

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

Кафедра математических и информационных технологий

Жаворонков Эдгар Андреевич

Реализация сравнения различных представлений λ -термов

Магистерская диссертация

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

Научный руководитель:
каф. МиИТ, преп. Исаев В. И.

Рецензент:
ООО «ИнтеллиДжей Лабс», программист Березун Д. А.

Санкт-Петербург
2017

Оглавление

Введение	3
1. Описание предметной области	4
1.1. λ -исчисление	4
1.2. Теории типов	4
1.3. Соответствие Карри-Говарда	5
1.4. Постановка задачи	6
1.5. Существующие решения	7
2. Представления λ-термов	8
2.1. Именованное представление термов	8
2.2. Неименованное представление термов	12
2.3. Монадическое представление термов	14
2.4. Преобразования между представлениями	19
3. Особенности реализации	23
3.1. Описание языка Vclang	23
3.2. Реализация неименованного представления термов	25
3.3. Реализация монадического представления термов	27
3.4. Реализация именованного представления термов	28
Заключение	29
Список литературы	30
Приложение А. Пример формализации монадического представления термов	32

Введение

Мотивация Верификация программного обеспечения используется в важнейших отраслях индустрии разработки программного обеспечения и включает в себя формальные рассуждения о программах и их свойствах. Так как языки программирования используют связывание имен, то в программах на них зачастую возникают проблема коллизий в именах переменных, функций и других конструкций.

Языки программирования или средства для разработки пытаются сами решить эту проблему. Например анализатор кода в среде разработки может подсказать о том, что такое имя уже занято и программисту следует придумать новое. Некоторые языки разрешают имена с помощью системы модулей (или пространств имен, как например в языке C++).

Более того, иногда возникает желание рассматривать конструкции в языке программирования с точностью до имен параметров. Это полезно, например, при поиске фрагментов кода, которые производят одинаковые вычисления или подчиняются некоторому общему шаблону. Пример таких фрагментов – всевозможные циклы и обходы контейнеров.

Соответственно, для того, чтобы доказывать какие-либо свойства программ необходима формальная система, позволяющая решать проблему коллизий имен и формально описывающая отношение так называемой α -эквивалентности – эквивалентности в поведении конструкций с разными именами формальных параметров. Пример такой системы – это λ -исчисление, лежащее в основе функциональных языков программирования. В работе делается попытка формализовать различные представления этой системы и понять, с каким из них наиболее удобно работать.

План работы В первой главе будет дан анализ предметной области, краткое описание λ -исчисления. Мы обозначим цель работы и задачи, решение которых необходимо для её достижения. Кроме того, будут рассмотрены уже существующие решения и описаны их отличия от представленного в работе.

Во второй главе будут описаны три представления λ -термов. Для каждого из представлений мы определим характерные свойства и покажем, почему они верны. Кроме того, мы покажем, что эти представления эквивалентны между собой.

В третьей главе предполагается описание деталей реализации. Мы опишем язык, с помощью которого предлагается формализовать рассмотренные во второй главе представления а так же тонкие моменты, с которыми пришлось столкнуться в ходе выполнения работы.

1. Описание предметной области

1.1. λ -исчисление

Историческая справка Лямбда-исчисление – это формальная система, придуманная в 30-ых годах прошлого века Алонзо Черчём [5] с целью анализа и формализации понятия вычислимости. В 60-ых годах Питером Ландином была опубликована работа [17], в которой выдвигалась идея о том, что λ -исчисление может использоваться для моделирования различных выражений в языках программирования того времени, что в дальнейшем привело к развитию языков в стиле ML. С тех пор идеи λ -исчисления широко используются в мире функционального программирования.

Неформальное описание λ -термов Мы формально определим λ -термы во второй главе, здесь же мы просто скажем, что термы λ -исчисления рекурсивно конструируются из переменных с помощью всего двух операций – применения функции к аргументу и создания анонимной функции. Наличие каких-либо констант здесь не предполагается. Несмотря на кажущуюся простоту, λ -исчисление является очень мощной формальной системой, в частности, Шейнфинкелем и Карри в работах [24, 9] введен в рассмотрение базис из двух термов(комбинаторов) $S = \lambda f g x. f x(g x)$ и $K = \lambda x y. x$, который примечателен тем, что обладает полнотой по Тьюрингу.

Отметим, что лямбда-термы допускают не единственный способ записи. В работе мы неоднократно будем употреблять термин «представление термов». Под ним мы будем понимать способ, которым термы кодируются на каком-либо языке. Мотивация к появлению различных представлений λ -термов состоит в том, что являясь каким-никаким, но языком программирования лямбда-исчисление само столкнулось с проблемой коллизии имен переменных. Различные представления термов по-разному решают эту проблему. Как следствие, какие-то представления удобнее для восприятия человеком и неформальных рассуждений «на бумаге». Какие-то представления удобны для компьютерной реализации и используются как внутреннее представление в функциональных языках программирования или системах автоматического доказательства теорем – [21].

1.2. Теории типов

Изначально, в λ -исчислении не вводилось никаких правил типизации, однако в дальнейшем появилось множество типизированных вариаций. Барендрегтом в [2] описан так называемый λ -куб, который наглядно классифицирует восемь различных систем типизации лямбда-исчисления.

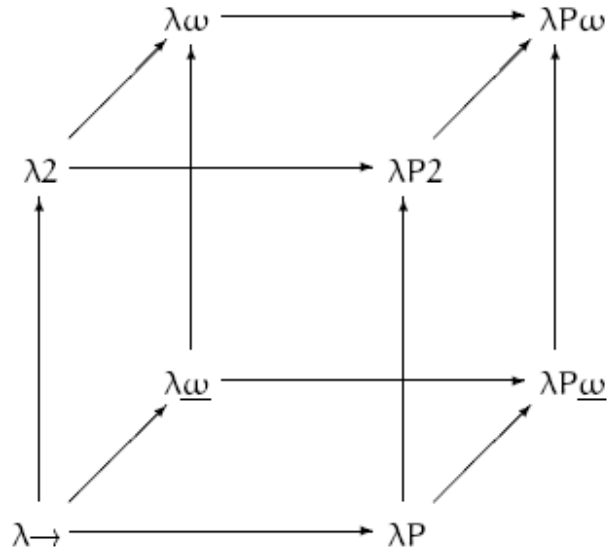


Рис. 1: Лямбда-куб

База куба – просто типизированное λ -исчисление ($\lambda \rightarrow$), в котором термы могут зависеть только от термов. Три оси соответствуют расширениям, комбинации которых позволяют получить остальные системы типов:

1. Термы, которые зависят от типов – система $\lambda 2$ или **System F**
2. Типы, которые зависят от типов – система $\lambda \underline{\omega}$ (операторы над типами)
3. Типы, которые зависят от термов – система λP (зависимые типы)

1.3. Соответствие Карри-Говарда

Соответствие Карри-Говарда [13] устанавливает прямую связь между логикой и теорией типов. Логической связке соответствует конструкция в теории типов, а логическому утверждению – тип. Доказательству того факта, что утверждение истинно, соответствует тогда доказательство того факта, что соответствующий этому утверждению тип населен. Иначе говоря, мы можем предъявить λ -терм соответствующего типа, чтобы доказать исходное утверждение. Для наглядности некоторые соответствия сведены в таблицу:

Высказывание A :	Тип A :
Истинно	Населен
Тождественная истина	\top (единичный тип)
Тождественная ложь	\perp (пустой тип без обитателей)
$\neg A$ (отрицание)	$A \rightarrow \perp$
$A \wedge B$ (конъюнкция)	$A \times B$ (тип-произведение)
$A \vee B$ (дизъюнкция)	$A \coprod B$ (тип-сумма)
$A \rightarrow B$ (импликация)	$A \rightarrow B$ (тип функций из A в B)
$\exists x.P(x)$	$\Sigma(x : A)(Pa)$ (тип зависимых пар)
$\forall x.P(x)$	$\Pi(x : A) \rightarrow (Pa)$ (тип зависимых функций)

Таблица 1: Соответствия высказываний в логике и конструкций в теории типов

Чем больше логических связок мы хотим использовать, тем более мощные теории типов нам придется использовать, чтобы доказывать эти утверждения. Так, например, если нам потребуется доказывать формулы пропозициональной логики, то мы можем обойтись просто типизированным λ -исчислением. Если нам понадобятся кванторы в формулах, то на помощь приходят теории с зависимыми типами. Таким образом, благодаря соответствию Карри-Говарда, процесс доказательства утверждений становится похож на программирование, следовательно, задача проверки корректности доказательств сводится к задаче проверки типов.

Существует две известные теории с зависимыми типами – исчисление конструкций (Calculus Of Constructions), представленное Тьерри Коканом в [7] и интуиционистская теория типов Мартин-Лёфа (Martin-Löf Type Theory), описанная в [18]. Их расширения лежат в основе таких систем интерактивного доказательства теорем (языков с зависимыми типами) как **Coq** и **Agda** соответственно. Обычно эти языки используют для верификации программ, но так как они являются полноценной логикой, то с их помощью можно формулировать и доказывать математические утверждения. Говоря «формализация», мы будем иметь в виду именно это.

1.4. Постановка задачи

Целью работы является формализация различных представлений λ -термов. Для достижения этой цели необходимо решить следующие задачи:

1. Определить интересующие нас представления лямбда-термов:
 - (a) Именованное
 - (b) Неименованное
 - (c) Монадическое

(d) ...

