

Теория типов

Михайлов Максим

9 ноября 2021 г.

Оглавление

Лекция 1	7 сентября	4
1	Лямбда-исчисление	4
1.1	Определение	4
1.2	Булево исчисление	4
1.3	Числа	5
1.4	Типизированное лямбда-исчисление	6
1.5	Y-комбинатор и противоречивость нетипизированного λ -исчисления .	6
Лекция 2	14 сентября	8
2	Формализация λ -исчисления	8
Лекция 3	21 сентября	12
3	Просто-типизированное λ -исчисление	12
3.1	Исчисление по Карри	13
3.2	Исчисление по Чёрчу	14
Лекция 4	28 сентября	15
3.3	Противоречивость нетипизированного λ -исчисления	15
4	Изоморфизм Карри-Ховарда	16
4.1	Импликационный фрагмент ИИВ	16
Лекция 5	5 октября	19
5	Алгебраические термы	19
5.1	Эквивалентность уравнений и систем	20
5.2	Алгоритм унификации	21
5.3	Вывод типов в λ_{\rightarrow}	21
5.3.1	Построение уравнений	22
5.3.2	Разрешение системы	22
6	Исчисление предикатов второго порядка	22
Лекция 6	12 октября	24
7	Абстрактные типы данных	24
Лекция 7	19 октября	25
8	Типовая система Хиндли-Милнера	25
8.1	Алгоритм W	27
Лекция 8	26 октября	29
9	λ -куб	29
9.1	Обобщенные типовые системы	29
Лекция 9	2 ноября	33
Лекция 10	9 ноября	35

10 Равенство	35
------------------------	----

Лекция 1

7 сентября

1 Лямбда-исчисление

То, чем мы будем заниматься, можно назвать прикладной матлогикой.

В рамках курса матлогики мы рукомахательно рассмотрели изоморфизм Карри-Ховарда, в этом курсе мы его формализуем. Мы затронем систему типов Хиндли-Милнера (*Haskell*) и язык *Arend*, основанный на гомотопической теории типов.

1.1 Определение

В 20-30х годах XX века Алонзо Чёрчем была создана альтернатива теории множеств как основе математики — лямбда-исчисление. Основная идея — выбросить из языка все, кроме вызова функций.

В лямбда исчислении есть три конструкции:

- Функция (*абстракция*): $(\lambda x. A)$
- Применение функции (*аппликация*): $(A B)$
- Переменная (*атом*): x

Большими буквами начала латинского алфавита мы будем обозначать термы, малыми буквам конца — переменные. λ жадная, как \forall и \exists в исчислении предикатов. Аппликация идёт слева направо, т.е. $\lambda p.p F T = \lambda p.((p F) T)$

Вычисление происходит с помощью β -редукции, его мы определим позже, общее понимание у нас есть из вводной лекции функционального программирования.

1.2 Булево исчисление

Определим булево исчисление в λ -исчислении:

- $T := \lambda x. \lambda y. x$ — истина
- $F := \lambda x. \lambda y. y$ — ложь
- $\text{Not} := \lambda p. p \ F \ T$

$$\begin{aligned} \text{Not } F &\rightarrow_{\beta} \\ ((\lambda x. \lambda y. y) \ F) \ T &\rightarrow_{\beta} \\ (\lambda y. y) \ T &\rightarrow_{\beta} T \end{aligned}$$

- $\text{And} := \lambda a. \lambda b. a \ b \ F$

And берёт свой второй аргумент, если первый аргумент истина и ложь иначе.

And использует идею **карринга** — функция от 2 аргументов есть функция от первого аргумента, возвращающая другую функцию от второго аргумента.¹ Например, в выражении “ $((+) \ 2) \ 3$ ” $((+) \ 2)$ это функция, которая прибавляет к своему аргументу 2.

1.3 Числа

Числа в лямбда-исчислении кодируются **нумералами Чёрча**. Это только один из способов кодировки, есть и другие. Общая идея — число n применяет данную функцию к данному аргументу n раз.

- $0 = \lambda f. \lambda x. x$
- $1 = \lambda f. \lambda x. f \ x$
- $3 = \lambda f. \lambda x. f \ (f \ (f \ x))$
- $\overline{n+1} = \lambda f. \lambda x. f \ (\overline{n} \ f \ x)$
- $(+1) = \lambda n. \lambda f. \lambda x. n \ f \ (f \ x)$ — функция инкремента.
- $(+) = \lambda a. \lambda b. b \ ((+) \ \overline{1}) \ a$: b раз прибавляет единицу к a .
- $(\cdot) = \lambda a. \lambda b. a \ ((+) \ b) \ \overline{0}$: a раз прибавляет b к 0.

Ходят легенды, что Клини изобрел декремент у зубного врача под действием наркоза. Существует много способов определить декремент различных степеней упоротости.

Рассмотрим декремент, основанный на следующей идее: пусть есть упорядоченная пара $\langle a, b \rangle$ и функция $(*) : \langle a, b \rangle \mapsto \langle b, b+1 \rangle$. Тогда применив $(*)$ n раз к $\langle 0, 0 \rangle$ и взяв первый элемент, возьмём первый элемент пары.

¹ Аналогично для n аргументов.

Упорядоченная пара определяется следующим способом:

$$\text{MkPair} = \lambda a. \lambda b. (\lambda p. p \ a \ b)$$

Можно потрогать эмулятор лямбда-исчисления lci, будет полезно для домашних заданий.

1.4 Типизированное лямбда-исчисление

Лямбда-исчисление для нас будет просто языком программирования. Для начала мы его типизируем, потому что нетипизированное лямбда-исчисление противоречиво.

Пусть у каждого выражения A есть тип τ , что обозначается $A : \tau$. Также используется некоторый контекст с переменными и их типами, обозначаемый M . Все вместе это записывается как $M \vdash A : \tau$, что напоминает исчисление предикатов.

1.5 Y -комбинатор и противоречивость нетипизированного λ -исчисления

Мы хотим, чтобы \rightarrow_β сохраняло значения, т.к. иначе мы вообще не можем говорить о равенстве термов.

Определение. $Y := \lambda f. (\lambda x. f \ (x \ x)) (\lambda x. f \ (x \ x))$ — Y -комбинатор, для него верно $Y f \approx f(Y f)$. Такое свойство называется “быть комбинатором неподвижной точки”, т.е. он находит неподвижную точку функции: A такое, что $f(A) = A$.

Пусть мы добавили бинарную операцию (\supset) — импликацию с некоторыми аксиомами. Оказывается, что доказуемо любое A . Мы это докажем на последующих лекциях.

Y -комбинатор полезен тем, что позволяет реализовывать рекурсию.

