

Краткое введение в лямбда-исчисление

Белкин Дмитрий, студент группы 4362

Бертыш Вадим, студент группы 4374

23 декабря 2015

Введение.

В 1928 году Давид Гильберт сформулировал так называемую проблему разрешимости, суть которой примерно выражается в следующем. Было необходимо сформулировать такой алгоритм, который на основании формального языка и утверждения, записанного этим языком, поданных на вход, за конечное число шагов приходил к ответу, является это утверждение ложным или истинным. В 1936 году два математика, Алонзо Чёрч и Алан Тьюринг независимо друг от друга опубликовали работы, в которых заявлялось, что для арифметических утверждений такой алгоритм составить невозможно, а потому и в более общем случае эта проблема неразрешима. Впоследствии это утверждение стало известно как теорема Чёрча-Тьюринга и породило как минимум два средства формализации алгоритмов и понятия вычислимости. В случае с Аланом Тьюрингом это была всеобщая машина Тьюринга. В случае с Алонзо Чёрчем это было лямбда исчисление. Итак, что же это такое? Для начала опишем его.

Основными объектами лямбда исчисления являются функции. Но что же мы понимаем под функциями? В современной математике под функцией f чаще всего понимают некоторое соответствие элементам области определения X элементов области значения Y , то есть для каждой $f : X \rightarrow Y$ верно, что $f \subseteq X \times Y$. Тем не менее, лямбда исчисление - это теория функций как формул. Это система, позволяющая работать с функциями как с выражениями. Давайте для начала вспомним другой хорошо известный язык выражений, арифметику. Арифметические выражения состояются из переменных ($x, y, z \dots$), чисел ($1, 2, 3 \dots$), и операторов ($+$, $-$, \times etc.). Выражение вроде $x + y$ представляет из себя *результат* сложения. Главное преимущество этого языка в том, что выражения можно вкладывать одно в другое, не указывая отдельно промежуточные результаты. Так, например, мы пишем

$$A = (x + y) \times z^2$$

а не

$$\text{Пусть } w = x + y, \text{ тогда пусть } u = z^2, \text{ тогда пусть } A = w \times u$$

Использование второго варианта было бы утомительным и неудобным. Лямбда исчисление расширяет идею языка выражений на функции. Так вместо выражения вида

$$\text{Пусть } f \text{ функция } x \mapsto x^2. \text{ Тогда будем считать, что } A = f(5)$$

в лямбда исчислении мы просто пишем

$$A = (\lambda x. x^2)(5)$$

Выражение $\lambda x. x^2$ выражает функцию, которая ставит в соответствие x x^2 . Как и в арифметике мы используем скобки, чтобы группировать термы.

Формализация.

Множество лямбда-термов строится из бесконечного множества переменных \mathcal{V} использованием аппликации и абстракции:

$$\mathcal{V} = \{v, v', v'', v''' \dots\}$$

При этом, говоря формально:

$$x \in \mathcal{V} \implies x \in \Lambda \quad (\text{Переменная является лямбда-термом})$$

$$M, N \in \mathcal{V} \implies MN \in \Lambda \quad (\text{Аппликация является лямбда-термом})$$

$$M \in \mathcal{V}, v \in \mathcal{V} \implies \lambda v.M \in \Lambda \quad (\text{Абстракция является лямбда-термом})$$

Или же, используя БНФ:

$$\begin{aligned} V &::= v | V' \\ \Lambda &::= V | (\Lambda \ \Lambda) | (\lambda V. \Lambda) \end{aligned}$$

В дальнейшем условимся, что:

- x, y, z, \dots — произвольные переменные.
- M, N, L, \dots — произвольные лямбда термы.
- Скобки верхнего уровня опускаются.
- Аппликация правоассоциативна, т.е.

$$F \ M_1 \ M_2 \ \dots \ M_n \equiv (\dots ((F \ M_1) \ M_2) \ \dots \ M_n)$$

- Допустима абстракция сразу по нескольким переменным

$$\lambda x_1 \ x_2 \ \dots \ x_n. M \equiv \lambda x_1. (\lambda x_2. \dots (\lambda x_n. M))$$

Свободные и связанные переменные

Множеством свободных переменных терма N называется $FV(N)$, индуктивно определяемое по следующим правилам:

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

Мы будем называть переменную связанной, если она не принадлежит множеству свободных. Множество связанных переменных терма N принято обозначать как $BV(N)$. Заметим, что переменная связана, если она образует абстракцию.

Мы будем называть терм M закрытым (или комбинатором), если $FV(M) \equiv \emptyset$. Множество комбинаторов обозначим как Λ° . Существует раздел математики, тесно связанный с λ -исчислением - комбинаторная логика.

