Теоретико-категорная семантика модальной теории типов, основанной на интуиционистской эпистемической логике

1 Модальное λ-исчисление, основанное на исчислении $\mathbf{IEL}^-$

Определим натуральное исчисление для IEL^- :

Определение 1. *Натуральное исчисление $NIEL^-$ для интуиционистской эпистемической логики IEL^- – это расширение натурального исчисления для интуиционистской логики высказываний с добавлением следующих правил вывода для модальности:*

$$\frac{\Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash \mathbf{K}A}\,\mathbf{K}_I \qquad\qquad \frac{\Gamma \vdash \mathbf{K}A_1, \ldots, \Gamma \vdash \mathbf{K}A_n \qquad A_1, \ldots, A_n \vdash B}{\Gamma \vdash \mathbf{K}B}$$

Первое правило позволяет выводить ко-рефлексию. Второе модальное правило – это аналог для правила $\Box_I$ в натуральном исчислении для конструктивной K (see [?]) без $\Diamond$.

Мы будем обозначать $\Gamma \vdash \mathbf{K}A_1, \ldots, \Gamma \vdash \mathbf{K}A_n$ и $A_1, \ldots, A_n \vdash B$ соответственно как $\Gamma \vdash \mathbf{K}\vec{A}$ и $\vec{A} \vdash B$ для краткости.

Лемма 1. $\Gamma \vdash_{NIEL^-} A \Rightarrow IEL^- \vdash \bigwedge \Gamma \to A.$

Доказательство. Индукция по построению вывода. Рассмотрим модальные случаи.

1) Если $\Gamma \vdash_{\mathrm{NIEL}^-} A$, тогда $\mathrm{IEL}^- \vdash \bigwedge \Gamma \to \mathbf{K}A$.

(1)	$\bigwedge \Gamma \to A$	предположение индукции
(2)	$A \to \mathbf{K}A$	ко-рефлексия
(3)	$(\bigwedge \Gamma \to A) \to ((A \to \mathbf{K}A) \to (\bigwedge \Gamma \to \mathbf{K}A))$	теорема IPC
(4)	$(A \to \mathbf{K}A) \to (\bigwedge \Gamma \to \mathbf{K}A)$	из (1), (3) и MP
(5)	$\bigwedge \Gamma \to \mathbf{K}A$	из (2), (4) и MP

2) Если $\Gamma \vdash_{\mathrm{NIEL}^-} \mathbf{K}\vec{A}$ и $\vec{A} \vdash B$, то $\mathrm{IEL}^- \vdash \bigwedge \Gamma \to \mathbf{K}B$.

(1)	$\bigwedge\Gamma \to \bigwedge\limits_{i=1}^{n} \mathbf{K}A_i$	предположение индукции
(2)	$\bigwedge\limits_{i=1}^{n} \mathbf{K}A_i \to \mathbf{K}\bigwedge\limits_{i=1}^{n} A_i$	теорема IEL$^-$
(3)	$\bigwedge\Gamma \to \mathbf{K}\bigwedge\limits_{i=1}^{n} A_i$	по (1), (2) и правилу силлогизма
(4)	$\bigwedge\limits_{i=1}^{n} A_i \to B$	предположение индукции
(5)	$(\bigwedge\limits_{i=1}^{n} A_i \to B) \to \mathbf{K}(\bigwedge\limits_{i=1}^{n} A_i \to B)$	ко-рефлексия
(6)	$\mathbf{K}(\bigwedge\limits_{i=1}^{n} A_i \to B)$	из (4), (5) и MP
(7)	$\mathbf{K}\bigwedge\limits_{i=1}^{n} A_i \to \mathbf{K}B$	по (6) и по нормальности
(8)	$\bigwedge\Gamma \to \mathbf{K}B$	по (3), (7) и правилу силлогизма

□

Лемма 2. *Если IEL$^-$ $\vdash A$, то NIEL$^-$ $\vdash A$.*

Доказательство. Построение выводов для модальных аксиом в NIEL$^-$. Мы рассмотрим эти выводы ниже с использованием термов. □

Далее мы построим типизированное λ-исчисление по фрагменту NIEL$^-$ с правилами для импликации, конъюнкции и модальности. Данный фрагмент экивалентен IEL$^-$ без аксиом для отрицания и дизъюнкции, что элементарно проверяется аналогично.

Определим термы и типы:

Определение 2. *Множество термов:*

Пусть $\mathbb{V}$ счетное множество переменных. Термы $\Lambda_{\mathbf{K}}$ порождается следующей грамматикой:

$$\Lambda_{\mathbf{K}} ::= \mathbb{V} \mid (\lambda\mathbb{V}.\Lambda_{\mathbf{K}}) \mid (\Lambda_{\mathbf{K}}\Lambda_{\mathbf{K}}) \mid (\Lambda_{\mathbf{K}}, \Lambda_{\mathbf{K}}) \mid (\pi_1\Lambda_{\mathbf{K}}) \mid (\pi_2\Lambda_{\mathbf{K}}) \mid (\mathbf{pure}\ \Lambda_{\mathbf{K}}) \mid (\mathbf{let\ pure}\ \mathbb{V}^* = \Lambda_{\mathbf{K}}^* \ \mathbf{in}\ \Lambda_{\mathbf{K}})$$

Где $\mathbb{V}^*$ и $\Lambda_{\mathbf{K}}^*$ обозначают множество всех конечных последовательностей переменных $\bigcup\limits_{i=0}^{\infty} \mathbb{V}^i$ и множество всех конечных последовательностей термов $\bigcup\limits_{i=0}^{\infty} {\Lambda_{\mathbf{K}}}^i$. Последовательность переменных $\vec{x}$ и последовательность термов $\vec{M}$ в терме вида **let pure** должны иметь одинаковую длину. Иначе терм не будет правильно построенным.