2. Для каждого представления определить операцию подстановки
3. Для каждого представления доказать свойства операции подстановки:
 - (a) Унитарность(наличие правой и левой единицы)
 - (b) Ассоциативность
4. Установить соответствие между описанными в первом пункте представлениями

1.5. Существующие решения

Стоит отметить, что задача формализации λ -исчисления довольно популярна, в связи с чем существует довольно много её решений. Один из примеров – [22], в котором, в частности, формализовано чистое λ -исчисление. Для него, как и для работ [25, 1, 3, 20, 14] характерно использование неименованного представления термов через индексы Де Брауна. Работы [19, 6, 11, 12, 23, 26] отличаются, от вышеперечисленных тем, что авторы формализуют именованное представление термов.

Вышеперечисленные работы объединяет то, что авторы рассматривают только одно представление термов(именованное или неименованное), не устанавливая между ними никакого соответствия. Кроме того, некоторые работы формализуют типизированные вариации лямбда-исчисления. Мы, в свою очередь, хотим формализовать *различные представления* чистого лямбда-исчисления и установить между ними соответствие. Помимо этого, нам неизвестны попытки формализовать монадическое представление термов.

Более того, наше решение будет использовать отличную от других теорию типов. В разделе 3 мы подробнее опишем язык, построенный на основе этой теории и опишем, чем она отличается от других известных теорий. Здесь же мы просто скажем, что в этом языке есть конструкции, которых нет в других языках программирования с зависимыми типами, либо ими сложно пользоваться(речь идет, например, о фактор-типах).

2. Представления λ -термов

В этой главе мы опишем три представления λ -термов: именованное, неименованное(через индексы Де Брауна) и монадическое. Мы формально опишем, как определяются термы в каждом из представлений, определим характерные свойства для каждого представления и покажем, почему они верны. Кроме того, мы установим соответствие между всеми представлениями.

2.1. Именованное представление термов

Термы λ -исчисления(λ -термы) в именованном представлении конструируются из переменных путем применения друг к другу или создания анонимных функций.

Формально, пусть $\mathcal{V} = \{x, y, z, \dots\}$ – счетное множество переменных. Договоримся обозначать переменные прописными буквами, а произвольные термы – заглавными. Тогда множество λ -термов Λ определяется индуктивно, согласно следующим правилам:

$$\frac{v \in \mathcal{V}}{v \in \Lambda}$$
$$\frac{M \in \Lambda \quad N \in \Lambda}{MN \in \Lambda}$$
$$\frac{M \in \Lambda \quad v \in \mathcal{V}}{\lambda v.M \in \Lambda}$$

Нотация аппликации MN обозначает применение функции M ко входу N . Заметим, что так как здесь не вводится никаких правил типизации, то ничто не мешает нам применить терм к самому себе(т.е. FF). Нотация абстракции $\lambda x.M$, в свою очередь, обозначает создание анонимной функции от переменной x , которая сопоставляет конкретному значению x выражение $M[x]$. Здесь заметим, что терм M вовсе не обязан содержать в себе переменную x , в таком случае мы считаем абстракцию $\lambda x.M$ константной функцией.

Некоторые примеры термов:

$$\lambda x.x$$
$$\lambda xy.x$$
$$(\lambda x.f(xx))(\lambda x.f(xx))$$

Переменная x после абстракции $\lambda x.M$ называется *связанной*. Соответственно, до абстракции она была *свободной*. Формально, множества $FV(T)$ свободных и $BV(T)$

связанных переменных терма T определяются индуктивно следующим образом:

$$\begin{aligned} FV(x) &= \{x\} \\ FV(MN) &= FV(M) \cup FV(N) \\ FV(\lambda x.M) &= FV(M) \setminus \{x\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} BV(x) &= \emptyset \\ BV(MN) &= BV(M) \cup BV(N) \\ BV(\lambda x.M) &= \{x\} \cup BV(M) \end{aligned}$$

Применение абстракции к некоторому аргументу $(\lambda x.M)N$ – это *подстановка* $M[x \mapsto N]$ терма N вместо *свободных* вхождений переменной x в терме M . Формально, правила подстановки:

$$\begin{aligned} x[x \mapsto N] &= N \\ y[x \mapsto N] &= y, (x \neq y) \\ (TS)[x \mapsto N] &= T[x \mapsto N]S[x \mapsto N] \\ (\lambda x.T)[x \mapsto N] &= \lambda x.T \\ (\lambda y.T)[x \mapsto N] &= \lambda y.T[x \mapsto N], (y \notin FV(N), x \neq y) \end{aligned}$$

Рассмотрим, что произойдет, если в последнем правиле условие $y \notin FV(N)$ не выполняется:

$$(\lambda y.x)[x \mapsto y] = \lambda y.y$$

Получилось, что в результате подстановки мы превратили константную функцию $\lambda y.x$ в тождественную. Такая ситуация называется проблемой захвата переменной, когда при подстановке в λ -абстракцию переменные подставляемого терма захватываются абстракцией.

Эту проблему можно решить если принять так называемое соглашение Барендрегта о том, что имена связанных переменных всегда выбирать так, чтобы они отличались от имен свободных. В примере выше, например, мы можем переименовать связанную переменную y в свежую z и поведение абстракции $\lambda z.x$ не изменится. Тогда подстановку можно использовать без каких-либо оговорок о свободных и связанных переменных. Пример выше превратится в:

$$(\lambda z.x)[x \mapsto y] = \lambda z.y$$

Как мы уже установили выше, мы можем переименовывать связанные переменные в абстракциях и их поведение при применении к аргументам не изменится. Более того, имена связанных переменных не играют для нас никакой роли. Поэтому, как

правило, λ -термы и рассматривают с точностью до имен параметров абстракций. Формально, на множестве именованных термов Λ можно задать отношение $=_\alpha \in \Lambda \times \Lambda$, которое называется α -эквивалентностью и определяется как минимальное отношение конгруэнтности, порожденное следующими правилами:

$$\begin{array}{c} \frac{x \in \mathcal{V}}{x =_\alpha x} \\[10pt] \frac{M =_\alpha M' \quad N =_\alpha N'}{MN =_\alpha M'N'} \\[10pt] \frac{M[x \mapsto y] =_\alpha M' \quad y \notin FV(M)}{\lambda x.M =_\alpha \lambda y.M'} \end{array}$$

Наконец, сформулируем лемму о подстановке. Это утверждение мы будем формализовывать и для других представлений.

Утверждение 1. Для любых $T, M, N \in \Lambda; x, y \in \mathcal{V}$, если $x \neq y$ и $x \notin FV(M)$, то верно $T[x \mapsto N][y \mapsto M] = T[y \mapsto M][x \mapsto N[y \mapsto M]]$

Доказательство. Индукция по терму T . База индукции – случай, когда T является переменной. Рассмотрим три случая:

1. $T \equiv x$. Левая часть – $x[x \mapsto N][y \mapsto M] = N[y \mapsto M]$. Правая часть – $x[y \mapsto M][x \mapsto N[y \mapsto M]] = N[y \mapsto M]$.
2. $T \equiv y$. Левая часть – $y[x \mapsto N][y \mapsto M] = M$. Правая часть – $y[y \mapsto M][x \mapsto N[y \mapsto M]] = M[x \mapsto N[y \mapsto M]]$. Так как $x \notin FV(M)$, то $M[x \mapsto N[y \mapsto M]] = M$.
3. $T \equiv z \neq x, y$. Обе части редуцируются к z .

Случай аппликации тривиален, рассмотрим случай абстракции $\lambda z.T$. Рассмотрим возможные случаи:

1. $z \equiv x$. Левая часть – $(\lambda x.T)[x \mapsto N][y \mapsto M] = (\lambda x.T)[y \mapsto M] \stackrel{x \notin FV(M)}{=} \lambda x.T[y \mapsto M]$. Правая часть – $(\lambda x.T)[y \mapsto M][x \mapsto N[y \mapsto M]] \stackrel{x \notin FV(M)}{=} (\lambda x.T[y \mapsto M])[x \mapsto N[y \mapsto M]] = \lambda x.T[y \mapsto M]$.
2. $z \equiv y$. Пусть $y \in FV(N)$ и $y \in FV(M)$. По соглашению Барендрегта, нам нужно переименовать y в свежую переменную y' , такую что $y' \notin FV(N)$ и $y' \notin FV(M)$. Это эквивалентно тому, что мы можем осуществить подстановку $\lambda y'.t[y \mapsto y']$. Вычислим левую часть:

$$\begin{aligned} & (\lambda y'.T[y \mapsto y'])[x \mapsto N][y \mapsto M] = \\ & \lambda y'.T[y \mapsto y'][x \mapsto N][y \mapsto M] \stackrel{\text{IH}}{=} \\ & \lambda y'.T[y \mapsto y'][y \mapsto M][x \mapsto N[y \mapsto M]] \end{aligned}$$

Правая часть:

$$(\lambda y'.T[y \mapsto y'])(y \mapsto M)[x \mapsto N[y \mapsto M]] = \\ \lambda y'.T[y \mapsto y'](y \mapsto M)[x \mapsto N[y \mapsto M]]$$

Заметим здесь, что так как $y' \notin FV(N)$ и $y' \notin FV(M)$, то, очевидно, что $y' \notin FV(N[y \mapsto M])$, поэтому в последнем переходе обе подстановки «проваливаются» в абстракцию.

