И. Б. Микиртумов, В. И. Стрельченко

ЛОГИКА СМЫСЛА И ДЕНОТАТА В ТЕОРИИ СИНОНИМИЧЕСКОГО ИЗОМОРФИЗМА

(Исследование выполнено при поддержке РГНФ, грант 04-03-00412а)

Рассматривается интерпретация системы логики смысла и денотата, реализующей максимально строгий критерий различения смысла, как логики синонимического изоморфизма. Делается вывод о том, что критерий синонимического изоморфизма адекватен логике отношения синонимии, но не логике интенсиональных сущностей. Анализ проблем логики синонимического изоморфизма показывает также, что можно выделить чисто логические критерии отождествления смыслов выражений, для чего необходимо раскрыть специфические свойства субъектов пропозициональных установок.

В этой статье мы рассматриваем вопрос об адекватности интерпретации логики смысла и денотата (ЛСД) Алонзо Черча[1] в логической теории синонимии. Система Черча относится к области общей интенсиональной логики и является формализованной теорией смысла, реализующей принципы бикомпонентной семантики Фреге. ЛСД лежит в основе всех последующих систем, оперирующих интенсиональными сущностями (смыслами выражений или концептами их денотатов), и на них проецируются свойства ЛСД, проявляющиеся при взаимодействии с теорией синонимии.

Языком ЛСД является язык простой теории типов с λ-конверсией и бесконечной интенсиональной иерархией и единственным разветвленным предикатом Δ^m — «быть концептом». Базовыми являются типы индивидов — ι (йота) и предложений — o (о-микрон). Базовые типы подразделяются по интенсиональным уровням, так что, помимо ι и o, имеются тип индивидных концептов — ι_1, тип пропозиций — o_1 и т. д. Существуют все функции, типы которых можно построить как $\alpha\beta$, где α и β — типы. $A_{\alpha\beta}$ обозначает функциональное выражение, определенное на объектах типа β и получающее значение на объектах типе α. Имя смысла может быть получено для любого выражения путем простой синтаксической операции увеличения индексов интенсионального уровня в символе типа этого выражения на единицу. ЛСД является экстенсиональной системой, то есть в ней допустима подстановка тождественных в интенсиональном контексте, что достигается за счет максимально строгой дифференциации смыслов выражений. Мы будем рассматривать систему $A0^C$, которая реализует критерий «Альтернативы 0» Черча, согласно которому два выражения имеют одинаковый смысл, если они отличаются друг от друга не более чем заменой связанных переменных. Разнообразные технические детали и аксиоматику $A0^{C}$ можно найти как в работах Черча, так и в иной литературе по общей интенсиональной логике[2].

«Альтернатива 0» и логика синонимического изоморфизма

Логика смысла и денотата была преобразована в логику $A0^{SI}$ синонимического изоморфизма Энтони Эндерсоном[3] с целью получения корректной формализации «Альтернативы 0». Концепция синонимического изоморфизма была сформулирована Черчем как вариант интенсионального изоморфизма[4] для решения проблемы подстановки тождественных в косвенных контекстах. Если два выражения имеют один и тот же смысл, то они взаимозаменимы в косвенном контексте и остается только установить, когда это имеет место. Черч предложил считать смыслы двух выражений тождественными только в том случае, когда одно может быть получено из другого либо переименованием связанных переменных, либо заменой какой-либо части одного из выражений на синонимически изоморфное ей выражение. Этот критерий можно использовать как в случае, когда у нас есть список или словарь синонимов некоторого языка, который можно представить в виде постулатов значения, так и в случае, когда такого списка нет, то есть когда мы имеем дело с чисто логическим критерием синонимии. Чтобы оценить строгость критерия синонимического изоморфизма, представим себе, что мы имеем дело с бедным языком, в котором вообще нет синонимических выражений, или что мы просто плохо знаем некоторый богатый язык и поэтому нам не известны никакие синонимические пары в нем. В этих случаях любые два имени имеют разный смысл и никакие подстановки в косвенном контексте невозможны.

Опишем теперь систему $A0^{SI}$ и ее интерпретацию. Синтаксис $A0^{SI}$ отличается от синтаксиса $A0^{C}$ тем, что, во-первых, для образования синтаксически корректного выражения не требуется жесткой связи индекса порядка предиката Δ^{m} с интенсиональным уровнем его аргументов, так что, в отличие от $A0^{C}$, например, выражение $\Delta^{2} f_{\alpha_2\beta_3} f_{\alpha_3\beta_4}$ является правильно построенным. Во-вторых, оператор дескрипции $\mathrm{I}_{\beta_n(o_n\beta_n)}$ в качестве области значений может иметь любой тип, не обязательно непустой. Для интерпретации $A0^{SI}$ Эндерсон вводит эвристические модели, следуя здесь методу Черча[4]. Цель такого семантического исследования $A0^{SI}$ состоит в том, чтобы выявить возможные парадоксальные следствия и попытаться содержательным образом нащупать путь к корректной аксиоматизации, которая, впрочем, весьма проблематична в силу богатства ЛСД. Каждому типу сопоставляется домен – область значений выражений этого типа. В домен типа o входят истинностные значения t и f, домен типа ι содержит индивиды и, возможно, является пустым. В отличие от $A0^{C}$, тип ι_{n+1} для любого n всегда непуст. Это означает, что в $A0^{SI}$ допускаются нерепрезентированные концепты, которые не являются концептами чего-либо. Домен простого интенсионального типа α_n содержит в себе классы эквивалентности замкнутых выражений типа α_{n-1} по отношению синонимического изоморфизма (классы синонимического изоморфизма). Эти классы рассматриваются как денотаты имен типа α_n. Класс синонимического изоморфизма по замкнутой формуле A_{α}, то есть класс выражений, синонимически изоморфных A_{α}, есть сущность типа α_1 и обозначается в метаязыке как $|A_{\alpha}|$. Разумеется, если A_{α} и B_{α} синонимически изоморфны, то $|A_{\alpha}|$ есть $|B_{\alpha}|$. Имена таких классов могут быть образованы, например, как первые восхождения, так что в этом случае $(A_{\alpha})_1 = (B_{\alpha})_1$ или $A_{\alpha_1} = B_{\alpha_1}$. Таким образом, в простом типе α_1 денотат любого имени оказывается классом синонимического изоморфизма замкнутых формул типа α, в типе α_2 – классом синонимического изоморфизма замкнутых формул типа α_1 и т. д. Следует заметить, что мы везде имеем дело с классами замкнутых формул, а не с классами их денотатов.