Пример. Запишем факториал в неформальном виде:

$$\text{Fact} = \lambda n. \text{If} \ (\text{IsZero } n) \ \bar{1} \ (\text{Fact } (n - 1) \cdot n)$$

На самом деле Fact есть неподвижная точка функции

$$\lambda f. \lambda n. \text{If} \ (\text{IsZero } n) \ \bar{1} \ (f \ (n - 1) \cdot n)$$

по определению неподвижной точки функции. Тогда Fact это

$$Y(\lambda f. \lambda n. \text{If} \ (\text{IsZero } n) \ \bar{1} \ (f \ (n - 1) \cdot n))$$

У нас появляется проблема: есть выражения, которым мы не можем приписать значение, например

$$Y(\lambda f. \lambda x. f \ (\text{Not } x))$$

Эта проблема происходит из-за того, что наш язык слишком мощный — мы написали решатель любых уравнений, даже тех, у которых нет решения. Логичный выход из этой ситуации — запретить то, из-за чего у нас возникают проблемы. Как запретить Y ? Оказывается, это позволяют сделать типы — они будут делить выражения на добропорядочные и недобропорядочные.

Лекция 2

14 сентября

2 Формализация λ -исчисления

Определение. Пред- λ -терм определяется индуктивно как одно из:

1. x — переменная
2. $(L\ L)$ — применение
3. $(\lambda x.L)$ — абстракция

Почему пред- λ -терм? Мы не хотим различать $\lambda x.x$ и $\lambda y.y$.

Определение. α -эквивалентность — обозначается $A =_\alpha B$ и выполняется, если¹:

1. $A \equiv x, B \equiv x$ — одна и та же переменная
2. $A \equiv P\ Q, B \equiv R\ S, P =_\alpha R, Q =_\alpha S$
3. $A \equiv \lambda x.P, B \equiv \lambda y.Q$ и существует t — новая переменная, такая что $P[x := t] =_\alpha Q[y := t]$

Определение. Свобода для подстановки: $A[x := B]$, никакое свободное вхождение переменной в B не станет связанным.

Определение (λ -терм). Множество всех λ -термов это $\Lambda / =_\alpha$

Определение (β -редекс). Выражение вида $(\lambda x.A)\ B$

Определение (β -редукция). Обозначается $A \rightarrow_\beta B$ и выполняется, если выполняется одно из:

1. $A \equiv P\ Q, B \equiv R\ S$ и либо $P \rightarrow_\beta R$ и $Q =_\alpha S$, либо $P =_\alpha R$ и $Q \rightarrow_\beta S$.

¹ И только если.

2. $A \equiv \lambda x.P, B \equiv \lambda x.Q$ и $P \rightarrow_\beta Q$

3. $A \equiv (\lambda x.P) Q, B \equiv P[x := Q]$ и Q свободно для подстановки.

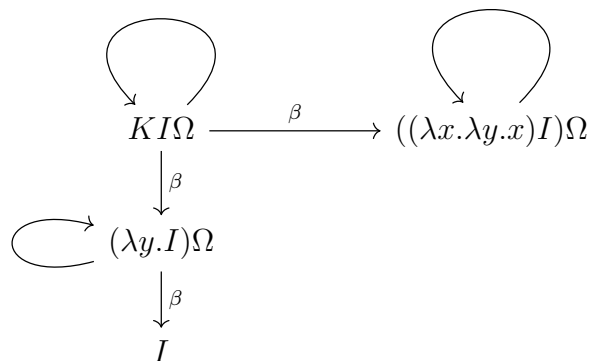
Определение. Придуман Моисеем Шейнфинкелем.

$I := \lambda x.x$ — Identität²

Определение.

- $K = \lambda x.\lambda y.x$
- $\Omega = \omega \omega$
- $\omega = \lambda x.x x$

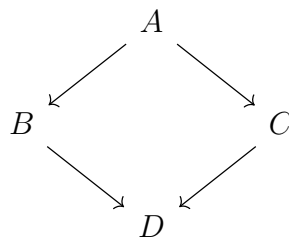
Пример.



Определение. R обладает **ромбовидным свойством** (*diamond*), если для любых a, b, c , таких что:

1. aRb, aRc
2. $b \neq c$

существует d : bRd и cRd .



Пример. $>$ на \mathbb{Z} не ромбовидно: для $a = 3, b = 2, c = 1$ выполнено условие, но $\nexists d$.

$>$ на \mathbb{R} ромбовидно.

² Тождество (с немецкого)

Определение (β -редуцируемость). Рефлексивное, транзитивное замыкание отношения \rightarrow_β , обозначается \rightarrow_β^* .

Теорема 1 (Чёрча-Россера). β -редуцируемость обладает ромбовидным свойством.

Определение. \Rightarrow_β — параллельная β -редукция, выполняется если:

0. $A =_\alpha B$
1. $A \equiv P Q, B \equiv R S$ и $P \Rightarrow_\beta R$ и $Q \Rightarrow_\beta S$.
2. Аналогично β -редукции.
3. Аналогично β -редукции.

Лемма 1. (\Rightarrow_β) обладает ромбовидным свойством.

Лемма 2. Если R обладает ромбовидным свойством, то R^* обладает ромбовидным свойством.

Доказательство. Две индукции. □

Лемма 3. $(\Rightarrow_\beta) \subseteq (\rightarrow_\beta)$

Доказательство теоремы Чёрча-Россера. Заметим, что:

1. $(\Rightarrow_\beta)^* \subseteq (\rightarrow_\beta)$ — из леммы
 2. $(\rightarrow_\beta) \subseteq (\Rightarrow_\beta)^*$ — из определения
 3. Т.к. $(\Rightarrow_\beta)^*$ обладает р.с., то и (\rightarrow_β) обладает р.с.
-

Следствие 1.1. У λ -выражения существует не более одной нормальной формы.

Доказательство. Пусть A имеет две нормальные формы: $A \rightarrow_\beta B, A \rightarrow_\beta C$ и $B \neq_\alpha C$. Тогда есть D : $B \rightarrow_\beta D$ и $C \rightarrow_\beta D$. Противоречие. □

Определение. Нормальный порядок редукции — редуцируем самый левый редекс.

Теорема 2. Если нормальная форма существует, она может быть получена нормальным порядком редукции.

Примечание. Нижеследующее объяснение — с практики.

Рассмотрим $Y f =_\beta f (Y f) =_\beta f (f (Y f)) =_\beta \dots$. Можно считать, что у f сколько угодно аргументов, первый аргумент можно считать указателем на свой рекурсивный вызов.

Пример. Числа Фибоначчи:

```
fib a b n =  
  if n = 0 then a  
  else fib b (a + b) (n - 1)
```

Здесь решение уравнения заматано под ковер, в λ -исчислении оно видно:

$$\text{Fib} = \lambda f. \lambda a. \lambda b. \lambda n. (\text{IsZero } n) a (f \ f \ a \ (a + b) \ (n - 1))$$

Здесь f передается само себе, чтобы иметь ссылку на себя для рекурсивного вызова.

Для работы Fib нужно дать его самому себе: Fib Fib 1 1 10.

Лекция 3

21 сентября

В λ -исчислении можно сделать:

1. Целые числа, где $\langle a, b \rangle \leftrightarrow a - b$
2. Рациональные числа в виде дробей
3. Матлогику?

