

Введение в Теорию Типов

Конспект лекций

Штукенберг Д. Г.
Университет ИТМО

3 декабря 2018 г.

1 Введение

Эти лекции были рассказаны студентам групп М3334–М3337, 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 5

Изоморфизм Карри-Ховарда (завершение), Унификация

2.1 Изоморфизм Карри-Ховарда

Определение 2.1. Изоморфизм Карри-Ховарда

1. $\Gamma \vdash M:\sigma$ влечет $|\Gamma| \vdash \sigma$
2. $\Gamma \vdash \sigma$, то существует M и существует Δ , такое что $|\Delta| = \Gamma$, что $\Delta \vdash M:\sigma$, где $\Delta = \{x_\sigma:\sigma \mid \sigma \in \Gamma\}$

Пример.

$\{f:\alpha \rightarrow \beta, x:\beta\} \vdash fx:\beta$

Применив изоморфизм Карри-Ховарда получим: $\{\alpha \rightarrow \beta, \beta\} \vdash \beta$

Доказательство.

□

П.1 доказывается индукцией по длине выражения т.е. есть 3 правила вывода. убирая P и Q .

П.2 доказывается аналогичным способом но действия обратные.

Т.е. отношения между типами в системе типов могут рассматриваться как образ отношений между высказываниями в логической системе, и наоборот.

Определение 2.2. Расширенный полином определяется формулой:

$$E(p, q) = \begin{cases} C, & \text{if } p = q = 0 \\ p_1(p), & \text{if } q = 0 \\ p_2(q), & \text{if } p = 0 \\ p_3(p, q), & \text{if } p, q \neq 0 \end{cases}$$

, где C — константа, p_1, p_2, p_3 — выражения, составленные из $*$, $+$, p, q и констант

по сути расширенный полином это множество функций над натуральными числами (черчевскими нумералами).

Пусть $v = (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)$, где α — произвольный тип и пусть $F \in \Lambda$, что $F : v \rightarrow v \rightarrow v$, то существует расширенный полином E , такой что $\forall a, b \in \mathbb{N} F(\bar{a}, \bar{b}) =_{\beta} \overline{E(a, b)}$, где \bar{a} — черчевский нумерал

Теорема 2.1. У каждого терма в просто типизируемом λ исчислении существует расширенный полином.

Утверждение 2.1. Основные задачи типизации λ исчисления

1. *Проверка типа* — выполняется ли $\Gamma \vdash M : \sigma$ для контекста Γ терма M и типа σ (для проверки типа обычно откидывают σ и рассматривают п.2).
2. *Реконструкция типа* — можно ли подставить вместо $?$ и $?_1$ в $?_1 \vdash M : ?$ подставить конкретный тип σ в $?$ и контекст Γ в $?_1$.
3. *Обитаемость типа* — пытается подобрать, такой **замкнутый** терм M и контекст Γ , что бы было выполнено $\Gamma \vdash M : \sigma$.

Определение 2.3. Алгебраический терм

Выражение типа $\Theta = a|(f_k \Theta_1 \cdots \Theta_n)$,

где a — переменная, $(f_k \Theta_1 \cdots \Theta_n)$ — применение функции

Пример.

1. $(fab(ga))$
2. Известно, что \rightarrow — функция, тогда выражение $((a \rightarrow b) \rightarrow c) \iff (\rightarrow (\rightarrow ab)c)$

2.2 Уравнение в алгебраических термах $\Theta_1 = \Theta_2$

Система уравнений в алгебраических термах

Определение 2.4. Система уравнений в алгебраических термах

$$\begin{cases} \Theta_1 = \sigma_1 \\ \vdots \\ \Theta_n = \sigma_n \end{cases}$$

где Θ_i и σ_i — термы

Определение 2.5. $\{a_i\} = A$ — множество переменных, $\{\Theta_i\} = T$ — множество термов.

Определение 2.6. Подстановка — отображение вида: $S_0 : A \rightarrow T$, которое является решением в алгебраических термах.

Т.е. S_0 —конечное множество переменных $a_1 \cdots a_n$ на которых $S_0(a_i) = \Theta_i$ либо $S_0(a_i) = a_i$.

