ББК 81.1
А65

Рецензент
докт. филол. наук, проф. *О.Н. Гринбаум* (СПбГУ)

Печатается по решению
Учебно-методической комиссии
Филологического факультета СПбГУ

Андреев А.В., Митрофанова О.А., Соколов К.В.
А65 Введение в формальную семантику: учеб. пособие. – СПб.: СПбГУ. РИО. Филологический факультет, 2014. – 88 с.
ISBN 978-5-8465-1443-0

Учебное пособие «Введение в формальную семантику» подготовлено по материалам курсов «Методы программной реализации интеллектуальных систем» (А.В. Андреев), «Математические модели языка», «Формальная и компьютерная семантика» (О.А. Митрофанова), «Понимание естественного языка» (К.В. Соколов).
Для студентов, изучающих дисциплины, связанные с формальными моделями и автоматической обработкой естественного языка.

ББК 81.1

ISBN 978-5-8465-1443-0

© А.В. Андреев, О.А. Митрофанова, К.В. Соколов, 2014
© Филологический факультет СПбГУ, 2014

ПРЕДИСЛОВИЕ

Задачи, которые ставят перед собой лингвисты, когда они обращаются к формальному аппарату математической логики, не всегда совпадают с задачами логиков. Для лингвиста логический аппарат зачастую служит средством экспликации тонких семантических различий, средством анализа и сопоставления явлений. В прикладной лингвистике обращение к формальным методам может определяться выразительностью и привлекательными алгоритмическими свойствами. Говоря о задании семантики для фрагмента естественного языка, в действительности ведут речь о переформулировании смысла на некотором формальном языке, который в данном случае играет роль семантического метаязыка, широко применяемого и в других направлениях лингвистической семантики. Строгость и возможность использования логической и вычислительной техники всё же оказывается важным преимуществом данного подхода, даже если формализация преследует ограниченные цели.

Данное учебное пособие подготовлено по материалам ряда курсов, посвященных математическим моделям естественного языка, формальной семантике, автоматической обработке текста, которые преподаются на кафедре математической лингвистики филологического факультета СПбГУ (О.А. Митрофанова) и кафедре информационных систем в искусстве и гуманитарных науках факультета искусств СПбГУ (А.В. Андреев). Данным вопросам посвящен спецкурс «Понимание естественного языка» на кафедре распределенных вычислений и компьютерных сетей СПбГПУ (К.В. Соколов).

На создание учебного пособия авторов вдохновили результаты работы научно-исследовательской группы, занимавшейся логическими методами анализа естественного языка на кафедре математической лингвистики в 1980–1990-е годы (В.Д. Буторов, О.Н. Гринбаум, И.П. Панков, С.Я. Фитиалов). Авторы выражают благодарность своим учителям и коллегам.

ВВЕДЕНИЕ

Логический анализ естественного языка: история вопроса

На рубеже XIX и XX вв. интересы философов, математиков и логиков сместились в сторону изучения естественного языка. Это объясняется стремлением ученых построить универсальную систему знаний, устранить противоречия в математике с помощью логического анализа, исследовать логические начала в естественном языке. Именно такие задачи ставила перед собой аналитическая философия, в рамках которой развивалось несколько направлений, прежде всего, философия логического анализа и лингвистическая философия.

