

ТЕОРЕТИЧЕСКИЕ (“МАЛЫЕ”) ДОМАШНИЕ ЗАДАНИЯ

Теория типов, ИТМО, М3334-М3339, осень 2019 года

Домашнее задание №1: «знакомство с лямбда-исчислением»

1. Расставьте скобки:

- (a) $\lambda x.x x \lambda x.x x$
- (b) $(\lambda x.x x) \lambda x.x x$
- (c) $\lambda x.(x x) \lambda x.x x$
- (d) $\lambda f.\lambda x.f f f x$

2. Проведите бета-редукции и приведите выражения к нормальной форме:

- (a) $(\lambda a.\lambda b.a) (\lambda a.\lambda b.a) (\lambda a.\lambda b.b)$
- (b) $(\lambda a.\lambda b.a) b$
- (c) $(\lambda f.\lambda x.f (f x)) (\lambda f.\lambda x.f (f x))$

3. Выразите следующие функции в лямбда-исчислении:

- (a) Or, Xor;
- (b) тернарная операция в Си ($?:$);
- (c) isZero (T, если аргумент равен 0, иначе F);
- (d) isEven (T, если аргумент чётный);
- (e) умножение на 2;
- (f) умножение;
- (g) возведение в степень;
- (h) упорядоченная пара. К паре должны прилагаться три лямбда-выражения (M, P_l, P_r) : выражение M по двум значениям строит упорядоченную пару, а выражения P_l и P_r возвращают первый и второй элемент упорядоченной пары соответственно.
Убедитесь, что для ваших выражений выполнено

$$P_l (M A B) \rightarrow_\beta \dots \rightarrow_\beta A$$

и

$$P_r (M A B) \rightarrow_\beta \dots \rightarrow_\beta B$$

- (i) вычитание 1;
- (j) вычитание;
- (k) сравнение («меньше»);
- (l) деление.

4. Назовём бета-эквивалентностью транзитивное, рефлексивное и симметричное замыкание отношения бета-редукции, будем записывать его как $(=_\beta)$. В частности, бета-эквивалентны те термы, которые имеют одинаковую нормальную форму. Также, нетрудно заметить следующее:

- (a) $And T F =_\beta F$;
- (b) $\Omega =_\beta \Omega$;
- (c) $(\lambda n.\lambda f.\lambda x.n f (f x)) \bar{n} =_\beta \overline{n+1}$;
- (d) $a \neq_\beta b$.

Мы будем говорить, что лямбда-выражение E выражает функцию $f(x_1, \dots, x_k) : \mathbb{N}_0^k \rightarrow \mathbb{N}_0$, если при любых $x_1, \dots, x_k \in \mathbb{N}_0$ выполнено

$$E \bar{x}_1 \dots \bar{x}_k =_\beta \overline{f(x_1, \dots, x_k)}$$

Какие функции выражают следующие выражения? Ответ обоснуйте.

- (a) $\lambda t. \lambda n. n \ t;$
- (b) $\lambda t. \lambda n. \lambda x. n \ (t \ x).$

5. *Ненормализуемым* назовём лямбда-выражение, не имеющее нормальной формы, то есть выражение, для которого нет конечной последовательности бета-редукций, приводящей к нормальной форме. *Сильно нормализуемым* назовём лямбда-выражение, для которого не существует бесконечной последовательности бета-редукций (любая последовательность бета-редукций неизбежно заканчивается нормальной формой, если её продолжать достаточно долго). *Слабо нормализуемым* назовём лямбда-выражение, которое имеет нормальную форму, но существует бесконечная последовательность бета-редукций, которая не приводит его в нормальную форму. Приведите примеры сильно нормализуемого, слабо нормализуемого и ненормализуемого лямбда-выражения.

