И.Б.Микиртумов

КОМПОЗИЦИОНАЛЬНЫЕ И НЕКОМПОЗИЦИОНАЛЬНЫЕ ТИПЫ В ИНТЕНСИОНАЛЬНОЙ ЛОГИКЕ*

Abstract. *In the article the difference is defined between compositional and non-compositional types of intensional expressions, acting as the meanings in the type-theoretical language in the logic of sense and denotation (LSD). The expressions of compositional types make a system fragment free of paradoxes, while the expressions of non-compositional types may participate in the arising of paradoxes. The procedure is described, where the correspondend compositional meaning (conceptualisation) is given to every atomic expressions of language, and the polymorphical compositional conceptualisation – to the functions.*

Общая интенсиональная логика и ЛСД Чёрча

К общей интенсиональной логике относятся системы, в которых интенсиональные сущности (смыслы или концепты) получают именование в языке-объекте. Первой такой системой была логика смысла и денотата (ЛСД) Алонзо Чёрча [4, 5, 7], а среди последующих систем наиболее известны прагматика и интенсиональная логика Ричарда Монтегю [11, 12]. Развитие общей интенсиональной логики шло в направлении уменьшения выразительной возможности систем. Если ЛСД Чёрча является самой богатой среди систем общей интенсиональной логики и строилась как универсальный инструмент анализа любых интенсиональных контекстов, то более поздние системы создавались для решения более частных задач, и содержат лишь необходимые для этого средства. Поскольку конкретные задачи лучше всего решаются с помощью специализированных средств, неудивительно, что проект общей интенсиональной логики как универсальной системы не удался. Это относится не только к ЛСД Чёрча, в которой чрезмерное богатство средств привело к появлению разнообразных парадоксов [2, 3, 9], но также, хотя и в меньшей степени, к интенсиональной логике Монтегю, область первоначального применения которой сегодня поделена и переделена различными частными философскими логиками. Системам общей интенсиональной логики оставлена, таким образом, специфическая для них область применения,

* Работа выполнена при поддержке РГНФ, грант № 04-03-00412а.

а именно исследование свойств интенсиональных сущностей и путей их интерпретации. Здесь в 80-х годах возникли современные логические теории свойств, отношений, пропозиций и истины [1, 10], проблематика которых уравнивает старые и новые системы интенсиональной логики в их специфической сфере применения.

ЛСД Чёрча строится как простая теория типов порядка ω с λ-конверсией и с единственным разветвленным предикатом Δ – “быть концептом (смыслом)”. Опишем номенклатуру символов типа. Символы простых типов: o^0, o^1, o^2, ... (о-микрон) и ι^0, ι^1, ι^2, ... (йота), где верхний индекс показывает *интенсиональный уровень*. Если интенсиональный уровень есть 0, то такой тип является экстенсиональным (индекс интенсионального уровня при нем можно опускать). o^0 – символ типа истинностных значений, домен которого есть $\mathsf{D}_{o^0} = \{T^0, F^0\}$, ι^0 – символ типа индивидов с доменом D_{ι^0}. Если индекс интенсионального уровня больше 0, ты мы имеем дело с символом интенсионального типа. Символы простых интенсиональных типов: o^1, o^2, ... и ι^1, ι^2, ... Домен D_{o^1} есть домен пропозиций, выступающих в роли концептов сущностей типа o^0, D_{o^2} – домен пропозициональных концептов, D_{ι^1} – домен индивидных концептов и т. д. Здесь и далее будем использовать буквы α, β, γ, δ ... как метапеременные по символам типов. Символ сложного типа $\alpha\beta$ соответствует домену $\mathsf{D}_{\alpha\beta}$ операций из D_β в D_α. Например, $\iota\iota$ – символ типа одноместной предметной функции, $o\iota$ – символ типа одноместного предиката, oo – символ типа унарной пропозициональной связки, $(o\iota)\iota$ – символ типа двухместного предиката[1], $(oo)o$ – символ типа бинарной пропозициональной связки, $(o_1\iota_1)\iota_1$ – символ типа отношения, oo_1 – символ типа интенсионального оператора и т. д. Существует столько символов типа, сколько можно построить в соответствии с определением:

(1) o^0, o^1, o^2, ... и ι^0, ι^1, ι^2, ... символы типов;

(2) если α и β – символы типов, то $(\alpha\beta)$ – символ типа.

Запись вида α^n обозначает результат увеличения на n всех индексов интенсионального уровня, входящих в α.

Примитивные символы языка ЛСД:

1. собственные: 1.1) счетно бесконечное число переменных каждого типа; 1.2) $\mathrm{C}_{o^n o^n o^n}$ (импликация), $\Pi_{o^n(o^n\alpha^n)}$ (универсальная квантификация), $\iota_{\beta^n(o^n\beta^n)}$ (дескрипция), для $n \geq 0$ и всех выделенных (непустых) β; 2.3) ${}^m\Delta_{o^n\alpha^{n+1}\alpha^n}$ (предикат “быть концептом”), где $n \geq 0$ и m – индекс порядка ветвления, такой что $m = l, l+1, l+2, \ldots$, где l – наибольший индекс интенсионального уровня, входящий в α;

[1] Группировка скобок всегда влево.