В философии логического анализа внимание ученых было сосредоточено на использовании формальной логики для «исправления» естественного языка таким образом, чтобы он мог служить в качестве языка науки. В этом направлении работали Г. Фреге, Б. Рассел, Л. Витгенштейн (венский период), философы и логики Венского кружка (М. Шлик, О. Нейрат, К. Гёдель, Р. Карнап, Х. Рейхенбах и т. д.), Львовско-Варшавской школы (А. Тарский, К. Айдукевич и др.). В работах Г. Фреге обосновано различие между смыслом и денотатом, введено понятие пропозиции, рассмотрены особенности смысла у имен и предложений, введен принцип композиционности. Б. Рассел в своих исследованиях противопоставил имена как простые знаки и дескрипции (неполные знаки, смысл которых есть пропозициональная функция), заложил основы теории типов, разработал концепцию логического атомизма. Л. Витгенштейн в «Логико-философском трактате» и других работах, посвященных естественному языку, изложил оригинальную концепцию устройства «правильного» языка как своего рода исчисления, описал теорию «протокольных» предложений, ввел в научный обиход так называемый принцип верификации и т. д. Р. Карнап разработал теоретические основы формальной семантики, предложил постулаты значения как метод описания значений слов и т. д. К. Айдукевич предложил особое семантико-синтаксическое категориальное исчисление как модель порождения и восприятия текста. А. Тарский определил условия истинности высказываний и т. д. Эти и некоторые другие идеи способствовали формированию формальной семантики как самостоятельной области исследований.

Философия лингвистического анализа – еще одно направление аналитической философии, которое выросло вокруг исследований не научного, а обыденного языка и развивалось с целью объяснить факты правомерного и неправомерного его употребления. Представителями данного течения являются ученые Кембриджской (Дж. Мур, Дж. Уиздом, Л. Витгенштейн (кембриджский период)) и Оксфордской школ (Дж. Остин, П. Стросон, Г. Райл, П. Грайс и др.). В русле философии лингвистического анализа появились: теория языковых игр, философия здравого смысла, теория речевых актов, теория референции и ряд других.

Аналитическая философия способствовала становлению лингвистической семантики как самостоятельной науки. Вслед за У. Куайном можно выделить два типа семантических теорий, в зависимости от того, как в них трактуется значение языковых выражений: сильную и слабую семантику.

С позиций сильной семантики, описать значение языкового выражения – значит задать правила, с помощью которых можно установить, чему соответствует это выражение в некой модели действительности. Для сильной семантики наибольший интерес представляет значение предложения и условия его истинности. В целом естественный язык рассматривается как формальный логический язык, но более сложный, чем привычные логические исчисления. Следовательно, при описании естественного языка можно использовать такие же понятия и конструкции, как и в логике. К теориям сильной семантики следует отнести теоретико-модельную семантику, или грамматику Монтегю, теорию референции, теорию возможных миров, ситуационную семантику, теоретико-игровую семантику и т. д. Существенный вклад в развитие данного направления внесли Р. Монтегю, А. Тарский, У. Куайн, Д. Дэвидсон, С. Крипке, П. Стросон, З. Вендлер, а также современные зарубежные исследователи – Э. Бах, Б.Х. Парти, Д. Даути, Э. Кинен, Х. Камп, Дж. Барвайз, А. Хайм, Р. Купер, А. Кратцер, Дж. Гронендийк, М. Стокхоф, Р. Изворска, А. фон Штехоф и ряд других. Существует отечественная школа сильной семантики, которую представляют Н.Д. Арутюнова, Е.В. Падучева, В.Б. Борщев, группа «Логический анализ языка» и многие другие исследователи.

Слабая семантика рассматривает значения языковых выражений не столько в соотнесенности с действительностью и ее фрагментами, сколько как сущности, хранящиеся в сознании говорящего. Значения, понимаемые таким образом, можно изучать с точки зрения разнообразных синтагматических и парадигматических отношений между языковыми выражениями (синонимия, антонимия, гипонимия и т. д.). В слабой семантике сходства и различия между значениями языковых выражений объясняются с помощью семантических метаязыков, самыми известными из которых являются язык семантических признаков Московской семантической школы, описанный Ю.Д. Апресяном и коллегами, язык семантических примитивов А. Вежбицкой, язык маркеров и различителей в порождающей семантике Дж. Катца, Дж. Фодора. Основной методологией слабой семантики можно считать компонентный анализ значения, описанный в классических работах Э. Бендикса, М. Бирвиша, Ю. Найды, Б. Поттье, А. Греймаса и др.

