rem`<sup>9</sup>. Затем просто применяем алгоритм `insertion sort` на оставшихся контекстах. На количестве сгенерированных функций `swar` это не отразится.

## 5.5. Вывод типов и нормализация

Сам `infer` работает как описано в Секции 2.1. Мы последовательно строим каждую предпосылку и вызываем функцию вывода типов или проверки типа выражения на равенство типу. Термы, которые мы передаем в эти функции, строим последовательно на основе переданных нам в функциональном символе или полученных при вызове функции вывода типов.

```
If-then =
  forall t : tm, t1 : tm, t2 : tm, x.A : ty
    x : bool |- A def,
    |- t1 : A[x:=true],
    |- t2 : A[x:=false],
    |- t : bool
  -----
  |- if(x.A, t, t1, t2) : A[x:=t]

infer ctx (If v1 v2 v3 v4)
= do v5 <- infer ctx v2
  checkEq Bool v5
  v6 <- infer ctx v4
  checkEq (instantiate False (toScope (fromScope v1))) v6
  v7 <- infer ctx v3
  checkEq (instantiate True (toScope (fromScope v1))) v7
  checkT ctx TyDef Bool
  checkT (consCtx Bool ctx) TyDef (fromScope v1)
  infer ctx v2
  infer ctx v3
  infer ctx v4
  pure (instantiate v2 (toScope (fromScope v1)))
```

Listing 2: Пример правила вывода и части сгенерированной функции `infer`, соответствующей этому правилу

---

<sup>9</sup>Мы не можем удалить переменную из контекста, если она присутствует в терме. Монада `TC` обеспечивает обработку ошибок удаления.

Стоит отметить, что порядок или количество переменных метапеременных которые у нас есть могут отличаться от порядка и вида контекста в котором наша метапеременная должна быть. Эту проблему мы решаем приводя метапеременные к контексту данному в секции forall правила вывода, методом описанным в Секции 5.4.

FRule =

```
forall S : ty, t : tm, T : ty
  x:S, y:S |- t : T,
  x:T |- t : bool
  -----
  |- ff(S, t) def
```

```
infer ctx (Ff v1 v2)
= do checkT ctx TyDef v1
    checkT (consCtx v1 ctx) TyDef (rt add1 v1)
    v3 <- infer (consCtx (rt add1 v1) (consCtx v1 ctx))
          (rt add1 (rt add1 v2))
    v4 <- pure (nf v3) >>= traverse rem1 >>= traverse rem1
    checkT ctx TyDef v4
    v5 <- infer (consCtx v4 ctx) (rt add1 v2)
    checkEq Bool v5
    pure TyDef
```

Listing 3: Искусственный пример случая несоответствия контекстов (контекст t нужно сократить до использования в предпосылке)

Функция nf пытается паттернматчиться на терме, если это не выходит, то данная редукция неприменима<sup>10</sup>.

```
nf (If v1 v2 v3 v4)
= nf' (U (U Bot)) (If (nf1 v1) (nf v2) (nf v3) (nf v4))

nf' (U (U _)) al@(If (Scope v1) True v2 v3)
= case
  do v4 <- pure v1
    v5 <- pure v2
    v6 <- pure v3
    pure v5
  of
    Left _ -> nf' (U Bot) al
```

<sup>10</sup>Такой паттернматчинг невозможен с использованием библиотеки bound[16], поэтому был написан модуль SimpleBound с обычными индексами де Брейна.

```

    Right x -> nf x
nf' (U _) al@(If (Scope v1) False v2 v3)
  = case
    do v4 <- pure v1
      v5 <- pure v2
      v6 <- pure v3
      pure v6
    of
      Left _ -> nf' Bot al
      Right x -> nf x
nf' _ x = x

```

Listing 4: Приведение в нормальную форму пытается применить все редукции данного функционального символа

## 5.6. Генерация кода

Генерация кода происходит с использованием библиотеки `haskell-src-extends`[17], которая дает нам функции генерации и манипуляции АСТ Haskell.

Так как большинство кода используемого для проверки не зависит от специфицированного языка, мы просто модифицируем написанный от руки модуль `LangTemplate`. В нем нужно определить функции приведения в нормальную форму и вывода типов. Также нужно определить тип данных термов и определить монадическое действие на типе данных термов.

Всё остальное либо генерируется с помощью `Template Haskell`[14] — `instance Traversable, Functor, Eq, Show, Foldable`<sup>11</sup>, либо написано от руки с вызовами функций `nf` или `infer`.

```

emptyCtx :: (Show a, Eq a) => Ctx a
emptyCtx x = Left $ "Variable not in scope: " ++ show x

```

```

consCtx :: (Show a, Eq a) => Type a -> Ctx a -> Ctx (Var a)
consCtx ty ctx B = pure (F <$> ty)
consCtx ty ctx (F a) = (F <$>) <$> ctx a

```

```

checkT :: (Show a, Eq a) => Ctx a -> Type a -> Term a -> TC ()
checkT ctx want t = do
  have <- infer ctx t
  when (nf have /= nf want) $ Left $

```

---

<sup>11</sup>`Foldable` дает нам функцию `toList`, которая возвращает свободные переменные терма, `Traversable` позволяет применять функции `swap`, `rem` и `add` к переменным обходя весь терм.

```
"type mismatch, have: " ++ (show have) ++ " want: " ++ (show  
  want)
```

Listing 5: Проверка типов и контексты

## Заключение

В рамках данной работы достигнуты следующие результаты:

- Определен язык спецификаций зависимых языков с дальнейшей возможностью генерации тайпчекера.
- Реализована генерация структур данных представления языка с использованием индексов де Брюйна на уровне типов и функций манипуляции этими структурами.
- Реализованы генерация функций приведения термов специфицированного языка в нормальную форму и проверки типов.