Определение 3. *Множество типов:*

Пусть $\mathbb{T}$ – это счетное множество атормарных типов. Типы $\mathbb{T}_{\mathbf{K}}$ с аппликативным функтором $\mathbf{K}$ порождаются следующей грамматикой:

$$\mathbb{T}_{\mathbf{K}} ::= \mathbb{T} \mid (\mathbb{T}_{\mathbf{K}} \to \mathbb{T}_{\mathbf{K}}) \mid (\mathbb{T}_{\mathbf{K}} \times \mathbb{T}_{\mathbf{K}}) \mid (\mathbf{K}\mathbb{T}_{\mathbf{K}}) \quad (1)$$

Контекст, его домен и кодомен определены стандартно [**?**][**?**].

Наша система состоит из следующих правил типизации в стиле Карри:

Определение 4. *Модальное λ-исчисление, основанное на исчислении IEL^-:*

$$\frac{}{\Gamma, x : A \vdash x : A}\ ax$$

$$\frac{\Gamma, x : A \vdash M : B}{\Gamma \vdash \lambda x.M : A \to B} \to_i \qquad \frac{\Gamma \vdash M : A \to B \qquad \Gamma \vdash N : A}{\Gamma \vdash MN : B} \to_e$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : A \qquad \Gamma \vdash N : B}{\Gamma \vdash \langle M, N \rangle : A \times B} \times_i \qquad \frac{\Gamma \vdash M : A_1 \times A_2}{\Gamma \vdash \pi_i M : A_i} \times_e,\ i \in \{1, 2\}$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : A}{\Gamma \vdash \mathbf{pure}\ M : \mathbf{K}A}\ \mathbf{K}_I \qquad \frac{\Gamma \vdash \vec{M} : \mathbf{K}\vec{A} \qquad \vec{x} : \vec{A} \vdash N : B}{\Gamma \vdash \mathbf{let\ pure}\ \vec{x} = \vec{M}\ \mathbf{in}\ N : \mathbf{K}B}\ let_{\mathbf{K}}$$

Правило типизации $\mathbf{K}_I$ аналогично правилу $\bigcirc_I$ в монадическом метаязыке [**?**].

$\mathbf{K}_I$ позволяет вкладывать объект типа A в текущиц вычислительный контекст. $\mathbf{K}_I$ соответствует методу **pure** в классе *Applicative*. Играет ту же роль, что и метод **return** в монадах.

Правило типизации $\mathrm{let}_{\mathbf{K}}$ аналогично правилу $\Box$-rule в модальном λ-исчислении для интуционистской минимальной нормальной модальной логики **IK**, описанная здесь [**?**].

$\Gamma \vdash \vec{M} : \mathbf{K}\vec{A}$ – это синтаксический сахар для $\Gamma \vdash M_1 : \mathbf{K}A_1, \dots, \Gamma \vdash M_n : \mathbf{K}A_n$ и $\vec{x} : \vec{A} \vdash N : B$ – это краткая форма для $x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n \vdash N : B$. $\mathbf{let\ pure}\ \vec{x} = \vec{M}\ \mathbf{in}\ N$ – это мгновенное локальное связывание в терме N. Мы будем использовать такую краткую форму вместо $\mathbf{let\ pure}\ x_1, \dots, x_n = M_1, \dots, M_n\ \mathbf{in}\ N$.

Примеры замкнутых термов:

$$\dfrac{\dfrac{x : A \vdash x : A}{x : A \vdash \mathbf{pure}\, x : \mathbf{K}A}}{\vdash (\lambda x.\mathbf{pure}\, x) : A \to \mathbf{K}A}$$

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{f : \mathbf{K}(A \to B) \vdash f : \mathbf{K}(A \to B) \qquad x : \mathbf{K}A \vdash x : \mathbf{K}A \qquad \dfrac{g : A \to B \vdash g : A \to B \qquad y : A \vdash y : A}{g : A \to B, y : A \vdash gy : B} \to_e}{f : \mathbf{K}(A \to B), x : \mathbf{K}A \vdash \mathbf{let\ pure}\, g, y = f, x\, \mathbf{in}\, gy : \mathbf{K}B}\ \mathrm{let}_{\mathbf{K}}}{f : \mathbf{K}(A \to B) \vdash \lambda x.\mathbf{let\ pure}\, g, y = f, x\, \mathbf{in}\, gy : \mathbf{K}A \to \mathbf{K}B}}{\vdash \lambda f.\lambda x.\mathbf{let\ pure}\, g, y = f, x\, \mathbf{in}\, gy : \mathbf{K}(A \to B) \to \mathbf{K}A \to \mathbf{K}B}$$

Определим свободные переменные, подставновку, β-редукцию и η-редукцию. Многошаговая β-редукция и $\beta\eta$-эквивалентность определены стандартно:

Определение 5. *Множество свободных переменных $FV(M)$ для произвольного терма M:*

1) $FV(x) = \{x\}$;

2) $FV(\lambda x.M) = FV(M) \backslash \{x\}$;

3) $FV(MN) = FV(M) \cup FV(N)$;
4) $FV(\langle M, N\rangle) = FV(M) \cup FV(N)$;
5) $FV(\pi_i M) \subseteq FV(M)$, $i \in \{1,2\}$;
6) $FV(\textit{pure } M) = FV(M)$;
7) $FV(\textbf{let pure } \vec{x} = \vec{M} \textbf{ in } N) = \bigcup_{i=1}^{n} FV(M), \textit{where } n = |\vec{M}|$.

Определение 6. *Подстановка:*
1) $x[x := N] = N$, $x[y := N] = x$;
2) $(MN)[x := N] = M[x := N]N[x := N]$;
3) $(\lambda x.M)[x := N] = \lambda x.M[y := N]$, $y \in FV(M)$;
4) $(M, N)[x := P] = (M[x := P], N[x := P])$;
5) $(\pi_i M)[x := P] = \pi_i(M[x := P])$, $i \in \{1,2\}$;
6) $(\textbf{pure } M)[x := P] = \textbf{pure } (M[x := P])$;
7) $(\textbf{let pure } \vec{x} = \vec{M} \textbf{ in } N)[y := P] = \textbf{let pure } \vec{x} = (\vec{M}[y := P]) \textbf{ in } N$.