3. $z \equiv y$. Пусть $y \in FV(N)$, но теперь уже $y \notin FV(M)$. Аналогично предыдущему пункту, мы переименовываем y в свежую переменную y' , такую что $y' \notin FV(N)$ и $y' \notin FV(M)$, осуществляя подстановку $\lambda y'.t[y \mapsto y']$. Вычислим левую часть:

$$(\lambda y'.T[y \mapsto y'])(x \mapsto N)[y \mapsto M] = \\ \lambda y'.T[y \mapsto y'](x \mapsto N)[y \mapsto M] \stackrel{\text{IH}}{=} \\ \lambda y'.T[y \mapsto y'](y \mapsto M)[x \mapsto N[y \mapsto M]]$$

А в этом случае, заметим, что так как мы сначала заменили **все** свободные вхождения y в T на y' , а потом на место y подставили M , то вторая подстановка ничего не делает, поэтому левая часть окончательно равна $\lambda y'.T[y \mapsto y'](x \mapsto N[y \mapsto M])$

Правая часть тогда редуцируется в:

$$(\lambda y.T)[y \mapsto M][x \mapsto N[y \mapsto M]] = \\ (\lambda y.T)[x \mapsto N[y \mapsto M]] = \\ \lambda y.T[x \mapsto N[y \mapsto M]]$$

В последнем шаге вычисления, отметим, что так как $y \in FV(N)$ и $y \notin FV(M)$, то $y \notin FV(N[y \mapsto M])$, поэтому подстановка снова заносится под абстракцию. Переименуем и здесь y в y' , тогда получим:

$$\lambda y.T[x \mapsto N[y \mapsto M]] =_{\alpha} \\ \lambda y'.T[x \mapsto N[y \mapsto M]][y \mapsto y'] \stackrel{\text{IH}}{=} \\ \lambda y'.T[y \mapsto y'](x \mapsto N[y \mapsto M][y \mapsto y'])$$

Из тех же соображений, что и выше, подстановка $N[y \mapsto M][y \mapsto y']$ – это то же самое, что и $N[y \mapsto M]$, поэтому правая часть окончательно вычисляется в $\lambda y'.T[y \mapsto y'](x \mapsto N[y \mapsto M])$.

4. $z \neq x, y$. Доказательство аналогично предыдущим двум пунктам. ■

2.2. Неименованное представление термов

Как уже мы уже видели в предыдущем разделе, имена формальных параметров λ -абстракций не важны и, в целом, мы можем не обращать на них внимания. Более того, мы можем вообще отказаться от именованных переменных! Широко известен альтернативный способ записи термов через так называемые индексы Де Брауна (De Bruijn) – [10]. В нем вместо имен переменных используются числовые индексы, показывающие сколько лямбд назад была захвачена переменная. Например комбинатор $S = \lambda f g x. f x(g x)$, записанный в таком представлении будет иметь следующий вид: $\lambda(\lambda(\lambda 3 1(21)))$.

Существует и альтернативный способ такого представления. Множество всех термов разбивается на так называемые «уровни» (levels) и вместо него рассматриваются множества Λ_n , где n – длина контекста, в котором определен терм. О контексте в котором определен терм, можно думать, как о простом списке свободных переменных терма. Индуктивно, они определяются следующим образом:

$$\begin{aligned} & \frac{0 \leq i < n}{v_{n,i} \in \Lambda_n} \\ & \frac{T_1 \in \Lambda_n \quad T_2 \in \Lambda_n}{T_1 T_2 \in \Lambda_n} \\ & \frac{T \in \Lambda_{n+1}}{\lambda T \in \Lambda_n} \end{aligned}$$

В случае переменной индекс i обозначает позицию переменной в контексте. Договоримся отсчитывать ее с конца контекста. Комбинатор S , например, в таком представлении будет выглядеть вот так: $\lambda(\lambda(\lambda v_{3,2} v_{3,0}(v_{3,1} v_{3,0})))$.

Такое представление термов удобно потому что α -эквивалентность сводится к самому обычному равенству и, как следствие, пропадает проблема коллизии имен переменных.

Определим операцию подстановки для таких термов. Мы определим ее в более общем случае – вместо какой-то одной переменной мы будем осуществлять подстановку во **все** переменные терма. Пусть $T \in \Lambda_n$, и $S_0, \dots, S_{n-1} \in \Lambda_k$. Тогда $subst(T, S_{n-1}, \dots, S_0) \in \Lambda_k$ определяется следующим образом:

$$\begin{aligned} subst(v_{n,i}, S_{n-1}, \dots, S_0) &= S_i \\ subst(T, v_{n,n-1}, \dots, v_{n,0}) &= T \\ subst(T_1 T_2, S_{n-1}, \dots, S_0) &= \\ &subst(T_1, S_{n-1}, \dots, S_0) \quad subst(T_2, S_{n-1}, \dots, S_0) \\ subst(\lambda T, S_{n-1}, \dots, S_0) &= \lambda(subst(T, w(S_{n-1}), \dots, w(S_0), v_{n+1,0})) \end{aligned}$$

Операция $w(T)$ работает следующим образом. Пусть терм $T \in \Lambda_n$, тогда терм $w(T) \in \Lambda_{n+1}$ и определен как:

$$\begin{aligned} w(v_{n,i}) &= v_{n+1,i+1} \\ w(T_1 T_2) &= w(T_1) w(T_2) \\ w(\lambda T) &= \lambda(w(T)) \end{aligned}$$

Сформулируем и докажем вспомогательную лемму, которая пригодится нам далее:

Лемма 1. Пусть $T \in \Lambda_n$, а $S_{n-1}, \dots, S_0 \in \Lambda_m$. Тогда $\text{subst}(w(T), w(S_{n-1}), \dots, w(S_0), v_{m+1,0}) = w(\text{subst}(T, S_{n-1}, \dots, S_0))$

Доказательство. Индукция по структуре терма T .

1. База индукции – $v_{n,i}$. Левая часть равна, по определению подстановки:

$$\text{subst}(v_{n+1,i+1}, w(S_{n-1}), \dots, w(S_0), v_{m+1,0}) = w(S_i)$$

Правая часть:

$$w(\text{subst}(v_{n,i}, S_{n-1}, \dots, S_0)) = w(S_i)$$

2. Случай аппликации снова тривиален. Рассмотрим случай абстракции λT . Левая часть вычислится в:

$$\begin{aligned} \text{subst}(w(\lambda T), w(S_{n-1}), \dots, w(S_0), v_{m+1,0}) &= \\ \text{subst}(\lambda w(T), w(S_{n-1}), \dots, w(S_0), v_{m+1,0}) &= \\ \lambda \text{subst}(w(T), w(w(S_{n-1})), \dots, w(w(S_0)), v_{m+2,1}, v_{m+2,0}) &\stackrel{\text{IH}}{=} \\ \lambda w(\text{subst}(T, w(S_{n-1}), \dots, w(S_0), v_{m+1,0})) & \end{aligned}$$

Правая часть вычисляется в:

$$\begin{aligned} w(\text{subst}(\lambda T, S_{n-1}, \dots, S_0)) &= \\ w(\lambda \text{subst}(T, w(S_{n-1}), \dots, w(S_0), v_{m+1,0})) &= \lambda w(\text{subst}(T, w(S_{n-1}), \dots, w(S_0), v_{m+1,0})) \end{aligned}$$

■

Аналогично именованному представлению, сформулируем лемму о подстановке:

Утверждение 2. Пусть $T \in \Lambda_n$; $T_{n-1}, \dots, T_0 \in \Lambda_m$, $S_{m-1}, \dots, S_0 \in \Lambda_k$, тогда верно $\text{subst}(\text{subst}(T, T_{n-1}, \dots, T_0), S_{m-1}, \dots, S_0) = \text{subst}(T, T'_{n-1}, \dots, T'_0)$, где $T'_i = \text{subst}(T_i, S_{m-1}, \dots, S_0)$.

Заметим еще, что в таком представлении термов нет необходимости в сторонних условиях, как в лемме о подстановке для именованных термов.

Доказательство. Это утверждение точно так же доказывается индукцией по структуре терма T . База индукции – случай, когда терм представляет собой переменную $v_{n,i}$. Тогда левая часть вычисляется в $\text{subst}(T_i, S_{m-1}, \dots, S_0)$, ровно как и правая.

Случай аппликации снова тривиален, рассмотрим случай абстракции λT . Вычислим левую часть:

$$\begin{aligned} & \text{subst}(\text{subst}(\lambda T, T_{n-1}, \dots, T_0), S_{m-1}, \dots, S_0) = \\ & \text{subst}(\lambda \text{subst}(T, w(T_{n-1}), \dots, w(T_0), v_{m+1,0}), S_{m-1}, \dots, S_0) = \\ & \lambda(\text{subst}(\text{subst}(T, w(T_{n-1}), \dots, w(T_0), v_{m+1,0}), w(S_{m-1}), \dots, w(S_0), v_{k+1,0}) \stackrel{\text{IH}}{=} \\ & \lambda(\text{subst}(T, \text{subst}(w(T_{n-1}), w(S_{m-1}), \dots, w(S_0), v_{k+1,0}), \dots, \\ & \text{subst}(w(T_0), w(S_{m-1}), \dots, w(S_0), v_{k+1,0}), \text{subst}(v_{m+1,0}, w(S_{m-1}), \dots, w(S_0), v_{k+1,0}))) = \\ & \lambda(\text{subst}(T, \text{subst}(w(T_{n-1}), w(S_{m-1}), \dots, w(S_0), v_{k+1,0}), \dots, \\ & \text{subst}(w(T_0), w(S_{m-1}), \dots, w(S_0), v_{k+1,0}), v_{k+1,0})) \end{aligned}$$

Вычислим теперь правую часть:

$$\begin{aligned} & \text{subst}(\lambda T, \text{subst}(T_{n-1}, S_{m-1}, \dots, S_0), \dots, \text{subst}(T_0, S_{m-1}, \dots, S_0)) = \\ & \lambda(\text{subst}(T, w(\text{subst}(T_{n-1}, S_{m-1}, \dots, S_0)), \dots, w(\text{subst}(T_0, S_{m-1}, \dots, S_0)), v_{k+1,0})) \end{aligned}$$

По лемме 1 $\text{subst}(w(T_i), w(S_{m-1}), \dots, w(S_0), v_{k+1,0}) = w(\text{subst}(T_i, S_{m-1}, \dots, S_0))$ для всех $i = \overline{0, n-1}$, следовательно наше утверждение верно. \blacksquare

2.3. Монадическое представление термов

Существует еще один способ записи λ -термов, описанный в [4]. Библиотека **Bound** [16] для языка **Haskell**, например, использует именно монадическое представление.