Для сложных интенсиональных типов, то есть для типов функций на интенсиональных объектах, определение выглядит так. Домен типа $\alpha_1\beta_1$ есть домен функций — таких, что они сопоставляют каждому классу синонимически изоморфных выражений типа β (а такой класс есть сущность типа β_1) класс синонимически изоморфных выражений типа α (то есть сущность типа α_1). Например, денотат замкнутого выражения $A_{\alpha_1\beta_1}$ есть функция a[6] типа $\alpha_1\beta_1$ такая, что для некоторого замкнутого выражения B_{β_1}, если его денотат есть $|B_{\beta}|$, то $a|B_{\beta}|$ есть $|A_{\alpha\beta}B_{\beta}|$. Класс синонимического изоморфизма $|A_{\alpha\beta}B_{\beta}|$ является тогда денотатом выражения $A_{\alpha_1\beta_1}B_{\beta_1}$. Но данное определение можно применить только в том случае, если B_{β_1} действительно является концептом. Не все функции интенсиональных типов являются концептами, и для *неконцептов* значение функции a будет специфическим объектом, определение которого дается ниже.

В семантике $A0^{SI}$ с каждым замкнутым выражением может быть сопоставлен в точности *один* класс синонимического изоморфизма, то есть каждое замкнутое выражение имеет в точности *один* смысл (концепт). Трактовка понятия смысл в этом случае достаточно узка, хотя единственность смысла выражения кажется вполне приемлемым условием. Как мы увидим, классы синонимического изоморфизма в роли интенсиональных сущностей превращают $A0^{SI}$ в логику отношения синонимии. Это становится видно, например, при анализе проблемы константных функций, возникающей при совмещении установок $A0^{SI}$ с теорией типов. В самом деле, если $A_{\alpha_1\beta_1}$ – первое восхождение замкнутого выражения $A_{\alpha\beta}$, то его денотатом должна быть функция b такая, что для любых $|B_{\beta}|$ и $|C_{\beta}|$, если $|B_{\beta}| \neq |C_{\beta}|$, то и $b|B_{\beta}| \neq b|C_{\beta}|$, то есть $|A_{\alpha\beta}B_{\beta}| \neq |A_{\alpha\beta}C_{\beta}|$. Это не вызывает возражений, ведь если B_{β} и C_{β} не синонимичны, то $A_{\alpha\beta}B_{\beta}$ и $A_{\alpha\beta}C_{\beta}$ также не синонимичны. Функции, такие как b, существуют в домене типа $\alpha_1\beta_1$, и их достаточно для обеспечения денотации выражений этого типа, но, очевидно, что не всякая функция из $\alpha_1\beta_1$ такова. Это значит, что логика синонимии оказывается погруженной в теорию типов с интенсиональной иерархией, и неудивительно, что отождествление всех интенсиональных объектов с классами эквивалентности приводит к нежелательным следствиям — подразумеваемая онтология логики синонимии заведомо беднее.

Естественным решением проблемы константных функций интенсиональных типов в $A0^{SI}$ является их подразделение на концепты и неконцепты. Для каждого непустого типа определяется элемент «корзина», который будет сопоставляться в качестве значения всем неконцептам.

Определение:

– для типа o корзиной будет t;

– для типа ι, если он непуст, можно выбрать на роль корзины некоторый объект этого типа, а если он пуст, то корзины нет;

– для прочих простых типов корзина определяется так же, как и для типа ι;

– для типа $\alpha\beta$ корзиной будет функция, константное значение которой есть корзина типа α, если она есть в типе α и, в противоположном случае, для $\alpha\beta$ нет корзины.

Очевидно, что корзина типа $\alpha\beta$ есть константная функция. Уточняя это определение A0[SI], можно сказать, что корзиной всякого простого типа α, но не типа o, является объект, именуемый $(\mathrm{I}x_\alpha)$F, где F есть константа «ложь», что графически совпадает с $(p_{o_0} \wedge \neg p_{o_0})$, а корзиной всякого сложного типа $\alpha\beta$ является объект, именуемый $(\mathrm{I}x_{\alpha\beta})$F. При этом интенсиональный уровень константы F может варьироваться. Неясно, впрочем, должны ли все константные функции обязательно отождествляться, то есть данное определение не дает ответа на вопрос о единственности корзины в каждом непустом типе.

Для замкнутой формулы и сущности более высокого интенсионального уровня определяется отношение «выражать», которое является обратным к отношению «быть концептом», но его не следует путать со свойством «быть концептом», поскольку в A0[SI] фигурируют концепты, которые не являются концептами чего-либо.

Определение отношения «выражать»:

(1) если α — простой тип, то A_α выражает сущность *a* типа α_1 тогда и только тогда, когда *a* есть $|A_\alpha|$;

(2) $B_{\alpha\beta}$ выражает функцию *b* типа $\alpha_1\beta_1$ тогда и только тогда, когда для всякого объекта *c* типа β_1, выраженного некоторой замкнутой формулой C_β, *b*(*c*) выражено $B_{\alpha\beta}C_\beta$, то есть *b*(*c*) есть $|B_{\alpha\beta}C_\beta|$, а если *c* не выражено никакой замкнутой формулой, то, *b*(*c*) находится в корзине типа α.

Определение репрезентированного концепта. Концепт репрезентирован, когда существует выражающая его замкнутая формула.

Определения значений логических констант и их концептов:

Значения C_{ooo} и $\Pi_{o(o\alpha)}$ те же, что и в A0[C].