2. несобственные: 2.1) λ_0, λ_1, λ_2, λ_3, ... (λ_0 – оператор абстракции, λ_{n+1} используются при обозначении смысла λ-термов); 2.2) нуль-символ $*_{\beta^n}$ для всех β^n, кроме o^n; 2.3) скобки.

Определение ппф:

1) переменная или константа есть ппф; 2) если x_{β^n} – переменная, A_{α^n} – ппф типа α^n, то $\lambda_m x_{\beta^n} A_{\alpha^n}$ – ппф типа $\alpha^n\beta^n$, где $m \le n$; 3) если $A_{\alpha\beta}$ и a_β – ппф указанных типов, то $A_{\alpha\beta}\, a_\beta$ – ппф типа α.

Вхождение переменной x_δ в ппф является *связанным* или *свободным* в зависимости от того, является ли оно вхождением в пп-часть этой формулы вида $(\lambda_n x_\delta A_\nu)$.

Индексы типов опускаются, если их легко восстановить по определению ппф. Индекс интенсионального уровня опускается, если он равен 0. Используются сокращения скобок (группировка влево) и обычное применение точек.

Определения:

$(A_{o^n} \supset B_{o^n}) \approx_{\mathrm{Df}} \mathrm{C}_{o^n o^n o^n}\, A_{o^n}\, B_{o^n}$ (импликация);

$\forall x_{\alpha^n} A_{o^n} \approx_{\mathrm{Df}} \Pi_{o^n(o^n\alpha^n)}(\lambda_n x_{\alpha^n} A_{o^n})$ (квантор общности);

$\mathrm{T}_{o^n} \approx_{\mathrm{Df}} \forall x_{o^n} \,.\, x_{o^n} \supset x_{o^n}$ (“истина”);

$\mathrm{F}_{o^n} \approx_{\mathrm{Df}} \forall x_{o^n} \,.\, x_{o^n}$ (“ложь”);

$\neg A_{o^n} \approx_{\mathrm{Df}} A_{o^n} \supset \mathrm{F}_{o^n}$ (отрицание);

$(\iota x_{\beta^n}) A_{o^n} \approx_{\mathrm{Df}} \iota_{\beta^n(o^n\beta^n)}\, \lambda_n x_{\beta^n} A_{o^n}$ (дескрипция);

$\mathrm{Q}_{o^n\alpha^n\alpha^n} \approx_{\mathrm{Df}} \lambda_n x_{\alpha^n}\, \lambda_n y_{\alpha^n} (\forall f_{o^n\alpha^n} \,.\, fy \supset fx)$

(функция равенства);

$A_{\alpha^n} =_n B_{\alpha^n} \approx_{\mathrm{Df}} \mathrm{Q}_{o^n\alpha^n\alpha^n}\, B_{\alpha^n}\, A_{\alpha^n}$ (равенство);

${f^m}_{\alpha^n\beta^n} \approx_{\mathrm{Df}} \lambda_m x_{\beta^n}(f_{\alpha^n\beta^n} x_{\beta^n})$, где $m \le n$ и если $m = 0$, то m опускается.

Запись ${f^m}_{\alpha^n\beta^n} x_{\beta^n}$ обозначает “применение функции к аргументу”, в то время как $f_{\alpha^n\beta^n} x_{\beta^n}$ обозначает результат подстановки x_{β^n} в ${f^0}_{\alpha^n\beta^n}$ по правилам λ-конверсии.

Имя смысла выражения A (его интенсиональное восхождение) строится увеличением на 1 всех индексов интенсионального уровня всех символов типа, входящих в A и индексов интенсионального уровня при операторах абстракции. Например, имя смысла p_{o^2} есть p_{o^3}, имя смысла $((\iota a_{\iota^2}) \,.\, \forall x_{\iota^1}(P_{o\iota^1\iota^1}(x, {f^1}_{\iota^1} a_{\iota^2})))$ есть $((\iota a_{\iota^3}) \,.\, \forall x_{\iota^2}(P_{o\iota^2\iota^2}(x, {f^2}_{\iota^2} a_{\iota^3})))$.

В нашем исследовании мы следуем “Альтернативе 0” Чёрча [2, 4], согласно которой смыслы двух выражений тождественны, только если они отличаются друг от друга не более, чем переименованием связанных переменных.

Методы теории типов и парадоксы

ЛСД Чёрча столь богата, что в ней, во-первых, можно моделировать семантические парадоксы, и, во-вторых, она сама таким парадоксам подвержена. Существуют две стратегии устранения парадоксов в богатых системах. Первая стратегия состоит в том, чтобы сделать парадоксальные выражения синтаксически некорректными, используя, например, методы разветвленной теории типов [6, 7]. Вторая стратегия предполагает интерпретацию пропозиций как некоторых процедур установления значения предложений, которые в некотором специально уточняемом смысле обязательно приводят к одному из результатов “T” или “F”. Поскольку денотатом парадоксального предложения оказывается “третье”, помимо “T” и “F”, значение или “провал”, интенсиональные сущности, сопоставляемые парадоксальным предложениям в качестве смысла, не рассматриваются как пропозиции [1, 10], хотя и остаются осмысленными выражениями метаязыка или интенсиональной части языка-объекта. Это позволяет не устранять, а локализовывать парадоксы, моделируя тем самым их появление. Преимущества такого подхода очевидны и для его реализации в таких системах, как теория неподвижной точки Крипке [8] и логика предиката “быть пропозицией” Акцела [1], достаточно бестипового языка-объекта и формализованного фрагмента метаязыка. Здесь, однако, остается без решения существенная проблема, а именно мы получаем лишь неявное определение смысла парадоксального высказывания. Иными словами, ясно, как строятся пропозиции, но не ясно, как строятся не-пропозиции, и мы не можем сказать, что является содержанием пропозициональной установки, когда, например, парадоксальное предложение находится в контексте мнения или цитирования.

