

Введение в Теорию Типов

Конспект лекций

Штукенберг Д. Г.
Университет ИТМО

9 ноября 2018 г.

1 Введение

Эти лекции были рассказаны студентам групп М3336–М3339 в 2018 году в Университете ИТМО, на Кафедре компьютерных технологий Факультета информационных технологий и программирования.

Конспект подготовили студенты Кафедры: Егор Галкин (лекции 1 и 2), Илья Кокорин (лекции 3 и 4), Никита Дугинец (лекции 5 и 6), Степан Прудников (лекции 7 и 8).
(возможно, история сложнее)

2 Лекция 3

2.1 Y-комбинатор

Определение 2.1. Комбинатором называется λ -выражение, не имеющее свободных переменных

Определение 2.2. (Y -комбинатор)

$$Y = \lambda f.(\lambda x.f(xx))(\lambda x.f(xx))$$

Очевидно, Y -комбинатор является комбинатором.

Теорема 2.1. $Yf =_{\beta} f(Yf)$

Доказательство. β -редуцируем выражение Yf

$$\begin{aligned} &=_{\beta} (\lambda f.(\lambda x.f(xx))(\lambda x.f(xx)))f \\ &=_{\beta} (\lambda x.f(xx))(\lambda x.f(xx)) \\ &=_{\beta} f((\lambda x.f(xx))(\lambda x.f(xx))) \\ &=_{\beta} f(Yf) \end{aligned}$$

Так как при второй редукции мы получили, что $Yf =_{\beta} (\lambda x.f(xx))(\lambda x.f(xx))$ □

Следствием этого утверждения является теорема о неподвижной точке для бестипового лямбда-исчисления

Теорема 2.2. В лямбда-исчислении каждый терм f имеет неподвижную точку, то есть такое p , что $f p =_{\beta} p$

Доказательство. Возьмём в качестве p терм Yf . По предыдущей теореме, $f(Yf) =_{\beta} Yf$, то есть Yf является неподвижной точкой для f . Для любого терма f существует терм Yf , значит, у любого терма есть неподвижная точка. \square

2.2 Рекурсия

С помощью Y -комбинатора можно определять рекурсивные функции, например, функцию, вычисляющую факториал Чёрчевского нумерала. Для этого определим вспомогательную функцию

$$fact' = \lambda f. \lambda n. isZero\ n\ \bar{1}(mul\ n\ f((-1)n))$$

Тогда $fact = Y fact'$

Заметим, что $fact\ \bar{n} =_{\beta} fact' (Y fact')\ \bar{n} =_{\beta} fact' fact\ \bar{n}$, то есть в тело функции $fact'$ вместо функции f будет подставлена $fact$ (заметим, что это значит, что именно функция $fact$ будет применена к $\bar{n}-1$, то есть это соответствует нашим представлениям о рекурсии.)

Для понимания того, как это работает, посчитаем $fact\ \bar{2}$

$$\begin{aligned} & fact\ \bar{2} \\ &=_{\beta} Y\ fact'\ \bar{2} \\ &=_{\beta} fact'(Y\ fact'\ \bar{2}) \\ &=_{\beta} (\lambda f. \lambda n. isZero\ n\ \bar{1}(mul\ n\ f((-1)n)))(Y\ fact')\ \bar{2} \\ &=_{\beta} isZero\ \bar{2}\ \bar{1}(mul\ \bar{2}\ ((Y\ fact')((-1)\bar{2}))) \\ &=_{\beta} mul\ \bar{2}\ ((Y\ fact')((-1)\bar{2})) \\ &=_{\beta} mul\ \bar{2}\ (Y\ fact'\ \bar{1}) \\ &=_{\beta} mul\ \bar{2}\ (fact' (Y\ fact'\ \bar{1})) \end{aligned}$$

Раскрывая $fact' (Y\ fact'\ \bar{1})$ так же, как мы раскрывали $fact' (Y\ fact'\ \bar{2})$, получаем

$$=_{\beta} mul\ \bar{2}\ (mul\ \bar{1}\ (Y\ fact'\ \bar{0}))$$

Посчитаем $(Y\ fact'\ \bar{0})$.

$$\begin{aligned} & (Y\ fact'\ \bar{0}) \\ &=_{\beta} fact' (Y\ fact'\ \bar{0}) \\ &=_{\beta} (\lambda f. \lambda n. isZero\ n\ \bar{1}(mul\ n\ f((-1)n)))(Y\ fact')\ \bar{0} \\ &=_{\beta} isZero\ \bar{0}\ \bar{1}(mul\ \bar{0}\ ((Y\ fact')((-1)\bar{0}))) =_{\beta} \bar{1} \end{aligned}$$

Таким образом,

$$\begin{aligned} & fact\ \bar{2} \\ &=_{\beta} mul\ \bar{2}\ (mul\ \bar{1}\ (Y\ fact'\ \bar{0})) \\ &=_{\beta} mul\ \bar{2}\ (mul\ \bar{1}\ \bar{1}) =_{\beta} mul\ \bar{2}\ \bar{1} =_{\beta} \bar{2} \end{aligned}$$

2.3 Парадокс Карри

Попробуем построить логику на основе λ -исчисления. Введём логический символ \rightarrow .