Попытки сделать матлогику всегда приводили к парадоксам.

Оказывается, нельзя относиться к любому выражению как к логическому.

Обозначение. \supset — импликация

Пример. Рассмотрим комбинатор $\Phi_A =_\beta A \supset \Phi_A$. Это $Y (\lambda f. \lambda a. a \supset f a)$.

Добавим аксиому $(A \supset (A \supset B)) \supset (A \supset B)$. Если такой аксиомы нет, то теория грустная.

Мы также хотим, чтобы если $X =_\beta Y$, то $X \supset Y$.

Каким-то образом мы получим парадокс.

3 Просто-типизированное λ -исчисление

Определение (типовые переменные).

- α, β, γ — атомарные
- τ, σ — составные

2 традиции:

1. Исчисление по Чёрчу

2. Исчисление по Карри

Мы сначала рассмотрим исчисление по Карри.

3.1 Исчисление по Карри

Типизация: $\Gamma \vdash A : \tau, \Gamma = \{x_1 : \tau_1, x_2 : \tau_2 \dots\}$

Правила:

1. $\frac{}{\Gamma, x_1 : \tau_1 \vdash x_1 : \tau_1} \text{Ax.}$
2. $\frac{\Gamma \vdash A : \sigma \rightarrow \tau \quad \Gamma \vdash B : \sigma}{\Gamma \vdash A B : \tau}$
3. $\frac{\Gamma, x : \tau \vdash A : \sigma}{\Gamma \vdash \lambda x. A : \tau \rightarrow \sigma}$

Пример.

$$\lambda f^{\alpha \rightarrow \alpha}. \lambda x^\alpha. f (f x) : (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha$$

Подгоним доказательство под результат:

$$\frac{\frac{\frac{f : \alpha \rightarrow \alpha \vdash f : \alpha \rightarrow \alpha}{f : \alpha \rightarrow \alpha, x : \alpha \vdash f (f x) : \alpha}}{f : \alpha \rightarrow \alpha \vdash \lambda x. f (f x) : \alpha \rightarrow \alpha}}{\lambda f. \lambda x. f (f x) : (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)}$$

Теорема 3. Если $\Gamma \vdash A : \tau$, то любое подвыражение имеет тип.

Доказательство. По индукции по длине.

База. Это правило 1.

Переход. Пусть любое выражение длиной $< n$ символов обладает искомым свойством. Покажем искомое для $A : |A| = n$. Рассмотрим варианты того, по какому правилу доказана типизируемость A :

1. Второе правило: B и C короче A , следовательно для них искомое верно.
2. Третье правило: аналогично для x, B

□

Теорема 4 (Subject reduction, о редукции). Если $\Gamma \vdash A : \sigma$ и $A \rightarrow_\beta B$, то $\Gamma \vdash B : \sigma$

Доказательство. Скучно.

Самая интересная часть: рассмотрим $A \rightarrow_\beta B$. Случаи:

1. $\lambda x.A \rightarrow \lambda x.B$ — индукция
2. $A B$ — индукция
3. $(\lambda x.A) B \rightarrow A[x := B]$

По теореме о типизации подвыражений, $(\lambda x^{\tau \rightarrow \sigma}.A^\sigma) B^\tau : \sigma$. Кроме того, доказывается $(A[x := B]) : \sigma$.

□

Лемма 4. Если $\Gamma, x : \tau \vdash A : \sigma, \Gamma \vdash B : \tau$, то $\Gamma \vdash A[x := B] : \sigma$

Теорема 5 (Чёрча-Россера). Если $\Gamma \vdash M : \sigma$ и существуют $N, P : M \twoheadrightarrow_\beta N, M \twoheadrightarrow_\beta P$, то найдется такой S , что $\Gamma \vdash S : \sigma$ и $N \twoheadrightarrow_\beta S$ и $P \twoheadrightarrow_\beta S$

3.2 Исчисление по Чёрчу

Язык:

- x — переменная
- $A B$ — аппликация
- $\lambda x^\tau.P$ — абстракция

Обозначение. Когда нужно различить исчисления, будем писать $\vdash_{\text{ч}}$ или $\vdash_{\text{к}}$

Теорема 6. Если контекст Γ и выражение P типизируется, то $\Gamma \vdash_{\text{ч}} P : \sigma$

Пример.

$$\vdash_{\text{к}} \lambda x.x : \alpha \rightarrow \alpha$$

$$\vdash_{\text{к}} \lambda x.x : \beta \rightarrow \beta$$

$$\vdash_{\text{ч}} \lambda x^\sigma.x : \sigma \rightarrow \sigma$$

Лекция 4

28 сентября

3.3 Противоречивость нетипизированного λ -исчисления

???

1. Логические выражения
2. Запрещенные выражения

Y явно нехорошее выражение. $\Phi_A =_\beta \Phi_A \supset A$

Добавим очевидные аксиомы:

1. $A =_\beta B$, то $\vdash A \supset B, \vdash B \supset A$. Почему? Потому что мы хотим, чтобы $\sin 0 = 0$, а не только $\sin 0 \rightarrow 0$
2. $(A \supset A \supset B) \supset (A \supset B)$
3. $A, A \supset B$, тогда B

Тогда заметим, что при любом $A, \vdash A$:

$$\begin{aligned}
 &\Phi_A \supset \Phi_A \\
 &\Phi_A \supset (\Phi_A \supset A) \\
 &(\Phi_A \supset (\Phi_A \supset A)) \supset (\Phi_A \supset \Phi_A) \\
 &\Phi_A \supset A \\
 &\Phi_A \\
 &A
 \end{aligned}$$

4 Изоморфизм Карри-Ховарда

Теорема 7 (об изоморфизме Карри-Ховарда).

1. $\Gamma \vdash_{\lambda \rightarrow} A : \tau$, то $|\Gamma| \vdash_{\rightarrow} \tau$
2. Если $\Delta \vdash_{\rightarrow} \tau$, то найдутся $\Gamma, A : |\Gamma| = \Delta, \Gamma \vdash A : \tau$

Определение.

$$|\Gamma| := \{\tau \mid x : \tau \in \Gamma\}$$

4.1 Импликационный фрагмент ИИВ

У нас есть только импликация.

Есть три правила: $I_{\rightarrow}, E_{\rightarrow}, Ax$. Будет ли у нас всё работать? Утверждается, что да.

Обозначение. Доказуемость в И.Ф. ИИВ будем обозначать $\Gamma \vdash_{\rightarrow} \tau$

Определение (язык И.Ф. ИИВ).

$$\tau ::= \alpha \mid (\tau \rightarrow \tau)$$

Теорема 8. Импликационный фрагмент ИИВ замкнут относительно доказуемости: Если $\Gamma \vdash \tau$ и τ содержит только пропозиционные переменные и импликацию, то $\Gamma \vdash_{\rightarrow} \tau$. Обратное очевидно верно.