Определение 7. *Подстановка типа*
Подстанока типа C для типовой переменной B в типе A определена индуктивно:
1) $B[B := C] = B$ *и* $D[B := C] = D$, *if* $B \neq D$;
2) $(A_1 \alpha A_2)[B := C] = (A_1[B := C])\alpha(A_2[B := C])$, *где* $\alpha \in \{\to, \times\}$;
3) $(\mathbf{K}A)[B := C] = \mathbf{K}(A[B := C])$;
4) Пусть Γ *– контекст, тогда* $\Gamma[B := C] = \{x : (A[B := C]) \mid x : A \in \Gamma\}$.

Определение 8. *Правила β-редукции и η-редукции:*
1) $(\lambda x.M)N \to_\beta M[x := N]$;
2) $\pi_1\langle M, N\rangle \to_\beta M$;
3) $\pi_2\langle M, N\rangle \to_\beta N$;
4) $\textbf{let pure } \vec{x}, y, \vec{z} = \vec{M}, \textbf{let pure } \vec{w} = \vec{N} \textbf{ in } Q, \vec{P} \textit{ in } R \to_\beta$
$\textbf{let pure } \vec{x}, \vec{w}, \vec{z} = \vec{M}, \vec{N}, \vec{P} \textbf{ in } R[y := Q]$
5) $\textbf{let pure } \vec{x} = \textbf{pure } \vec{M} \textbf{ in } N \to_\beta \textbf{pure } N[\vec{x} := \vec{M}]$
6) $\textbf{let pure } \_\_ = \_\_ \textbf{ in } M \to_\beta \textbf{pure } M$, *where* __ *is an empty sequence of terms.*
7) $\lambda x.fx \to_\eta f$;
8) $\langle \pi_1 P, \pi_2 P\rangle \to_\eta P$;
9) $\textbf{let pure } x = M \textbf{ in } x \to_\eta M$;

По умолчанию мы используем стратегию вычисления с вызовом по имени.

Докажем стандартные леммы о контекстах [1]:

Лемма 3. *Инверсия отношения типизации* $\mathbf{K}_I$.
Пусть $\Gamma \vdash \textbf{pure } M : \mathbf{K}A$, *тогда* $\Gamma \vdash M : A$;

Доказательство. Очевидно □

Лемма 4. *Базовые леммы.*

- *Если* $\Gamma \vdash M : A$ *и* $\Gamma \subseteq \Delta$, *тогда* $\Delta \vdash M : A$;

[1] Мы не будем рассматривать случаи для стандартных связок, так как они уже доказаны для просто типизированного λ-исчисления [?] [?]. Мы будем рассматривать только модальные случаи

- *Если* $\Gamma \vdash M : A$, *тогда* $\Delta \vdash M : A$, *где* $\Delta = \{x_i : A_i \,|\, (x_i : A_i) \in \Gamma \,\&\, x_i \in FV(M)\}$

- *Если* $\Gamma, x : A \vdash M : B$ *и* $\Gamma \vdash N : A$, *где* $\Gamma \vdash M[x := N] : B$.

- *Если* $\Gamma \vdash M : A$, *тогда* $\Gamma[B := C] \vdash M : (A[B := C])$.

Доказательство.

1) Пусть вывод заканчивается следующим правилом:

$$\dfrac{\Gamma \vdash \vec{M} : \mathbf{K}\vec{A} \qquad \vec{x} : \vec{A} \vdash N : B}{\Gamma \vdash \mathbf{let\,pure}\,\vec{x} = \vec{M}\,\mathbf{in}\,N : \mathbf{K}B}\,\mathrm{let}_{\mathbf{K}}$$

По предположению индукции $\Delta \vdash \vec{M} : \mathbf{K}\vec{A}$, тогда $\Delta \vdash \mathbf{let\,pure}\,\vec{x} = \vec{M}\,\mathbf{in}\,N : \mathbf{K}B$.

Случаи 2)–4) рассматриваются аналогично. □

Теорема 1. *Редукция субъекта*

Если $\Gamma \vdash M : A$ *и* $M \twoheadrightarrow_{\beta\eta} N$, *тогда* $\Gamma \vdash N : A$

Доказательство. Индукция по выводу $\Gamma \vdash M : A$ и по порождению $\to_{\beta\eta}$.

Случаи с функцией и парами рассмотрены здесь [?] [?].

1) Если $\Gamma \vdash \mathbf{let\,pure}\,\vec{x}, y, \vec{z} = \vec{M}, \mathbf{let\,pure}\,\vec{w} = \vec{N}\,\mathbf{in}\,Q, \vec{P}\,\mathbf{in}\,R : \mathbf{K}B$, тогда $\Gamma \vdash \mathbf{let\,pure}\,\vec{x}, \vec{w}, \vec{z} = \vec{M}, \vec{N}, \vec{P}\,\mathbf{in}\,R[y := Q] : \mathbf{K}B$ по правилу 4).

2) Если $\Gamma \vdash \mathbf{let\,pure}\,x = M\,\mathbf{in}\,x : \mathbf{K}A$, тогда $\Gamma \vdash M : \mathbf{K}A$ по правилу 9).

Рассмотрено здесь [?].

3) Пусть вывод заканчивается применением следующего правила

$$\dfrac{\Gamma \vdash \mathbf{pure}\,\vec{M} : \mathbf{K}\vec{A} \qquad \vec{x} : \vec{A} \vdash N : B}{\Gamma \vdash \mathbf{let\,pure}\,\vec{x} = \mathbf{pure}\,\vec{M}\,\mathbf{in}\,N : \mathbf{K}B}$$

Тогда $\Gamma \vdash \vec{M} : \vec{A}$ по инверсии отношения типизации для $\mathbf{K}_I$ и $\Gamma \vdash N[\vec{x} := \vec{M}] : B$ по лемме 4, часть 3.

Тогда мы можем преобразовать данный вывод в следующий:

$$\dfrac{\Gamma \vdash N[\vec{x} := \vec{M}] : B}{\Gamma \vdash \mathbf{pure}\,N[\vec{x} := \vec{M}] : \mathbf{K}B}\,\mathbf{K}_I$$

4) Пусть вывод заканчивается применением правила $let_{\mathbf{K}}$ для типового объявления, выводимого из пустого контекста:

$$\dfrac{\vdash M : A}{\vdash \mathbf{let\,pure}\,\_\_ = \_\_\,\mathbf{in}\,M : \mathbf{K}A}$$

Тогда, если $\vdash M : A$, тогда $\vdash \mathbf{pure}\,M : \mathbf{K}A$.