Домашнее задание №2: «теорема Чёрча-Россера, Y-комбинатор»

1. *Полное доказательство теоремы Чёрча-Россера.* На лекции был представлен план доказательства теоремы, в котором необходимо заполнить пустоты.
- (a) Покажите, что отношение бета-редукции — подотношение отношения параллельной бета-редукции. В символической записи, $(\rightarrow_\beta) \subseteq (\Rightarrow_\beta)$. То есть, если $A \rightarrow_\beta B$, то $A \Rightarrow_\beta B$.
 - (b) Покажите, что каковы бы ни были термы A, P, Q и переменная x , если выполнено $P \Rightarrow_\beta Q$, то $A[x := P] \Rightarrow_\beta A[x := Q]$. Убедитесь, что это справедливо и если x не входит свободно в A .
 - (c) Покажите, что каковы бы ни были термы A, B, P, Q и переменная x , если $A \Rightarrow_\beta B$ и $P \Rightarrow_\beta Q$, то $A[x := P] \Rightarrow_\beta B[x := Q]$.
 - (d) Покажите, что (\Rightarrow_β) обладает ромбовидным свойством.
 - (e) *Транзитивным и рефлексивным замыканием* отношения $R \subseteq U^2$ назовём такое отношение $R^* \subseteq U^2$, что $(x, y) \in R^*$ тогда и только тогда, когда существует $n \in \mathbb{N}$ и последовательность $a_1, \dots, a_n \in U$, что: $a_1 = x$, $a_n = y$ и $(a_i, a_{i+1}) \in R$.
Покажите, что если R — некоторое отношение, обладающее ромбовидным свойством, то R^* тоже обладает ромбовидным свойством.
 - (f) Покажите, что каковы бы ни были отношения R и S , если $R \subseteq S$, то $R^* \subseteq S^*$. В частности, покажите, что $(\rightarrow_\beta)^* \subseteq (\Rightarrow_\beta)^*$.
 - (g) Покажите, что $(\Rightarrow_\beta)^* \subseteq (\rightarrow_\beta)$.

На основании доказанных лемм несложно показать утверждение теоремы Чёрча-Россера: из последних пунктов следует, что $(\Rightarrow_\beta)^* = (\rightarrow_\beta)$, а из пункта (d) — что это отношение обладает ромбовидным свойством.

2. Реализуйте следующие функции с помощью Y-комбинатора, вычисляющие:

- (a) факториал числа;
- (b) n -е простое число;
- (c) функцию Аккермана;
- (d) частичный логарифм.

3. *Отмеченным объединением* множеств $L \uplus R$ назовём множество пар

$$U = \{\langle 1, x \rangle \mid x \in L\} \cup \{\langle 2, y \rangle \mid y \in R\}$$

Соответственно, для данного множества мы можем определить три функции

| название | обозначение | определение |
|-----------------|--|--|
| левая инъекция | $in_L : L \rightarrow U$ | $in_L(x) = \langle 1, x \rangle$ |
| правая инъекция | $in_R : R \rightarrow U$ | $in_R(x) = \langle 2, x \rangle$ |
| выбор | $Case : U \times (L \rightarrow X) \times (R \rightarrow X) \rightarrow X$ | $Case(u, f, g) = \begin{cases} f(x), & \text{если } u = \langle 1, x \rangle \\ g(x), & \text{если } u = \langle 2, x \rangle \end{cases}$ |

Говоря простыми словами, инъекции приписывают к значению цифру 1 или 2, получая значение из множества U , а выбор, основываясь на приписанной цифре, применяет к значению первую или вторую функцию.

Построим аналогичную конструкцию для типов. *Типом-суммой* типов L и R (или, иначе, *алгебраическим типом*) назовём тип данных U , хранящий значения либо типа L , либо типа R , причём всегда

точно известно, какого именно (сравните с определением дизъюнкции в интуиционистской логике). С точки зрения теории множеств, множество значений типа U — отмеченное объединение множеств значений типов L и R . Для этого типа существует три базовых операции: две инъекции и выбор. Данный тип данных довольно широко распространён, и присутствует в ограниченном объёме даже в языках Си и Паскаль.

Например, в языке Паскаль с возможно следующее определение (там данная конструкция называется «записью с вариантами»):

```
type value: record
  is_real: boolean;
  case is_real of
    false: (real_value: real);
    true:  (int_value: integer);
  end;
```

Данная запись если `is_real = true` содержит поле `int_value`, а если `false` — поле `real_value`. Реализация данной структуры предполагает, что оба эти поля расположены в одной памяти.

В языке Си аналогом этой структуры является объединение (`union`), однако, явного поля для выбора одного из вариантов там не предусмотрено. В языке Си++ довольно близким аналогом является класс `std::variant` — «безопасное» объединение.