Попытаемся наметить путь для решения этой проблемы, совмещая методы обеих описанных выше стратегий в рамках модифицированной ЛСД Чёрча. Чем может быть полезно такое совмещение, в частности, привлечение теоретико-типовых методов там, где, как кажется, без них можно обойтись? Очевидно, что свободный от парадоксов и достаточно богатый язык, построенный на основе разветвленной теории типов, не является ни моделью лингвистической нормы, ни “улучшенным” вариантом бестипового языка. Но если мы хотим описать, как действует “достаточно компетентный субъект”, осуществляющий логико-семантический анализ парадоксальных высказываний, то теоретико-типовой язык становится необходимым как средство представления формальных критериев, позволяющих субъекту анализа дифференцировать “нормальные” и “парадоксальные” предложения. Такие критерии появляются вслед за содержательным схватыванием природы парадокса, а разнообразные ограничения, накладываемые на синтаксическую корректность символов типа, получают интерпретацию в терминах эпистемических установок субъекта. Пусть, например, имя смысла выражения строится на основе семантического анализа этого выражения в соответствии с некоторыми теоретико-типовыми ограничениями. Тогда, модифицируя эти ограничения, мы будем получать альтернативные версии смысла, отражающие поиск и сравнительный анализ субъектом различных интерпретаций выражения. “Парадоксальное” содержание выражения и его скорректированный, непарадоксальный смысл будут представлены в одном языке. Это дает хорошую модель естественной интерпретации выражений, которую мы осуществляем, используя одновременно различные методы и сопоставляя их результаты. В этом случае парадокс будет локализован пропозициональными установками субъекта соответствующего утверждения, его иллокутивными целями и компетентностью в сфере логико-семантического анализа.

Расслоение интенсиональных типов

Определения: (1) α есть символ *интенсионального* типа, если α представим как β^n для $n > 0$; (2) α есть символ *смешанного* типа, если α не является интенсиональным, но содержит вхождение некоторого символа типа, интенсиональный уровень которого больше 0; (3) прочие символы типа являются символами *экстенсиональных* типов; (4) интенсиональным *уровнем* символа неэкстенсионального типа α является максимальный интенсиональный уровень его компонент.

Расслоение. Каждый простой интенсиональный тип α^n, где $n > 0$, заменяем его расслоением на типы:

$\alpha^{n(n-1)}, \alpha^{n(n)}, \alpha^{n(n+1)}, \ldots$

Например, вместо o^1 и o^2 появляются последовательности

$o^{1(0)}, o^{1(1)}, o^{1(2)}, \ldots$

$o^{2(1)}, o^{2(2)}, o^{2(3)}, \ldots$

Таким же образом расслоен и каждый тип i^n. Индексы, добавляемые в скобках к индексу интенсионального уровня (для удобства чтения они набраны особым шрифтом), будем называть *индексами* *вложенности*[2]. Экстенсиональным и смешанным типам сопоставляется индекс вложенности -1, который, как правило, будем опускать.

Пусть $\max(a, b, ..., n)$ и $\min(a, b, ..., n)$ обозначают, соответственно, наибольшее и наименьшее числа из $a, b, ..., n$.

Каждый сложный интенсиональный тип расслаивается на уровни, начиная с *наименьшего* для него уровня вложенности, определяемого следующим образом:

– если $\alpha^{m(k)}$ и $\beta^{n(p)}$ простые символы типа, то для $(\alpha^{m(k)}\beta^{n(p)})^s$ s есть наименьший индекс вложенности, если $s = \min(m, n)-1$

– если $\alpha^{m(k)}$ простой символ типа, а β – сложный символ типа, минимальный индекс вложенности которого есть p, то для $(\alpha^{m(k)}\beta)^s$ s есть наименьший индекс вложенности, если $s = \min(m, p) -1$;

– если α простой символ типа, минимальный индекс вложенности которого есть k, а $\beta^{n(p)}$ – простой символ типа, то для $(\alpha\beta^{n(p)})^s$ s есть наименьший индекс вложенности, если $s = \min(k, n) -1$;

– если α и β – сложные символы типа, минимальные индексы вложенности которых есть k и p соответственно, то для $(\alpha\beta)^s$ s есть наименьший индекс вложенности, если $s = \min(k, p) -1$.

Величина наименьшего уровня вложенности сложного интенсионального типа зависит только от интенсионального уровня его компонент. Например, наименьшие индексы вложенности символов типов $o^{2(1)}\iota^{1(2)}$, $(\iota^{2(1)}o^{4(2)})^3o^{2(3)}$ и $(o^{4(2)}\iota^{3(1)})^5(\iota^{4(4)}o^{4(2)})^4$ (здесь индексы вложенности не всегда наименьшие) суть, соответственно, 0, 1 и 2. Общая схема расслоения типа $\alpha^{m(k)}\beta^{n(p)}$ выглядит так

$(\alpha^{a(k)}\beta^{b(p)})^q$, $(\alpha^{a(k)}\beta^{b(p)})^{q+1}$, $(\alpha^{a(k)}\beta^{b(p)})^{q+2}$, ...