Данное рассуждение действует также и в обратную сторону. □

Теорема 2.

$\twoheadrightarrow_{\beta}$ *сильно нормализуемо;*

Доказательство.

Мы модифицируем технику Тэйта с логическими отношениями для модальностей [?] [?].

Определение 9. *Множества строго вычислимых термов:*

- $SC_A = \{M : A \mid M$ *сильно нормализуем* $\}$ *for* $A \in \mathbb{T}$;
- $SC_{A \to B} = \{M : A \to B \mid \forall N \in SC_A, MN \in SC_B\}$, *длф* $A, B \in \mathbb{T}_{\mathbf{K}}$ *и* $A, B \in \mathbb{T}_{\mathbf{K}}$;
- $SC_{\mathbf{K}A} = \{M : \mathbf{K}A \mid M$ *сильно нормализуем* $\}$ *для* $A \in \mathbb{T}$;
- $\forall i \in \{1, \dots, n\}, \prod\limits_{i=1}^{n} SC_{\mathbf{K}A_i} = \{\vec{M} = (M_1, \dots, M_n) \mid \forall N \in SC_B, FV(N) = \{x_1, \dots, x_n\} \ \& \ \forall i, x_i \in SC_{A_i} \Rightarrow \textbf{let pure } \vec{x} = \vec{M} \textbf{ in } N \in SC_{\mathbf{K}B}\}$

Определение 10. *Терм* M *называется нейтральным, если он имеет одну из следующих норм:*

- MN;
- *Если* M *нейтральный, то* **pure** M *нейтральный;*
- *Если* $\vec{M}$ *– последовательность нейтральных термов и* N *нейтрален, то* **let pure** $\vec{x} = \vec{M}$ **in N** *нейтрален.* $\vec{x}$ *– это последовательность свободных переменных терма* N.

Лемма 5.

- *Если* $M \in SC_A$ *и* $A \in \mathbb{T}_{\mathbf{K}}$, *то* M *сильно нормализуем;*
- *Если* $M \in SC_A$, $A \in \mathbb{T}_{\mathbf{K}}$ *и* $M \to_\beta N$, *тогда* $N \in SC_A$;
- *Пусть* N *нейтрален и* $N \in SC_A$. *Тогда, если* $M \to_\beta N$, *то* $M \in SC_A$.

Доказательство.

Индукция по структуре типа A.

1) $A \equiv \mathbf{K}A$, где $A \in \mathbb{T}$.

i-ii-iii) Очевидно.

2)

i) Предположим $\vec{M} = (M_1, \dots, M_n) \in \prod\limits_{i=1}^{n} SC_{\mathbf{K}A_i}$.

Пусть $N \in SC_B$, такой что $FV(N) = \{x_1, \dots, x_n\}$ и $\forall i, x_i \in SC_{A_i}$.

Тогда **let pure** $\vec{x} = \vec{M}$ **in** $N \in SC_{\mathbf{K}B}$ по предположению индукции.

Тогда $\vec{M}$ сильно нормализуем, откуда **let pure** $\vec{x} = \vec{M}$ **in** N сильно нормализуем.

ii) Пусть $\vec{M_1} \in \prod\limits_{i=1}^{n} SC_{\mathbf{K}A_i}$ и $\vec{M_1} \to_\beta \vec{M_2}$.

Пусть $N \in SC_B$, такой что, $FV(N) = \{x_1, \dots, x_n\}$ и $\forall i, x_i \in SC_{A_i}$.

Тогда **let pure** $\vec{x} = \vec{M_1}$ **in** $N \to_\beta$ **let pure** $\vec{x} = \vec{M_2}$ **in** N

и **let pure** $\vec{x} = \vec{M_2}$ **in** $N \in SC_{\mathbf{K}B}$ по предположению индукции.

Тогда $\vec{M_2} \in \prod_{i=1}^{n} SC_{\mathbf{K}A_i}$.

iii) Пусть M_2 нейтрален, $M_2 \in \prod_{i=1}^{n} SC_{\mathbf{K}A_i}$ и $M_1 \to_\beta M_2$.

Пусть $N \in SC_B$, такой, что $FV(N) = \{x_1, \dots, x_n\}$ и $\forall i, x_i \in SC_{A_i}$.

Тога $\mathbf{let\,pure}\,\vec{x} = \vec{M_2}\,\mathbf{in}\,N \in SC_{\mathbf{K}B}$.

Откуда $\mathbf{let\,pure}\,\vec{x} = \vec{M_1}\,\mathbf{in}\,N \to_\beta \mathbf{let\,pure}\,\vec{x} = \vec{M_2}\,\mathbf{in}\, \in N$.

Следовательно, $\mathbf{let\,pure}\,\vec{x} = \vec{M_1}\,\mathbf{in}\,N \in SC_{\mathbf{K}B}$ по предположению индукции, тогда $\vec{M_1} \in \prod_{i=1}^{n} SC_{\mathbf{K}A_i}$. □

Лемма 6.

Если $M \in SC_A$, и $\mathbf{pure}\,M \in SC_{\mathbf{K}A}$

Доказательство. Индукция по структуре M. □

Лемма 7.

Пусть $x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n \vdash M : A$ и для любых $i, M_i \in SC_{A_i}$, тогда $M[x_1 := M_1, \dots, x_n := M_n] \in SC_A$.

Доказательство.

Индукция по построению $x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n \vdash M : A$.

1) Пусть вывод заканчивается применением правила $\mathbf{K}_I$:

$$\frac{x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n \vdash M : A}{x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n \vdash \mathbf{pure}\,M : \mathbf{K}A}$$

По предположению индукции $M[x_1 := M_1, \dots, x_n := M_n] \in SC_A$, тогда $\mathbf{pure}\,M[x_1 := M_1, \dots, x_n := M_n] \in SC_{\mathbf{K}A}$.