Денотат $\mathrm{I}_{\beta(o\beta)}$ для непустого типа β есть функция *i* типа $\beta(o\beta)$ такая, что ее значение для функции *g* типа $o\beta$ есть единственный объект *a* типа β такой, что *g*(*a*) = t. Если такого объекта нет, то значение *i*(*g*) находится в корзине типа β. Если тип β пуст, то $\mathrm{I}_{\beta(o\beta)}$ лишено денотата. Соответственно всякая формула, содержащая лишенную денотата подформулу, сама лишена денотата[7].

Денотаты интенсиональных восхождений констант определяются как функции на концептах соответствующих типов.

Пусть $n > 0$. Тогда:

– $\mathrm{C}_{o_n o_n o_n}$ имеет в качестве денотата функцию *c* типа $o_n o_n o_n$ такую, что $c(|A_{o_{n-1}}||B_{o_{n-1}}|) = |\mathrm{C}_{o_{n-1}o_{n-1}o_{n-1}}AB|$;

– денотат $\Pi_{o_n(o_n\alpha_n)}$ есть функция *p* типа $o_n(o_n\alpha_n)$ такая, что $p(|D_{o_{n-1}\alpha_{n-1}}|) = |\Pi_{o_{n-1}(o_{n-1}\alpha_{n-1})} D_{o_{n-1}\alpha_{n-1}}|$;

– денотат оператора $\mathrm{I}_{\beta_n(o_n\beta_n)}$ есть функция *i* типа $\beta_n(o_n\beta_n)$ такая, что $i(|E_{o_{n-1}\beta_{n-1}}|) = |\mathrm{I}_{\beta_{n-1}(o_{n-1}\beta_{n-1})}E_{o_{n-1}\beta_{n-1}}|$;

– если хотя бы один из аргументов функций $\mathrm{C}_{o_n o_n o_n}$, $\Pi_{o_n(o_n\alpha_n)}$ и $\mathrm{I}_{\beta_n(o_n\beta_n)}$ не является репрезентированным концептом, то есть не выражен никакой замкнутой формулой, то значения этих функций для таких аргументов оказываются в корзинах соответствующих типов.

Определение значения предиката Δ. В семантике $A0^{SI}$ вводится разветвление метаязыковых предикатов «денотирует» и «значение». О выражениях порядка 0 говорится, что они «денотируют$_0$» или имеют «значение$_0$». Для выражений более высоких порядков — а порядок формулы, напомним, определяется как наибольший порядок символа Δ, входящего в нее, — предикаты «денотирует» и «значение» будут иметь соответствующие индексы. Так реализуется намерение Черча осуществить разветвление предиката Δ в духе Тарского, то есть как своего рода аналог семантического предиката истинности[8].

Денотатом$_1$ предиката $\Delta^0{}_{o\alpha_1\alpha}$ является функция d типа $o\alpha_1\alpha$ такая, что для сущностей a типа α_1 и b типа α $(da)b = t$ тогда и только тогда, когда a выражено замкнутой формулой A_α такой, что b есть денотат$_0$ A_α. Аналогично определяется денотат$_2$ предиката $\Delta^1{}_{o\alpha_1\alpha}$ и т. д. Денотация концепта предиката Δ всегда есть денотация порядка 0, поскольку «упоминание» Δ имеет порядок 0, независимо от порядка упоминаемого предиката. Так $\Delta^m{}_{o_n\alpha_{n+1}\alpha_n}$, где $n > 0$, денотирует$_0$ функцию d типа $o_n\alpha_{n+1}\alpha_n$ такую, что для сущностей a типа α_{n+1} и b типа α_n, где $a = |A_{\alpha_n}|$, $b = |B_{\alpha_{n-1}}|$ имеет место $d(|A_{\alpha_n}||B_{\alpha_{n-1}}|) = |\Delta^m{}_{o_{n-1}\alpha_{n-1}\alpha_{n-1}}A_{\alpha_n}B_{\alpha_{n-1}}|$. Если какой-либо из аргументов не является репрезентированным концептом, то значение концепта Δ для него находится в корзине соответствующего типа.

Определение ассоциированной смысловой функции. Вот еще одно определение, представляющее собой некоторую модификацию соответствующего определения Эндерсона. *Ассоциированной смысловой функцией* по формуле A_α, список всех свободных переменных которой есть ${}_1x_\beta, \ldots, {}_mx_\gamma$, назовем функцию a типа $(\ldots(\alpha_1\beta_1)\ldots\gamma_1)$ такую, что для любых объектов ${}_1b, \ldots, {}_mb$, типы которых есть соответственно $\beta_1, \ldots, \gamma_1$ и которые выражены соответственно выражениями ${}_1B_\beta, \ldots, {}_mB_\gamma$, сущность $(\ldots(a({}_1b)\ldots{}_mb))$ есть концепт выражения $A_\alpha({}_1x_\beta, \ldots, {}_mx_\gamma // {}_1B_\beta, \ldots, {}_mB_\gamma)$. Очевидно, что ассоциированных смысловых функций по одной и той же формуле может быть сколько угодно. Они будут совпадать по своим значениям для репрезентированных концептов и будут не совпадать на нерепрезентированных концептах.