где q – наименьший индекс вложенности для этого типа.

Запись $(\alpha^{a(k)}\beta^{b(p)})^Y$ будет означать, что Y – переменный индекс вложенности, такой, что $Y \geq q$, где q наименьший индекс вложенности для данного типа.

Всевозможные индексы вложенности интенсиональных типов будут указывать на интенсиональный уровень и уровень вложенности компонент тех выражений, смыслами которых являются объекты этих типов. Величина индекса вложенности определяется в каждом случае тем, использует ли данный смысл, который рассматривается как процедура задания денотата выражения, другие интенсиональные сущности в качестве своих компонент.

[2] Значения одних и тех же букв алфавита, фигурирующих в качестве метапеременных по индексам интенсионального уровня и вложенности, всегда совпадают: *n* и n принимают одни и те же значения.

Композициональность
и композициональные типы

В соответствии с принципом композициональности Фреге, смысл сложного выражения является функцией смыслов его компонент. Насколько расслоение типов интенсиональных сущностей способствует реализации принципа композициональности? Рассмотрим пример. Пусть смысл предложения

У этой телеги четыре колеса (1)

есть процедура установления его денотата. Ее компонентами являются процедуры, сопоставляющие денотаты компонентам (1) и, поскольку, все эти компоненты являются выражениями экстенсионального типа, очевидно, что получающаяся процедура проверки (1) не будет включать в себя установление значения какого-либо интенсионального выражения. Смысл предложения

У объекта, который Боря считает наиболее удобным видом транспорта, четыре колеса (2)

будет включать в себя процедуру установления значения пропозиции, выраженной фразой "то, что x – самый удобный вид транспорта", которая должна принадлежать к сфере мнения Бори. Это значит, что смыслы (1) и (2) будут различаться между собой тем, что один включает в себя установление значения интенсионального выражения, а другой – нет, что будет выражено присвоением смыслу (2) индекса вложенности 1. Рассмотрим теперь концепт предиката "иметь четыре колеса". Он сопоставляет концепту выражений "эта телега" и концепту "объект, который Боря считает наиболее удобным видом транспорта" пропозиции, выступающие в роли смыслов (1) и (3). Мы уже выяснили, что эти пропозиции будут различаться по уровням вложенности и соответствовать разным типам пропозиций, а значит смысл выражения "иметь четыре колеса" является функцией, которая индивидному концепту с уровнем вложенности 0, т. е. смыслу выражения "эта телега", сопоставляет пропозицию уровня вложенности 0, а другому индивидному концепту, а именно смыслу выражения "объект, который Боря считает наиболее удобным видом транспорта", сопоставляет пропозицию уровня вложенности 1. В этом нет ничего неестественного: уровень вложенности пропозиции отражает ее структуру и не может быть меньше уровней вложенности ее компонент. Это значит, что тип концепта предиката "иметь четыре колеса" является типом функции на интенсиональных объектах, который не определяется однозначно и уточнение параметров которого зависит от контекста употребления.

Уровень вложенности смысла сложного выражения будет зависеть также от того, как выражен предикат “иметь четыре колеса”. Например, выражение

Свойство, отражающее число колес, которым, по мнению Саши, обладает эта телега (3)

содержит интенсиональные компоненты и его смысл будет иметь индекс вложенности 1. Тогда результирующий смысл, образованный как функция от смысла (3) и смысла выражения “эта телега”, окажется пропозицией уровня вложенности 1. Таким образом, повышать индекс вложенности смысла сложного выражения могут индексы вложенности всех его компонент.

Здесь мы подходим к различению *композициональных* и *некомпозициональных* типов. Расслоение сложных интенсиональных типов дает нам различные комбинации уровней вложенности компонентов выражения и самого выражения. Начиная с комбинации, соответствующей наименьшим уровням вложенности, все комбинации образуют символы типов синтаксически корректных выражений. Выделение композициональных типов производится на основании следующего критерия: композициональный тип есть тип функции на интенсиональных объектах, уровень вложенности которого зависит не только от интенсионального уровня и уровня вложенности типа аргумента, но и совпадает с уровнем вложенности типа значения. Композициональными мы будем считать, например, типы

$$(o^{1(1)}\iota^{1(0)})^{1}, (o^{1(2)}\iota^{1(0)})^{2}, (o^{1(2)}\iota^{1(2)})^{2}, (o^{1(3)}\iota^{1(2)})^{3}$$

В первом случае, для того, чтобы из семантической программы типа $\iota^{1(0)}$ получить программу типа $o^{1(1)}$, необходимо построить ее композицию с некоторой программой, уровень вложенности которой есть 1. Такая программа принадлежит к типу $(o^{1(1)}\iota^{1(0)})^{1}$. Точно так же рассуждаем относительно второго и четвертого случаев. В третьем случае повышения уровня вложенности не происходит, но это не значит, что композиция программы типа $\iota^{1(2)}$ с программой, уровень вложенности которой меньше 2, может дать программу уровня вложенности 2. Это хорошо видно на следующих примерах символов композициональных типов:

$$((o^{2(3)}\iota^{1(2)})^{3}o^{3(2)})^{3}, (o^{1(2)}(\iota^{1(1)}o^{1(0)})^{1})^{2}$$