2) Пусть вывод заканчивается применением правила $\mathrm{let}_{\mathbf{K}}$.

$$\frac{x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n \vdash \vec{M'} : \mathbf{K}\vec{A} \qquad \vec{x} : \vec{A} \vdash N : B}{x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n \vdash \mathbf{let\,pure}\,\vec{x} = \vec{M'}\,\mathbf{in}\,N : \mathbf{K}B}$$

По предположению индукции $i \in \{1, \dots, \mathrm{length}(\vec{M'})\}$, $M'_i[x_1 := M_1, \dots, x_n := M_n] \in SC_{\mathbf{K}A_i}$.

Тогда $\mathbf{let\,pure}\,\vec{x} = \vec{M'}[x_1 := M_1, \dots, x_n := M_n]\,\mathbf{in}\,N \in SC_{\mathbf{K}B}$, иначе мы имели бесконечный путь редукций в терме $\vec{M'}[x_1 := M_1, \dots, x_n := M_n]$. □

Следствие 1. *Все термы строго вычислимы, следовательно, сильно нормализуемы.*

□

Теорема 3. *Свойство Черча-Россера*

$\twoheadrightarrow_\beta$ конфлюентно.

Доказательство. Мы модифицируем и применим технику Барендрегта с подчеркиванием термов. Для простоты мы будем работать с грамматикой подчеркнутых термов без конструктов и элиминаторов для пар.

Определение 11. *Множество подчеркнутых термов.*

- $x \in \mathbb{V} \Rightarrow x \in \underline{\Lambda}$;
- $M \in \underline{\Lambda} \Rightarrow (\lambda x.M) \in \underline{\Lambda}$;
- $M, N \in \underline{\Lambda} \Rightarrow (MN) \in \underline{\Lambda}$;
- $M \in \underline{\Lambda} \Rightarrow (\mathbf{pure}\, M) \in \underline{\Lambda}$;
- $\vec{x} \in \mathbb{V}, \vec{M}, N \in \underline{\Lambda} \Rightarrow \mathbf{let\ pure}\, \vec{x} = \vec{M}\ \mathbf{in}\ N \in \underline{\Lambda}$;
- $M, N \in \underline{\Lambda} \Rightarrow (\lambda_i x.M)N \in \underline{\Lambda}$, *для любых* $i \in \mathbb{N}$.

Определение 12. *Подставновка для термов с индексированной* λ:
$((\lambda_i x.M)N)[y := Z] = (\lambda_i x.M[y := Z])(N[y := Z])$

Определение 13. *Стирание индексов*
Определим стирающие отображение $|.| : \underline{\Lambda} \to \Lambda$ *рекурсивно:*

- $|x| = x$;
- $|\lambda x.M| = \lambda x.|M|$;
- $|MN| = |M||N|$;
- $|\mathbf{pure}\, M| = \mathbf{pure}\, |M|$;
- $|\mathbf{let\ pure}\, \vec{x} = \vec{M}\ \mathbf{in}\ N| = \mathbf{let\ pure}\, \vec{x} = |\vec{M}|\ \mathbf{in}\ |N|$;
- $|(\lambda_i x.M)N| = (\lambda x.|M|)|N|$

Определение 14. *Правила редукции:*

- $(\lambda x.M)N \to_{\underline{\beta}} M[x := N]$;
- $\begin{array}{l} \mathbf{let\ pure}\, \vec{x}, y, \vec{z} = \vec{M}, \mathbf{let\ pure}\, \vec{w} = \vec{N}\ \mathbf{in}\ Q, \vec{P}\ in\ R \to_{\underline{\beta}} \\ \mathbf{let\ pure}\, \vec{x}, \vec{w}, \vec{z} = \vec{M}, \vec{N}, \vec{P}\ \mathbf{in}\ R[y := Q] \end{array}$;
- $\mathbf{let\ pure}\, \vec{x} = \mathbf{pure}\, \vec{M}\ \mathbf{in}\ N \to_{\underline{\beta}} \mathbf{pure}\, N[\vec{x} := \vec{M}]$;
- $\mathbf{let\ pure}\ \_\_ = \_\_\ \mathbf{in}\ M \to_{\underline{\beta}} \mathbf{pure}\, M$
- $(\lambda x_i.M)N \to_{\underline{\beta}} M[x := N]$

$\twoheadrightarrow_{\underline{\beta}}$ – это рефлексивно-транзитивное замыкание $\to_{\underline{\beta}}$.

Определение 15. *Стирание индексированных редексов:*
Определим данное отображение $\phi : \underline{\Lambda} \to \Lambda$ *рекурсивно:*

- $\phi(x) = x$;
- $\phi(\lambda x.M) = \lambda x.\phi(M)$;
- $\phi(MN) = \phi(M)\phi(N)$;
- $\phi(\mathbf{pure}\, M) = \mathbf{pure}\, \phi(M)$;
- $\phi(\mathbf{let\ pure}\, \vec{x} = \vec{M}\ \mathbf{in}\ N) = \mathbf{let\ pure}\, \vec{x} = \phi(\vec{M})\ \mathbf{in}\ \phi(N)$;

- $\phi((\lambda_i x.M)N) = \phi(M)[x := \phi(N)]$

Лемма 8. $\forall \underline{M}, \underline{N} \in \underline{\Lambda}\ \forall M, N \in \Lambda$, *if* $|\underline{M}| = M, |\underline{N}| = N$, *then*

- *Если* $M \twoheadrightarrow_\beta N$, *то* $\underline{M} \twoheadrightarrow_{\underline{\beta}} \underline{N}$*;*
- *Наоборот.*

Доказательство. Индукция по порождению $\rightarrow_\beta$ и $\rightarrow_{\underline{\beta}}$ соответственно. Общее утверждение следует из транзитивности редукций обоих видов. □

Лемма 9. $\phi(M[x := N]) = \phi(M)[x := \phi(N)]$.

Доказательство. Рассмотрим случаи с **pure** и **let**. Остальные случаи рассмотрены [**?**].