Основная идея в том, что именованное представление для термов можно обобщить и свободные переменные брать из произвольного множества V . Тогда множество термов Λ_V определяется индуктивно по следующим правилам:

$$\begin{aligned} & \frac{v \in V}{v \in \Lambda_V} \\ & \frac{M \in \Lambda_V \quad N \in \Lambda_V}{MN \in \Lambda_V} \\ & \frac{M \in \Lambda_V \amalg \{*\}}{\lambda M \in \Lambda_V} \end{aligned}$$

Здесь $\{*\}$ – это произвольное одноэлементное множество, а \amalg – операция размеченного объединения множеств. По определению $A \amalg B$ состоит из элементов $\text{inl}(a)$ и $\text{inr}(b)$, где $a \in A$ и $b \in B$. Так как для абстракции нам нужно иметь на одну свободную переменную больше, то ее можно получить взяв размеченное объединение с произвольным одноэлементным множеством.

Пусть у нас есть функция $f : V \rightarrow W$, тогда мы можем задать функцию F_f из Λ_V в Λ_W рекурсией по терму $T \in \Lambda_V$:

1. $v \mapsto f(v)$
2. $M \ N \mapsto F_f(M) \ F_f(N)$
3. $\lambda M \mapsto \lambda F_{f'(f)}(M)$. Заметим, что просто так отобразить терм M с помощью функции f мы не можем, так как ее домен не совпадает со множеством, которым параметризован тип терма M . Поэтому мы построим по f функцию $f'(f) : V \coprod \{*\} \rightarrow W \coprod \{*\}$. Устроена она будет следующим образом:

$$(a) \ f'(f)(inl(x)) = inl(f(x))$$

$$(b) \ f'(f)(inr(*)) = inr(*)$$

Знакомый с языком программирования **Haskell** или теорией категорий читатель узнает, что мы задали структуру функтора. Интуитивно, действие этого функтора – это переименование переменных. Покажем, что это действительно функтор, именно, что он уважает тождественное отображение и композицию отображений.

Утверждение 3. Для любого $T \in \Lambda_V$ верно, что $F_{id_V}(T) = T$

Доказательство. Индукция по терму T . База тривиальна, равно как и случай аппликации, покажем, что утверждение верно и для случая лямбды. Вспомогательная функция $f'(f)$ устроена следующим образом:

$$1. \ f'(id_V)(inl(x)) = inl(x)$$

$$2. \ f'(id_V)(inr(*)) = inr(x)$$

Следовательно, оно является тождеством на $V \coprod \{*\}$. По идукционной гипотезе получаем, что случай для лямбды тоже верен. ■

Утверждение 4. Для любого $T \in \Lambda_V$ и $f : V \rightarrow W$, $g : W \rightarrow X$ верно, что $F_{g \circ f}(T) = F_g(T) \circ F_f(T)$

Доказательство. Снова индукция по терму T . Случай переменной снова тривиален, случай аппликации напрямую следует из индукционной гипотезы, рассмотрим случай абстракции. Посмотрим, во что вычислится левая часть:

$$F_{g \circ f}(\lambda M) = \lambda F_{f'(g \circ f)}(M)$$

где

$$f'(g \circ f)(inl(v)) = inl(g(f(v)))$$

$$f'(g \circ f)(inr(*)) = inr(*)$$

Правая, в свою очередь:

$$\begin{aligned} F_g(F_f(\lambda M)) &= F_g(\lambda F_{f'(f)}(M)) = \\ &= \lambda F_{g'(g)}(F_{f'(f)}(M)) \end{aligned}$$

Вспомогательная функция $f'(f) : V \amalg \{*\} \rightarrow W \amalg \{*\}$ устроена здесь следующим образом:

1. $f'(f)(inl(v)) = inl(f(v))$
2. $f'(f)(inr(*)) = inr(*)$

Вспомогательная функция $g'(g) : W \amalg \{*\} \rightarrow X \amalg \{*\}$ устроена здесь следующим образом:

1. $g'(g)(inl(w)) = g'(g)(inl(f(v))) = inl(g(f(v)))$
2. $g'(g)(inr(*)) = inr(*)$

Несложно увидеть, что эти две функции из левой и правой частей ведут себя одинаково, следовательно и для случая лямбды утверждение верно. ■

Мы пойдем еще дальше и зададим структуру монады. Существует много способов определить её, мы воспользуемся тем, который принят в языке программирования **Haskell**. Именно, мы определим две операции: монадическую единицу $\mathbf{return} : V \rightarrow \Lambda_V$ и монадическое связывание $\mathbf{bind} : \Lambda_V \rightarrow (V \rightarrow \Lambda_W) \rightarrow \Lambda_W$. Кроме этого, мы покажем, что они удовлетворяют монадическим законам.

Монадическая единица устроена очень просто – это переменная. Связывание же, принимает на вход так называемую стрелку Клейсли [27] $k : V \rightarrow \Lambda_W$ и определяется индуктивно по структуре терма T :

1. $v \mapsto k(v)$
2. $M \ N \mapsto (\mathbf{bind}(M, k)) (\mathbf{bind}(N, k))$
3. $\lambda M \mapsto \lambda(\mathbf{bind}(M, k'(k)))$, где $k'(k) : V \amalg \{*\} \rightarrow \Lambda_W \amalg \{*\}$ и определяется следующим образом:
 - (a) $k'(k)(inl(v)) = F_{inl}(k(v))$
 - (b) $k'(k)(inr(*)) = \mathbf{return}(inr(*))$

Сформулируем и докажем теперь свойства этих двух операций.

Утверждение 5. Для любого $T \in \Lambda_V$ верно $\mathbf{bind}(T, \mathbf{return}) = T$

Доказательство. Индукция по структуре терма T :

1. База индукции, $T = v$. Имеем, что $\text{bind}(v, \text{return}) = \text{return}(v) = v$.
2. Случай аппликации напрямую следует из предположения индукции.
3. Пусть теперь $T = \lambda M$. Имеем, что $\text{bind}(\lambda M, \text{return}) = \lambda(\text{bind}(M, k'(\text{return})))$.
Вспомогательное отображение $k'(\text{return})$ устроено следующим образом:

$$(a) \quad k'(\text{return})(\text{inl}(v)) = F_{\text{inl}}(\text{return}(v)) = \text{return}(\text{inl}(v))$$

$$(b) \quad k'(\text{return})(\text{inr}(*)) = \text{return}(\text{inr}(*))$$

Заметим, что оно ведет себя так же, как и return на $V \amalg \{*\}$, следовательно по индукционной гипотезе получаем исходное утверждение. \blacksquare

Утверждение 6. Для любого $v \in V$ и $k : V \rightarrow \Lambda_V$ верно $\text{bind}(\text{return}(v), k) = k(v)$

Доказательство. Утверждение тривиально следует из определения bind и того факта, что return – это переменная. \blacksquare

Прежде, чем формулировать последний монадный закон, сформулируем и докажем несколько технических лемм, которые помогут нам в его доказательстве.

Лемма 2. Для любых $T \in \Lambda_V$, $f : V \rightarrow W$ и $k : W \rightarrow \Lambda_U$ верно $\text{bind}(F_f(T), k) = \text{bind}(T, k \circ f)$.

Доказательство. Индукция по структуре терма T с тривиальными случаями переменной и аппликации. Рассмотрим случай абстракции λM . Нам нужно показать, что $\lambda \text{bind}(F_{f'(f)}(M), k'(k)) = \lambda \text{bind}(M, k'(k \circ f))$. По индукционной гипотезе мы знаем, что $\text{bind}(F_{f'(f)}(M), k'(k)) = \text{bind}(M, k'(k) \circ f'(f))$. Заметим теперь, что $k'(k \circ f)$ и $k'(k) \circ f'(f)$ ведут себя одинаково на всех входах, следовательно это утверждение доказано. \blacksquare

Лемма 3. Для любых $T \in \Lambda_V$, $f : W \rightarrow U$ и $k : V \rightarrow \Lambda_W$ верно $F_f(\text{bind}(T, k)) = \text{bind}(T, (x \mapsto F_f(k(x))))$.

Доказательство. Снова индукция по структуре терма T . Случай переменной и аппликации снова тривиален, поэтому рассмотрим случай абстракции λM .

Нам нужно показать, что $\lambda F_{f'(f)}(\text{bind}(M, k'(k))) = \lambda \text{bind}(M, k'(x \mapsto F_f(k(x))))$. По индукционной гипотезе мы знаем, что $F_{f'(f)}(\text{bind}(M, k'(k))) = \text{bind}(M, (x \mapsto F_{f'(f)}(k'(k)(x))))$. Покажем теперь, что стрелки Клейсли $k'(x \mapsto F_f(k(x)))$ и $x \mapsto F_{f'(f)}(k'(k)(x))$ ведут себя одинаково на всех входах:

1. $\text{inr}(*)$. Обе стрелки вычисляются в $\text{return}(\text{inr}(*))$
2. $\text{inl}(v)$. Надо показать, что $F_{f'(\text{inl})}(F_f(k(v))) = F_{f'(f)}(F_{\text{inl}}(k(v)))$. Так как Λ_- – функтор и он уважает композицию отображений имеем, что нужно показать $F_{f'(\text{inl}) \circ f}(k(v)) = F_{f'(f) \circ \text{inl}}(k(v))$. Для этого в свою очередь нужно снова показать, что два отображения $f'(\text{inl}) \circ f$ и $f'(f) \circ \text{inl}$ ведут себя одинаково на всех входах, но это очень легко понять, просто взглянув на определение f' .