В символах композициональных типов индекс вложенности всего символа типа не превосходит индекса вложенности типа значения. Это связано с тем, что свойства самой программы композиции оказывает такое же влияние на результирующую программу, что и программа, выступающая в роли значения. По этой причине в символе композиционального типа индекс вложенности всего типа не только не меньше, но равен максимальному индексу вложенности компонент. В символах некомпозициональных типов соотношения могут быть любые и индексы вложенности ограничены только нижним пределом, который устанавливает определение наименьшего индекса вложенности. Следующие символы типов не являются символами композициональных типов:

$(o^{1(0)}\iota^{1(0)})^1$, $((o^{2(1)}\iota^{1(2)})^0 o^{3(3)})^3$, $(o^{1(0)}(\iota^{1(1)}o^{2(1)})^0)^0$.

Построение концептуализаций атомарных выражений

Введем *оператор n-концептуализации* атомарных констант и переменных $[...]_n$, так что выражения $[A_\alpha]_n$, где A_α – атомарная константа, будем называть n-концептуализацией A_α, а $[B_\beta]_n$, если B_β переменная, будем называть *n-квази*концептуализацией B_β. При $n = 0$, $[A]_n$ есть A. Для указания типа концептуализации записываем его как (α^*) в $[A_\alpha]_{n(\alpha^*)}$. Выражение вида $[A_\alpha]_n$, где A_α атомарно, будет обозначать имя смысла A_α, имеющее композициональный тип, получаемый в ходе описываемой ниже процедуры[3].

Процедура построения композициональных концептуализаций атомарных выражений простых типов и сложных неинтенсиональных типов.

Этап (А). *Шаг* (1). Пусть $A_{\alpha^{n(m)}}$ – атомарная константа. Если α есть o или ι, то $[A_{\alpha^{n(m)}}]_1$ имеет вид $[A]_{\alpha^{n+1(m+1)}}$. На этом построение концептуализации заканчивается.

Шаг (2) Если α сложный и неинтенсиональный тип, имеющий вид $(\tau^{n(k)}\rho^{m(h)})^p$, где $\mathtt{min}(n, m) = 0$, то повышаем все индексы интенсионального уровня на 1 и в получившемся символе типа заменяем все, даже совпадающие, индексы интенсионального уровня и вложенности *различными* метапеременными, с тем, чтобы получить *схему* символа типа.

Этап (Б) Строим дерево анализа структуры схемы символа типа. Для этого помещаем полученный на этапе (А) символ типа $(\tau^{s(k)}\rho^{t(h)})^p$, где $s = n+1$ и $t = m+1$ в основание (“корень”) дерева и

[3] Выражения $A_{\alpha}n$ и $[A_\alpha]_n$ не являются просто вариантами записи, как это имеет место в случае построения интенсионального восхождения, и могут оказаться выражениями разных типов, отличаясь друг от друга системой индексов вложенности. Если первое выражение получено как восхождение выражения типа α^{n-1} и в качестве его значения будет фигурировать произвольный объект типа α^n, то второе выражение получается в ходе выполнения описываемой далее процедуры. Таким образом, объекты типа α^n могут обозначаться двумя разными видами выражений.

строим дерево шаг за шагом, руководствуясь правилом ветвления, схема которого такова:

$$\begin{array}{ccc} \alpha^{e(m)} & & \beta^{d(g)} \\ & \diagdown \quad \diagup & \\ & (\alpha^{e(m)}\beta^{d(g)})^{b} & \end{array}$$

Процесс построения дерева остановится сам, и ветви, на которых окажутся атомарные символы типа, будем называть концевыми. В получившемся дереве из каждого узла будут отходить наверх ровно две ветви, для которых существует три возможности: (а) обе эти ветви концевые, (б) одна из этих ветвей концевая, (в) ни одна из этих ветвей не концевая.

Этап (В). Редукция и преобразование дерева.

Шаг (1) Рассмотрим все имеющиеся узлы, ветви которых удовлетворяют условию (а). Эти ветви являются концевыми и каждой паре таких ветвей сопоставим пару простых символов типа $\langle \sigma^{c(s)}, \mu^{g(t)} \rangle$, где правый символ находится на конце правой ветви, а левый – на конце левой, в то время как предшествующему узлу соответствует символ типа $(\sigma^{c(s)}\mu^{g(t)})^{X}$. В каждом случае, когда имеется такая пара, стираем обе ветви и в предшествующий им узел помещаем следующее выражение (будем считать, что если при применении правил вводятся новые переменные индексы вложенности, то они всегда являются новыми, т. е. до сих пор нигде не использованными; переменные, отмеченные “*” будут называться “внешними” переменными):

(1.1) $\{(\sigma^{c(\max(g,\, Z,\, X^*))}\mu^{g(Z)})^{(\max(g,\, Z,\, X^*))}\}$, если $c = g = 1$;

(1.2) $\{(\sigma^{c(\max(g,\, t+1,\, X^*))}\mu^{g(t+1)})^{(\max(g,\, t+1,\, X^*))}\}$, если $c = 1$ и $g > 1$;

(1.3) $\{(\sigma^{c(\max(s+1,\, Z,\, X^*))}\mu^{g(Z)})^{(\max(s+1,\, Z,\, X^*))}\}$, если $c > 1$ и $g = 1$;

(1.4) $\{(\sigma^{c(\max(g,\, t+1,\, s+1,\, x+1))}\mu^{g(t+1)})^{(\max(g,\, t+1,\, s+1,\, x+1))}\}$,
если $c > 1$ и $g > 1$.