Является ли ассоциированная смысловая функция концептом? Для простоты предположим, что A_α имеет только одну свободную переменную типа β. Тогда для того, чтобы ассоциированная смысловая функция a по формуле A_α была концептом, необходимо выполнить условие п. (2) определения отношения «выражает», то есть необходимо, чтобы для некоторого замкнутого выражения $E_{\alpha\beta}$ и любой замкнутой формулы B_β из того, что b — концепт B_β, следовало, что $a(b)$ — концепт $E_{\alpha\beta}B_\beta$. В качестве такого $E_{\alpha\beta}$ может выступать только λ-выражение, но даже если мы возьмем, например, формулу $\lambda x_\beta \,.\, A_\alpha x_\beta$, функция a не может быть ее концептом. Для этого при любом b значение $a(b)$ должно быть концептом $(\lambda x_\beta \,.\, A_\alpha x_\beta)B_\beta$. Но, по определению ассоциированной смысловой функции, такое значение уже есть концепт $A_\alpha(x_\beta // B_\beta)$, а в соответствии с принципами «Альтернативы 0» выражения $A_\alpha(x_\beta // B_\beta)$ и $(\lambda x_\beta \,.\, A_\alpha x_\beta)B_\beta$ не синонимичны, то есть их концепты не тождественны. Следовательно, ассоциированная смысловая функция по A_α не является концептом $(\lambda x_\beta \,.\, A_\alpha x_\beta)$ и вообще не является концептом никакой функции. Можно назвать ассоциированные смысловые функции «квазиконцептами» форм, то есть выражений со свободными переменными, поскольку в $A0^{SI}$ выражать что-либо, то есть иметь концепт, могут только замкнутые формулы.

<u>*Определение значения восхождения λ-выражения.*</u> С помощью понятия ассоциированной смысловой функции определяется денотат восхождения λ-выражения. Пусть ${}^1x_{\beta_{n+1}}\ldots {}^m x_{\gamma_{n+1}}$ есть список всех свободных переменных $A_{\alpha_{n+1}}$. Тогда, если денотатом формулы[10]

$$\lambda_0({}_1x_{\beta_{n+1}}) \ldots ({}_mx_{\gamma_{n+1}}).\ A_{\alpha_{n+1}} \qquad (*)$$

является функция *b* и *b* есть одновременно ассоциированная смысловая функция по A_{α_n} для соответствующего списка переменных, то пусть формула

$$\lambda_{n+1}({}_1x_{\beta_{n+1}}) \ldots ({}_mx_{\gamma_{n+1}}).\ A_{\alpha_{n+1}} \qquad (**)$$

обозначает функцию, выраженную формулой

$$\lambda_n\,({}_1x_{\beta_n}) \ldots ({}_mx_{\gamma_n})\ A_{\alpha_n};$$

если же функция *b* не является ассоциированной смысловой функцией по A_{α_n}, то пусть (**) также обозначает *b*.

Это определение содержит неясность, касающуюся последнего случая. Если (*) и (**) обозначают один и тот же объект, а именно *b*, означает ли это их тождество? Ниже мы увидим, что аксиомы $A0^{SI}$, в частности, аксиома 10, положительно отвечает на этот вопрос. Тогда мы сталкиваемся с неприятным следствием. Возьмем формулу A_{α_1}, имеющую единственную свободную переменную x_{β_1}. Пусть $\lambda x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ не есть ассоциированная смысловая функция по A_α, то есть обозначает такую функцию *a* типа $\alpha_1\beta_1$, что для некоторого *b* типа β_1, выраженного формулой B_β, *ab* не есть концепт $A_\alpha(x_\beta \,//\, B_\beta)$. Тогда $\lambda x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ и $\lambda_1 x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ обозначают *a*. Но «существует» означает «по крайней мере один», то есть вполне может оказаться, что ни для какого *b*, выраженного формулой B_β, *ab* не есть концепт $A_\alpha(x_\beta \,//\, B_\beta)$, и тогда ничто не может помешать функции *a* быть ассоциированной смысловой функцией по какой-либо формуле C_α. Тогда, по определению, $\lambda_1 x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ должно обозначать функцию, выраженную формулой $\lambda x_\beta C_\alpha$, откуда, по определению значения предиката Δ, мы получим $\Delta^m(\lambda x_\beta C_\alpha)(\lambda_1 x_{\beta_1}A_{\alpha_1})$. Но функция *a* обозначена одновременно формулами $\lambda x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ и $\lambda_1 x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$, то есть верно равенство $\lambda x_{\beta_1}A_{\alpha_1} = \lambda_1 x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$, из которого получаем $\Delta^m(\lambda x_\beta C_\alpha)(\lambda x_{\beta_1}A_{\alpha_1})$, то есть ассоциированная смысловая функция оказывается концептом, что невозможно. Причина этого противоречия в том, что при определении значения концепта λ-выражения отождествление $\lambda x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ и $\lambda_1 x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ происходит уже тогда, когда $\lambda x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ не является ассоциированной смысловой функцией для A_α. По-видимому, следовало бы переформулировать определение и отождествлять $\lambda x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ и $\lambda_1 x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ только в том случае, когда $\lambda x_{\beta_1}A_{\alpha_1}$ не является ассоциированной смысловой функцией ни для какой формы A_α.

<u>*Аксиомы $A0^{SI}$ и определение предиката Con.*</u> Экстенсиональная часть аксиоматики $A0^{SI}$ включает аксиомы 1–10 $A0^{C}$ и аксиому

$$10.5{:}\quad (f_{o\beta})\,.\,(x_\beta)(fx \supset (\exists y_\beta(fy\,.\,x \neq y)) \supset .\ (\mathrm{I}f) = (\mathrm{I}x)\mathrm{F}^{10}$$

Специфичные для $A0^{SI}$ аксиомы, характеризующие концепты примитивных символов, выглядят так[11] (сокращаем, где это не вызывает неясности, нижние индексы):

$13^{n\beta}_{\mathrm{SI}}.\quad \Delta \mathrm{I}_{\beta_n(o_n\beta_n)}\mathrm{I}_{\beta_{n+1}(o_{n+1}\beta_{n+1})}$,

где β — выделенный тип или $n \geq 1$;

$14^{m\alpha}_{\mathrm{SI}}.\quad \Delta^{m+1}\Delta^{m}{}_{o\alpha_1\alpha}\,\Delta^{m}{}_{o_1\alpha_2\alpha_1}$;

$14.1^{mn\alpha}_{\mathrm{SI}}.\quad \Delta\Delta^{m}{}_{o_n\alpha_{n+1}\alpha_n}\Delta^{m}{}_{o_{n+1}\alpha_{n+2}\alpha_{n+1}}$,

где $n > 0$.