■

Лемма 4. Для любого $T \in \Lambda_V$ и $f : V \rightarrow \Lambda_W$ верно $F_{inl}(\mathbf{bind}(T, f)) = \mathbf{bind}(F_{inl}(t), k'(g))$.

Доказательство. Снова индукция по структуре терма T , случай переменной и аппликации тривиален, рассмотрим случай абстракции λM .

Левая часть вычислится в:

$$\lambda F_{f'(inl)}(\mathbf{bind}(M, k'(f)))$$

Правая в:

$$\lambda \mathbf{bind}(F_{f'(inl)}(M), k'(k'(f)))$$

По лемме 2 имеем, что $\mathbf{bind}(F_{f'(inl)}(M), k'(k'(f))) = \mathbf{bind}(M, k'(k'(f)) \circ f'(inl))$. По лемме 3 имеем $F_{f'(inl)}(\mathbf{bind}(M, k'(f))) = \mathbf{bind}(M, (x \mapsto F_{f'(inl)}(k'(f)(x))))$. Заметим теперь, что стрелки Клейсли $k'(k'(f)) \circ f'(inl)$ и $x \mapsto F_{f'(inl)}(k'(f)(x))$ ведут себя одинаково на всех входах, тогда по симметричности и транзитивности равенства получаем доказательство требуемого утверждения. ■

Утверждение 7. Для любого $T \in \Lambda_V$, $f : V \rightarrow \Lambda_W$, $g : W \rightarrow \Lambda_U$ верно $\mathbf{bind}(\mathbf{bind}(T, f), g) = \mathbf{bind}(T, (x \mapsto \mathbf{bind}(f(x), g)))$.

Доказательство. Индукция по терму T :

1. Рассмотрим случай, когда $T = v$. Тогда левая часть вычисляется в $\mathbf{bind}(f(v), g)$, ровно как и правая.
2. Случай для аппликации следует напрямую из индукционной гипотезы.
3. Рассмотрим случай абстракции λM . Посмотрим, во что вычисляется левая часть:

$$\mathbf{bind}(\mathbf{bind}(\lambda M, f), g) = \mathbf{bind}(\lambda \mathbf{bind}(M, k'(f)), g) = \lambda \mathbf{bind}(\mathbf{bind}(M, k'(f)), k'(g))$$

где

$$k'(g)(inl(w)) = F_{inl}(g(w))$$

$$k'(g)(inr(*)) = \mathbf{return}(inr(*))$$

и

$$k'(f)(inl(v)) = F_{inl}(f(v))$$

$$k'(f)(inr(*)) = \mathbf{return}(inr(*))$$

Правая часть, в свою очередь, вычисляется в:

$$\mathbf{bind}(\lambda M, (x \mapsto \mathbf{bind}(f(x), g))) = \lambda \mathbf{bind}(M, k'(x \mapsto \mathbf{bind}(f(x), g)))$$

Чтобы воспользоваться индукционной гипотезой, необходимо показать, что $k'(x \mapsto \text{bind}(f(x), g)) : V \amalg \{*\} \rightarrow \Lambda_{U \amalg \{*\}}$ ведет себя так же как и $x \mapsto \text{bind}(k'(f)(x), k'(g))$. Для этого мы просто покажем, что они возвращают одинаковый результат на всех входах.

Рассмотрим два случая, как могут выглядеть входные данные:

- (a) $\text{inr}(*)$. Обе части вычисляются в $\text{return}(\text{inr}(*))$.
- (b) $\text{inl}(v)$. Левая часть вычисляется в:

$$F_{\text{inl}}(\text{bind}(f(v), g))$$

Правая:

$$\text{bind}(F_{\text{inl}}(f(v)), f'(g))$$

Воспользовавшись леммой 4 для терма $f(v)$ и g получаем доказательство исходного утверждения. ■

Отметим наконец, что действие функтора мы проинтерпретировали, как переименование переменных. Действие монадического связывания можно, в таком случае, проинтерпретировать как подстановку. Это утверждение не столь очевидно, но если рассмотреть сигнатуру bind и обратить внимание на то, что функцию $k : V \rightarrow \Lambda_W$ можно задать в виде списка пар (V, Λ_W) , то это соответствие становится куда более явным. Монадные законы, в свою очередь, в точности описывают свойства подстановки, которые мы в явном виде задали в прошлых разделах 2.1 и 2.2. В приложении А приведен пример формализации монадического представления термов.

2.4. Преобразования между представлениями

В этом разделе мы опишем преобразования между представлениями и начнем с преобразования именованных термов в неименованные. Очевидно, что для осуществления этого нам необходимо знать порядок на переменных в терме. Поэтому мы считаем, что кроме самого терма нам дают контекст.

Определение. Контекст Γ – это не содержащий дубликатов список переменных $x_1, \dots, x_n, x_i \in \mathcal{V}$.

Определение. Терм T определен в контексте Γ тогда и только тогда, когда все свободные переменные терма T присутствуют в Γ . Этот факт традиционно обозначается как $\Gamma \vdash T$.

Итак, преобразование Φ именованных термов в неименованные принимает на вход контекст $\Gamma = x_1, \dots, x_n$, терм $T \in \Lambda$ такой что он определен в контексте Γ и возвращает неименованный терм $T' \in \Lambda_n$. Определяется оно индукцией по структуре терма T :

1. $x_1, \dots, x_n \vdash x_i \mapsto v_{n,n-i}$
2. $x_1, \dots, x_n \vdash MN \mapsto \Phi(x_1, \dots, x_n \vdash M) \Phi(x_1, \dots, x_n \vdash N)$
3. $x_1, \dots, x_n \vdash \lambda x.M \mapsto \lambda \Phi(x_1, \dots, x_n, x \vdash M)$

Покажем, что такое преобразование уважает отношение α -эквивалентности, введенное в разделе 2.1.

Утверждение 8. Пусть $T_1, T_2 \in \Lambda$, $\Gamma \vdash T_1$, $\Gamma \vdash T_2$ и $T_1 =_\alpha T_2$. Тогда $\Phi(\Gamma \vdash T_1) = \Phi(\Gamma \vdash T_2)$.

Доказательство. Индукция по термам T_1 и T_2 . Так как мы знаем, что они α -эквивалентны, то нам нет необходимости рассматривать всевозможные комбинации термов. Поэтому рассмотрим лишь случаи, когда термы имеют общую структуру (две переменные, две аппликации или две абстракции).

База индукции для случая двух переменных тривиальна, как и случай для двух аппликаций. Рассмотрим случай, когда $T_1 = \lambda x.M$, $T_2 = \lambda y.M'$. Так как они α -эквивалентны, то мы знаем, что $M' =_\alpha M[x \mapsto y]$ и $y \notin FV(M)$. Мы знаем, что $\Gamma \vdash \lambda x.M$ и $\Gamma \vdash \lambda y.M'$, следовательно $\Gamma, x \vdash M$ и $\Gamma, y \vdash M'$. Кроме того, так как $y \notin FV(M)$, то $\Gamma, y \vdash M[x \mapsto y]$. По индукционной гипотезе мы знаем, что $M' =_\alpha M[x \mapsto y]$, а так как они определены в одинаковых контекстах, то и $\Phi(\Gamma, y \vdash M') = \Phi(\Gamma, y \vdash M[x \mapsto y])$. Осталось заметить, что $\Phi(\Gamma, y \vdash M[x \mapsto y]) = \Phi(\Gamma, x \vdash M)$ и получить доказательство исходного утверждения. ■

Легко сконструировать преобразование в обратную сторону – из неименованных термов в именованные. Оно принимает на вход терм $T' \in \Lambda_n$ и возвращает пару из контекста Γ и терма $T \in \Lambda$, определенного в нем. Рассмотрим три случая, необходимые для того, чтобы рекурсивно задать это преобразование, назовем его Ψ .

1. В случае, когда $T' = v_{n,i}$ мы можем просто сгенерировать n именованных переменных $\Gamma = x_1, \dots, x_n$ и в качестве результата вернуть пару из контекста Γ и x_{n-i} . То есть:

$$v_{n,i} \mapsto x_1, \dots, x_n \vdash x_{n-i}$$

2. В случае аппликации $M N$ все еще проще. Так как она определена в том же контексте, что и оба аппликанта, то нам достаточно пары рекурсивных вызовов и мы можем взять любой контекст в окончательный результат. То есть:

$$M N \mapsto \pi_1(\Psi(M)) \vdash \pi_2(\Psi(M)) \pi_2(\Psi(N))$$

Здесь и далее π_1 и π_2 – первая и вторая проекция для пар соответственно.

3. Для абстракции λT действуем примерно так же. Вызываемся рекурсивно от T и получаем терм, который определен в расширенном на одну переменную контексте. Так как контекст расширяется путем добавления переменной в конец, то мы точно знаем, по какой переменной абстрагироваться:

$$\lambda T \mapsto take(n, \pi_1(\Psi(T))) \vdash \lambda last(\pi_1(\Psi(T)))\pi_2(\Psi(T))$$

Здесь $take(n, xs)$ – операция, берущая первые n элементов из списка xs , а $last(xs)$ – операция, возвращающая последний элемент в списке.

Легко заметить, что эти два преобразования взаимно-обратны. Действительно, индукция по структуре терма настолько прямолинейна, что мы не будем приводить ее здесь.