Доопределим S на все T т.е. $S : T \rightarrow T$, где

1. $S(a) = S_0(a)$
2. $S(f(\Theta_1 \cdots \Theta_k)) = f(S(\Theta_1) \cdots S(\Theta_k))$

По сути S тоже самое что и много *if'*ов либо *map* строк

Определение 2.7. Решить уравнение в алгебраических термах—найти такое S , что $S(\Theta_1) = S(\Theta_2)$

Пример.

Заранее обозначим: a, b — переменные, f, g, h — функции

1. $f(a(gb)) = f(he)d$ имеет решение $S(a) = he$ и $S(d) = gb$
 - (a) $S(fa(gb)) = f(he)(gb)$
 - (b) $S(f(he)d) = f(he)(gb)$
 - (c) $f(he)(gb) = f(he)(gb)$
2. $fa = gb$ —решений не имеет

Таким образом, что бы существовало решение необходимо равенство строк полученной подстановки

2.3 Алгоритм Унификации

1. Система уравнений E_1 эквивалентна E_2 , если они имеют одинаковые решения(унификаторы).
2. Любая система E эквивалентна некторому уравнению $\Sigma_1 = \Sigma_2$.

Доказательство.

□

Возьмем функциональный символ f , не использующийся в E ,

$$E = \begin{cases} \Theta_1 = \sigma_1 \\ \vdots \\ \Theta_n = \sigma_n \end{cases}$$

это же уравнение можно записать как— $f\Theta_1 \dots \Theta_n = f\sigma_1 \dots \sigma_n$

Если сущесвтует подстановка S такая, что

$$S(\Theta_i) = S(\sigma_i) \forall i, \text{ то } S(f\Theta_1 \dots \Theta_n) = fS(\sigma_1) \dots S(\sigma_n)$$

Обратное аналогично.

3. Рассмотрим операции

(a) *Редукция терма*

Заменим уравнение вида— $f_1 \Theta_1 \dots \Theta_n = f_1 \sigma_1 \dots \sigma_n$ на систему уравнений

$$\begin{aligned} \Theta_1 &= \sigma_1 \\ &\vdots \\ \Theta_n &= \sigma_n \end{aligned}$$

(b) *Устранение переменной*

Пусть есть уравнение $x = \Theta$, заменим во всех остальных уравнениях переменную x на терм Θ

Утверждение 2.2. Эти операции не изменяют множества решений.

Определение 2.8. Система уравнений в разрешенной форме если

1. Все уравнения имеют вид $a_i = \Theta_i$
2. Каждый из a_i входит в систему уравнений только раз

Определение 2.9. Система несовместима если

1. существует уравнение вида $f \Theta_1 \dots \Theta_n = g \sigma_1 \dots \sigma_n$, где $f \neq g$
2. существует уравнение вида $a = f \Theta_1 \dots \Theta_n$, причем a выходит в какой-то из Θ_i

2.4 Алгоритм унификации

1. Пройдемся по системе, выберем такое уравнение, что оно удовлетворяет одному из условий:
 - (a) Если $\Theta_i = a_i$, то перепишем, как $a_i = \Theta_i$, Θ_i — не переменная
 - (b) $a_i = a_i$ — удалим
 - (c) $f \Theta_1 \dots \Theta_n = f \sigma_1 \dots \sigma_n$ применим редукцию термов
 - (d) $a_i = \Theta_i$ Применим подстановку переменной т.е. подставим во все остальные уравнения Θ_i вместо a_i
2. Проверим разрешима ли система, совместима ли система (два пункта несовместимости)
3. повторим пункт 1

Утверждение 2.3. Алгоритм не изменяет множества решений

Утверждение 2.4. Несовместимая система не имеет решений

Утверждение 2.5. Система в разрешенной форме имеет решение:

$$\left\{ \begin{array}{l} a_1 = \Theta_1 \\ \vdots \\ a_n = \Theta_n \end{array} \right. \text{ имеет решение — } \left\{ \begin{array}{l} S_0(a_1) = \Theta_1 \\ \vdots \\ S_0(a_n) = \Theta_n \end{array} \right.$$

Утверждение 2.6. Алгоритм всегда заканчивается

Доказательство.