Обратим внимание на аксиомы 14_{SI} и 14.1_{SI}. Интенсиональное восхождение предиката Δ рассматривается как его упоминание, поэтому его порядок есть 0, и в аксиоме 14.1_{SI} порядок внешнего предиката Δ также есть 0. Аксиома 14_{SI} имеет дело с «действующим» предикатом Δ — это его второе вхождение, порядок которого m.

Рассмотрим теперь *определение предиката Con*, с помощью которого в каждом интенсиональном типе выделяется класс концептов. В предположении адекватности формализации объекты, которые не удовлетворяют предикату *Con*, должны оказаться неконцептами.

$$Con_{o_n\alpha_{n+1}} = \mathrm{Df}\,\lambda_n\, x_{\alpha_{n+1}}\,.\, x_{\alpha_{n+1}} =_n x_{\alpha_{n+1}},$$

где α — простой тип; иными словами, все сущности простых интенсиональных типов являются концептами.

$$Con_{o_n(\alpha_{n+1}\beta_{n+1})} = \mathrm{Df}\,\lambda_n f_{\alpha_{n+1}\beta_{n+1}}$$
$$(\mathrm{I}g_{\alpha_{n+1}\beta_{n+1}}(f =_{n+1} g) \neq_n \mathrm{IgF}_{o_n}),$$

где значение IgF_{o_n}, по определению значения концепта дескрипции, находится в корзине типа $\alpha_{n+1}\beta_{n+1}$, то есть является неконцептом. Определение гласит: если функция f не является концептом, то, по определению значения концепта равенства, значение $(f =_{n+1} g)$ находится в корзине типа $n + 1$, откуда, по определению значения концепта дескрипции, значение левой части равенства находится в корзине типа $\alpha_{n+1}\beta_{n+1}$, то есть неравенство оказывается ложным. Иными словами, концептом функции является функция, не лежащая в корзине своего типа.

Вместо перечисления аксиом, характеризующих свойства предиката *Con*, приведем соответствующие содержательные формулировки:

– первое восхождение оператора дескрипции является концептом, даже когда тип β не является выделенным;

– быть концептом чего-либо означает «быть концептом»;

– если *fx* репрезентированный концепт и x – концепт, то x также репрезентирован;

– предикат *Con* «замкнут» относительно применения функции к аргументу: при любых α_{n+1} и β_{n+1} *fx* будет концептом $f_{\alpha_n\beta_n}x_{\beta_n}$;

– значение концепта функции от неконцепта попадает в корзину;

– если $A(B)$ и $C(D)$ синонимичны, то A и C синонимичны; отметим, что равенство концептов означает синонимический изоморфизм выражающих их имен;

– если $A(B)$ и $A(D)$ синонимичны, то B и D синонимичны (аналог аксиомы 64 $\mathrm{A0^C}$);

– выражения разных типов не могут быть синонимичны (аналог аксиомы 65 $\mathrm{A0^C}$);

– принцип «Альтернативы 0» формулируется так: приложение функции к аргументу, то есть выражение вида $(\lambda x A x)y$ не синонимично выражению вида $A(x\,//\,y)$;

– если восхождение λ-выражения не является концептом, то оно является теоретико-типовой сущностью;

– если функции синонимически изоморфны, то синонимически изоморфны их приложения к одному и тому же аргументу;

– если для любых двух не синонимичных имен выражения, обозначающие значения двух функций для этих имен, синонимически изоморфны, то и соответствующие этим функциям концепты λ-выражений синонимически изоморфны;

– концепты λ-выражений, различающиеся уровнем оператора λ, всегда различны (аналог аксиомы 67 $A0^C$);

– смысл λ-выражения всегда отличен от смысла приложения функции к аргументу (аналог аксиомы 68 $A0^C$).

Эти принципы, воплощенные в аксиомы, в соединении с правилами вывода $A0^C$ образуют $A0^{SI}$. Аксиома 16 системы Черча не вводится, и поэтому отсутствует ее важное следствие – принцип единственности концепта. Так разрешается парадокс единичной области[12].

Трактовка ЛСД как логики синонимического изоморфизма, которая предпринята для системы $A0^{SI}$, вызывает ряд разнородных проблем. Во-первых, интересно знать, насколько $A0^{SI}$ действительно является логикой синонимии. Во-вторых, необходимо оценить, насколько успешно справляется $A0^{SI}$ с парадоксами и насколько эффективным является разделение интенсиональных сущностей на концепты и неконцепты. Наконец, в третьих, необходимо дать оценку содержательной адекватности $A0^{SI}$ теории смысла, восходящей к Фреге и Черчу, и оценить ее перспективы

Синонимический изоморфизм и критерии синонимии

Возможности теории синонимического изоморфизма в решении задач анализа синонимии в языке ограничены. Это не может быть поставлено системе $A0^{SI}$ в упрек, но указывает на проблемы, требующие решения. Обобщая все, что в этой области было накоплено еще со времени появления системы Черча, Эндерсон перечисляет трудности адекватного анализа следующих случаев синонимии: во-первых, перестановка и обращение во фразе, вокруг несимметричного отношения или в пассаже — вокруг несимметричной связки и, во-вторых, перестановки вокруг симметричных отношений и связок[13]. Примеры для первого случая («~» обозначает синонимию):

a руководит b ~ b руководим a;
a горячее b ~ b холоднее a;
a детерминирует b ~ b обусловлено a;
a приводит к b ~ b следует за a;
a купил нечто у b ~ b продал нечто a;
если p, то q ~ q, если p;
$x < y \sim y > x$.

Примеры для второго случая:

a — родственник b ~ b — родственник a;
p или q ~ q или p;
$x = y \sim y = x$;
$\{x, y\} \sim \{y, x\}$, где $\{...\}$ — запись множества.