Шаг (2) После преобразований, соответствующих п. (1), рассматриваем редуцированное дерево, в котором появились новые концевые ветви, содержащие символы типа в фигурных скобках. Возьмем теперь все сходящиеся пары концевых ветвей дерева. Они могут иметь вид:

(2.1) $\langle \nu^{h(q)}, \{(\sigma\mu)^{M}\} \rangle$,

(2.2) $\langle \{(\gamma\delta)^{K}\}, \varphi^{h(q)} \rangle$,

(2.3) $\langle \{(\gamma\delta)^{K}\}, \{(\sigma\mu)^{M}\} \rangle$,

где K, M метапеременные по выражениям, которые образованны, в частности, метапеременными по индексам интенсионального уровня и вложенности, переменными индексами вложенности и функциями max и min. Здесь $\{(\gamma\delta)^K\}$ и $\{(\sigma\mu)^M\}$ получены по пп. (1.1) – (1.4). В каждом из этих случаев стираем соответствующие ветви и в предшествующий им узел, в котором находился символ типа с внешним индексом вложенности i, помещаем

(2.1.1) $\{(\nu^{h(\max(M,\ X^*))}\ (\sigma\mu)^M)^{(\max(M,\ X^*))}\}$, если $h = 1$;

(2.1.2.1) $\{(\nu^{h(\max(q+1,\ M,\ i+1))}(\sigma\mu)^M)^{(\max(q+1,\ M,\ i+1))}\}$,

если $i > -1$ и $h > 1$;

(2.1.2.2) $\{(\nu^{h(\max(q+1,\ M,\ X^*))}(\sigma\mu)^M)^{\max(q+1,\ M,\ X^*)}\}$,

если $i = -1$ и $h > 1$;

(2.2.1) $\{(\gamma^{\max(K,\ X,\ Y^*)}\delta)^{\max(K,\ X, Y^*)}\ \varphi^{h(X)})^{\max(K,\ X, Y^*)}\}$, если $h = 1$;

(2.2.2.1) $\{(\gamma^{\max(K,\ h,\ q+1,\ i+1)}\delta)^{\max(K,\ h,\ q+1,\ i+1)}$

$\varphi^{h(q+1)})^{\max(K,\ h,\ q+1,\ i+1)}\}$, если $i > -1$ и $h > 1$;

(2.2.2.2) $\{(\gamma^{\max(K,\ h,\ q+1,\ X^*)}\delta)^{\max(K,\ h,\ q+1,\ X^*)}\varphi^{h(q+1)})^{\max(K,\ h,\ q+1, X^*)}\}$,

если $i = -1$ и $h > 1$;

(2.3.1) $\{((\gamma^{\max(K,\ M,\ i+1)}\delta)^{\max(K,\ M,\ i+1)}(\sigma\mu)^M)^{\max(K,\ M,\ i+1)}\}$,

если $i > -1$;

(2.3.2) $\{((\gamma^{\max(K,\ M,\ X^*)}\delta)^{\max(K,\ M,\ X^*)}(\sigma\mu)^M)^{\max(K,\ M,\ X^*)}\}$, если $i = -1$.

Обратим внимание, что внешние переменные появляются только тогда, когда $i = -1$.

Шаг (3). В полученном редуцированном дереве снова осуществляем редукции и преобразования по п. (2) до тех пор, пока дерево не будет редуцировано к одному узлу, в котором, после стирания фигурных скобок, окажется схема символа типа, представляющая собой программу вычисления значения индексов вложенности.

Этап (Г). Вычисление значений индексов.

Шаг (1). Совершаем преобразование, обратное этапу (Б), в результате чего метапеременные заменяются на те индексы, вместо которых они были подставлены.

Шаг (2). *Всем внешним*, т. е. отмеченным “*”, переменным, входящим в *самый внешний* индекс вложенности, присваиваем значение 0.

Шаг (3). Осуществляем несложные вычисления, и полученный символ типа α^*, возможно, содержащий переметры, будет являться типом концептуализации рассматриваемой атомарной константы A_α, так что $[A_\alpha]_1$ есть $[A]_{\alpha^*}$. Кроме того, $[A]_{\alpha^{**}}$, где α^{**} получено из α^* любой допустимой подстановкой вместо переменных индексов вложенности, будем считать *частным случаем* концептуализации.

На этом описание процедуры завершено и мы можем сформулировать следующие определения:

Определение композиционального типа. Любой частный случай типа концептуализации атомарной константы, который можно получить по описанной выше процедуре, не используя при этом *шаг* (2) этапа (Г), называется *композициональным*.

Определение параметрической концептуализации. Концептуализации, тип которых содержит переменные индексы вложенности, будем называть *параметрическими* концептуализациями.

Приведем примеры того, как работает процедура, и поясним некоторые содержательные вопросы.