В лямбда-исчислении оказывается возможно реализовать эту конструкцию в чистом математическом виде:

$$\begin{aligned} In_L &= \lambda x. \lambda f. \lambda g. f \ x \\ In_R &= \lambda x. \lambda f. \lambda g. g \ x \\ Case &= \lambda u. \lambda f. \lambda g. u \ f \ g \end{aligned}$$

Также ещё заметим, что список можно представить, как алгебраический тип с двумя вариантами:

- `Nil` (соответствует пустому списку)
- `Cons(h,t)` (соединение головы списка `h` и хвоста `t`)

В частности, можно записать список `[1,2,3]` как `Cons(1,Cons(2,Cons(3,Nil)))`.

В лямбда-исчислении мы можем представить `Cons(h,t)` как правую инъекцию упорядоченной пары $\langle h, t \rangle$ (так будем обозначать выражение $\lambda a. a \ h \ t$), а `Nil` — как левую инъекцию любого значения, например, F . Тогда список `[1,2,3]` может быть представлен следующим лямбда-выражением:

$$In_R \ \langle \bar{1}, In_R \ \langle \bar{2}, In_R \ \langle \bar{3}, In_L \ F \rangle \rangle \rangle$$

- Реализуйте конструкции In_L , In_R , $Case$ на языках Си, Паскаль и Си++ как можно ближе к формальному определению.
 - Покажите, что $Case \ (In_L \ \bar{0}) \ (\lambda x. p) \ (\lambda x. q) =_{\beta} p$ и $Case \ (In_R \ q) \ (\lambda x. p) \ (\lambda x. x) =_{\beta} q$.
 - Постройте лямбда-выражение, по чётковскому нумералу \bar{n} возвращающее список `[1,2,3,...,n]`.
 - Постройте лямбда-выражение, по списку возвращающее его длину.
 - Постройте лямбда-выражение, суммирующее список чётковских нумералов.
 - Покажите, как реализовать алгебраический тип на n вариантов.
 - Покажите, как реализовать обращение списка (функция должна вернуть список в обратном порядке).
4. Чётковские нумералы соответствуют аксиоматике Пеано (числа записываются путём приписываний штрихов — прибавлений единиц). В частности поэтому вся арифметика с ними крайне медленная. А можно ли реализовать их с использованием двоичной записи?
- Предложите, как можно реализовать «логарифмические» нумералы — значения, которые соответствовали бы двоичной записи чисел.
 - Определите операцию преобразования чётковского нумерала в логарифмический.
 - Определите операцию преобразования логарифмического нумерала в чётковский.
 - Определите операцию суммы логарифмических нумералов.
 - Определите операцию ограниченного вычитания единицы из логарифмического нумерала (напомним, ограниченное вычитание возвращает 0, если вычитаемое больше уменьшаемого).

Домашнее задание №3: «просто типизированное лямбда-исчисление»

1. На прошлой лекции определение параллельной бета-редукции было сформулировано неточно, отчего следующее утверждение не могло быть доказано:

Покажите, что каковы бы ни были термы A, B, P, Q и переменная x , если $A \Rightarrow_\beta B$ и $P \Rightarrow_\beta Q$, то $A[x := P] \Rightarrow_\beta B[x := Q]$.

Однако, данное утверждение можно доказать, если переформулировать параллельную бета-редукцию так. $A \Rightarrow_\beta B$, если:

- (a) $A = x, B = y$ и $x = y$
- (b) $A = P Q, B = R S$ и $P \Rightarrow_\beta R, Q \Rightarrow_\beta S$
- (c) $A = \lambda x.P, B = \lambda x.Q$ и $P \Rightarrow_\beta Q$
- (d) $A = (\lambda x.P) Q, B = R[x := S]$ и $P \Rightarrow_\beta R, Q \Rightarrow_\beta S$

В связи с этим:

- (a) Докажите утверждение из прошлого домашнего задания при заданном определении.
 - (b) Обладает ли исходное отношение параллельной бета-редукции (заданное на прошлой лекции) ромбовидным свойством? Возможно, вы можете привести для него контрпример?
2. Покажите, что если $A \rightarrow_\beta B$ и $\vdash A : \alpha$, то $\vdash B : \alpha$.
 3. Верно ли, что если $A \rightarrow_\beta B$ и $\vdash B : \alpha$, то $\vdash A : \alpha$? Верно ли это свойство для исчисления по Чёрчу?
 4. Покажите, что комбинатор $\Omega = (\lambda x.x x) (\lambda x.x x)$ не имеет типа.
 5. Покажите, что никакое лямбда-выражение не имеет типа $((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha$.
 6. Докажите следующие утверждения в ИИВ и постройте соответствующие лямбда-выражения согласно изоморфизму Карри-Ховарда:
 - (a) $\vdash (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha$
 - (b) $\vdash \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \beta$
 - (c) $\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \alpha \rightarrow \beta$
 - (d) $\vdash (\alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta)$
 - (e) $\vdash (\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\beta \rightarrow \alpha \rightarrow \gamma)$
 - (f) $\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma)$ (аналог контрапозиции)
 7. Каков тип лямбда-выражения для суммы двух чёрчевских нумералов? Ответ поясните.
 8. Заметим, что:

$$\begin{aligned} \vdash S : (\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma) \\ \vdash K : \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha \end{aligned}$$

Как несложно заметить, данные утверждения соответствуют (в смысле изоморфизма Карри-Ховарда) схемам аксиом для импликационного фрагмента интуиционистского исчисления высказываний в гильбертовском стиле. Значит, и доказательство утверждений может быть (согласно изоморфизму) перенесено в лямбда-исчисление.

Гильбертовский стиль, который мы использовали в курсе матлогики, предполагал плоский список высказываний и номера утверждений для подсказок. Однако, мы можем изображать эти доказательства и в виде дерева:

$$\frac{\alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha \quad \frac{\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha \quad (\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)}{(\alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)}}{\alpha \rightarrow \alpha}$$

Давайте теперь изобразим вывод типа (для экономии места мы не указываем вывод типов для комбинаторов S и K).

$$\frac{\frac{\frac{\vdash K : \alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha \quad \vdash S : (\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)}{\vdash S K : (\alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)}}{\vdash S K K : \alpha \rightarrow \alpha}}{\vdash K : \alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha}$$

Осталось заметить, что действительно $I =_{\beta} S K K$.

На основе изложенного, постройте доказательства следующих утверждений в гильбертовском стиле и выразите соответствующие выражения с помощью комбинаторов S и K :

- (a) $\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \beta$
- (b) $(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \alpha \rightarrow \beta$
- (c) $(\alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta)$
- (d) $(\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\beta \rightarrow \alpha \rightarrow \gamma)$

9. В дополнение к базису SK рассмотрим базис $BCKW$:

$$\begin{aligned} B &= \lambda x. \lambda y. \lambda z. x (y z) \\ C &= \lambda x. \lambda y. \lambda z. x z y \\ K &= \lambda x. \lambda y. x \\ W &= \lambda x. \lambda y. x y y \end{aligned}$$

Выведите типы для данных комбинаторов, постройте схемы аксиом для соответствующего гильбертовского исчисления высказываний и покажите, что данное исчисление также позволяет доказать любое утверждение из импликационного фрагмента ИИВ.

Домашнее задание №4: «выразительная сила λ_{\rightarrow} ; три задачи»

1. (Теорема о замкнутости импликационного фрагмента интуиционистского исчисления высказываний) Пусть формулы $\Gamma = \{\gamma_1, \gamma_2, \dots, \gamma_n\}$ и α взяты из импликационного фрагмента ИИВ. Покажем, что если $\Vdash_C \Gamma$ влечёт $\Vdash_C \alpha$ в любой модели Крипке C , то тогда $\Gamma \vdash_{\text{ИФ}} \alpha$.

Возьмём следующее множество миров: $W = \{\Delta \mid \Gamma \subseteq \Delta\}$. Пусть заданы два мира $w_1, w_2 \in W$. Договоримся, что $w_1 \preceq w_2$, если $w_1 \subseteq w_2$. Также договоримся, что если $w_i \in W$ и P — некоторая пропозициональная переменная, что $w_i \Vdash P$, то $w_i \Vdash P$. Напомним, что данной тройки $\langle W, (\preceq), (\Vdash) \rangle$ достаточно для задания модели Крипке. Тогда рассмотрим следующие задачи:

- (a) Покажите корректность определения модели Крипке: покажите, что если $w_i \preceq w_j$ и $w_i \Vdash P$, то $w_j \Vdash P$.
- (b) Покажите, что $w_i \Vdash \varphi$ тогда и только тогда, когда $w_i \vdash \varphi$. *Указание:* Из всего определения моделей Крипке в импликационном фрагменте имеют смысл только определения для переменной и импликации. Поэтому главное содержательное утверждение — показать, что $w_i \Vdash \psi_1 \rightarrow \psi_2$ тогда и только тогда, когда $w_i \vdash \psi_1 \rightarrow \psi_2$. Используйте структурную индукцию и определение оценки импликации в моделях Крипке.
- (c) Пусть $W = \{\Gamma\}$. Предъявите пример таких Γ и α , что $\Vdash \Gamma$, $\Vdash \alpha$, но $\Gamma \not\vdash \alpha$.
- (d) К сожалению, подобным путём доказать полноту моделей Крипке для ИИВ со всеми связками невозможно. Пусть мы построили аналогичную конструкцию для полного ИИВ. Тогда предложите такие Γ и α , что при выполненном $\Vdash \Gamma$ выполнение $\Vdash \varphi$ не будет влечь $\Gamma \vdash \varphi$.

Теперь завершим доказательство: в самом деле, если $\Vdash_C \Gamma$ влечёт $\Vdash_C \alpha$ в любой модели Крипке C , то оно будет выполнено и в построенной выше модели $\langle W, (\preceq), (\Vdash) \rangle$. То есть, если $\Vdash \gamma_1, \dots, \Vdash \gamma_n$, то $\Vdash \alpha$. Значит, по определению импликации в моделях Крипке имеем

$$\Vdash \gamma_1 \rightarrow \dots \rightarrow \gamma_n \rightarrow \alpha$$

Значит, по свойству (b):

$$\vdash \gamma_1 \rightarrow \dots \rightarrow \gamma_n \rightarrow \alpha$$

И по теореме о дедукции получаем искомое $\Gamma \vdash \alpha$.

2. Покажите, что функция возведения в степень не является расширенным полиномом.

3. Пусть тип $\nu = (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)$, где α — это некоторый заранее зафиксированный атомарный тип. Предложите такие лямбда-выражения $F : \nu \rightarrow \nu \rightarrow \nu$, что:
- (а) Если $m, n \in \mathbb{N}_0$, то $F_a \overline{m} \overline{n} =_\beta \overline{m + n}$
 - (б) Если $m, n \in \mathbb{N}_0$, то $F_b \overline{m} \overline{n} =_\beta \overline{m \cdot n}$

Домашнее задание №5: «унификация алгебраических термов»

1. Покажите, что несовместная система не имеет решений. А именно, решений нет, если:
- (а) Если в системе есть уравнение вида $x = \Theta(x)$, где $\Theta(x)$ — некоторый нетривиальный алгебраический терм со свободной переменной x .
 - (б) Если в системе есть уравнение вида

$$f_n \theta_1 \theta_2 \dots \theta_n = g_m \sigma_1 \sigma_2 \dots \sigma_m$$

где $f_n \not\equiv g_m$.

2. Покажите, что следующие операции строят эквивалентную систему уравнений:

- (а) Исключение переменной: из системы

$$\begin{cases} x = \xi \\ \sigma_1 = \theta_1 \\ \dots \\ \sigma_n = \theta_n \end{cases}$$

операция строит систему

$$\begin{cases} x = \xi \\ \sigma_1[x := \xi] = \theta_1[x := \xi] \\ \dots \\ \sigma_n[x := \xi] = \theta_n[x := \xi] \end{cases}$$

- (б) Редукция терма: из системы

$$\begin{cases} f_l \zeta_1 \dots \zeta_l = f_l \eta_1 \dots \eta_l \\ \sigma_1 = \theta_1 \\ \dots \\ \sigma_n = \theta_n \end{cases}$$

операция строит систему

$$\begin{cases} \zeta_1 = \eta_1 \\ \dots \\ \zeta_l = \eta_l \\ \sigma_1 = \theta_1 \\ \dots \\ \sigma_n = \theta_n \end{cases}$$