Доказательство. Рассмотрим Γ^* — множество формул, замкнутых по доказуемости.

$$\tau \in \Gamma^* \Leftrightarrow \Gamma^* \vdash \tau$$

Обозначение. Γ — множество формул, тогда Γ^* — замыкание этого множества по доказуемости, а $\Gamma^{\rightarrow*}$ — замыкание по доказуемости в ИФИИВ.

Рассмотрим множество миров: $\Gamma^{\rightarrow*} \preceq \Delta^{\rightarrow*}$, если $\Gamma^{\rightarrow*} \subseteq \Delta^{\rightarrow*}$, $\Delta^{\rightarrow*}$ — замкн., $\Gamma^* \Vdash \tau$, если $\tau \in \Gamma^*$

Утверждение. Γ^* образует модель Крипке.

Определение (модель Крипке).

1. Множество миров, упорядоченных отношением \preceq
2. \Vdash такое, что если $\Gamma \Vdash \alpha$, то $\Gamma \preceq \Delta$, то $\Delta \Vdash \alpha$.

Тогда $\Gamma \Vdash \tau \rightarrow \sigma$ тогда и только тогда, когда в любом $\Gamma \preceq \Delta$ из $\Delta \Vdash \tau$, следует $\Delta \Vdash \sigma$.

Утверждение. $\tau \in \Gamma^{\rightarrow*}$ тогда и только тогда, когда $\Gamma^{\rightarrow*} \vdash_{\text{и}} \tau$

Доказательство. Индукция по структуре τ .

База. $\tau \equiv \alpha$

$$\Rightarrow \alpha \in \Gamma^*, \text{ то } \alpha \vdash_{\text{и}} \alpha$$

$$\Leftarrow \alpha \vdash_{\text{и}} \alpha, \text{ тогда очевидно } \alpha \in \Gamma^*$$

Переход. $\tau \equiv \delta \rightarrow \pi$

$$\Rightarrow \sigma \rightarrow \pi \in \Gamma^*, \text{ то } \Gamma^* \vdash_{\rightarrow} \sigma \rightarrow \pi$$

$$\Leftarrow \Gamma^* \vdash_{\text{и}} (\sigma \rightarrow \pi). \text{ Значит, } \Gamma^* \Vdash \sigma \rightarrow \pi.$$

□

Рассмотрим $\Gamma^* \preceq \Delta : \Delta \Vdash \sigma$, то $\Delta \Vdash \pi$. Значит, $\Delta \vdash \sigma$. Значит, $\sigma \in \Delta$, т.е. $\Delta \vdash_{\rightarrow} \sigma$. Значит, $\Delta \vdash_{\rightarrow} \pi$ по М.Р., т.к. $\Gamma^* \Vdash \sigma \rightarrow \pi \Rightarrow \Delta \Vdash \sigma \rightarrow \pi \Rightarrow \Delta \vdash_{\rightarrow} \sigma \rightarrow \pi$

Утверждение. $\Gamma \Vdash \tau \Leftrightarrow \Gamma|_{\rightarrow} \tau$

Доказательство.

$$\Rightarrow \Gamma \Vdash \tau.$$

$$1. \Gamma \Vdash \alpha, \text{ т.е. } \alpha \in \Gamma, \text{ т.е. } \alpha \vdash_{\rightarrow} \alpha$$

$$2. \Gamma \Vdash \sigma \rightarrow \pi.$$

Рассмотрим $\Gamma \preceq \Delta$, причём $\Delta \Vdash \sigma$, тогда $\Delta \Vdash \pi$. Т.е. по индукционному предположению $\Delta \vdash_{\rightarrow} \sigma$. Пусть $\Delta = \{\Gamma, \sigma\}^*$. Тогда $\Gamma, \sigma \vdash_{\rightarrow} \sigma$.

Тогда $\Gamma, \sigma \Vdash \pi$ по индукционному предположению и определению \Vdash . Тогда $\Gamma, \sigma \vdash_{\rightarrow} \pi$, т.е. $\Gamma \vdash_{\rightarrow} \sigma \rightarrow \pi$

$$\Leftarrow \Gamma \vdash_{\rightarrow} \tau, \text{ тогда } \Gamma \Vdash \tau$$

$$1. \tau \equiv \alpha - \text{очевидно.}$$

$$2. \tau \equiv \sigma \rightarrow \pi. \text{ Дано, что } \Gamma_{\rightarrow} \vdash \sigma \rightarrow \pi.$$

Пусть $\Delta \Vdash \sigma$. $\Gamma \preceq \Delta$. Тогда $\Delta \vdash_{\rightarrow} \sigma$ по индукционному предположению. $\Gamma \vdash_{\rightarrow} \sigma \rightarrow \pi$, т.е. $\Delta \vdash_{\rightarrow} \sigma \rightarrow \pi$. По М.Р. $\Delta \vdash_{\rightarrow} \pi$. По индукционному предположению $\Delta \Vdash \pi$. Т.е. $\Gamma \Vdash \sigma \rightarrow \pi$. **В лекции было \models .**

□

Схема доказательства:

$$1. \tau \in \Gamma^*, \text{ если } \Gamma^* \vdash_{\text{и}} \tau$$

$$2. \Gamma^* \Vdash \tau$$

3. $\Gamma^* \Vdash \tau$ тогда и только тогда, когда $\Gamma^* \vdash_{\rightarrow} \tau$

□

Обозначение. λ_{\rightarrow} — типизированное λ -исчисление.

1. Обитаемость: $\overset{?}{\Gamma} \vdash ? : \tau$ — по изоморфизму Карри-Ховарда и теореме об эквивалентности $\Gamma \vdash \tau$
2. Вывод (реконструкция): $\Gamma \vdash A : ?$
3. Проверка: $\Gamma \vdash A : \tau$

Пункты 2 и 3 это одно и то же.

Лекция 5

5 октября

5 Алгебраические термы

Определение (алгебраические термы).

$$T ::= \underbrace{a}_{\text{переменная}} \mid \underbrace{f}_{\text{функциональный символ}} T_1 \dots T_n$$

Функциональные символы $\in F$, переменные $\in T$

Пример. $f(f_2 a b) c$

Определение. Подстановка переменных — отображение $S_0 : V \rightarrow T$, являющееся тождественным почти всюду¹, то есть \exists фиксированные $a_1 \dots a_n$, для которых S_0 не тождественна: $S_0(a_i) = T_i$, а для $b \notin \{a_i\}$ $S_0(b) = b$.

Тогда можно определить определить подстановку $S : T \rightarrow T$:

$$S(f T_1 \dots T_n) = f (S(T_1)) (S(T_2)) \dots (S(T_n))$$

$$S(a) = S_0(a)$$

Определение. Рассмотрим уравнение $T_1 = T_2$. Его **решение** — такая подстановка S , что $S(T_1) \equiv S(T_2)$, где \equiv обозначается равенство строк.

Пример.

$$f a (g b) = f (g c) d$$

$$S_0(a) = g c \quad S_0(d) = g b$$

$$S(f a (g b)) = f (g c) (g b)$$

¹ Кроме конечного количества.