Определим концептуализацию константы $\boldsymbol{f}_{o\iota}$. По процедуре установления $[\boldsymbol{f}_{o\iota}]_1$ мы получим схему типа $(o^{1(\max(1,X))}\iota^{1(X)})^{\max(1,\ X)}$ для $X \geq 0$, откуда, например, можно получить частные случаи концептуализации $\boldsymbol{f}$, имеющие вид

$[\boldsymbol{f}]_{(o^{1(1)}\iota^{1(0)})1}$, $[\boldsymbol{f}]_{(o^{1(1)}\iota^{1(1)})1}$, $[\boldsymbol{f}]_{(o^{1(2)}\iota^{1(2)})2}$, $[\boldsymbol{f}]_{(o^{1(3)}\iota^{1(3)})3}$, …

Зачем нужны переменные, а также внешние переменные индексы вложенности и о чем они говорят? Выше мы рассмотрели пример, в котором концепт предиката “иметь четыре колеса”, если мы считаем его функцией композиционального типа, сопоставлял аргументам с разным уровнем вложенности пропозиции также с разным уровнем вложенности. Если в качестве аргумента функции $[\boldsymbol{f}]_1$ будет выступать $A_{\iota^{1(0)}}$, то для соответствующего частного случая концептуализации $\boldsymbol{f}$ вида $[\boldsymbol{f}]_{(o^{1(1)}\iota^{1(0)})1}$ мы в качестве значения получим пропозицию типа $o^{1(1)}$. Для $B_{\iota^{1(2)}}$ другой частный случай $[\boldsymbol{f}]_{(o^{1(2)}\iota^{1(2)})2}$ сопоставит пропозицию типа $o^{1(2)}$. Тем самым с помощью параметров, проявляется “полиморфность” концептуализации. Может ли увеличение уровня вложенности результирующей пропозиции иметь другой источник, нежели уровень вложенности аргумента? В данном случае, нет. Имея дело с атомарными константами, мы предполагаем, что уровень вложенности, который сопоставляется их концептам, минимален. Именно поэтому мы присваиваем внешним переменным, входящим в самый внешний индекс вложенности символа типа концептуализации, значение 0. Это означает, что если в качестве программы концептуализации фигурирует концепт константы, то сама эта программа в наименьшей степени влияет на уровень вложенности результата. Поэтому в качестве концептуализации $\boldsymbol{f}$ не может фигурировать выражение вида $[\boldsymbol{f}]_{(o^{1(3)}\iota^{1(2)})3}$. Выражение такого типа может являться концептуализацией, поскольку тип $(o^{1(3)}\iota^{1(2)})^3$ является композициональным, но это не будет концептуализация атомарной константы.

В следующем примере будем сохранять индексы интенсионального уровня, не заменяя их метапеременными, если это не вызывает двусмысленности. Пусть

$A_{(o^{1(0)}(\iota^{2(2)}o^{1(3)})^{4})^{0}o^{(-1)})^{(-1)}}$

атомарная константа (индекс типа выписан без сокращений). После повышения интенсионального уровня на 1, превращаем символ типа
$((o^{2(0)}(\iota^{3(2)}o^{2(3)})^{4})^{0}o^{1(-1)})^{(-1)}$ в схему $((o^{2(c)}(\iota^{3(a)}o^{2(b)})^{f})^{e}o^{1(h)})^{g}$.

Вслед за тем строим дерево:

$$\iota^{3(a)} \qquad o^{2(b)}$$

$$o^{2(c)} \qquad (\iota^{3(a)}o^{2(b)})^{f}$$

$$(o^{2(c)}(\iota^{3(a)}o^{2(b)})^{f})^{e} \qquad o^{1(h)}$$

$$((o^{2(c)}(\iota^{3(a)}o^{2(b)})^{f})^{e}o^{1(h)})^{g}$$

и производим редукцию, которую можно описать следующим образом (выражения вида $\mathtt{max}(\mathtt{max}(a, b), c)$ заменяем на $\mathtt{max}(a, b, c)$):

$$\iota^{3(a)} \qquad o^{2(b)}$$

$$o^{2(c)} \qquad (\iota^{3(\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, f+1))}o^{2(b+1)})^{\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, f+1)}$$

$$(o^{2(\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, f+1,\, c+1,\, e+1))}(\iota^{3(\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, f+1))}o^{2(b+1)})^{\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, f+1)})^{\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, f+1,\, c+1,\, e+1)} \qquad o^{1(h)}$$

$$((o^{2(\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, c+1,\, f+1,\, e+1,1,\, Y^*,\, X))}(\iota^{3(\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, f+1)}o^{2(b+1)})^{\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, f+1)})^{\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, f+1,\, c+1,\, e+1,\, Y^*,\, X)}o^{1(X)})^{\mathtt{max}(2,\, a+1,\, b+1,\, c+1,\, f+1,\, e+1,1,\, Y^*,\, X))}$$

Теперь подставляем вместо метапеременных, соответствующие индексы:

$$((o^{2(\max(2,\ 2+1,\ 3+1,\ 0+1,\ 4+1,\ 0+1,\ 1,\ 0,\ X))}$$
$$(\iota^{3(\max(2,\ 2+1,\ 3+1,\ 4+1)}$$
$$o^{2(3+1)})^{\max(2,\ 2+1,\ 3+1,\ 4+1)})^{\max(2,\ 2+1,\ 3+1,\ 0+1,\ 4+1,\ 0+1,\ 1,\ 0,\ X))}$$
$$o^{1(X)})^{\max(2,\ 2+1,\ 3+1,\ 0+1,\ 4+1,\ 0+1,\ 1,\ 0,\ X)}$$