3. В доказательстве завершаемости алгоритма унификации использовалась лексикографически упорядоченная монотонно убывающая последовательность троек чисел. Однако, точного доказательства конечности этой последовательности не было дано. Покажите, что:
- (а) Не существует бесконечной строго убывающей последовательности упорядоченных троек: таких $\langle x_i, y_i, z_i \rangle$, $x_i, y_i, z_i \in \mathbb{N}_0$, что $\langle x_n, y_n, z_n \rangle > \langle x_{n+1}, y_{n+1}, z_{n+1} \rangle$ при любом n .
 - (б) Покажите, что любая строго убывающая последовательность ординалов имеет конечную длину.
 - (в) Поясните, почему первый пункт данной задачи является частным случаем второго.
4. При помощи рассказанного на лекции алгоритма найдите типы для следующих лямбда-выражений, или покажите, что у них нет типа:
- (а) $\lambda x. \lambda y. x$
 - (б) $\lambda x. \lambda y. \lambda z. x \ z \ (y \ z)$
 - (в) $(\lambda x. x \ x) (\lambda x. x \ x)$
 - (д) $\lambda f. \lambda x. f \ (f \ x)$
 - (е) $\lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. m \ f \ (n \ f \ x)$

- (f) $\lambda m. \lambda n. n \ m$
 - (g) $(\lambda m. \lambda n. n \ m) \ \bar{3} \ \bar{3}$
 - (h) $(\lambda s. (\lambda m. \lambda n. n \ m) \ s \ s) \ \bar{3}$
 - (i) $In_L, In_R, Case$
 - (j) $Pr_L, Pr_R, MkPair$
 - (k) Лямбда-выражение, возвращающее T , если чётчеревский нумерал равен нулю — иначе F .
 - (l) Лямбда-выражение, проверяющее чётность чётчеревского нумерала.
5. Покажите, что если алгоритм нашёл тип для выражения, то можно построить доказательство, выводящее этот тип в просто типизированном лямбда-исчислении.
 6. Покажите, что если для некоторого лямбда-выражения имеет тип, то у уравнения в алгебраических терминах, строящегося в алгоритме по выражению, найдётся решение.
 7. Назовём *наиболее общей парой* для лямбда-выражения M такую пару $\langle \Gamma, \sigma \rangle$ ($\Gamma \vdash M : \sigma$), что любая другая пара $\langle \Delta, \tau \rangle$ ($\Delta \vdash M : \tau$) является её частным случаем: существует подстановка S , что $\Delta = S(\Gamma)$ и $\sigma = S(\tau)$.
 - (a) дайте корректное определение подстановкам на типах и контекстах ($S(\Gamma)$ и $S(\tau)$), «рукомяше-ски» использованным выше;
 - (b) покажите, что алгоритм типизации находит наиболее общую пару.

Домашнее задание №6: «движемся вперёд: полное исчисление высказываний, логика второго порядка»

1. Найдите термы, населяющие указанные ниже типы, постройте доказательство (вывод соответствующего типа), поясните смысл соответствующих следующим лямбда-выражениям программ:
 - (a) $\alpha \rightarrow \neg \neg \alpha$
 - (b) $(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\neg \beta \rightarrow \neg \alpha)$
 - (c) *Даёшь теорему Гливенко!* $\neg \neg (\alpha \vee \neg \alpha)$
 - (d) $\neg \neg (((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha)$
 - (e) *Как вы догадываетесь, обитаем только один из двух вариантов законов Де Моргана, укажите этот вариант и решите задачу для него: $\alpha \vee \beta \rightarrow \neg(\neg \alpha \ \& \ \neg \beta)$ или $\neg(\neg \alpha \ \& \ \neg \beta) \rightarrow \alpha \vee \beta$.*
2. Постройте доказательства в импликационном фрагменте исчисления второго порядка для следующих аксиом полного исчисления:
 - (a) введение конъюнкции;
 - (b) исключение конъюнкции;
 - (c) введение дизъюнкции;
 - (d) исключение дизъюнкции;
 - (e) исключение лжи;
 - (f) введение квантора существования;
 - (g) исключение квантора существования;
 - (h) введение отрицания;
 - (i) исключение отрицания.
3. Существует два различных варианта аксиом для конъюнкции в исчислении высказываний. Один был на лекции, второй приведён ниже:

$$\frac{\Gamma \vdash P \quad \Gamma \vdash Q}{\Gamma \vdash P \ \& \ Q} \quad \frac{\Gamma \vdash P \ \& \ Q \quad \Gamma, P, Q \vdash R}{\Gamma \vdash R}$$

Покажите, что аксиомы конъюнкции в каждом из вариантов исчисления могут быть доказаны как теоремы в другом варианте.