1)

$$\begin{aligned}
&\phi(\mathbf{pure}\,(M[x := N])) = \\
&\qquad\qquad \text{по определению } \phi \\
&\mathbf{pure}\,(\phi(M[x := N])) = \\
&\qquad\qquad \text{по предположению индукции} \\
&\mathbf{pure}\,(\phi(M)[x := \phi(N)]) = \\
&\qquad\qquad \text{по определению подстановки} \\
&(\mathbf{pure}\,\phi(M))[x := \phi(N)]
\end{aligned}$$

2)

$$\begin{aligned}
&\phi((\mathbf{let\ pure}\,\vec{x} = \vec{M}\ \mathbf{in}\ N)[y := P]) = \\
&\qquad\qquad \text{по определению подстановки} \\
&\phi(\mathbf{let\ pure}\,\vec{x} = (\vec{M}[y := P])\ \mathbf{in}\ N) = \\
&\qquad\qquad \text{по определению } \phi \\
&\mathbf{let\ pure}\,\vec{x} = \phi(\vec{M}[y := P])\ \mathbf{in}\ \phi(N) = \\
&\qquad\qquad \text{по предположению индукции} \\
&\mathbf{let\ pure}\,\vec{x} = (\phi(\vec{M})[y := \phi(P)])\ \mathbf{in}\ \phi(N) = \\
&\qquad\qquad \text{по определению подстановки} \\
&(\mathbf{let\ pure}\,\vec{x} = \phi(\vec{M})\ \mathbf{in}\ \phi(N))[y := \phi(P)]
\end{aligned}$$

□

Лемма 10.

- *Если* $M \twoheadrightarrow_{\underline{\beta}} N$, *тогда* $\phi(M) \twoheadrightarrow_\beta \phi(N)$
- *Если* $|M| = N$ *и* $\phi(M) = P$, *тогда* $N \twoheadrightarrow_\beta P$.

Доказательство.

i) Индукция по порождению $\twoheadrightarrow_{\underline{\beta}}$ с использованием предыдущей леммы.

ii) Индукция по структуре M. □

Лемма 11. *Лемма о полосе.*

Пусть $M \rightarrow_\beta N$ *и* $M \twoheadrightarrow_\beta P$. *Тогда существует такой терм* Q, *что* $N \twoheadrightarrow_\beta Q$ *и* $P \twoheadrightarrow_\beta Q$.

Доказательство. Доказательство аналогично доказательству леммы о полосе для бестипового λ-исчисления [?] [?]. Мы построим следующую диаграмму, которая коммутирует по леммам 8 и 10, что и доказывает данную лемму.

$$
\begin{tikzcd}
M \arrow[rr, two heads] \arrow[dd, "\beta"'] & & P \arrow[dd, dashed, two heads, "\beta"] & \\
& N' \arrow[ul, "|\cdot|"] \arrow[dl, "\phi"] \arrow[rr, dashed, two heads, "\beta"] & & P' \arrow[ul, "|\cdot|"'] \arrow[dl, "\phi"] \\
N \arrow[rr, dashed, two heads, "\beta"'] & & Q &
\end{tikzcd}
$$

$\square$

Следствие 2. *Если $M \twoheadrightarrow_\beta N$ и $M \twoheadrightarrow_\beta P$. Тогда найдется такой терм Q, что $N \twoheadrightarrow_\beta Q$ и $P \twoheadrightarrow_\beta Q$.*

Доказательство. Раскрыть $M \twoheadrightarrow_\beta N$ как последовательность одношаговых редукций и применить на каждом шаге лемму о полосе $\square$

$\square$

Теорема 4.

Нормальная форма $\lambda_\mathbf{K}$ со стратегией вычисления с вызовом по имени обладает свойством подформульности: если M в нормальной форме, то всего его подтермы также в нормальной форме.

Доказательство. Индукция по структуре M. Случай $\mathbf{let\ pure}\ \vec{x} = \vec{M}\ \mathbf{in}\ N$ рассмотрен Какутани [?] [?].

Пусть $\mathbf{pure}\ M$ в нормальной форме, тогда M в нормальной форме и все его подтермы также в нормальной форме по предположению индукции.

Тогда, если $\mathbf{pure}\ M$ в нормальной форме, то и все его подтермы также в нормальной форме. $\square$

2 Приложение A. Глоссарий по теории категорий.

Определение 16. *Категория $\mathcal{C}$ состоит из:*

- *Класса объектов $Ob_\mathcal{C}$;*
- *Для любых объекта $A, B \in Ob_\mathcal{C}$ определено множество стрелок (или морфизмов) из A в B $Hom_\mathcal{C}(A, B)$;*
- *Если $f \in Hom_\mathcal{C}(A, B)$ и $g \in Hom_\mathcal{C}(B, C)$, то $g \circ f \in Hom_\mathcal{C}(A, C)$;*
- *Для любого объекта $A \in Ob_\mathcal{C}$, определен тождественный морфизм $id_A \in Hom_\mathcal{C}(A, A)$;*
- *Для любой стрелки $f \in Hom_\mathcal{C}(A, B)$, для любой стрелки $g \in Hom_\mathcal{C}(B, C)$ и для любой стрелки $h \in Hom_\mathcal{C}(C, D)$, $h \circ (g \circ f) = (h \circ g) \circ f$.*

- *Для любой стрелки $f \in Hom_{\mathcal{C}}(A, B)$, $f \circ id_A = f$ и $id_B \circ f = f$.*

Определение 17. *Функтор*

Пусть $\mathcal{C}, \mathcal{D}$ – категории. Функтором называется отображение $F : \mathcal{C} \to \mathcal{D}$, такое, что:

- *$F : A \mapsto FA$, где $A \in Ob_{\mathcal{C}}$;*
- *$F(g \circ f) = F(g) \circ F(f)$;*
- *$F(id_A) = id_{FA}$.*

Определение 18. *Естественное преобразование Пусть $\mathcal{F}, \mathcal{G} : \mathcal{C} \to \mathcal{D}$ – функторы. Естественным преобразованием $\alpha : \mathcal{F} \Rightarrow \mathcal{G}$ называется такое индексированное семейство стрелок $(\alpha_X)_{X \in Ob_{\mathcal{C}}}$, что для любых $A, B \in Ob_{\mathcal{C}}$, для любой стрелки $f \in Hom_{\mathcal{C}}(A, B)$, диаграмма коммутирует:*

$$\begin{tikzcd}
\mathcal{F}A \arrow[r, "\mathcal{F}(f)"] \arrow[d, "\alpha_A"'] & \mathcal{F}B \arrow[d, "\alpha_B"] \\
\mathcal{G}A \arrow[r, "\mathcal{G}(f)"'] & \mathcal{G}B
\end{tikzcd}$$