Когнитивная семантика, также относящаяся к слабой семантике, предлагает интерпретировать значение языковых выражений в терминах концептуальных схем, ментальных моделей, фреймов, когнитивных сценариев и пр. Известные зарубежные исследователи, достигшие значительных результатов в области когнитивной семантики, – это Дж. Миллер, Ч. Филлмор, Ф. Джонсон-Лэрд, Дж. Лакофф, Р. Лангакер, Л. Талми, Ж. Фоконье и др. Отечественные исследователи, работающие в когнитивной парадигме, – Р.М. Фрумкина, Е.С. Кубрякова, Е.В. Рахилина, О.Н. Ляшевская, А.Д. Шмелев, И.Б. Левонтина и ряд других.

Интеграция сильной и слабой семантики достигается при решении задач в области автоматического понимания естественного языка и компьютерной семантики. Среди моделей, совмещающих идеи двух направлений, следует упомянуть модель «Смысл ⇔ Текст», модель концептуальных зависимостей, фреймовые и сетевые модели, формальные онтологии и т. д. Модели такого типа описаны в работах зарубежных ученых, таких как Р. Шенк, Дж. Миллер, Ч. Филлмор М. Минский, Дж. Сова и др. Большой вклад в разработку интегральных моделей семантики внесли отечественные лингвисты: Ю.Д. Апресян, И.А. Мельчук, А.К. Жолковский, Н.Н. Леонтьева, Ю.С. Мартемьянов, Г.С. Цейтин, З.М. Шаляпина и др.

Проблема формализации семантики естественного языка обширна и многогранна. В данном учебном пособии авторы затронут лишь некоторые ее аспекты, а именно использование логических исчислений в описании значений языковых выражений.

ЛИТЕРАТУРА

Аналитическая философия: Избранные тексты. М., 1993.
Аналитическая философия: Становление и развитие. М., 1998.
Апресян Ю.Д. Лексическая семантика (синонимические средства языка). М., 1974.
Апресян Ю.Д. О языке толкований и семантических примитивах // Избранные труды. Т. II. Интегральное описание языка и системная лексикография. М., 1995.
Арутюнова Н.Д. Предложение и его смысл (Логико-семантические проблемы). М., 1976.
Арутюнова Н.Д. Язык и мир человека. М., 1998.
Бах Э. Неформальные лекции по формальной семантике. М., 2009.
Вежбицкая А. Семантические универсалии и описание языков. М., 1999.
Витгенштейн Л. Философские работы. Ч. I–II. М., 1994.
Войшвилло Е.К., Дегтярев М.Г. Логика. М.,1998.
Герасимова И.А. Формальная грамматика и интенсиональная логика. М., 2000.
Демьянков В.З. Доминирующие лингвистические теории в конце XX века // Язык и наука конца XX века. М., 1995.
Дэвидсон Д. Истина и интерпретация. М., 2003.
Карнап Р. Значение и необходимость. Исследования по семантике и модальной логике. М., 2007.
Кобозева И.М. Лингвистическая семантика. М., 2004.
Кронгауз М.А. Семантика. М., 2001.
Куайн У.В.О. Слово и объект М., 2000.
Куайн У.В.О. Философия логики. М., 2008.
Лагута О.Н. Логика и лингвистика. Новосибирск, 2000.
Лайонз Дж. Лингвистическая семантика. М., 2003.
Логика, онтология, язык. Томск, 2006.
Логический анализ языка. М., 1988–2002.
Математическая лингвистика. Л., 1973.
Математическая логика и ее применения. М., 1965.
Мельчук И.А. Опыт теории лингвистических моделей «Смысл ⇔ Текст». М., 1999.
Минский М. Фреймы для представления знаний. М., 1979.
Новое в зарубежной лингвистике. Вып. XIII: Логика и лингвистика (проблемы референции). М., 1982.