4. Предложите лямбда-выражения в системе F и выведите типы для следующих конструкций нетипизированного лямбда-исчисления:
 - (a) T, F , исключающее или;
 - (b) чёrchевский нумерал, сложение;
 - (c) возведение в степень чёrchевских нумералов;
 - (d) разность чёrchевских нумералов.

5. Докажите дистрибутивность в логике второго порядка, покажите обитаемость типа и поясните смысл получившейся программы:

$$\forall\alpha.\forall\beta.\forall\gamma.\alpha \vee (\beta \& \gamma) \rightarrow (\alpha \vee \beta) \& (\alpha \vee \gamma)$$

6. Выразимы ли Ω или Y комбинаторы в системе F?
7. Сформулируйте теорему Чёрча-Россера для исчисления второго порядка. Предложите схему её доказательства.

Домашнее задание №7: «экзистенциальные типы»

1. На лекции были выписаны следующие лямбда-выражения для конструкций с кванторами:

- (a) **pack** M, τ **to** $\exists\alpha.\sigma = \Lambda\beta.\lambda x^{\forall\alpha.\sigma \rightarrow \beta}.x \ \tau \ M$
- (b) **abstype** α **with** $x : \sigma$ **is** M **in** $N^\rho = M \ \rho \ (\lambda\alpha.\lambda x^\sigma.N)$

Возможно, в конструкциях есть ошибки — исправьте их и докажите, что данные конструкции удовлетворяют аксиомам, если выразить $\exists\alpha.P$ как $\forall\phi.(\forall\alpha.P \rightarrow \phi) \rightarrow \phi$.

2. Переформулируйте систему F в исчислении по Карри: укажите новые схемы аксиом для квантора всеобщности.
3. Переформулируйте операции **abstype** и **pack** для исчисления по Карри, укажите соответствующие им лямбда-выражения и покажите, что эти выражения соответствуют аксиомам.

Домашнее задание №8: «типовая система Хиндли-Милнера»

1. Определим отрицание двумя способами: $\neg\phi = \phi \rightarrow \forall p.p$ и $\sim\phi = \forall p.\phi \rightarrow p$.
 - (a) Покажите, что оба отрицания эквивалентны в логике 2 порядка, то есть, что выполнены следующие правила:

$$\frac{\Gamma \vdash \sim\phi}{\Gamma \vdash \neg\phi} \quad \frac{\Gamma \vdash \neg\phi}{\Gamma \vdash \sim\phi}$$

- (b) Покажите, что если $\Gamma \vdash M : \neg\tau$, то найдётся такое выражение M' , что $\Gamma \vdash M' : \sim\tau$; и наоборот, если $\Gamma \vdash N : \sim\tau$, то для какого-то N' выполнено $\Gamma \vdash N' : \neg\tau$
2. Обозначим минимальный ранг типа τ за $rk(\tau)$. Приведите пример типа τ , что $rk(\tau) = 3$.
3. Докажите, что $rk(\exists x.\phi) > 1$.
4. Придумайте семейство типов τ_n , такое, что $rk(\tau_n) = n$.
5. Определим *арифметическую иерархию* на классическом исчислении предикатов второго порядка (сразу упомянем, что данное определение не классическое — традиционно его вводят для исчисления предикатов первого порядка):
 - $\Pi_0 = \Sigma_0$ — все выражения, логически эквивалентные бескванторным выражениям;
 - $\Pi_n, n > 0$ — все выражения, логически эквивалентные выражениям вида $\exists x.S$, где $S \in \Sigma_{n-1}$;
 - $\Sigma_n, n > 0$ — все выражения, логически эквивалентные выражениям вида $\forall x.P$, где $P \in \Pi_{n-1}$.

Заметим, что, например, Π_2 состоит из выражений вида $\forall x.\exists y.\forall z.R$. Также заметим, что, поскольку к любой формуле можно приписать любые кванторы по свежим переменным и получить формулу, логически эквивалентную исходной, то если $m < n$, то $\Pi_m \subset \Pi_n$ и $\Sigma_m \subset \Sigma_n$.