Анализ этих примеров предварим указанием на то, что синонимия выражений естественного языка устанавливается носителями языка в большинстве случаев без словарей так, как вообще устанавливаются значения слов, то есть наблюдением за их использованием. Для логики естественное употребление языка не может быть решающим. Логический анализ предполагает конечный и устойчивый тезаурус языка или, в нашем случае, некоторый словарь синонимов, а затем только правила, формально репрезентирующие допустимые логико-грамматические переформулировки. Приведенные примеры демонстрируют те случаи синонимии, для которых информации словаря синонимов недостаточно.

Синонимию в первом примере можно обосновать ссылкой на семантику глагола, употребленного в пассивном залоге. Во втором примере мы имеем дело с синонимией пар соотнесенных понятий. Из пар, образованных соотнесенными отношениями «более горячий» – «менее горячий» и «более холодный» – «менее холодный», образуется пара «более горячий» («горячее»), «более холодный» («холоднее»), которую также, с учетом синонимии самих этих пар, можно рассматривать как пару соотнесенных отношений. Обоснование результирующей синонимии требует, во-первых, ссылки на синонимию между парами соотнесенных отношений, во-вторых, знания того, что такое соотнесенные отношения и какова их семантика, в-третьих, семантики соотнесенных мереологических кванторов «больше» и «меньше». Третий, четвертый и пятый примеры демонстрируют просто соотнесенные отношения.

Коль скоро в словаре синонимов мы не найдем указания на синонимию приведенных оборотов, установление синонимии в этих примерах целиком возлагается на анализ употребления выражений и на логическую интуицию. Необходимость привлечения последней связана с переходом от наблюдения за использованием, например, терминов «продавать» и «покупать» к осознанию их соотнесенности, которое проявляется, когда мы говорим, что такое-то и такое-то действие есть «купля–продажа», то есть подразумеваем, что покупка не может происходить без одновременной с нею продажи. Полноценное знание отношений такого рода естественным образом проявляется в использовании соответствующей пары соотнесенных понятий, поэтому словари, ставящие своей целью прояснение значений слов для тех, кто владеет знанием, что именно эти слова обозначают, не говорят ничего о синонимии в рассматриваемых примерах. Тем самым подразумевается, что готовая логическая конструкция соотнесенных отношений уже присутствует и может быть применена к различным частным случаям. Установить же, что такой частный случай имеет место, призван анализ употребления.

Шестой и седьмой примеры показывают синонимию выражений, содержащих перестановку и обращение для асимметричных отношений в формализованном языке, и предъявляют проблему в наиболее отчетливом виде. Здесь синонимия может быть обоснована только специальными явными договоренностями или контекстуальными определениями, которые формулируются в терминах семантического метаязыка формальной системы. Это значит, что от тех, кто будет использовать такой язык, ожидается достаточный уровень компетентности.

Вторая группа примеров рассматривается аналогичным образом, и дело здесь обстоит проще, поскольку используются симметричные отношения, которым соответствуют не соотнесенные пары терминов, но всегда только один термин. Сопоставление примеров, взятых из формализованных языков и из естественного языка, показывает, что в первом случае требуются метаязыковые договоренности или определения, а во втором — предполагается знание смысла самого отношения, благодаря которому соответствующий термин используется по готовым правилам логической конструкции, соответствующей симметричным отношениям.

Итак, проблема, которую обнаруживают приведенные случаи синонимии, состоит в том, что ее обоснование предполагает несколько уровней знания и компетенции пользователей языка, которые выходят за рамки «непосредственного» знания значений слов, полученного из наблюдения за их употреблением, а также из словарей. Установление синонимии между выражениями оказывается зависимым от тех свойств субъекта, которые отражают его логическую и грамматическую компетентность. Обнаружив, что синонимия бывает различной и выделив некоторые ее формы, мы одновременно ставим вопрос о том, как возможны те и другие формы синонимии, как и чем они могут быть обоснованы. На наш взгляд, ответ на этот вопрос следует искать на пути исследования указанных свойств субъекта, что приведет анализ интересных нам случаев синонимии к изучению эпистемических установок.

Применительно к «Альтернативе 0» ЛСД рассмотренная проблема, даже в самом слабом виде, а именно — в случае с перестановкой аргументов симметричного отношения, требует сделать выбор между отождествлением и различением смысла суждения до и после такой перестановки. Иными словами, встает вопрос, считать ли тождество смыслов выражений ($y + z = x$) и ($x = y + z$) логическим артефактом формализованного языка (неотъемлемым свойством отношения «=») или же отражением действия некоторых содержательных установок, которые могли бы и не действовать и которые в ходе анализа употребления языка могут быть сформулированы явно. В последнем случае мы получим радикальную версию «Альтернативы 0», в которой перестановка λ-операторов в кванторной приставке λ-терма будет изменять его смысл.

Предлагаемое Эндерсоном решение проблемы в том, что касается формализованных языков[14], сводится к введению контекстуальных определений симметричных связок и отношений через несимметричные, что дополняется принятием постулатов значения, отождествляющих смыслы выражений, которые можно получить друг из друга перестановкой аргументов. Другая возможность указывается на пути модификации синтаксиса, благодаря которой выражение, главный функциональный знак которого является знаком симметричной функции, может рассматриваться с любым следованием аргументов этой функции. Можно согласиться с тем, что использование определений, введение постулатов значения и модификаций синтаксиса устраняет сомнения в адекватности $A0^{SI}$ задачам формализации теории синонимического изоморфизма, с одной стороны, и уточняет саму эту теорию — с другой. Однако анализ проблемы синонимии в рассмотренных только что случаях обнаруживает нечто большее. Делая критерий различия смыслов выражений все более и более строгим, мы, достигая «Альтернативы 0», не достигаем, как оказывается, самого строгого критерия. Это становится ясным, когда под вопросом оказываются свойства средств формализации. Требование, согласно которому смыслы двух синтаксически не совпадающих выражений различны, если ни из чего не следует обратное, начинает выполняться.

Как интерпретировать систему, в которой симметричность равенства или конъюнкции требует специальных постулатов значения? Ответ может звучать так: по-видимому, такая интерпретация будет содержать в себе описание градаций процесса, в ходе которого язык, раскрываясь в отношениях своих единиц, становится понятен субъектам, обладающим различными уровнями логической и грамматической компетентности.