Определение 19. *Моноидальная категория*

Моноидальная категория – это категория $\mathcal{C}$ с дополнительной структурой:

- *Бифунктор $\otimes : \mathcal{C} \times \mathcal{C} \to C$, который мы будем называть тензором;*
- *Единица $\mathbb{1}$;*
- *Изоморфизм, который мы будем называть ассоциатором: $\alpha_{A,B,C} : (A \otimes B) \otimes C \cong A \otimes (B \otimes C)$;*
- *Изоморфизм $L_A : \mathbb{1} \otimes A \cong A$;*
- *Изоморфизм $R_A : A \otimes \mathbb{1} \cong A$;*
- *Первое условие когерентности (пятиугольник Маклейна) (данная диаграмма коммутирует):*

$$\begin{tikzcd}
 & (A \otimes (B \otimes C)) \otimes D \arrow[dr, "\alpha_{A,B \otimes C,D}"] & \\
((A \otimes B) \otimes C) \otimes D \arrow[ur, "\alpha_{A,B,C} \otimes id_D"] \arrow[d, "\alpha_{A \otimes B,C,D}"'] & & A \otimes ((B \otimes C) \otimes D) \arrow[d, "id_A \otimes \alpha_{B,C,D}"] \\
(A \otimes B) \otimes (C \otimes D) \arrow[rr, "\alpha_{A,B,C \otimes D}"'] & & A \otimes (B \otimes (C \otimes D))
\end{tikzcd}$$

- *Второе условие когерентности (тождество треугольника):*

$$\begin{tikzcd}
(A \otimes \mathbb{1}) \otimes B \arrow[rr, "\alpha_{A,\mathbb{1},B}"] \arrow[dr, "R_A \otimes id_B"'] & & A \otimes (\mathbb{1} \otimes B) \arrow[dl, "id_A \otimes L_B"] \\
 & A \otimes B &
\end{tikzcd}$$

- *Моноидальная категория $\mathcal{C}$ называется симметрической, если для любых $A, B \in Ob_{\mathcal{C}}$, имеет место изоморфизм $\sigma_{A,B} : A \otimes B \cong B \otimes A$.*

Определение 20. *Декартово замкнутная категория*

Декартово замкнутная категория – это категория с терминальным объектом, конечными произведениями и экспоненцированием.

Легко видеть, что декартово замкнутая категория – это частный случай (симметрической) моноидальной категории, в котором тензор – это произведения, а единица – это терминальный объект.

Определение 21. *Нестрогий моноидальный функтор*

Пусть $\langle \mathcal{C}, \otimes_1, \mathbb{1}_{\mathcal{C}} \rangle$ и $\langle \mathcal{D}, \otimes_2, \mathbb{1}_{\mathcal{D}} \rangle$ моноидальные категории.

Нестрогий моноидальный функтор $\mathcal{F} : \langle \mathcal{C}, \otimes_1, \mathbb{1} \rangle \to \langle \mathcal{D}, \otimes_2, \mathbb{1}' \rangle$ это функтор $\mathcal{F} : \mathcal{C} \to \mathcal{D}$ с дополнительными естественными преобразованиями:

- $u : \mathbb{1}_{\mathcal{D}} \to \mathcal{F}\mathbb{1}_{\mathcal{C}}$;
- $*_{A,B} : \mathcal{F}A \otimes_{\mathcal{D}} \mathcal{F}B \to \mathcal{F}(A \otimes_{\mathcal{C}} B)$.

и условиями когерентности:

- *Ассоциативность:*

$$\begin{tikzcd}
(\mathcal{F}A \otimes_{\mathcal{D}} \mathcal{F}B) \otimes_{\mathcal{D}} \mathcal{F}C \arrow[r, "\alpha^{\mathcal{D}}_{\mathcal{F}A,\mathcal{F}B,\mathcal{F}C}"] \arrow[d, "*_{A,B} \otimes_{\mathcal{D}} id_{\mathcal{F}B}"'] & \mathcal{F}A \otimes_{\mathcal{D}} (\mathcal{F}B \otimes_{\mathcal{D}} \mathcal{F}C) \arrow[d, "id_{\mathcal{F}A} \otimes_{\mathcal{D}} *_{B,C}"] \\
\mathcal{F}(A \otimes_{\mathcal{C}} B) \otimes_{\mathcal{D}} \mathcal{C} \arrow[d, "*_{A \otimes_{\mathcal{C}} B, C}"'] & \mathcal{F}A \otimes_{\mathcal{D}} \mathcal{F}(B \otimes_{\mathcal{C}} C) \arrow[d, "*_{A, B \otimes_{\mathcal{C}} C}"] \\
\mathcal{F}((A \otimes_{\mathcal{C}} B) \otimes_{\mathcal{C}} C) \arrow[r, "\mathcal{F}(\alpha^{\mathcal{C}}_{A,B,C})"'] & \mathcal{F}(A \otimes_{\mathcal{C}} (B \otimes_{\mathcal{C}} C))
\end{tikzcd}$$

- *Свойство левой единицы:*

$$\begin{tikzcd}
\mathbb{1}_{\mathcal{D}} \otimes_{\mathcal{D}} \mathcal{F}A \arrow[r, "u \otimes_{\mathcal{D}} id_{\mathcal{F}A}"] \arrow[d, "L^{\mathcal{D}}_{\mathcal{F}A}"'] & \mathcal{F}\mathbb{1}_{\mathcal{C}} \otimes_{\mathcal{D}} \mathcal{F}A \arrow[d, "*_{\mathbb{1}_{\mathcal{C}}, A}"] \\
\mathcal{F}A & \mathcal{F}(\mathbb{1}_{\mathcal{C}} \otimes_{\mathcal{C}} A) \arrow[l, "\mathcal{F}(L^{\mathcal{C}}_A)"']
\end{tikzcd}$$