Она изучает комбинаторы и вычисления построенные на них. В комбинаторной логике вводится несколько стандартных комбинаторов:

$$\begin{aligned} Sxyz &= xz(yz) \\ Kxy &= x \\ Ix &= x \end{aligned}$$

α -конверсия

Введем на Λ отношение эквивалентности, задаваемое следующим образом:

$$\begin{aligned} \forall P. P &=_{\alpha} P \\ \lambda x. P &=_{\alpha} \lambda y. P[x := y] \text{ если } y \notin FV(P) \end{aligned}$$

Это отношение носит название α -эквивалентность. Так же напомним некоторые аксиомы для этого отношения:

$$\begin{aligned} M &=_{\alpha} M \\ M &=_{\alpha} N \Rightarrow N =_{\alpha} M \\ M &=_{\alpha} N, N =_{\alpha} L \Rightarrow M =_{\alpha} L \\ M &=_{\alpha} M' \Rightarrow M Z =_{\alpha} M' Z \\ M &=_{\alpha} M' \Rightarrow Z M =_{\alpha} Z M' \\ M &=_{\alpha} M' \Rightarrow \lambda x. M =_{\alpha} \lambda x. M' \end{aligned}$$

Если $M =_{\alpha} N$, иногда также пишут $\lambda \models M =_{\alpha} N$

Обобщая определения выше, M и N равны (альфа-эквивалентны), если можно получить один из другого, путем замены имен связанных переменных. Любые два равных терма в одинаковом контексте так же будут равны.

Сам процесс замены имени носит название α -конверсия и определяется следующим образом:

$$\lambda x. M \rightarrow_{\alpha} \lambda y. (M[x := y]) \text{ если } y \notin FV(M) \quad (\alpha)$$

Подстановки

Результат подстановки N вместо всех свободных вхождений x в M обозначим $M[x := N]$ и определим как:

$$\begin{aligned} x[x := N] &\equiv N \\ y[x := N] &\equiv y \text{ (если } x \neq y) \\ (M_1 M_2)[x := N] &\equiv ((M_1[x := N]) (M_2[x := N])) \\ (\lambda y. M)[x := N] &\equiv (\lambda y. M[x := N]) \end{aligned}$$

Условимся, что подстановка всегда выполняется корректно, то есть, заменяемая переменная никогда не является связанной ни в каких внутренних термах. Этой ситуации всегда можно избежать заменой имен во внутреннем терме. Например для следующей подстановки предварительно произведем замену имени во внутренней лямбды.

$$\lambda a. \lambda b. a \ b[a := b] = \lambda a. (\lambda b'. a \ b[b := b'])[a := b] = \lambda b. \lambda b'. b \ b'$$

В силу этого условия допускается некая вольность в обращении с подстановкой, что делает рассуждения компактнее без ущерба сути, пусть и с некой меньшей долей формализма.

Лемма 1.

$$(\lambda x_1 \ x_2 \ \dots \ x_n. M) \ X_1 \ X_2 \ \dots \ X_n \equiv M[x_1 := X_1][x_2 := X_2] \dots [x_n := X_n]$$

Доказательство. Пусть $M' = \lambda x_2 \dots x_n. M$. По аксиоме (β) мы имеем

$$(\lambda x_1. M') \ X_1 \ X_2 \ \dots \ X_n \equiv M'[x_1 := X_1] X_2 \ \dots \ X_n$$

Дальнейшее равенство получаем индукцией по связанным переменным. \square

Теперь мы готовы описать λ -исчисление как формальную теорию.

β -редукция

Основная схема λ -исчисления

$$\forall M, N \in \Lambda : (\lambda x. M) \ N = M[x := N] \quad (\beta)$$

Имея аксиому (β) , опишем изменение порядка выполнения перестановок:

Лемма 2. *о подстановке*

$$M[x := N_1][y := N_2] \equiv M[y := N_2][x := N_1[y := N_2]]$$

Доказательство. Индукция по структуре терма M :

- $M \in \mathcal{V}$ По определению подстановки имеем три случая
 - $M = x \Rightarrow N_1[y := N_2] \equiv N_1[y := N_2]$
 - $M = y \Rightarrow N_2 \equiv N_2 \ (x \notin FV(N_2))$
 - $M = z \ (z \neq x, y) \Rightarrow z \equiv z$
- $M = \lambda z. M_1$ В силу соглашений, можно предположить, что $z \neq x, y$ и $z \notin FV(N_1) \cup FV(N_2)$

$$\begin{aligned} (\lambda z. M_1)[x := N_1][y := N_2] &\equiv \lambda z. M_1[x := N_1][y := N_2] \\ &\equiv \lambda z. M_1[y := N_2][x := N_1[y := N_2]] \\ &\equiv (\lambda z. M_1)[y := N_2][x := N_1[y := N_2]] \end{aligned}$$

Второе равенство получено из индукционного предположения

- $M = M_1 M_2$ По индукции лемма верна для M_1 и M_2 , дальнейшее равенство очевидно

□

Однократное применение аксиомы (β) будем называть β -редукцией и обозначать как (\rightarrow_β) . Место, где можно применить аксиому (β) будем называть редексом. Применение аксиомы (β) ноль или более раз обозначим как \rightarrow_β (транзитивное замыкание \rightarrow_β)

Также введем отношение β -эквивалентности, которое обозначим как $=_\beta$. Любое вычисление представляет собой некоторое количество шагов β -редукции.

Вычисления заканчиваются, когда в терме не остается редексов, будем говорить, что такие термы находятся в нормальной форме.