Новое в зарубежной лингвистике. Вып. XVII: Теория речевых актов. М., 1986.
Новое в зарубежной лингвистике. Вып. XVIII: Логический анализ естественного языка. М., 1986.
Остин Дж. Избранное. М., 1999.
Падучева Е.В О семантике синтаксиса: Материалы к трансформационной грамматике русского языка. М., 1977.
Падучева Е.В. Высказывание и его соотнесенность с действительностью. М., 1985.
Парти Б.Х. Лекции по формальной семантике // http://people.umass.edu/partee/
Перцов В.Н. К проблеме построения семантического метаязыка // Труды международной конференции «Диалог – 2006». М., 2006.
Рассел Б. Введение в математическую философию: Избранные работы. Новосибирск, 2007.
Рассел Б. Человеческое познание: его сфера и границы. М., 2000.
Скребцова Т.Г. Когнитивная лингвистика: курс лекций. СПб., 2011.
Философия и логика Львовско-Варшавской школы. М., 1999.
Философия языка. М., 2004.
Философский портал // http://philosophy.ru/
Фреге Г. Логика и логическая семантика: сборник трудов. М., 2000.
Хинтикка Я. Логико-эпистемологические исследования. М., 1980.
Цейтин Г.С. Программирование на ассоциативных сетях // ЭВМ в проектировании и производстве. Вып. 2. Л., 1985.
Цейтин Г.С. Язык математической логики как средство исследования семантики естественного языка // Проблемы прикладной лингвистики: Тезисы межвузовской конференции 16–19 декабря 1969 г. М., 1969.
Шенк Р. Обработка концептуальной информации. М., 1980.
Язык, истина, существование. Томск, 2002.
Abbott B. The Formal Approach to Meaning: Formal Semantics and its Recent Developments // https://www.msu.edu/~abbottb/formal.htm
Bach E. Informal Lectures in Formal Semantics. Albany, 1989.
Cann R. Formal Semantics: An Introduction. Cambridge, 1994.
Groenendijk J., Janssen Th., Stokhof M. (eds.). Formal Methods in the Study of Language. Amsterdam, 1984.
Kratzer A., Heim I. Semantics in Generative Grammar. Oxford, 1998.
Montague R. The Proper Treatment of Quantification in Ordinary English // Approaches to Natural Language. Dordrecht, 1973.
Partee B.H. Formal Semantics: Origins, Issues, Early Impact // The Baltic International Yearbook of Cognition, Logic and Communication. Vol. 6: Formal Semantics and Pragmatics: Discourse, Context, and Models. Riga, 2011.
Portner P., Partee B.H. (eds.) Formal Semantics: The Essential Readings. Oxford, 2002.

ТЕОРЕТИЧЕСКИЕ ОСНОВЫ ФОРМАЛЬНОЙ СЕМАНТИКИ

Исчисление предикатов в описании естественного языка

Исчисление предикатов (далее ИП), или логика первого порядка, – основа современной логики. ИП – простейший пример логического языка, все более выразительные логические языки основываются именно на ИП. Структура ИП похожа на структуру естественного языка, что делает ИП удобным средством для формализации рассуждений в математике, информатике, естественных науках. С помощью ИП можно формальным образом представить семантико-синтаксическую организацию высказываний естественного языка, описывающих те или иные онтологические ситуации.

ИП может формулироваться несколькими структурно различными, но логически эквивалентными способами. Излагаемый вариант ИП представляет собой так называемое натуральное исчисление.

ИП первого порядка включает следующие элементы:

– конечное множество *нелогических констант*;

– конечное множество *функциональных символов*;

– конечное множество *предикатных символов*;

– специальный предикатный символ = (равенство);

– связки: $\neg$ (отрицание), & (конъюнкция), $\vee$ (дизъюнкция), $\rightarrow$ (импликация), $\equiv$ (эквивалентность);

– кванторы: всеобщности $\forall$ и существования $\exists$.

С каждым функциональным и предикатным символом связано неотрицательное число, называемое *арностью* (*местностью*), выражающее количество возможных аргументов этого символа; таким образом, предикатные и функциональные символы могут быть нульарные (нульместные)[1], унарные (одноместные), бинарные (двухместные) и в общем случае n-арные (n-местные). В дальнейшем при необходимости мы будем обозначать арность символа числом в скобках в нижнем индексе, например, $P_{(1)}$.