Определение (система уравнений).

$$\begin{cases} T_1 = P_1 \\ T_2 = P_2 \\ \vdots \\ T_n = P_n \end{cases}$$

5.1 Эквивалентность уравнений и систем

Определение. Две системы $E_1 : \begin{cases} T_1 = P_1 \\ \vdots \\ T_n = P_n \end{cases}$ и $E_2 : \begin{cases} T'_1 = P'_1 \\ \vdots \\ T'_n = P'_n \end{cases}$ называются эквивалентными, если любое решение системы E_1 подходит к E_2 и наоборот.

Утверждение. Для любой системы существует эквивалентное уравнение.

Доказательство. Выберем новый n -местный функциональный символ h , построим уравнение $h T_1 \dots T_n = h P_1 \dots P_n$. \square

Определение.

$$(U \circ T)(P) = U(T(P))$$

Определение. Определим порядок на подстановках. $S \preceq T$, если S — частный случай T , т.е. $\exists U: S = U \circ T$

Определение. Наиболее общим решением уравнения $T = P$ назовём подстановку S , такую что $S(T) = S(P)$ и для любой $S_1: S_1(T) \equiv S_1(P)$ выполнено $S_1 \preceq S$

Теорема 9. У уравнения в алгебраических термах $T = P$ всегда есть наиболее общее решение, если есть хоть какое-то.

Определение. Несовместная система — система с уравнениями вида $f T_1 \dots T_n = g P_1 \dots P_k$, где $f \not\equiv g$, либо $x = \dots x \dots$

В OCaml и Haskell это называется “occurs check”.

Определение. Система в разрешённой форме — система вида $\begin{cases} a_1 = T_1 \\ \vdots \\ a_n = T_n \end{cases}$, где:

1. Все a_i различны
2. T_i не содержит a_j для $i \neq j$

Альтернативное определение — каждый a_i входит по одному разу.

5.2 Алгоритм унификации

Рассмотрим систему $\begin{cases} T_1 = P_1 \\ \vdots \\ T_n = P_n \end{cases}$

Применяем одно из следующих:

1. $x = x$ — отбрасываем.
2. $T = x$, где $T \neq x$, тогда заменяем на $x = T$

$$3. \begin{cases} x = P \\ \vdots \\ T_2 = P_2 \\ \vdots \\ T_n = P_n \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} T_2[x := P] = P_2[x := P] \\ \vdots \\ T_n[x := P] = P_n[x := P] \\ x = P \end{cases}$$

$$4. f T_1 \dots T_n = f P_1 \dots P_n \Rightarrow \begin{cases} T_1 = P_1 \\ \vdots \\ T_n = P_n \end{cases}$$

Теорема 10. Применяя шаги алгоритма унификации, за конечное время можно получить систему либо в разрешенной форме, либо несовместную.

Доказательство. Рассмотрим тройку $\left\langle \begin{smallmatrix} \text{количество} \\ \text{неразрешенных} \\ \text{переменных} \end{smallmatrix}, \begin{smallmatrix} \text{максимальная} \\ \text{сложность} \\ \text{слева} \end{smallmatrix}, \begin{smallmatrix} \text{количество} \\ \text{уравнений} \\ \text{максимальной} \\ \text{сложности} \\ \text{слева} \end{smallmatrix} \right\rangle$. Сложность — вложенность.

1. Применения правил уменьшают тройку.
2. $\langle 0, 0, t \rangle$ — система в разрешенной форме.
3. Количество применений правил конечно, т.к. каждая из троек $\in \omega^3$ и любая последовательность убывающих ординалов конечна.

□

5.3 Вывод типов в λ_{\rightarrow}

(\rightarrow) — 2-местный функциональный символ.

Проведём индукцию по структуре λ -выражения. Результатом разбора будет пара $\langle \text{система}, \text{тип} \rangle$

5.3.1 Построение уравнений

Структура	Комментарий	Система	Тип
x	Введём тип α_x	\emptyset	α_x
$A B$	Рекурсивный вызов на A и B даст $\langle E_A, \tau_A \rangle, \langle E_B, \tau_B \rangle$. Вводим β — новый тип.	$E_A, E_B, \tau_B \rightarrow \beta = \tau_A$	β
$\lambda x.A$	Рекурсивный вызов на A даст $\langle E_A, \tau_A \rangle$. Берём тип для $x : \alpha_x$.	E_A	$\alpha_x \rightarrow \tau_A$

Несложно заметить, что эти правила соответствуют правилом вывода в типизированном λ -исчислении.

5.3.2 Разрешение системы

Это унификация.

Пример. Разберём $B = \lambda x. \overbrace{x}^A$.

- $E_A = \emptyset, \tau_A = \alpha_x$
- $E_B = \emptyset, \tau_B = \alpha_x \rightarrow \alpha_x$

Разрешим систему уравнений τ_A, τ_B . Оказывается, эта система уже в разрешенной форме. Таким образом, $\vdash \lambda x.x : \alpha \rightarrow \alpha$. Контекст пустой, т.к. свободных переменных нет ($E_A, E_B = \emptyset$).

Определение. Терм называется **слабо-нормализуемым**, если существует последовательность β -редукций, приводящих его в нормальную форму.

Определение. Терм называется **сильно-нормализуемым**, если не существует бесконечной последовательности β -редукций, нигде не приводящая его в нормальную форму.

Пример. $K I \Omega$ — слабо нормализуемый, но не сильно нормализуемый

Теорема 11. λ_{\rightarrow} сильно нормализуемо.

Примечание. Это сильно ограничивает выразительность λ_{\rightarrow} .

6 Исчисление предикатов второго порядка

Второй порядок — это когда переменные есть предикаты.

Определение (предикат).

$$\Phi_{\Pi} ::= p \mid \Phi_{\Pi} \cup \Phi_{\Pi} \mid \Phi_{\Pi} \& \Phi_{\Pi} \mid \Phi_{\Pi} \rightarrow \Phi_{\Pi} \mid \forall p. \Phi_{\Pi} \mid \exists p. \Phi_{\Pi}$$

Утверждение. Можно выразить:

$$\begin{aligned}a \& b &::= \forall p. (a \rightarrow b \rightarrow p) \rightarrow p \\a \vee b &::= \forall p. (a \rightarrow p) \rightarrow (b \rightarrow p) \rightarrow p \\ \perp &::= \forall p. p \\ \exists p. A &::= \forall x. (\forall p. p \rightarrow x) \rightarrow x\end{aligned}$$

Это исчисление также называется “Система F”, оно же L_2 .

$$L_2 ::= x \mid \lambda x^\alpha. A \mid P Q \mid P \tau \mid \lambda \alpha. A$$

Лекция 6

12 октября

7 Абстрактные типы данных

ООП = АДТ + наследование.

Пример (стек).