Еще легче сконструировать преобразования между неименованными и монадическими термами. Для примера покажем преобразование Δ из Λ_n в $\Lambda_{\bar{n}}$, где \bar{n} – это множество $\{0, 1, \dots, n-1\}$. Действительно, рассмотрим три случая:

1. $v_{n,i}$. Так как $0 \leq i < n$, то i и так лежит в $\Lambda_{\bar{n}}$

$$v_{n,i} \mapsto i$$

2. $M N$. Вызываемся рекурсивно от обеих частей:

$$M N \mapsto \Delta(M) \Delta(N)$$

3. λM . В этом случае придется воспользоваться тем, что $\Lambda_{\bar{n}}$ является функтором. Сначала вызовемся рекурсивно от M и получим терм, лежащий в $\Lambda_{\bar{n}+1}$. А затем отобразим его в $\Lambda_{\bar{n}} \amalg \{*\}$ следующим образом:

$$f : \bar{n} + 1 \rightarrow \bar{n} \amalg \{*\}$$

$$0 \mapsto inr(*)$$

$$i \mapsto inl(i-1)$$

Окончательно:

$$\lambda M \mapsto \lambda F_f(\Delta(M))$$

Аналогичным образом конструируется преобразование в обратную сторону $\Theta : \Lambda_{\bar{n}} \rightarrow \Lambda_n$:

1. $i \mapsto v_{n,i}$

2. $M N \mapsto \Theta(M) \Theta(N)$

3. $\lambda M \mapsto \lambda \Theta(F_{f^{-1}}(M))$ где:

$$f^{-1} : \overline{n} \coprod \{*\} \rightarrow \overline{n+1}$$

$$inl(i) \mapsto i + 1$$

$$inr(*) \mapsto 0$$

Эти преобразования также взаимно-обратны, мы не будем приводить доказательство этого факта, полагая его тривиальным.

3. Особенности реализации

В этом разделе мы опишем язык, с помощью которого формализовывались все представления. Для каждого представления мы опишем тонкие моменты, с которыми пришлось иметь дело в ходе выполнения работы.

3.1. Описание языка Vclang

Для реализации всех описанных во второй главе представлений руководителем был предложен язык **Vclang**. В этом подразделе мы кратко опишем его отличия от известных систем автоматического доказательства теорем, например **Agda**.

Язык **Vclang** разрабатывается в компании JetBrains с февраля 2015 года в рамках исследования в группе гомотопической теории типов и зависимых типов¹. Он представляет собой функциональный язык программирования, основанный на гомотопической теории типов с типом интервала. Компилятор языка написан полностью на **Java**, что позволяет полностью использовать все преимущества платформы **JVM**, как-то кроссплатформенность, легкость в инструментировании и возможность разрабатывать модули на языках программирования, совместимых с платформой **JVM**(например на **Scala** или **Kotlin**).

С точки зрения синтаксиса, **Vclang** очень похож на **Agda**, кроме использования Unicode-обозначений и позволяет определять и пользоваться многими знакомыми конструкциями, как то:

1. Индуктивные типы данных(как и в упрощенном синтаксисе, так и в синтаксисе обобщенных алгебраических типов данных)
2. Сопоставление с образцом
3. Метаварiableные
4. Проверка на тотальность

Последний пункт означает примерно следующее. Так как задача проверки типа в такой системе должна быть разрешима, то все вычисления в типах должны завершаться. Это, в свою очередь, означает, что все функции, которые определяет программист должны завершаться на всех входах, то есть быть тотальными. Проверка на тотальность и означает, что среди прочих особенностей, в языке есть компонент, который проверяет, действительно ли все функции завершаются на всех входах. Это приводит к тому, что конструкции приходится определять так, чтобы вычислителю было очевидно, что они завершаются. При этом с точки зрения программиста эти конструкции из простых и понятных превращаются в неочевидные.

¹<https://research.jetbrains.org/ru/groups/group-for-dependent-types-and-hott>

Главное же отличие **Vclang** состоит в том, как в нем устроено равенство. Напомним, что в **Agda** тип-равенство определяется как тип с единственным конструктором:

```

1   infix 1 _≡_
2   data _≡_ {A : Set} (a : A) : A → Set where
3     refl : a ≡ a

```

Листинг 1: Определение типа-равенства в **Agda**

О типе $a \equiv b$ можно в таком случае думать, как об утверждении, что a равен b . Доказательством этого утверждения будет терм **refl**. Так как **refl** является конструктором, то мы можем использовать сопоставление с образцом. Таким образом можно, например, доказывать свойства равенства:

```

1   sym : {A : Set} {a a' : A} → a ≡ a' → a' ≡ a
2   sym refl = refl

```

Листинг 2: Доказательство симметричности равенства в **Agda**

В **Vclang** равенство определяется с помощью так называемых «путей». Формально эта теория вводится в статье [15], здесь же мы просто скажем, что тип-равенство определяется как функция над специальным типом I (от слова «interval»). Все свойства равенства (рефлексивность, симметричность и т.д.), соответственно, определяются как функции над путями. Похожим образом равенство определяется в кубической теории типов, описанной в работе [8].

Вторым отличием **Vclang** являются типы данных с условиями. Поясним на небольшом примере. Пусть у нас есть тип натуральных чисел **Nat**. Мы хотим определить тип целых чисел, как тип с двумя конструкторами: первый описывает положительные числа, второй – отрицательные.

```

1   \data Int
2     | pos Nat
3     | neg Nat

```

Листинг 3: Тип целых чисел. Вариант 1

У этого определения есть одна проблема – мы получили два нуля. Один со знаком плюс, второй – со знаком минус. Эту проблему очень легко решить. **Vclang** позволяет написать условие, которое говорит, как вычисляются конструкторы. Например:

```

1  \data Int
2    | pos Nat
3    | neg Nat
4  \with
5    | neg zero => pos zero

```

Листинг 4: Тип целых чисел с условием

Тип интервала и типы данных с условиями дают нам возможность элегантно описывать фактор-множества:

```

1  \data Quot (A : \Set) (R : A -> A -> \Prop)
2    | classEq A
3    | quotEq (a a' : A) (R a a') I
4  \with
5    | quotEq a a' p left => classEq a
6    | quotEq a a' p right => classEq a'

```

Листинг 5: Тип фактор-множества A/R

3.2. Реализация неименованного представления термов

Как уже упоминалось в разделах 1.1 и 2.2, неименованное представление удобно для компьютерной реализации, так как, в частности, проверка термов на α -эквивалентность сводится к обычной проверке на равенство. Ниже приведен пример определения типа данных для термов в данном представлении:

```

1  -- I is for index
2  \data ITerm (n : Nat)
3    | IVar (Fin n)
4    | IApp (ITerm n) (ITerm n)
5    | ILam (ITerm (suc n))

```

Листинг 6: Тип данных, кодирующий термы в неименованном представлении.

Здесь **Fin** n – это тип конечных множеств на n элементов. О них можно думать как о множествах $\bar{n} = \{0, 1, \dots, n-1\}$.

Единственный тонкий момент, связанный с реализацией этого представления – это преобразование неименованных термов в именованные. Если определять его напря-

мую, как описывалось в разделе 2.2, то уже в случае аппликации выяснится несоответствие типов. Рассмотрим пример:

```

1  \function
2  psi
3  {n : Nat}
4  (t : ITerm n) : \Sigma (env : Ctx n) (t' : NTerm) (proof : TermInCtx
5    ↪ env t') <= \elim t
6    | IVar i      => \let
7                  | env => gen_env n
8                  | var => env !! i
9                  \in (env, NVar var, VarInCtx (i, idp))
10   | IApp s1 s2   => \let
11                   | res1 => psi s1
12                   | res2 => psi s2
13                   | env1 => res1.1
14                   | env2 => res2.1
15                   | t1   => res1.2
16                   | t2   => res2.2
17                   | pr1  => res1.3
18                   | pr2  => res2.3
19                   \in (env1, NApp t1 t2, AppInCtx pr1 {?})
20   | ILam t        => \let
21                   | res => psi t
22                   | env => res.1
23                   | t'  => res.2
24                   | p   => res.3
25                   | x   => rhead env
26                   | xs  => rtail env
27                   | pr  => transport (\lam a => TermInCtx a
                                     ↪ t') (inv (snoc-lemma env)) p
                                     \in (xs, NLam x t', LamInCtx pr)

```

Листинг 7: Вариант определения функции, переводящей неименованный терм в именованный.

Мы хотим вернуть доказательство того, что аппликация `NApp t1 t2` определена в контексте `env1`, для этого нам, очевидно, нужны доказательства, что оба аппликанта определены в `env1`. Для первого аппликанта оно естественным образом получается

из рекурсивного вызова. Для второго же мы можем только получить доказательство, что `t2` определен в контексте `env2`.

Чтобы решить эту проблему заметим, что нам не очень важно, в каком контексте будет определен получившийся на выходе терм. Поэтому мы можем поступить иначе. Мы определим вспомогательную функцию, которая будет принимать на вход контекст и возвращать пару из терма и доказательства, что он определен в этом контексте. Тогда основная функция будет генерировать контекст заданной длины и вызывать от него вспомогательную. Например:

```

1  \function
2  psi'
3      {n : Nat}
4      (env : Ctx n)
5      (t : ITerm n) : \Sigma (t' : NTerm) (p : TermInCtx env t') <=
        ↪ \elim t
6      | IVar i          => (NVar (env !! i), Variable (i, idp))
7      | IApp t1 t2      => (NApp (psi' env t1).1 (psi' env t2).1,
        ↪ Application (psi' env t1).2 (psi' env t2).2)
8      | ILam t          => (NLam n (psi' (extend env n) t).1,
        ↪ Abstraction (psi' (extend env n) t).2)
9
10
11 \function
12 psi
13     {n : Nat}
14     (t : ITerm n) : \Sigma (env : Ctx n) (t' : NTerm) (proof :
        ↪ TermInCtx env t') => (gen_env n, (psi' (gen_env n) t).1, (psi'
        ↪ (gen_env n) t).2)

```

Листинг 8: Вариант определения функции, переводящей неименованный терм в именованный, не вызывающий ошибки проверки типов.