□

По индукции, выберем три числа $\langle x \ y \ z \rangle$, где

x —количество переменных, которые встречаются строго больше одного раза в левой части некоторого уравнения (т.е. b не повлияет на x , а a повлияет в уравнении $f(a(ga)b) = \Theta$),

y — количество функциональных символов в системе,

z —количество уравнений типа $a = a$ и $\Theta = b$

Заметим, что (a) и (b) всегда уменьшают z и иногда уменьшают x ,

(c) всегда уменьшает y иногда x и, возможно, увеличивает z ,

операция (d) всегда уменьшает x , и иногда увеличивает y .

Очевидно, что с каждой операцией $a - d$ данная тройка уменьшается и так как $x, y, z \geq 0$, то данный алгоритм завершится за конечное время.

Пример.

Исходная система

$$E =$$

$$g(x_2) = x_1$$

$$f(x_1, h(x_1), x_2) = f(g(x_3), x_4, x_3)$$

Применим пункт (c) ко второму уравнению верхней системы получим:

$$E =$$

$$g(x_2) = x_1$$

$$x_1 = g(x_3)$$

$$h(x_1) = x_4$$

$$x_2 = x_3$$

Применим пункт (d) ко второму уравнению верхней системы
(оно изменит 1ое уравнение) получим:

$$E =$$

$$g(x_2) = g(x_3)$$

$$x_1 = g(x_3)$$

$$h(g(x_3)) = x_4$$

$$x_2 = x_3$$

Применим пункт (c) ко первому ур-ию
и пункт (a) к третьему уравнению верхней системы

$$E =$$

$$x_2 = x_3$$

$$x_1 = g(x_3)$$

$$x_4 = h(g(x_3))$$

$$x_2 = x_3$$

Применим пункт (b) к последнему уравнению и получим систему в разрешенной форме

$$\begin{aligned} E = \\ x_2 &= x_3 \\ x_1 &= g(x_3) \\ x_4 &= h(g(x_3)) \end{aligned}$$

Решение системы:

$$\begin{aligned} S = \{ \\ (x_1 = g(x_3)), \\ (x_2 = x_3), \\ (x_4 = h(g(x_3))) \\ \} \end{aligned}$$

Определение 2.10. $S \circ T$ —композиция подстановок, если $S \circ T = S(T(a))$

Определение 2.11. S —наиболее общий унификатор если любое решение системы R может быть получено уточнением: $\exists T : R = T \circ S$

Утверждение 2.7. Алгоритм дает наиболее общий унификатор системы, если у нее есть решения. Если решений нет алгоритм окончится неудачей.

3 Лекция 6

Реконструкция типов в просто типизированном лямбда-исчислении, комбинаторы

3.1 Алгоритм вывода типов

Пусть есть: $? \mid - A : ?$, хотим найти пару $\langle \text{контекст, тип} \rangle$

Алгоритм:

1. Рекурсия по структуре формулы

Построить по формуле A пару $\langle E, \tau \rangle$, где

E —набор уравнений, τ —тип A

2. Решение уравнения, получения подстановки S и из решения E и $S(\tau)$ получение ответа

Т.е. необходимо свести вывод типа к алгоритму унификации.

Пункт 3.1. Рассмотрим 3 случая

Обозначение \rightarrow — алгебраический тип

1. $A \equiv x \implies \langle \{\}, \alpha_A \rangle$, где $\{\}$ —пустой контекст, α_A —новая переменная нигде не встречавшаяся до этого в формуле
2. $A \equiv P Q \implies \langle E_P \cup E_Q \cup \{\tau_P = \rightarrow (\tau_Q \alpha_A)\}, \alpha_A \rangle$, где α_A —новая переменная

$$3. A \equiv \lambda x.P \implies \langle E_P, \alpha_x \rightarrow \tau_P \rangle$$

Пункт 3.2. Алгоритм унификации

Рассмотрим E –набор уравнений, запишем все уравнения в алгебраическом виде т.е. $\alpha \rightarrow \beta \Leftrightarrow \rightarrow \alpha \beta$, затем применяем алгоритм унификации.