$\text{push} : \alpha \rightarrow \alpha \text{ stack} \rightarrow \alpha \text{ stack}$

$\text{pop} : \alpha \text{ stack} \rightarrow (\alpha \cdot \alpha \text{ stack})$

$\text{empty} : \alpha \text{ stack}$

Что мы понимаем под $\exists \alpha. \varphi$? φ — интерфейс и существует где-то в природе тип, который этому интерфейсу соответствует.

Для стека:

$$\exists \alpha. \underbrace{(\eta \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha)}_{\text{push}} \& \underbrace{(\alpha \rightarrow \alpha \& \eta)}_{\text{pop}} \& \underbrace{\eta}_{\text{empty}}$$

Правила вывода:

$$\frac{\Gamma \vdash \varphi[x := \theta]}{\exists x. \varphi}$$

$$\frac{\Gamma, \psi \vdash \varphi \quad \Gamma \vdash \exists x. \psi}{\Gamma \vdash \varphi} \quad x \notin \text{FV}(\Gamma)$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : \sigma[\alpha := \tau]}{\Gamma \vdash \text{pack } \tau, M \text{ to } \exists \alpha. \sigma : \exists \alpha. \sigma}$$

TBD.

Лекция 7

19 октября

8 Типовая система Хиндли-Милнера

Мы рассмотрели две системы типов:

1. Просто типизированное лямбда исчисление: недостаточно выразительно
2. Система F: местами выразительна, местами недостаточно. Кроме того, потеряна разрешимость.

Ограничим излишнюю свободу системы F.

Определение (ранг типа). Пусть σ — тип без кванторов. $R \subset \text{тип} \times \mathbb{N}_0$, такое что:

1. $R(\sigma, 0)$
2. Если $R(\tau, k)$, то $R(\forall \alpha. \tau, \max(k, 1))$
3. Если $R(\tau_0, k)$ и $R(\tau_1, k + 1)$, то $R(\tau_0 \rightarrow \tau_1, k + 1)$.

Пример.

$$R(\alpha, 0) \Rightarrow R(\alpha, 5) \Rightarrow R(\forall \alpha. \alpha, 5)$$

$$R(\alpha \rightarrow \alpha, 0) \Rightarrow R(\forall \alpha. \alpha \rightarrow \alpha, 1)$$

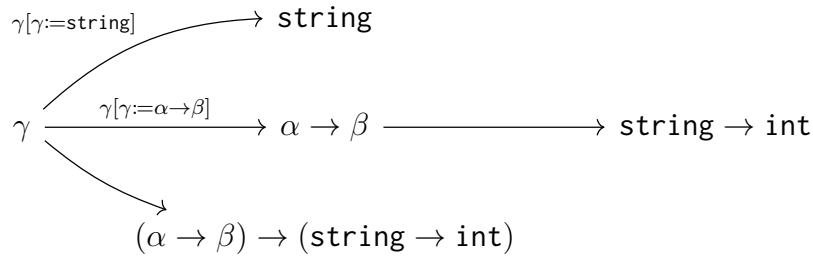
Определение (Типовая система Хиндли-Милнера). Рассмотрим λ -исчисление 2 порядка по Карри.

Типы:

1. Типы без кванторов: $\tau = \alpha \mid (\tau \rightarrow \tau)$
2. Типовые схемы: $\sigma = \forall \alpha. \sigma \mid \tau$

Определение (Отношение “быть частным случаем” (специализация)). $\sigma_1 \sqsubseteq \sigma_2$ (σ_2 — частный случай σ_1), если $\sigma_1 \equiv \forall \alpha_1 \dots \forall \alpha_n. \tau_1$, $\sigma \equiv \forall \beta_1 \dots \beta_k. \tau_1[\alpha_1 := \theta_1 \dots \alpha_n := \theta_n]$ и новые $\beta_1 \dots \beta_k$ не входят свободно в σ_1 .

Пример. $\tau \sqsubseteq \text{string}$



Пример.

$$\forall \alpha. \alpha \rightarrow \alpha \sqsubseteq \forall \beta. (\beta \rightarrow \beta) \rightarrow (\beta \rightarrow \beta)$$

Правила вывода:

$$\begin{array}{c}
 \frac{}{\Gamma, x : \sigma \vdash x : \sigma} \quad \alpha \notin \text{FV}(\Gamma) \\
 \frac{\Gamma \vdash A : \tau \rightarrow \tau' \quad \Gamma \vdash B : \tau}{\Gamma \vdash A B : \tau'} \\
 \frac{\Gamma, x : \tau \vdash A : \tau'}{\Gamma : \lambda x. A : \tau \rightarrow \tau'} \\
 \frac{\Gamma \vdash A : \sigma \quad \Gamma, x : \sigma \vdash B : \tau}{\Gamma \vdash \text{let } x = A \text{ in } B : \tau} \\
 \frac{\Gamma \vdash A : \sigma'}{\Gamma \vdash A : \sigma} \quad \sigma' \sqsubseteq \sigma \\
 \frac{\Gamma \vdash A : \sigma}{\Gamma \vdash A : \forall \alpha. \sigma} \quad \alpha \notin \text{FV}(\Gamma) \\
 \text{let } x = A \text{ in } B \rightarrow_{\beta} B[x := A]
 \end{array}$$

Казалось бы, let похож на $(\lambda x. B) A$. Однако, мы разрешаем кванторы в A .

Пример.

$$\begin{array}{l}
 I \equiv \lambda x. x : \forall \alpha. \alpha \rightarrow \alpha \\
 \triangleleft (I \ 1, I \ \text{"a"}) \quad I \ 1 : \text{int}, I \ \text{"a"} : \text{string}
 \end{array}$$

1.

$$\text{let } \underbrace{I = \lambda x. x}_{I : \forall \alpha. \alpha \rightarrow \alpha} \text{ in } (I \ 1, I \ \text{"a"})$$

2. То же самое, но без let:

$$(\lambda i.(i\ 1, i\ "a"))\ (\lambda x.x)$$

В этом варианте тип внутри лямбды без кванторов. В силу этого операцию $(i\ 1, i\ "a")$ сложно выполнить — нужно угадать, какой тип подставлять.

Эта система очевидно уже, чем System F. Мы её сузили, чтобы получить разрешимость.

8.1 Алгоритм W

Мы хотим решить $? \vdash A : ?$, т.е. найти контекст и тип выражения, притом наиболее общие.

$W(\Gamma, E) \Rightarrow (\tau, S)$ — по контексту и выражению получаем тип и подстановку.