Существует несколько направлений развития данной работы:

- Можно реализовать поддержку определения функций над термами языка.
- Дать пользователю определять функции на уровне языка спецификации. Чтобы изолировать общие паттерны определения языка в отдельную функцию.
- Поддержать возможность композиции спецификации языков — тогда можно будет собирать языки из частей как предложено в [8].

## Список литературы

- [1] Agda programming language. — Access mode: <http://wiki.portal.chalmers.se/agda/pmwiki.php> (online; accessed: 25.05.2017).
- [2] Agda programming language. — Access mode: <http://wiki.portal.chalmers.se/agda/pmwiki.php> (online; accessed: 25.05.2017).
- [3] Alex: A lexical analyser generator for Haskell. — Access mode: <https://www.haskell.org/alex/> (online; accessed: 25.05.2017).
- [4] Bird Richard S., Paterson Ross. De Bruijn Notation As a Nested Datatype // J. Funct. Program. — 1999. — Jan. — Vol. 9, no. 1. — P. 77–91. — Access mode: <http://dx.doi.org/10.1017/S0956796899003366>.
- [5] Forsberg Markus, Ranta Aarne. The labelled bnf grammar formalism.
- [6] Happy, The Parser Generator for Haskell. — Access mode: <https://www.haskell.org/happy/> (online; accessed: 25.05.2017).
- [7] Harper Robert, Honsell Furio, Plotkin Gordon. A Framework for Defining Logics // J. ACM. — 1993. — Jan. — Vol. 40, no. 1. — P. 143–184. — Access mode: <http://doi.acm.org/10.1145/138027.138060>.
- [8] Isaev Valery. Algebraic Presentations of Dependent Type Theories. — arxiv : math.LO, cs.LO, math.CT/<http://arxiv.org/abs/1602.08504v3>.
- [9] LambdaPi in PLT/Redex. — Access mode: <https://github.com/racket/redex/blob/master/redex-examples/redex/examples/pi-calculus.rkt> (online; accessed: 25.05.2017).
- [10] Palmgren E., Vickers S.J. Partial Horn logic and cartesian categories // Annals of Pure and Applied Logic. — 2007. — Vol. 145, no. 3. — P. 314 – 353. — Access mode: <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0168007206001229>.
- [11] Pfenning Frank. Logical Frameworks—A Brief Introduction // Proof and System-Reliability / Ed. by Helmut Schwichtenberg, Ralf Steinbrüggen. — Dordrecht : Springer Netherlands, 2002. — P. 137–166. — ISBN: 978-94-010-0413-8. — Access mode: [http://dx.doi.org/10.1007/978-94-010-0413-8\\_5](http://dx.doi.org/10.1007/978-94-010-0413-8_5).
- [12] Pierce Benjamin C. Advanced Topics in Types and Programming Languages. — The MIT Press, 2004. — ISBN: 0262162288.



- [13] Run Your Research: On the Effectiveness of Lightweight Mechanization / Casey Klein, John Clements, Christos Dimoulas et al. // SIGPLAN Not. — 2012. — Jan. — Vol. 47, no. 1. — P. 285–296. — Access mode: <http://doi.acm.org/10.1145/2103621.2103691>.
- [14] Template Haskell. — Access mode: [https://wiki.haskell.org/Template\\_Haskell](https://wiki.haskell.org/Template_Haskell) (online; accessed: 25.05.2017).
- [15] The Twelf Project. — Access mode: [http://twelf.org/wiki/Main\\_Page](http://twelf.org/wiki/Main_Page) (online; accessed: 25.05.2017).
- [16] bound: Making de Bruijn Succ Less. — Access mode: <https://hackage.haskell.org/package/bound> (online; accessed: 25.05.2017).
- [17] haskell-src-exts: Manipulating Haskell source: abstract syntax, lexer, parser, and pretty-printer. — Access mode: <https://hackage.haskell.org/package/haskell-src-exts> (online; accessed: 25.05.2017).
- [18] parsec: Monadic parser combinators. — Access mode: <https://hackage.haskell.org/package/parsec> (online; accessed: 25.05.2017).

## Приложения

### А. Доказательство корректности функции `filter`

Ниже показан пример доказательства того, что функция `filter` выдает подсписок исходного списка. Код написан на Agda[2]

Listing 6: Определяем предикат означающий "список `xs` является подсписком `ys`"

```
data _in_ {A : Set} : List A → List A → Set where
  nil : [] in []
  larger : {y : A} {xs ys : List A} → xs in ys → xs in (y ::
    ys)
  cons : {x : A} {xs ys : List A} → xs in ys → (x :: xs) in
    (x :: ys)

filter' : {A : Set} → (A → Bool) → List A → List A
filter' p [] = []
filter' p (x :: xs) = if p x then x :: filter' p xs else filter'
  p xs

filterLess : {A : Set} → (p : A → Bool) → (xs : List A) →
  filter' p xs in xs
filterLess p [] = nil
filterLess p (x :: xs) with p x
filterLess p (x :: xs) | false = larger (filterLess p xs)
filterLess p (x :: xs) | true = cons (filterLess p xs)
```

Listing 7: Докажем, что `filter xs` подсписок `xs` для любого списка `xs`