Лемма 3.1. Рассмотрим терм M и пару $\langle E_M, \tau_M \rangle$, Если $\Gamma \mid - M : \rho$, то существует:

1. S –решение E_M тогда $\Gamma = \{x : S(\alpha_x) \mid x \in FV(M)\}$, FV –множество свободных переменных в терме M , α_x – переменная полученная при разборе терма M
 $\rho = S(\tau_M)$
2. Если S – решение E_M , то $\Gamma \mid - M : \rho$,

Доказательство. индукция по структуре терма M

(а) Если $M \equiv x$, то так как решение существует, то существует и $S(\alpha_x)$, что:
 $\Gamma, x : S(\alpha_x) \mid - x : S(\alpha_x)$

(б) Если $M \equiv \lambda x.P$, то по индукции уже известен тип P , контекст Γ и тип x , тогда:

$$\frac{\Gamma, x : S(\alpha_x) \mid - P : S(\alpha_P)}{\Gamma \mid - \lambda x. P : S(\alpha_x) \rightarrow S(\alpha_P)}$$

(с) Если $M \equiv P Q$, то по индукции:

$$\frac{\Gamma \mid - P : S(\alpha_P) \equiv \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \mid - Q : S(\alpha_Q) \equiv \tau_1}{\Gamma \mid - P Q : \tau_2}$$

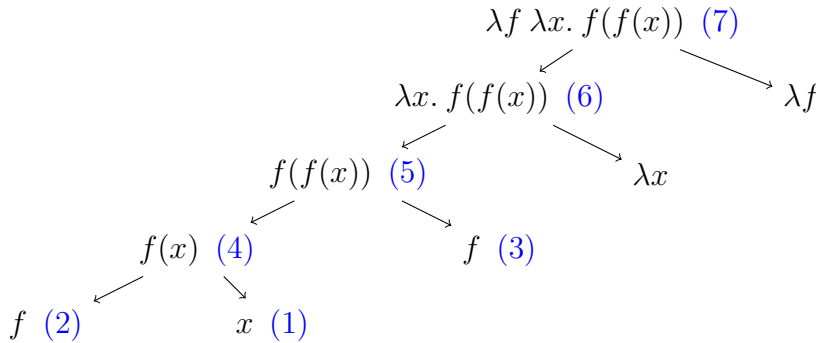
□

$\langle \Gamma, \rho \rangle$ – основная пара для терма M , если

1. $\Gamma \mid - M : \tau$
2. Если $\Gamma' \mid - M : \tau'$, то существует $S : S(\Gamma) \subset \Gamma'$

Пример.

Рассмотрим терм: $\lambda f \lambda x. f(f(x))$, построим и пронумеруем его дерево разбора:



1. $E_1 = \langle \{\}, \alpha_x \rangle$
2. $E_2 = \langle \{\}, \alpha_f \rangle$

$$3. E_3 = \langle \{\}, \alpha_f \rangle$$

$$4. E_4 = \langle \{\alpha_f = \rightarrow (\alpha_x \alpha_1)\}, \alpha_1 \rangle$$

$$5. E_5 = \langle \left\{ \begin{array}{l} \alpha_f = \rightarrow (\alpha_x \alpha_1) \\ \alpha_f = \rightarrow (\alpha_1 \alpha_2) \end{array} \right\}, \alpha_2 \rangle$$

$$6. E_6 = \langle \left\{ \begin{array}{l} \alpha_f = \rightarrow (\alpha_x \alpha_1) \\ \alpha_f = \rightarrow (\alpha_1 \alpha_2) \end{array} \right\}, \alpha_x \rightarrow \alpha_2 \rangle$$

$$7. E_7 = \langle \left\{ \begin{array}{l} \alpha_f = \rightarrow (\alpha_x \alpha_1) \\ \alpha_f = \rightarrow (\alpha_1 \alpha_2) \end{array} \right\}, \alpha_f \rightarrow (\alpha_x \rightarrow \alpha_2) \rangle$$

$$E = \left\{ \begin{array}{l} \alpha_f = \rightarrow (\alpha_x \alpha_1) \\ \alpha_f = \rightarrow (\alpha_1 \alpha_2) \end{array} \right\}, \text{ решим полученную систему:}$$

1. Решим систему:

(a)

$$\left\{ \begin{array}{l} \alpha_f = \rightarrow (\alpha_x \alpha_1) \\ \alpha_f = \rightarrow (\alpha_1 \alpha_2) \end{array} \right.$$