3.3. Реализация монадического представления термов

Примерный план того, что здесь будет:

1. Тип данных для термов. Сказать, что для лямбды можно Maybe использовать, но эти типы изоморфны, поэтому не суть как важно
2. Сказать о том, что когда мы определяем байнд, то есть еще один способ это сделать – обобщить сигнатуру на типы $V+n$ и так далее. Сказать, что этот способ

откровенно плох, потому что там начинаются взаимно-рекурсивные определения, с которыми неудобно работать(про которые неудобно доказывать). Сошлись на приложение.

3. Сказать, что перевести неименованный терм в $FTerm$ ($Fin\ n$) ничего не стоит, но вот обратно, проверка на тотальность ломается, поэтому мы напишем тип, который очень похож на $Fin\ n$

3.4. Реализация именованного представления термов

Примерный план того, что здесь будет:

1. Тип данных для термов. Сказать, что натуральные числа, так как строк в языке не завезли и на натуральных числах разрешимое равенство, это пригодится в дальнейшем
2. Сказать про предикат, что терм определен в контексте, сказать, что мы тут пользуемся левой альфа-эквивалентностью, так как для нормальной надо делать кучу телодвижений. Про нормальную тоже сказать, что пришлось определять предикат "переменная свежа в терме". Если определять проще, то некоторые свойства не завершаются(например рефлексивность использует унитарность и проверке на завершаемость неочевидно, что они завершаются)
3. Сказать, что подстановка определяется крайне неудобно, мы определили более общий случай – параллельной подстановки. Причем сначала мы думали вкрутить туда функцию, которая переменные переименовывает, но столкнулись с техническими проблемами в самом языке(там нормализация не дорабатывала)
4. **ОЧЕНЬ АККУРАТНО** сказать про то, что лемма о подстановке довольно нетривиальное утверждение для формального доказательства. Неформально, мы доказали ее, крайне небрежно используя индукционную гипотезу. Если бы мы писали такое доказательство в нашей системе, то было бы неочевидно, что оно завершается. Поэтому работу хотелось бы закончить на проблемах, с которыми пришлось столкнуться.

Заключение

Здесь будет заключение. Мы сделаем выводы, и скажем какие-то последние слова.

Список литературы

- [1] Altenkirch Thorsten. A formalization of the strong normalization proof for System F in LEGO // Typed Lambda Calculi and Applications. — 1993. — P. 13–28.
- [2] Barendregt HP. Lambda calculi with types, Handbook of logic in computer science (vol. 2): background: computational structures. — 1993.
- [3] Barras Bruno. Coq en coq : Ph. D. thesis / Bruno Barras ; INRIA. — 1996.
- [4] Bird Richard S, Paterson Ross. De Bruijn notation as a nested datatype // Journal of functional programming. — 1999. — Vol. 9, no. 01. — P. 77–91.
- [5] Church Alonzo. An unsolvable problem of elementary number theory // American journal of mathematics. — 1936. — Vol. 58, no. 2. — P. 345–363.
- [6] Coquand Thierry. An algorithm for type-checking dependent types // Science of Computer Programming. — 1996. — Vol. 26, no. 1-3. — P. 167–177.
- [7] Coquand Thierry, Huet Gérard. The calculus of constructions // Information and computation. — 1988. — Vol. 76, no. 2-3. — P. 95–120.
- [8] Cubical type theory: a constructive interpretation of the univalence axiom / Cyril Cohen, Thierry Coquand, Simon Huber, Anders Mörtberg // arXiv preprint arXiv:1611.02108. — 2016.
- [9] Curry Haskell B. Grundlagen der kombinatorischen Logik // American journal of mathematics. — 1930. — Vol. 52, no. 4. — P. 789–834.
- [10] De Bruijn Nicolaas Govert. Lambda calculus notation with nameless dummies, a tool for automatic formula manipulation, with application to the Church-Rosser theorem // Indagationes Mathematicae (Proceedings) / Elsevier. — Vol. 75. — 1972. — P. 381–392.
- [11] Gabbay Murdoch, Pitts Andrew. A new approach to abstract syntax involving binders // Logic in Computer Science, 1999. Proceedings. 14th Symposium on / IEEE. — 1999. — P. 214–224.
- [12] Gordon Andrew, Melham Tom. Five axioms of alpha-conversion // Theorem proving in higher order logics. — 1996. — P. 173–190.
- [13] Howard William A. The formulae-as-types notion of construction // To HB Curry: essays on combinatory logic, lambda calculus and formalism. — 1980. — Vol. 44. — P. 479–490.

- [14] Huet Gérard. Residual theory in λ -calculus: A formal development // Journal of Functional Programming. — 1994. — Vol. 4, no. 03. — P. 371–394.
- [15] Isaev Valery. Model Structures on Categories of Models of Type Theories // arXiv preprint arXiv:1607.07407. — 2016.
- [16] Kmett Edward A. "bound: Making de Bruijn Succ Less". — Access mode: <https://goo.gl/TKhGDn> (online; accessed: 2017-05-27).
- [17] Landin Peter J. The mechanical evaluation of expressions // The Computer Journal. — 1964. — Vol. 6, no. 4. — P. 308–320.
- [18] Martin-Löf Per. An intuitionistic theory of types: Predicative part // Studies in Logic and the Foundations of Mathematics. — 1975. — Vol. 80. — P. 73–118.
- [19] McKinna James, Pollack Robert. Some lambda calculus and type theory formalized // Journal of Automated Reasoning. — 1999. — Vol. 23, no. 3. — P. 373–409.
- [20] Nipkow Tobias. More Church-Rosser proofs (in isabelle/hol) // Automated Deduction—CADE-13. — 1996. — P. 733–747.
- [21] Norell Ulf. Towards a practical programming language based on dependent type theory. — Citeseer, 2007. — Vol. 32.
- [22] Sakaguchi Kazuhiko. A Formalization of Typed and Untyped λ -Calculi in SSReflect-Coq and Agda2. — Access mode: <https://goo.gl/WtcdZE> (online; accessed: 2017-05-23).
- [23] Sato Masahiko. Theory of symbolic expressions, I // Theoretical Computer Science. — 1983. — Vol. 22, no. 1-2. — P. 19–55.
- [24] Schönfinkel Moses. Über die Bausteine der mathematischen Logik // Mathematische Annalen. — 1924. — Vol. 92, no. 3. — P. 305–316.
- [25] Shankar Natarajan. A mechanical proof of the Church-Rosser theorem // Journal of the ACM (JACM). — 1988. — Vol. 35, no. 3. — P. 475–522.
- [26] Stoughton Allen. Substitution revisited // Theoretical Computer Science. — 1988. — Vol. 59, no. 3. — P. 317–325.
- [27] Wiki Haskell. Arrow tutorial. — Access mode: <https://goo.gl/bIiCsy> (online; accessed: 2017-05-29).

А. Пример формализации монадического представления термов

В этом приложении приведен пример кода на языке Vclang, формализующий монадическое представление термов, описанное в разделе 2.3

```
\open ::Combinators
\open ::Data::Either
\open ::Data::Nat::Base
\open ::Data::Nat::Compare
\open ::Data::Unit
\open ::Paths

-- Term definition

\data FTerm (V : \Set)
  | FVar V
  | FApp (FTerm V) (FTerm V)
  | FLam (FTerm (Either V Unit))

-- Functor structure

\function
fmap
  {V W : \Set}
  (f : V -> W)
  (t : FTerm V) : FTerm W <= \elim t
  | FVar v      => FVar (f v)
  | FApp t1 t2  => FApp (fmap f t1) (fmap f t2)
  | FLam t      => FLam (fmap (map-inl f) t)

-- Monad structure

\function
return
  {V : \Set}
  (v : V) : FTerm V => FVar v

\function
bind-fun-helper
  {V W : \Set}
  (k : V -> FTerm W)
  (e : Either V Unit) : FTerm (Either W Unit) <= \elim e
  | inl v      => fmap {W} {Either W Unit} inl (k v)
  | inr unit   => FVar (inr unit)

\function
bind
  {V W : \Set}
  (t : FTerm V)
  (k : V -> FTerm W) : FTerm W <= \elim t
  | FVar x      => k x
```



```

| FApp t1 t2    => FApp (t1 `bind` k) (t2 `bind` k)
| FLam t        => FLam (t `bind` (bind-fun-helper k))

-- Functor laws and related

\function
map-inl-respects-id
{L R : \Set}
(e : Either L R) : map-inl (\lam x => x) e = e <= \elim e
| inl l => idp
| inr r => idp

\function
map-inl-respects-comp
{A B C R : \Set}
(f : A -> B)
(g : B -> C)
(e : Either A R) : map-inl g (map-inl f e) = map-inl (g `o` f) e <= \elim e
| inl l => idp
| inr r => idp

\function
fmap-respects-id
{V : \Set}
(t : FTerm V) : fmap (\lam x => x) t = t <= \elim t
| FVar v => idp
| FApp t1 t2 => pmap2 FApp (fmap-respects-id t1) (fmap-respects-id t2)
| FLam t => \let
    | rec => fmap-respects-id t
    | fext => funExt (\lam _ => Either V Unit) (\lam x => x) (map-inl (\lam x => x)) (\lam
        ↪ e => inv (map-inl-respects-id e))
    | rect => transport (\lam x => fmap {Either V Unit} {Either V Unit} x t = t) fext rec
\in pmap FLam rect

\function
fmap-respects-comp
{A B C : \Set}
(f : A -> B)
(g : B -> C)
(t : FTerm A) : fmap g (fmap f t) = fmap (g `o` f) t <= \elim t
| FVar v => idp
| FApp t1 t2 => pmap2 FApp (fmap-respects-comp f g t1) (fmap-respects-comp f g t2)
| FLam t => \let
    | rec => fmap-respects-comp (map-inl {A} {B} {Unit} f) (map-inl {B} {C} {Unit} g) t
    | fext => funExt (\lam _ => Either C Unit) (\lam x => map-inl {B} {C} {Unit} g (map-inl
        ↪ {A} {B} f x)) (map-inl (g `o` f)) (map-inl-respects-comp f g)
    | trrec => transport (\lam x => fmap (map-inl {B} {C} {Unit} g) (fmap (\lam (e : Either
        ↪ A Unit) => map-inl {A} {B} {Unit} f e) t) = fmap x t) fext rec
\in pmap FLam trrec

-- Helper lemmata

\function