Синонимия и проблема концептов констант

Обсуждая логическую и содержательную адекватность $A0^{SI}$, Эндерсон указывает на следующее затруднение[15]. Не все теоремы вида $(A_\alpha)_1 \neq (B_\alpha)_1$, где синонимия A_α и B_α не имеет места, являются доказуемыми в $A0^{SI}$. Причина этого состоит в отсутствии аксиом, которые бы делали концепты примитивных констант неанализируемыми, то есть непредставимыми в виде, например, приложения функции к аргументу. Следующая формула, очевидно, истинна, но, тем не менее, не является теоремой:

$$(f_{o_1 o_1 o_1 \alpha_1})(x_{\alpha_1})\,.\,Con\,f \supset .\,Con\,x \supset . \\ .\,\mathrm{C}_{o_1 o_1 o_1} \neq fx. \tag{1}$$

В самом деле, поскольку C_{ooo} есть примитивная константа, ее концепт $\mathrm{C}_{o_1 o_1 o_1}$ также является константным именем функции на классах эквивалентности. Но тогда ни по C_{ooo}, ни по $\mathrm{C}_{o_1 o_1 o_1}$ нельзя образовать λ-выражения, и мы не сможем получить аксиому 14_{A}. Задача $A0^{SI}$ состояла в том, чтобы различать концепты функций, предстающие в виде восхождений λ-выражений, и теоретико-типовые объекты. Примитивные константы не являются первыми и поэтому «причисляются» к последним, отсюда — и затруднение. Надо заметить, что аналогичные проблемы возникнут с любой константой, введенной в язык $A0^{SI}$. Это показывает плохую совместимость критерия синонимического изоморфизма с рядом свойств $A0^{SI}$, заимствованных у системы Черча, в которой константных имен нет, но куда их можно безболезненно ввести, дополнив аксиоматику принципом свертывания.

При решении проблемы концептов примитивных констант в $A0^{SI}$ можно пойти тремя путями. Во-первых, можно просто добавить соответствующие аксиомы для каждой примитивной константы. Во-вторых, можно добавить аксиомы, характеризующие свойства любых константных выражений, коль скоро мы захотим добавлять константы в язык $A0^{SI}$. В-третьих, можно допустить, что в метаязыке концепты замкнутых выражений вида $\lambda x A x$ могут быть синонимичны концептам замкнутых выражений вида BC, и предпринять модификацию семантики с тем, чтобы сделать формулу (1) ложной. Последний путь, по-видимому, представляется Эндерсону наиболее предпочтительным[16]. В связи с этим он предлагает считать смыслом, например, константы C_{ooo} формулировку, характеризующую ее семантику, то есть таблицу истинности для импликации. Тогда этот смысл, формулируемый в метаязыке, может оказаться синонимически изоморфным смыслу выражения, являющегося значением функции от некоторого аргумента. Метаязыковое выражение

$$\mathrm{C}_{ooo}AB \text{ есть } \mathsf{t} \Leftrightarrow \\ \Leftrightarrow \ldots \,\&^{17}\, \mathrm{C}_{ooo}AB \text{ есть } \mathsf{f} \Leftrightarrow \ldots\,, \tag{2}$$

играющее роль смысла C_{ooo}, синонимически изоморфно в метаязыке выражению

$$\&((\mathrm{C}_{ooo}AB \text{ есть } \mathsf{t} \Leftrightarrow \ldots) \\ (\mathrm{C}_{ooo}AB \text{ есть } \mathsf{f} \Leftrightarrow \ldots)), \tag{3}$$

то есть применению функции — метаязыковой конъюнкции к аргументам. Конъюнкция входит и в выражение (2), но со стороны языка-объекта оно рассматривается как некоторый целый, единый смысл C_{ooo} и поэтому неразложимо. В то же время в метаязыке такая разложимость вполне естественна. Иными словами, идея Эндерсона состоит в том, чтобы дополнить «внутреннее» представление смысла константы в интенсиональной иерархии $A0^{SI}$ также и «внешним» ее представлением — в метаязыке[18]. Эндерсон не рассматривает следствия такого шага, хотя они значительны.

Что есть смысл выражения в метаязыке? Очевидно, что это уже не функция на классах эквивалентности, и получается, что в языке $A0^{SI}$ смысл выражения проявляет одни свои свойства, а в метаязыке — другие, обусловливающие новые возможности синонимии. Тогда в логике $A0^{SI}$ оказываются одновременно представленными две версии синонимии, а именно: «внутренняя» синонимия, привязанная к классам эквивалентности и синонимическому изоморфизму, и «внешняя» синонимия, проявляющаяся в метаязыке. Нельзя не заметить, что при этом понятие «смысл» размывается. С одной стороны, роль смысла играют классы синонимического изоморфизма, с другой — присутствует и «подлинный» смысл как способ задания денотата.

В этой запутанной конструкции константному функциональному выражению λxAx уровня 0 языка-объекта сопоставляют как имя его смысла и константу $(\lambda xAx)_1$, и метаязыковое выражение, подобное (2), рассматривая его так же, как константу. На основании более слабого критерия синонимии в метаязыке, благодаря которому (2) и (3) становятся синонимами, формулу (1) признают ложной. Иными словами, верификация замкнутых формул вида $(A_\alpha)_1 = (B_\beta)_1$ требует привлечения сразу двух критериев: сначала синонимического изоморфизма языка-объекта — это, так сказать, первый слой интерпретации, а затем, если равенство не подтверждено, — синонимии в метаязыке — второй слой интерпретации.

Вообще говоря, только таким образом при расслаивании различных критериев синонимии и можно получить адекватную лингвистической практике логику синонимии. Излишне говорить о том, насколько это совместимо или адекватно по отношению к ЛСД, очевидно, речь идет уже о совершенно иной системе с иными задачами. Внутренние закономерности отношения синонимии далеко разводят концепцию синонимического изоморфизма и «Альтернативу 0».