(b)

$$\left\{ \rightarrow (\alpha_1 \alpha_2) = \rightarrow (\alpha_x \alpha_1) \right.$$

(c)

$$\left\{ \begin{array}{l} \alpha_1 = \alpha_x \\ \alpha_2 = \alpha_1 \end{array} \right.$$

(d)

$$\left\{ \begin{array}{l} \alpha_1 = \alpha_x \\ \alpha_2 = \alpha_x \end{array} \right.$$

2. Получим

$$S = \left\{ \begin{array}{l} \alpha_f = \rightarrow (\alpha_x \alpha_1) \\ \alpha_1 = \alpha_x \\ \alpha_2 = \alpha_x \end{array} \right.$$

3. $\Gamma = \{\}$, так как в заданной формуле нет свободных переменных

4. тип терма $\lambda f \lambda x. f(f(x))$ является результатом подстановки

$$S(\rightarrow \alpha_f (\alpha_x \rightarrow \alpha_2)), \text{ получаем } \tau = (\alpha_x \rightarrow \alpha_x) \rightarrow (\alpha_x \rightarrow \alpha_x)$$

3.2 Сильная и слабая нормализации

Определение 3.1. Если существует последовательность редукций, приводящая терм M в нормальную форму, то M —слабо нормализуем. (Т.е. при редуцировании терма M мы можем не прийти в н.ф.)

Определение 3.2. Если не существует бесконечной последовательности редукций терма M , то терм M — сильно нормализуем.

Утверждение 3.1.

1. $KI\Omega$ — слабо нормализуема

Пример.

Перепишем $KI\Omega$ как $((\lambda x \lambda y. x)(\lambda x. x))(((\lambda x. x x)(\lambda x. x x)))$, очевидно, что этот терм можно средукцировать двумя разными способами:

- (a) Сначала редуцируем красную скобку
 - i. $((\lambda x \lambda y. x)(\lambda x. x))(((\lambda x. x x)(\lambda x. x x)))$
 - ii. $((\lambda y. (\lambda x. x))(((\lambda x. x x)(\lambda x. x x))))$
 - iii. $(\lambda x. x)$

Видно, что в этом случае количество шагов конечно.

- (b) Редуцируем синюю скобку. Очевидно, что комбинатор Ω не имеет нормальной формы, тогда понятно, что в этом случае терм $KI\Omega$ никогда не средукцируется в нормальную форму.

2. Ω — не нормализуема
3. II — сильно нормализуема

Лемма 3.2. Сильная нормализация влечет слабую.

3.3 Выразимость комбинаторов

Утверждение 3.2. Любое λ выражение можно записать с помощью комбинаторов S и K , где

$$S = \lambda x \lambda y \lambda z. (x z) (y z) : (a \rightarrow b \rightarrow c) \rightarrow (a \rightarrow b) \rightarrow a \rightarrow c$$
$$K = \lambda x \lambda y. x : a \rightarrow b \rightarrow a$$

Утверждение 3.3. Комбинаторы S и K являются аксиомами в ИИВ

Утверждение 3.4. Соотношение комбинаторов с λ исчислением:

1. $T(x) = x$
2. $T(P Q) = T(P) T(Q)$
3. $T(\lambda x. P) = K(T(P))$, $x \notin FV(P)$
4. $T(\lambda x. x) = I$
5. $T(\lambda x \lambda y. P) = T(\lambda x. T(\lambda y. P))$
6. $T(\lambda x. P Q) = S T(\lambda x. P) T(\lambda x. Q)$

Утверждение 3.5. Связь комбинаторов с ИИВ

Утверждение 3.6. Альтернативный базис:

1. $B = \lambda x \lambda y \lambda z. x (y z) : (a \rightarrow b) \rightarrow (c \rightarrow a) \rightarrow c \rightarrow b$
2. $C = \lambda x \lambda y \lambda z. ((x z) y) : (a \rightarrow b \rightarrow c) \rightarrow b \rightarrow a \rightarrow c$
3. $W = \lambda x \lambda y. ((x y) y) : (a \rightarrow a \rightarrow b) \rightarrow a \rightarrow b$