```

```

return-right-unit-funext-helper
  {V : \Set}
  (e : Either V Unit) : return e = (bind-fun-helper return) e <= \elim e
    | inl v => idp
    | inr unit => idp

\function
bind-fun-helper-fmap-comm
  {A B : \Set}
  (f : A -> FTerm B)
  (x : Either A Unit) : bind-fun-helper (bind-fun-helper f) (map-inl inl x) = fmap (map-inl inl)
    ↪ (bind-fun-helper f x) <= \elim x
      | inl a      => inv (bind-fmap-comm-rhs-fext-helper-lemma (f a) (inl))
      | inr unit   => idp

\function
bind-fmap-comm-rhs-fext-helper-lemma-fext-helper
  {B C : \Set}
  (f : B -> C)
  (x : Either B Unit) : map-inl {Either B Unit} {Either C Unit} {Unit} (\lam (e : Either B Unit) => map-inl
    ↪ {B} {C} {Unit} f e) (map-inl {B} {Either B Unit} {Unit} inl x) = map-inl {C} {Either C Unit} {Unit}
    ↪ inl (map-inl {B} {C} {Unit} f x) <= \elim x
      | inl b => idp
      | inr unit => idp

\function
bind-fmap-comm-rhs-fext-helper-lemma
  {B C : \Set}
  (t : FTerm B)
  (f : B -> C) : fmap (map-inl {B} {C} {Unit} f) (fmap {B} {Either B Unit} inl t) = fmap {C} {Either C Unit}
    ↪ inl (fmap f t) <= \elim t
      | FVar b      => idp
      | FApp t1 t2  => pmap2 FApp (bind-fmap-comm-rhs-fext-helper-lemma t1 f)
        ↪ (bind-fmap-comm-rhs-fext-helper-lemma t2 f)
      | FLam t      => \let
          | rec      => bind-fmap-comm-rhs-fext-helper-lemma t (map-inl f)
          | comp1    => fmap-respects-comp (map-inl {_} {_} {Unit} inl) (map-inl {_} {_}
            ↪ {Unit} (map-inl {B} {C} {Unit} f)) t
          | comp2    => fmap-respects-comp (map-inl {B} {C} {Unit} f) (map-inl {C} {Either C
            ↪ Unit} {Unit} inl) t
          | fext     => funExt (\lam _ => Either (Either C Unit) Unit) (\lam x => map-inl
            ↪ {Either B Unit} {Either C Unit} {Unit} (map-inl {B} {C} {Unit} f)
            ↪ (map-inl {B} {Either B Unit} {Unit} inl x)) (\lam x => map-inl {C}
            ↪ {Either C Unit} {Unit} inl (map-inl {B} {C} {Unit} f x))
            ↪ (bind-fmap-comm-rhs-fext-helper-lemma-fext-helper f)
          | trans    => comp1 *> (pmap (\lam x => fmap x t) fext) *> (inv comp2)
        \in pmap FLam trans

\function
bind-fmap-comm-rhs-fext-helper
  {A B C : \Set}
  (f : B -> C)
  (k : A -> FTerm B)

```

```

(x : Either A Unit) : fmap (map-inl {B} {C} {Unit} f) (bind-fun-helper k x) = bind-fun-helper (\lam y =>
  ↪  fmap f (k y)) x <= \elim x
  | inl a => bind-fmap-comm-rhs-fext-helper-lemma (k a) f
  | inr unit => idp

\function
bind-fmap-comm-rhs
{A B C : \Set}
(t : FTerm A)
(f : B -> C)
(k : A -> FTerm B) : fmap f (t `bind` k) = t `bind` (\lam x => fmap f (k x)) <= \elim t
  | FVar a      => idp
  | FApp t1 t2  => pmap2 FApp (bind-fmap-comm-rhs t1 f k) (bind-fmap-comm-rhs t2 f k)
  | FLam t      => \let
    | rec => bind-fmap-comm-rhs t (map-inl {B} {C} {Unit} f) (bind-fun-helper k)
    | fext => funExt (\lam _ => FTerm (Either C Unit)) (\lam x => fmap (map-inl {B}
      ↪  {C} {Unit} f) (bind-fun-helper k x)) (\lam e => bind-fun-helper (\lam x
      ↪  => fmap f (k x)) e) (bind-fmap-comm-rhs-fext-helper f k)
    | trrec => transport (\lam u => fmap (map-inl {B} {C} {Unit} f) (bind t
      ↪  (bind-fun-helper k) = u) (pmap (bind t) fext) rec
    \in pmap FLam trrec

\function
bind-fmap-comm-lhs-fext-helper
{A B C : \Set}
(f : A -> B)
(k : B -> FTerm C)
(x : Either A Unit) : bind-fun-helper k (map-inl {A} {B} {Unit} f x) = bind-fun-helper (\lam y => k (f y))
  ↪  x <= \elim x
  | inl a => idp
  | inr unit => idp

\function
bind-fmap-comm-lhs
{A B C : \Set}
(t : FTerm A)
(f : A -> B)
(k : B -> FTerm C) : fmap f t `bind` k = t `bind` (k `o` f) <= \elim t
  | FVar a      => idp
  | FApp t1 t2  => pmap2 FApp (bind-fmap-comm-lhs t1 f k) (bind-fmap-comm-lhs t2 f k)
  | FLam t      => \let
    | rec => bind-fmap-comm-lhs t (map-inl {A} {B} {Unit} f) (bind-fun-helper k)
    | fext => funExt (\lam _ => FTerm (Either C Unit)) (\lam x => bind-fun-helper k
      ↪  (map-inl {A} {B} {Unit} f x)) (\lam e => bind-fun-helper (\lam x => k (f
      ↪  x)) e) (bind-fmap-comm-lhs-fext-helper f k)
    | trrec => transport (\lam u => (fmap (map-inl {A} {B} {Unit} f) t) `bind`
      ↪  (bind-fun-helper k) = u) (pmap (bind t) fext) rec
    \in pmap FLam trrec

\function
bind-fmap-comm
{A B : \Set}
(t : FTerm A)
(f : A -> FTerm B) : bind (fmap {A} {Either A Unit} inl t) (bind-fun-helper f) = fmap {B} {Either B Unit}
  ↪  inl (bind t f) <= \elim t

```

```

| FVar v      => idp
| FApp t1 t2  => pmap2 FApp (bind-fmap-comm t1 f) (bind-fmap-comm t2 f)
| FLam t      => \let
    | lhs => bind-fmap-comm-lhs t (map-inl inl) (bind-fun-helper (bind-fun-helper
        ↪ f))
    | rhs => bind-fmap-comm-rhs t (map-inl inl) (bind-fun-helper f)
    | fext => funExt (\lam _ => FTerm (Either (Either B Unit) Unit)) (\lam x =>
        ↪ bind-fun-helper (bind-fun-helper f) (map-inl inl x)) (\lam x => fmap
        ↪ (map-inl inl) (bind-fun-helper f x)) (bind-fun-helper-fmap-comm f)
    | trans => lhs *> (pmap (bind t) fext) *> (inv rhs)
\in pmap FLam trans

\function
bind-assoc-funext-helper
{A B C : \Set}
(f : A -> FTerm B)
(g : B -> FTerm C)
(x : Either A Unit) : bind ((bind-fun-helper f) x) (bind-fun-helper g) = bind-fun-helper (\lam a => bind (f
    ↪ a) g) x <= \elim x
| inl a      => bind-fmap-comm (f a) g
| inr unit   => idp

-- Monad laws

\function
return-right-unit
{V : \Set}
(t : FTerm V) : t `bind` return = t <= \elim t
| FVar v      => idp
| FApp t1 t2  => pmap2 FApp (return-right-unit t1) (return-right-unit t2)
| FLam t      => \let
    | rec      => return-right-unit t
    | funext   => funExt (\lam _ => FTerm (Either V Unit)) return (bind-fun-helper
        ↪ return) return-right-unit-funext-helper
    | trrec    => transport (\lam x => bind t x = t) funext rec
\in pmap FLam trrec

\function
return-left-unit
{V W : \Set}
(x : V)
(k : V -> FTerm W) : ((return x) `bind` k = k x) => idp

\function
bind-assoc
{A B C : \Set}
(f : A -> FTerm B)
(g : B -> FTerm C)
(t : FTerm A) : (t `bind` f) `bind` g = t `bind` (\lam x => (f x) `bind` g) <= \elim t
| FVar v      => idp
| FApp t1 t2  => pmap2 FApp (bind-assoc f g t1) (bind-assoc f g t2)
| FLam t      => \let
    | f'      => bind-fun-helper f
    | g'      => bind-fun-helper g
    | rec     => bind-assoc f' g' t

```

```

| fext => funExt (\lam _ => FTerm (Either C Unit)) (\lam x => (f' x) `bind`
  ↪   g') (bind-fun-helper (\lam x => (f x) `bind` g))
  ↪   (bind-assoc-funext-helper f g)
| trrec => transport (\lam x => (t `bind` f') `bind` g' = t `bind` x) fext rec
\in pmap FLam trrec

```