* * *

Концепция синонимического изоморфизма корректна, но она является только частью требуемого решения проблемы косвенного контекста. Критерий синонимического изоморфизма слишком строг и поэтому недостаточен для адекватного отражения разнообразной лингвистической практики. Например, для эпистемического, модального и временного контекстов, очевидно, требуются специфические критерии тождества смысла выражений, каждый из которых, помимо синонимического изоморфизма, будет включать в себя еще что-то. С другой стороны, для формализации теории синонимического изоморфизма достаточно логики отношения синонимии, в которой для решения рассматриваемых проблем достаточно было бы ввести предикат синонимии и ограничения на замену тождественных в косвенных контекстах, то есть в области действия интенсиональных операторов.

С ЛСД как теорией интенсиональных сущностей логика синонимического изоморфизма связана достаточно искусственно, и, хотя использование концепции синонимического изоморфизма решает задачу интерпретации ЛСД, получающаяся система не является уже логикой отношения «быть концептом». Взгляд на логику синонимического изоморфизма со стороны содержательной теории смысла обнадеживает в большей степени. Проблемы, возникающие в связи с теорией синонимического изоморфизма и системой $A0^{SI}$, с очевидностью обнаруживают, что граница между свойствами формализованного языка логической системы и свойствами репрезентируемого в ней естественного языка является подвижной, что в логическом анализе мы можем выделить гораздо большее число различных критериев отождествления смыслов выражений, чем это представлялось ранее, и что, в конечном счете, мы приходим к раскрытию связанных с этим специфических свойств субъекта.

ПРИМЕЧАНИЯ

1 *Church A.* A Formulation of the Logic of Sense and Denotation // Structure, Method and Meaning. Essays in honor of H. M. Sheffer. New York: The Liberal Arts Press, 1951. P. 3–24; *Church A.* Outline of a Revised Formulation of the Logic of Sense and Denotation (Part I) // NOUS. 1973, V. 7. P. 24–33; *Church A.* Outline of a Revised Formulation of the Logic of Sense and Denotation (Part II) // NOUS. 1974, V. 8. P. 135–156.

2 См. указанные выше работы Черча, а также работы: *Anderson C. A.* General Intensional Logic // Handbook of Philosophical Logic. Eds. D. Gabbay, F. Guenthner. D. Reidel Pub. Comp. 1984. Vol. II. P. 355–385. *Микиртумов И. Б.* Композициональные и некомпозициональные типы в интенсиональной логике // Логические исследования. Вып. 11. М., 2004. С. 200–214.

3 *Anderson C. A.* Some Models for the Logic of Sense and Denotation with an Application to Alternative (0). (Diss.) UCLA: 1977. Эта работа была написана Эндерсоном под руководством Черча. См. также: *Anderson C. A.* Some new Axioms for the Logic of Sense and Denotation: Alternative (0) // NOUS. 1980. V. 14. P. 217–234; *Anderson C. A.* General Intensional Logic … P. 355–385.

4 *Church A.* Intensional Isomorphism and Identity of Belief // Philosophical Studies. Vol. 5. 1954. P. 65–73. Переиздано в сборнике Propositions and Attitudes. Ed. N. Salmon, S. Soames. Oxford, 1988. P. 159–168.

5 *Church A.* Outline of a Revised Formulation of the Logic of Sense and Denotation (Part I) … P. 24–33; *Church A.* Outline of a Revised Formulation of the Logic of Sense and Denotation (Part II) … P. 135–156.

6 Так будут выглядеть метапеременные по семантическим объектам.

7 Еще раз укажем на отличие от $A0^C$: там при пустом β оператор дескрипции по этому типу не считается правильно построенным выражением, здесь же он просто лишен денотата.

8 *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.

9 Будем считать запись $\lambda_1 x_2 x \ldots {}_n x$ или $\lambda({}_1x)({}_2x)\ldots({}_nx)$ — там, где надо избежать столкновения индекса оператора и индекса переменной, сокращением для $\lambda x_1 \lambda x_2 \ldots \lambda x_n$.

10 В соответствии с определениями ЛСД, $(\mathrm{I}x)\mathsf{F}$ есть сокращение для $\mathrm{I}(\lambda x\mathsf{F})$.

11 Нумерация аксиом наша.

12 *Myhill J.* Problems Arising in the Formalisation of Intentional Logic // Logique et Analyse. 1958. V. 1. P. 78–83.

13 *Anderson C. A.* Alternative (1*): a Criterion of Identity for Intensional Entities // Logic, meaning and computation: Essays in memory of Alonso Church / Ed. C. A. Anderson, M. Zeleny. (Издание предполагалось осуществить в 2001 году, однако этого не произошло и в 2005 году. Мы ссылаемся на оттиск статьи, любезно предоставленный автором). См. разд. 4.

[14] Там же, разд. 5, 6.

[15] *Anderson C. A.* Some new Axioms for the Logic of Sense and Denotation … P. 230; *Anderson C. A.* General Intensional Logic … P. 379—380.

[16] Там же, с. 384.

[17] Знак метаязыковой конъюнкции.

[18] Проблема анализа контекстуальных определений в связи с синонимическим изоморфизмом также обсуждается в статье: *Anderson C. A.* Alternative (1*): a Criterion of Identity for Intensional Entities … См. разд. 5.

I. Mikirtumov, V. Strelchenko.

THE LOGIC OF SENSE AND DENOTATION IN THE THEORY OF SYNONYMIC ISOMORPHISM

An interpretation of a system of logic of sense and denotation realizing the strictest criterion of distinction of sense as logic of synonymic isomorphism is considered. It is inferred that the criterion of synonymic isomorphism is adequate to logic of synonymy relation, but not to logic of intentional entities. The analysis of issues of logic of synonymic isomorphism shows that it is possible to identify purely logical criteria for senses of expressions which requires disclosing specific properties of propositional attitudes of subjects.