На лекции была высказана гипотеза, что ранг типов для лямбда-выражений в системе F связан с чередованием кванторов. В данной задаче мы предлагаем вам разобраться в этом вопросе:

- (a) Существует ли такая константа k и такое семейство типов τ_n , что $rk(\tau_n) = n$, но $\tau_n \in \Pi_k$
 - (b) Существует ли такая константа k и такое семейство типов τ_n , что $\tau_n \in \Pi_n \setminus \Pi_{n-1}$, но $rk(\tau_n) \leq k$.
6. Пусть даны две типовых схемы σ_1 и σ_2 . Придумайте алгоритм проверки того, что $\sigma_1 \sqsubseteq \sigma_2$.
7. Напомним, что, по определению,

$$(\text{let } x = E_0 \text{ in } E_1) =_\beta (\lambda x.E_1) E_0$$

На основании этой эквивалентности мы можем для каждого лямбда-выражения E' в системе НМ сопоставить ему β -эквивалентное выражение E в системе F.

Пользуясь этой эквивалентностью, найдите выражения в системе НМ для следующих конструкций в системе F, и докажите, что их типы могут быть выведены в системе НМ:

- (a) Булевские значения, функция XOR.
- (b) Чёрчевские нумералы, функция «сумма».
- (c) Возведение в степень (для чёрчевских нумералов).
- (d) Вычитание.
- (e) Деление.

Домашнее задание №9: «алгоритм W; типовая система НМ»

1. С помощью алгоритма W выведите типы для следующих выражений (или укажите, что выражения не имеют типа):
 - (a) a
 - (b) $x : \alpha \vdash x$
 - (c) $\vdash \lambda x.x$
 - (d) $\vdash \text{let } \bar{1} = \lambda f.\lambda x.f\ x \text{ in } \bar{1}\ \bar{1}$
 - (e) $\vdash \text{let } s = \lambda f.\lambda x.f\ (f\ x) \text{ in } sq\ (sq\ \bar{1})$
 - (f) $\vdash \text{let } s = \lambda f.\lambda x.f\ (f\ x) \text{ in } (sq\ sq)\ \bar{1}$
 - (g) $\vdash \text{let } s = \lambda f.\lambda x.f\ (f\ x) \text{ in } sq\ sq\ sq\ sq\ sq\ sq\ \bar{1}$; чему равен результат бета-редукции указанного терма?
2. Рассмотрим типовую систему НМ+Y: система Хиндли-Милнера в которой, по определению, $\vdash (\lambda f.(\lambda x.f\ (x\ x)))\ (\lambda x.\forall\alpha.(\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha)$.
 - (a) Типизируем ли в этой типовой системе $\Omega = \omega\ \omega$, где $\omega = \lambda x.x\ x$?
 - (b) Найдите такой терм F , что $\vdash F : \perp$.
 - (c) Найдите такой терм E , что $\vdash E : \alpha \vee \neg\alpha$.

3. Как нетрудно заметить, список — это «параметризованные» числа в аксиоматике Пеано. Число — это длина списка, а к каждому штриху мы присоединяем какое-то значение. Операции добавления и удаления элемента из списка — это операции прибавления и вычитания единицы к числу.

Рассмотрим тип «бинарного списка»:

```
type 'a bin_list = Nil | Zero of (('a*'a) bin_list) | One of 'a * (('a*'a) bin_list);;
```

Если бы такое можно было выразить в типовой системе Хиндли-Милнера, то операция добавления элемента к списку записалась бы на языке Окамль вот так (сравните с прибавлением 1 к числу в двоичной системе счисления):

```
let rec add elem lst = match lst with
  Nil -> One (elem,lst)
  | Zero t1 -> One (elem,t1)
  | One (hd,t1) -> Zero (add (elem,hd) t1)
```

- (a) Какой тип имеет `add` (рекурсивная функция должна уже включать в себя Y -комбинатор и не требовать никаких дополнительных усилий для вызова)? Считайте, что тип `bin_list 'a` уже как-то задан, и обозначается как $\tau(\alpha)$.
- (b) Какой ранг имеет тип этой функции, почему её не скомпилировать в Окамле?
- (c) Предложите функцию для удаления элемента списка (головы).
- (d) Предложите функцию для эффективного соединения двух списков (источник для вдохновения — сложение двух чисел в столбик).
- (e) Предложите функцию для эффективного выделения n -го элемента из списка.

4. Задан тип «дерево»:

```
type 'a tree = Leaf of 'a | Node of (tree 'a) * (tree 'a);;
```

Задайте тип $\tau(\alpha)$:

- (a) Как эквирекурсивный тип (задайте через μ -оператор).
- (b) Как изорекурсивный тип (определите функции `roll` и `unroll`, укажите их тип).