- *Свойство правой единицы:*

$$\begin{tikzcd}
\mathcal{F}A \otimes_{\mathcal{D}} \mathbb{1}_{\mathcal{D}} \arrow[r, "id_{\mathcal{F}A} \otimes_{\mathcal{D}} u"] \arrow[d, "R^{\mathcal{D}}_{\mathcal{F}A}"'] & \mathcal{F}A \otimes_{\mathcal{D}} \mathcal{F}\mathbb{1}_{\mathcal{C}} \arrow[d, "*_{A, \mathbb{1}_{\mathcal{C}}}"] \\
\mathcal{F}A & \mathcal{F}(A \otimes_{\mathcal{C}} \mathbb{1}_{\mathcal{C}}) \arrow[l, "\mathcal{F}(R^{\mathcal{C}}_A)"]
\end{tikzcd}$$

Определение 22. *Тензорно-сильный функтор – это эндофунктор над моноидальной категорией с дополнительным естественным преобразованием и условиями когерентности для него (ниже соответствующие коммутирующие диаграмы):*

$$\tau_{A,B} : A \otimes \mathcal{K}B \to \mathcal{K}(A \otimes B)$$

$$\begin{tikzcd}
(A \otimes B) \otimes \mathcal{K}C \arrow[rr, "\tau_{A\otimes B,C}"] \arrow[d, "\alpha_{A,B,\mathcal{K}C}"'] & & \mathcal{K}((A \otimes B) \otimes C) \arrow[d, "\mathcal{K}(\alpha_{A,B,C})"] \\
A \otimes (B \otimes \mathcal{K}C) \arrow[r, "id_A \otimes \tau_{B,C}"'] & A \otimes \mathcal{K}(B \otimes C) \arrow[r, "\tau_{A,(B\otimes C)}"'] & \mathcal{K}(A \otimes (B \otimes C))
\end{tikzcd}$$

$$\begin{tikzcd}
\mathbb{1} \otimes \mathcal{K}A \arrow[r, "\mu_{\mathbb{1},A}"] \arrow[dr, "R_{\mathcal{K}A}"'] & \mathcal{K}(\mathbb{1} \otimes A) \arrow[d, "\mathcal{K}(R_A)"] \\
& \mathcal{K}A
\end{tikzcd}$$

Определение 23. *Аппликативный функтор*

Аппликативный функтор – это тройка $\langle \mathcal{C}, \mathcal{K}, \eta \rangle$, где $\mathcal{C}$ – это моноидальная категория, $\mathcal{K}$ - это тензорно-сильный нестрогий моноидальный эндофунктор и $\eta : Id_{\mathcal{C}} \Rightarrow \mathcal{K}$ – это естественное преобразование, такое, что:

- $u = \eta_{\mathbb{1}}$;
- $*_{A,B} \circ (\eta_A \otimes \eta_B) = \eta_{A\otimes B}$, *то есть диаграмма коммутирует:*

$$\begin{tikzcd}
A \otimes B \arrow[r, "\eta_A \otimes \eta_B"] \arrow[dr, "\eta_{A\otimes B}"'] & \mathcal{K}A \otimes \mathcal{K}B \arrow[d, "*_{A,B}"] \\
& \mathcal{K}(A \otimes B)
\end{tikzcd}$$

- $\tau_{A,B} = *_{A,B} \circ \eta_A \otimes id_{\mathcal{K}B}$.

По умолчанию мы будем рассматривать ниже аппликативный функтор над декартово замкнутой категорией.

3 Глоссарий по основным конструкциям функционального языка программирования Haskell: функторы, монады, аппликативные функторы

Определение 24. *Класс типов*

Классом типов в языке Haskell – это реализация некоторого общего интерфейса для совокупности типов.

Представителем (или наследников) класса типов называется реализация данного класса для конкретного типа.

Определение 25. *Функтор*

Функтор – это однопараметрический класс типов, позволяющий пронести действие функции через значения, полученные в результате применения к их типу одноместного типового оператора.

Определение в стандартной библиотеке выглядит следующим образом:

```haskell
class Functor f where
  fmap :: (a -> b) -> f a -> f b
```

Рассмотрим примеры:

- Список (неограниченная в длине последовательность) является функтором: Определение в стандартной библиотеке выглядит следующим образом:

  ```haskell
  instance Functor [] where
    fmap :: (a -> b) -> [a] -> [b]
    fmap f [] = []
    fmap f (x:xs) = (f x) : (fmap f xs)
  ```

  Данный пример достаточно прост: реализация функтора для списка – это функция высшего порядка, которая, принимая на входе одноместную функцию из типа a в тип b и список элементов типа a, возвращает список элементов типа b, который получен применением функции к каждому элементу списка, полученного на вход.

- Пара (тип декартова произведения типов) также функтор:

  ```haskell
  instance Functor (b,) where
    fmap :: (a -> c) -> (b,a) -> (b,c)
    fmap f (x,y) = (x, f y)
  ```

  Конструктор пары является двухпараметрическим типовым оператором, но мы сделали из него однопараметрический оператор фиксацией первого параметра.

  Данная реализация также довольно проста: на вход принимается функция из типа a в тип c и кортеж, в котором первая координата имеет тип b, а вторая – тип a. На выходе мы получаем кортеж типа (b, c), применяя полученную на вход функцию ко второй координате пары.

- Тип $Maybe$ – это однопараметрический типовой оператор, для обработки неопределенных значений:

  ```haskell
  data Maybe a = Nothing | Just a
  ```

  Реализация функтора для типа $Maybe$:

  ```haskell
  instance Functor Maybe where
    fmap :: (a -> b) -> Maybe a -> Maybe b
    fmap f Nothing = Nothing
    fmap f (Just x) = Just (f x)
  ```

  Если второй аргумент является неопределенным значением (на вход передан $Nothing$), то и возвращается $Nothing$. Если же значение определено, то есть оно имеет вид $Just\ x$, тогда мы применяем функцию функцию к x, а результат вычисления оборачиваем в конструктор $Just$.