Будем требовать от этого исчисления наличия следующих схем аксиом:

1. $\vdash A \rightarrow A$
2. $\vdash (A \rightarrow (A \rightarrow B)) \rightarrow (A \rightarrow B)$
3. $\vdash A =_{\beta} B$, тогда $A \rightarrow B$

А так же правила вывода МР:

$$\frac{\vdash A \rightarrow B, \vdash A}{\vdash B}$$

Не вводя дополнительные правила вывода и схемы аксиом, покажем, что данная логика является противоречивой. Для чего введём следующие условные обозначения:

$$F_{\alpha} = \lambda x.(x x) \rightarrow \alpha$$

$$\Phi_{\alpha} = F_{\alpha} F_{\alpha} = (\lambda x.(x x) \rightarrow \alpha) (\lambda x.(x x) \rightarrow \alpha)$$

Редуцируя Φ_{α} , получаем

$$\begin{aligned} & \Phi_{\alpha} \\ &=_{\beta} (\lambda x.(x x) \rightarrow \alpha) (\lambda x.(x x) \rightarrow \alpha) \\ &=_{\beta} (\lambda x.(x x) \rightarrow \alpha) (\lambda x.(x x) \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha \\ &=_{\beta} \Phi_{\alpha} \rightarrow \alpha \end{aligned}$$

Таким образом, для доказательства α нужно всего лишь доказать Φ_{α} и применить правило МР.

- | | |
|---|--|
| 1) $\vdash \Phi_{\alpha} \rightarrow \Phi_{\alpha} \rightarrow \alpha$ | Так как $\Phi_{\alpha} =_{\beta} \Phi_{\alpha} \rightarrow \alpha$ |
| 2) $\vdash (\Phi_{\alpha} \rightarrow \Phi_{\alpha} \rightarrow \alpha) \rightarrow (\Phi_{\alpha} \rightarrow \alpha)$ | Так как $\vdash (A \rightarrow (A \rightarrow B)) \rightarrow (A \rightarrow B)$ |
| 3) $\vdash \Phi_{\alpha} \rightarrow \alpha$ | МР 2, 3 |
| 4) $\vdash (\Phi_{\alpha} \rightarrow \alpha) \rightarrow \Phi_{\alpha}$ | Так как $\vdash \Phi_{\alpha} \rightarrow \alpha =_{\beta} \Phi_{\alpha}$ |
| 5) $\vdash \Phi_{\alpha}$ | МР 3, 4 |
| 6) $\vdash \alpha$ | МР 3, 5 |

Таким образом, введённая логика оказывается противоречивой.

2.4 Импликационный фрагмент интуиционистского исчисления высказываний

Рассмотрим подмножество ИИВ, со следующей грамматикой:

$$\Phi ::= x \mid \Phi \rightarrow \Phi$$

То есть состоящее только из меремных и импликаций.

Добавим в него одну схему аксиом

$$\Gamma, \varphi \vdash \varphi$$

И два правила вывода

1. Правило введения импликации:

$$\frac{\Gamma, \varphi \vdash \psi}{\Gamma \vdash \varphi \rightarrow \psi}$$

2. Правило удаления импликации:

$$\frac{\Gamma \vdash \varphi \rightarrow \psi \quad \Gamma \vdash \varphi}{\Gamma \vdash \psi}$$

Пример. Докажем $\vdash \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha$

$$\frac{\frac{\varphi, \psi \vdash \varphi}{\varphi \vdash \psi \rightarrow \varphi} \text{ (Введение импликации)}}{\vdash \varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi)} \text{ (Введение импликации)}$$

Пример. Докажем $\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma, \alpha, \beta \vdash \gamma$

$$\frac{\frac{\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma, \alpha, \beta \vdash \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma}{\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma, \alpha, \beta \vdash \beta \rightarrow \gamma} \text{ (Удаление импликации)} \quad \frac{\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma, \alpha, \beta \vdash \alpha}{\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma, \alpha, \beta \vdash \beta} \text{ (Удаление импликации)}}{\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma, \alpha, \beta \vdash \gamma}$$

2.5 Просто типизированное по Карри лямбда-исчисление

Определение 2.3. Тип в просто типизированном лямбда-исчислении по Карри это либо маленькая греческая буква ($\alpha, \phi, \theta, \dots$), либо импликация ($\theta_1 \rightarrow \theta_2$)

Таким образом, $\Theta ::= \theta_i | \Theta \rightarrow \Theta | (\Theta)$

Импликация при этом считается правоассоциативной операцией.

Определение 2.4. Язык просто типизированного лямбда-исчисления это язык бестипового лямбда-исчисления.

Определение 2.5. Контекст Γ это список выражений вида $A : \theta$, где A - лямбда-терм, а θ - тип

Определение 2.6. Просто типизированное лямбда-исчисление по Карри.

Рассмотрим исчисление с единственной схемой аксиом:

$\Gamma, x : \theta \vdash x : \theta$, если x не входит в Γ

И следующими правилами вывода

1. Правило типизации абстракции

$$\frac{\Gamma, x : \varphi \vdash P : \psi}{\Gamma \vdash (\lambda x. P) : \varphi \rightarrow \psi}$$

2. Правило типизации импликации:

$$\frac{\Gamma \vdash P : \varphi \rightarrow \psi \quad \Gamma \vdash Q : \varphi}{\Gamma \vdash PQ : \psi}$$