1. $E \equiv x, x \in \Gamma, x : \sigma_x = \forall \alpha_1 \dots \alpha_n. \tau$. Тогда введём новые переменные $\beta_1 \dots \beta_n$ и результатом будет:

$$W(\Gamma, E) = (\forall \beta_1 \dots \beta_n. \tau, \emptyset)$$

2. $E \equiv \lambda x. P$. Пусть $W(\Gamma \cup \{x : \gamma\}, P) = (\tau_P, S_1)$.

$$W(\Gamma, E) = (S_1(\gamma \rightarrow \tau_P), S_1)$$

3. $E \equiv P\ Q$. Введём новый тип γ . Пусть \mathcal{U} — вызов алгоритма унификации и:

$$W(\Gamma, P) = (\tau_P, S_1) \quad W(S_1\Gamma, Q) = (\tau_Q, S_2) \quad \mathcal{U}(S_2\tau_P, \tau_Q \rightarrow \gamma) = S_3$$

Тогда:

$$W(\Gamma, E) = (S_3\gamma, S_3 \circ S_2 \circ S_1)$$

4. $E \equiv \text{let } x = P \text{ in } Q$. Пусть:

$$W(\Gamma, P) = (\tau_P, S_1) \quad W(S_1\Gamma \cup \{x : \forall^1. \tau_f\}, Q) = (S_2, \tau_Q)$$

$$W(\Gamma, E) = (\tau_Q, S_2 \circ S_1)$$

Пример.

$$\text{let } I = \lambda x. x \text{ in } (I\ 1, I\ " ")$$

Согласно 4 пункту алгоритма:

$$I : \forall \alpha. \alpha \rightarrow \alpha \vdash (I\ 1, I\ " ")$$

Мы теряем полноту по Тьюрингу, т.к. это частный случай системы F. Мы такого не хотим, поэтому добавим чего-нибудь, что её нам даст.

¹ Кванторы по всем свободным в τ_f переменным.

1. Правило для Y :

$$Y : \forall \alpha. (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha$$

Теория становится противоречивой — вместо $\alpha \rightarrow \alpha$ всегда можно подставить id и получить любое α .

2. $\text{IntList} = (\text{int} \ \& \ \text{IntList}) \vee \text{Nil}$. Это какое-то уравнение. Как его решить?

Введём μ -оператор: $\mu \eta. (\text{int} \ \& \ \eta) \vee \text{Nil}$ или в общем случае $\mu \eta. \tau$ — тип, решающий уравнение $\eta = \tau$

Есть две традиции решения таких уравнений:

1. Экви-рекурсивные: μ существует как тип (Java).
2. Изо-рекурсивные: ищем $\mu \eta. \tau(\eta)$ вводятся две операции

(a) Roll: $\tau(\eta) \rightarrow \eta$

(b) Unroll: $\eta \rightarrow \tau(\eta)$

Итого мы взяли систему F и:

1. Запретили типы с неперехватными кванторами
2. Добавили let-полиморфизм
3. Добавили противоречивость через Y -комбинатор и решение уравнений на типах.

Лекция 8

26 октября

Это последняя лекция, посвященная части “Матлогика в языках программирования”. Вторая часть — “Языки программирования в матлогике и математике”.

9 λ-куб

Мы упустили теорию первого порядка.

9.1 Обобщенные типовые системы

$$\mathcal{F} ::= x \mid \underbrace{\mathcal{F} \mathcal{F}}_{\text{применение}} \mid \underbrace{\lambda x : \mathcal{F}. \mathcal{F}}_{\lambda\text{-абстракция}} \mid \Pi x : \mathcal{F}. \mathcal{F} \mid \underbrace{C}_{\text{константа}}$$

$$C ::= * \mid \square$$

Мы решили, что типы и выражения должны сосуществовать, например в C++ можно написать `Array<int, 23+7>`.

Обозначение. $s :=$ множество $(*, \square)$

$$\frac{}{\vdash * : \square} \text{ аксиома}$$

$$\frac{\Gamma \vdash A : s}{\Gamma, x : A \vdash x : A} \text{ начальное правило, } x \notin FV(\Gamma)$$

$$\frac{\Gamma \vdash \varphi : (\Pi x^A. B) : s \quad \Gamma \vdash a : A}{\Gamma \vdash (\varphi a) : (B[x := A])} \text{ применение}$$

$$\frac{\Gamma \vdash A : B \quad \Gamma \vdash B' : s \quad B =_{\beta} B'}{\Gamma \vdash A : B'} \text{ преобразование}$$

$$\frac{\Gamma \vdash B : C \quad \Gamma \vdash A : s}{\Gamma, x : A \vdash B : C} \text{ ослабление, } x \notin FV(\Gamma)$$

$*$ — тип, \square — тип типа.

Пример. `array [a..b] of T`. Можно рассматривать `array [a..b] of` как оператор над типами. Его тип $* \rightarrow *$. Это также называется не тип, а род.

Примечание.

$$\begin{array}{cccc} 7 & : & \text{int} & : & * & : & \square \\ \text{знач.} & & \text{тип} & & \text{род} & & \text{сорт} \\ \text{value} & & \text{type} & & \text{kind} & & \text{sort} \end{array}$$

Пусть $S \subseteq C \times C$ параметризует типовую систему. Здесь и далее (s_1, s_2) пробегает все пары $\in S$.

$$\frac{\Gamma \vdash A : s_1 \quad \Gamma, x : A \vdash B : s_2}{\Gamma \vdash (\Pi x^A. B) : s_2} \text{ П-правило}$$

$$\frac{\Gamma \vdash A : s_1 \quad \Gamma, x : A \vdash b : B \quad \Gamma, x : A \vdash B : s_2}{\Gamma \vdash (\lambda x^A. b) : (\Pi x^A. B)} \text{ } \lambda\text{-правило}$$

Обозначение. Будем писать $\Pi x^\varphi. \pi$ вместо $\varphi \rightarrow \pi$, если $x \notin FV(\pi)$.

Обозначение.

$$x : y : z \Rightarrow x : y, y : z$$

Примечание. Пусть $x \notin FV(B)$. Тогда рассмотрим следующее правило:

$$\frac{\Gamma \vdash A : * \quad \Gamma, x : A \vdash b : B \quad \Gamma, x : A^1 \vdash B : *}{\Gamma \vdash (\lambda x^A. b) : A \rightarrow B}$$

А что если $x \in FV(B)$? Тогда мы получаем **зависимый тип**.

Пример. `printf("%d", "a")` — так нельзя.

`printf : (x : string) \rightarrow F(x)` — так мы не пишем, не сложилось по традиции. Мы будем писать $\Pi x^{\text{string}}. F(x)$

`printf "%s" : string \rightarrow string`

Рассмотрим S из определения.

¹ Можно убрать, т.к. $x \notin FV(B)$

S	Название системы типов	Характерный представитель
$(*, *)$	λ_{\rightarrow}	$\lambda x.x$
$(*, *), (\Box, *)$	λ_{\rightarrow}	$\Lambda\alpha.\lambda x^\alpha.x$
$(*, *), (\Box, *)$	$\lambda\ \omega$ слабая	<code>Int[]</code>
$(*, *), (\Box, *), (\Box, \Box)$	$\lambda\ \omega$	
$(*, *), (*, \Box)$		<code>int[n]</code>
$(*, *), (*, \Box), (\Box, *), (\Box, \Box)$	λC : исчисление конструкций ²	

Объектно-ориентированное программирование не описывается через S .

Дальше в лекции были примеры, которые не записаны.