откуда получаем символ типа

$$((o^{2(\max(5,\ X))}(\iota^{3(5)}o^{2(4)})^{5})^{\max(1,\ X)}\ o^{1(X)})^{\max(5,\ X)},$$

содержащий параметр X. Это означает, что при применении к аргументу типа $o^{1(0)}$, $[A]_1$ будет действовать как функция типа

$$((o^{2(5)}(\iota^{3(5)}o^{2(4)})^{5})^{1}o^{1(0)})^{0},$$

при применении к аргументам типов $o^{1(2)}$ и $o^{1(7)}$ – как функция, соответственно, типов

$$((o^{2(5)}(\iota^{3(5)}o^{2(4)})^{5})^{2}o^{1(2)})^{2}$$

и

$$((o^{2(7)}(\iota^{3(5)}o^{2(4)})^{5})^{7}o^{1(7)})^{7}.$$

Наше построение проведено почти без сокращений и поэтому выглядит довольно громоздким. На самом деле, можно использовать более компактные формы записи.

Определение. Квазиконцептуализацией переменной x_{α} назовем переменную x_{α^*}, полученную в ходе следующей процедуры:

шаг (а) если α простой тип и имеет вид $o^{n(m)}$ или $\iota^{n(m)}$, то,

(а.1) если $m > -1$, то α^* есть $o^{n+1(m+1)}$ или $\iota^{n+1(m+1)}$, и

(а.2) если $m = -1$, то α^* есть $o^{n+1(X)}$ или $\iota^{n+1(X)}$, где X новый переменный индекс вложенности;

шаг (б) если α^* сложный тип, то α^* получаем по процедуре построения концептуализации атомарной константы типа α, без использования шага (2) этапа (Г), и стерев звездочку “*” у всех внешних переменных, которые входят в самый внешний индекс вложенности.

Определения. Композициональной концептуализацией выражения композиционального интенсионального типа является его интенсиональное восхождение. Композициональной концептуализацией выражения A_{α^n} некомпозиционального интенсионального типа вида α^n, где α – неинтенсиональный тип, является $[A_{\alpha}]_{n+1}$.

Итак, описанная процедура позволяет сопоставить атомарным функциональным выражениям неинтенсиональных типов в качестве их смыслов композициональные концептуаплизации, т. е. функции на интенсиональных объектах, работа которых удовлетворяет принципу композициональности. При этом композициональные концептуализации функциональных типов могут быть полиморфны, т. е. мы имеем дело с множеством интенсиональных сущностей, выполняющих роль смысла функции. В соответствии с определениями, можно затем получить композициональные концептуализации для выражений интенсиональных типов. Некомпозициональные концептуализации синтаксически корректны, но они будут получать иную интерпретацию, определяемую специфическими характеристиками сопоставляемых им объектов. Следующим шагом исследования является создание процедуры построения композициональных концептуализаций для произвольных выражений модифицированного языка ЛСД.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Aczel P.* Frege Structures and the notions of Proposition, Truth and Set // The Kleene Symposium / Eds. J. Barwise, H.J. Heisler and K. Kunen. Dordrecht, 1980. P. 31-59.
2. *Anderson C. A.* General Intensional Logic // Handbook of Philosophical Logic / Eds. D. Gabbay, F. Guenthner. Dordrecht, 1984. Vol. II. P. 355-385.
3. *Anderson C. A.* Semantical Antinomies in the Logic of Sense and Denotation // Notre Dame Journal of Formal Logic. Vol. 28. 1987. P. 99-114.
4. *Church A.* A Formulation of the Logic of Sense and Denotation // Structure, Method and Meaning. Essays in honor of H.M. Sheffer. New York, 1951. P. 3-24.
5. *Church A.* Outline of a Revised Formulation of the Logic of Sense and Denotation (Part I) // NOUS. V. 7. 1973. P. 24-33; (Part II) // NOUS. V. 8. 1974. P. 135-156.
6. *Church A.* Comparision of Russell's Resolution of the semantical Antinomies with that of Tarski // Journal of Symbolic Logic. V. 41. 1976. P. 747-760.
7. *Church A.* A Revised Formulation of the Logic of Sense and Denotation. Alternative (1) // NOUS. V. 27. 1993. P. 141-157.
8. *Kripke S.* Outline of a theory of truth // Journal of Philosophy. V. 72, 1975. P. 690-716.
9. *Myhill J.* Problems Arising in the Formalisation of Intentional Logic // Logique et Analyse. 1958, V. 1. P. 78-83.
10. *Turner R.* Truth and Modality for Knowledge Representation. Cambridge, Mass. 1991.
11. *Монтегю Р.* Прагматика // Семантика модальных и интенсиональных логик / Пер. с англ. под ред. В.А. Смирнова. М., 1981. С. 254-279.
12. *Монтегю Р.* Прагматика и интенсиональная логика // Семантика модальных и интенсиональных логик / Пер. с англ. под ред. В.А. Смирнова. М., 1981. С. 223-253.