Стоит заметить, что β -редукция, хотя и называется редукцией, не всегда сокращает терм, и тем более, не всегда делает терм проще. Как пример плохого, можно привести следующий терм:

$$\omega = (\lambda x.xx)(\lambda x.xx)$$

Такая конструкция за один шаг редуцируется в себя. Очевидно, что у ω никакая цепочка преобразований не приведет к нормальной форме, тогда возникает вопрос, для каких термов существует нормальная форма, зависит ли она от порядка применения (β) и любой ли порядок ведет к нормальной форме. Мы вернемся к этой теме позже, а пока дополним наше λ -исчисление еще одной аксиомой

$$\lambda x.Mx \equiv M \text{ если } x \notin FV(M) \quad (\eta)$$

Неподвижная точка

На данном этапе мы можем относительно свободно строить различные термы, однако особый подход требуется для описания рекурсивных функций, о чем сейчас и пойдет речь. Для бестипового лямбда-исчисления справедлива следующая теорема:

Теорема о неподвижной точке.

$$(i) \quad \forall F. \exists X. (F X = X)$$

Более того, существует комбинатор, находящий X

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

$$(ii) \quad \forall F. (Y F = F (Y F))$$

Доказательство.

Определим $W = \lambda x. F(x x)$ и $X = W W$ тогда

$$\begin{aligned} X &\equiv W W \equiv (\lambda x. F(x x)) W \rightarrow_\beta \\ &F (W W) \equiv F X \end{aligned}$$

Аналогично

$$\begin{aligned}
Y F &\rightarrow_{\beta} \\
(\lambda x.F (x x))(\lambda f.(\lambda x.F (x x))) &\rightarrow_{\beta} \\
F ((\lambda f.(\lambda x.F (x x)))(\lambda f.(\lambda x.F (x x)))) &\equiv F (Y F)
\end{aligned}$$

□

Ленивый и аппликативный порядки редукции Как вы уже видели, не все термы имеют нормальную форму. Рассмотрим следующий терм:

$$N = (\lambda xy.y)((\lambda x.xx)(\lambda x.xx))M$$

В этом терме два редекса, можно произвести β -редукцию в двух разных местах:

$$\begin{aligned}
N &\rightarrow_{\beta} M \\
N &\rightarrow_{\beta} (\lambda xy.y)((\lambda x.xx)(\lambda x.xx))M
\end{aligned}$$

В первом случае мы проредуцировали внешний редекс, во втором внутренний (который оказался уже знакомым термом ω , редуцирующим себя), как вы могли заметить, мы не сможем придти к нормальной форме N редуцируя внутренний терм, когда как единственная редукция внешнего терма приводит N к его нормальной форме. Это значит, что если нормальная форма существует, к ней не обязательно ведет любой порядок редукции. То, в каком порядке мы производим редукцию, определяет стратегию вычислений. Выделяют различные стратегии, мы же затронем две из них: аппликативную (соответствующей энергичным вычислениям в языках программирования) и ленивую. При аппликативной стратегии, мы редуцируем термы справа налево, изнутри наружу. Это соответствует вычислению значения аргументов перед вызовом функции. Ленивые вычисления предполагают редукцию самого левого внешнего терма.

Существует утверждение (Карри) о том, что если у терма существует нормальная форма, то к ней можно придти при помощи ленивой стратегии вычислений. Не будем приводить доказательство этого факта ввиду его трудоемкости.

Поговорим о лямбда-исчислении со стороны программирования. Для начала построим булеву алгебру на лямбда исчислении.

Пусть $True$ и $False$ некие лямбда термы, при этом $True \neq_{\beta} False$ один из возможных способов сделать это следующий

$$\begin{aligned}
True &= \lambda ab.a \\
False &= \lambda ab.b
\end{aligned}$$

Определим также термы and , or и not , представляющие соответствующие операции

$$\begin{aligned}
and &= \lambda t_1 t_2 ab.(t_1(t_2 ab)b) \\
or &= \lambda t_1 t_2 ab.(t_1 a(t_2 ab)) \\
not &= \lambda fab.fba
\end{aligned}$$

Доходчивый читатель сам удостоверится, что такие определения удовлетворяют аксиомам булевой алгебры. Мы можем проверить различные свойства булевой алгебры, к примеру проверим инволюцию отрицания

$$not\ not\ x \rightarrow_{\beta} not\ \lambda a' b'.xb'a' \rightarrow_{\beta} \lambda a'' b''.(\lambda a' b'.ab'a')b''a'' \rightarrow_{\beta} \lambda a'' b''.xa''b'' \equiv x$$

Стоит также упомянуть условную конструкцию *if*

$$\begin{aligned}
if &= \lambda t.t \\
if\ True\ a\ b &\rightarrow_{\beta} a \\
if\ False\ a\ b &\rightarrow_{\beta} b
\end{aligned}$$

Следующий пункт - натуральные числа. Определим натуральные числа следующим образом: Такое представление чисел называется нумералами Чёрча. Можно показать, что для них выполняются аксиомы Пеано.

Определим также основные арифметические операции.