² Языки доказательств

Лекция 9

2 ноября

Первые полчаса лекции пропущены.

Определение. Путь между a и b в пространстве X — функция $f : [0, 1] \rightarrow X$, $f(0) = a$, $f(1) = b$ и f непрерывно. Если есть путь из a в b , то мы считаем a и b равными.

Определение. Интервальный тип: $I = [left, right]$

Почему не $I = \{left, right\}$?

Пример. Докажем, что $2 + 1 = 1 + 2$. Рассмотрим f — потенциальный путь $f(left) = 1 + 2$, $f(right) = 2 + 1$

Определение. Отображение непрерывно, если¹ прообраз открытого множества открыт.

Пример. $f : \{0, 1\} \rightarrow \{2, 3\}$, дискретная топология. Непрерывна ли $fx = x + 2$?

Открытые в $\{2, 3\}$: $\{\}$, $\{2\}$, $\{3\}$, $\{2, 3\}$

$$f^{-1}(\{\}) = \{\}, f^{-1}(\{2\}) = \{0\}, f^{-1}(\{3\}) = \{1\}, f^{-1}(\{2, 3\}) = \{0, 1\}$$

Таким образом f непрерывна.

Пример. $\lceil f : \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}, f(x) = \lfloor x \rfloor$

$f^{-1}((0.1, 0.2)) = \emptyset$, что не является открытым множеством.

Кроме того, $f^{-1}([0, 5]) = \{0, 1, 2, 3, 4, 5\}$

Определение. Пространство X не связно, если существует $P, Q : X = P \cup Q, P \cap Q = \emptyset, P \neq X, Q \neq X, P, Q$ открыты.

¹ И только если.

Множество **связно**, если является связным пространством под индуцированной топологией (или при сужении топологии на него, то же самое).

Пример. $(0, 1) \cup (2, 3)$ — не связно.

Пример. $(0, 1) \cup (2, 3]$ — тоже не связно, т.к. $(2, 3]$ открыто в $(0, 1) \cup (2, 3]$

Пример. $(0, 1) \cup (2, 3)$ в дискретной топологии — не связно.

Упражнение 1. Предложите топологию, в которой пространство $(0, 1) + (2, 3)$ связно. Тривиальная топология.

Определение. Пространство **линейно связно**, если существует путь из любой точки в любую.

Первое определение гласит, что мы не можем провести границу, а второе — что не можем ???.

Определение. **Равенство** — тип пути из $a : X$ в $b : X$. Равенство обитаемо, если такой путь существует.

Такое определение сложно уместить в язык программирования, т.к. $[0, 1]$ не влезает в компьютер, поэтому придуман интервальный тип $I = [left, right]$.

Пример. $\leq 1 : \text{Nat}, 2 : \text{Nat}$, в Nat дискретная топология. Нужно построить $f : f(0) = 1, f(1) = 2$.

Рассмотрим Path в Arend:

```
\data Path (A : I -> \Type) (a : A left) (a' : A right)
  | path (\Pi (i : I) -> A i)
```

I — интервальный тип, A — отображение интервал \rightarrow тип. path — единственный конструктор, принимает функцию, сопоставляющую точки интервала значение A в этой точке.

Докажем в Arend, что $1 = 1$:

```
\func oneone : (1 = 1) => idp
```

Если мы не знаем, что сделать, мы можешь написать `?`, то выражение условно принимается. Иногда работают рефакторинги, которые заменят `?` на доказательство.

Фигурные скобки вокруг аргумента обозначают, что аргумент неявный. Запишем в явном виде:

```
\func oneone : (1 = 1) => idp {Nat} {1}
```

oneone — значение зависимого типа равенства.

```
\func arar : ((1 Nat.+ 2) = (2 Nat.+ 1)) => idp
```

`idp` это `refl` из Lean.

У нас интенциональное равенство.

Построим функцию с типовым параметром:

```
\func second (t : \Type) (ttt : \Pi (x : t) -> t) (y : t) : t => ttt y
```

Здесь `ttt` — функция $t \rightarrow t$, мы её применяем к $y : t$ и получаем $ttt\ y : t$

```
\func third (t : \Type) (ttt : \Pi (x : t) -> t) (y : t) => ttt y = ttt y
```

Лекция 10

9 ноября

10 Равенство

Напоминание: $a = b$ по определению выполнено тогда и только тогда когда существует путь $a \rightsquigarrow b$. Путь можно определить так:

Определение. Пусть I — интервальный тип. Если существует непрерывная функция $f : I \rightarrow A$, такая что $f \text{ left} =_{\beta} a$, $f \text{ right} =_{\beta} b$, то $a \rightsquigarrow b$.

То же самое в рамках Agda:

```
\data Path
  path (f : I -> A) : f left = f right
```

Когда мы говорим о любом типе данных, у нас есть две конструкции:

1. Построение
2. Удаление

Для Path есть построение — конструктор. Мы хотим получить ещё и элиминатор.

Пример (элиминатор для \vee).

```
case (f : L -> θ) (g : R -> θ) (v : L ∨ R) : θ
```

Пример (элиминатор для I).

```
\func coe (P : I -> \Type)
  (a : P left)
  (i : I) : P i \elim i
| left => a
```

Т.к. все значения на пути равны, то мы возвращаем значение на left.

`\elim` это паттерн матчинг. Т.к. I — особый тип, нам не нужно расписывать все случаи.

Это все весьма странно, но это единственная конструкция подобного рода.

```
\func transport {A : \Type} (B : A -> \Type) {a a' : A} (p : a = a') (b : B a)
  : B a'
=> coe (\lam i => B (p @ i)) b right
```

Обозначение. Если $p : a = a'$, то:

1. $p @ \text{left}$ это a
2. $p @ \text{right}$ это a'

Примечание. Фигурные скобки означает типы, которые компилятор сам выведет из контекста. Рассчитывать на него нельзя, т.к. выведение типов неразрешимо в общем случае.

Пример (доказательство равенства).

```
\func inv (A : \Type) {a a' : A} (p : a = a') : a' = a
=> transport (\lam x => x) p idp
```

```
\func idp {A : \Type} {a : A} : a = a
=> path (\lam _ => a)
```

Пример (конгруэнтность).

```
\func pmap (A B : \Type) (f : A -> B) (a a' : A) {p : a = a'} : f a = f a'
=> transport (\lam x => f a = f x) p idp
```

Пример (натуральные числа).

```
\data Nat
| zero
| suc (k : Nat)
```

```
\data Empty
```

```
Not (A : \Type) : A -> Empty
```

```
Not (zero = suc zero)
```

```
\func proof_ne (a : Nat) : \Type \elim a
| zero => 0 = 0
| suc x => Empty
```

```
\func zne (x : 0 = 1) : Empty
=> transport proof_ne {0} {1} x idp
```

Примечание. В стандартной библиотеке это доказано немного по-другому, вместо $\emptyset = \emptyset$ используется `\Sigma` тип кортежа из нуля элементов, то есть `()` из Haskell.