---

[1] Нульместные функциональные символы есть то же самое, что и нелогические константы.

Формулы ИП строятся рекурсивно следующим образом.

1. Нелогические константы и переменные суть *термы.*

2. Если $a_1, \ldots, a_n$ – термы и f – n-местный функциональный символ, то $f(a_1, \ldots, a_n)$ – терм.

3. Если $a_1, \ldots, a_n$ – термы и P – n-местный предикатный символ, то $P(a_1, \ldots, a_n)$ – формула. В частности, поскольку равенство есть бинарный предикатный символ, то $a_1 = a_2$ есть формула. Такие формулы называются *атомарными*.

4. Если A – формула, то $(\neg A)$ – тоже формула.

5. Если A и B – формулы, то $(A \,\&\, B)$, $(A \vee B)$, $(A \to B)$, $(A \equiv B)$ – формулы.

6. Если A – формула, а x – переменная, то $(\forall x.\ A)$, $(\exists x.\ A)$ – формулы.

Переменная, которая вводится одним из кванторов, называется *связанной* в соответствующей подформуле; переменная, не являющаяся связанной, называется *свободной.* Формула, не содержащая свободных переменных, называется *связанной*. Отметим, что переменные могут занимать только место целых термов, но не функциональных символов или предикатов, таким образом, следующие формулы синтаксически некорректны: $\forall x.\ \forall y.\ P(x(y))$; $\forall x.\ \exists P.\ P(x)$; в этом, собственно, и заключается «первый порядок» рассматриваемой системы.

Заглавными буквами из начала латинского алфавита (A, B, C, …) будут обозначаться произвольные формулы; строчными буквами (a, b, c, …) – произвольные термы; строчными буквами из конца латинского алфавита (x, y, z, …) – произвольные переменные. Эти обозначения относятся только к описанию ИП, но не к нему самому – конкретные имена символов могут иметь любую форму.

Формулы могут быть *выведены* из других формул с помощью набора *правил вывода* (также говорят, что формула *следует* из других формул). По сути, эти правила описывают смысл логических связок, кванторов и других элементов; правила, с помощью которых в формулах появляются новые элементы, называются *правилами введения*, а правила, с помощью которых могут быть проанализированы формулы, содержащие те или иные элементы, называются *правилами удаления* соответствующих элементов. Ниже приведен полный список правил для ИП (табл. 1).

Таблица 1

Правила вывода для ИП

	Правила введения	*Правила удаления*
&	$\dfrac{A \quad B}{A \,\&\, B}$ Из двух утверждений A и B следует утверждение «A и B».	$\dfrac{A \,\&\, B}{A}$ $\quad\dfrac{A \,\&\, B}{B}$ Из утверждения «A и B» следует как A, так и B.
$\vee$	$\dfrac{A}{A \vee B}$ $\quad\dfrac{B}{A \vee B}$ Из утверждений A и B по отдельности следует утверждение «A или B»	$\dfrac{A \vee B \quad A \to C \quad B \to C}{C}$ **Разделительный силлогизм.** Из утверждений «A или B», «если A, то C», «если B, то C» следует C.
$\to$	$\dfrac{A}{B \to A}$ **Правило усиления посылок.** Из утверждения A следует утверждение «Если B, то A» для *произвольного B*. Содержательно это означает, что если какое-то утверждение может быть доказано без использования какой-либо посылки, то оно может быть доказано и при наличии этой посылки.	$\dfrac{A \to B \quad A}{B}$ **Modus ponens.** Из импликации «Если A, то B» и утверждения A (*условия импликации*) следует утверждение B (*заключение импликации*). В этом правиле проявляется родство импликации и логического следования. Именно, утверждение «Если A, то B» является теоремой тогда и только тогда, когда B логически следует из A (*теорема дедукции*). Тем не менее, импликация и следование – это принципиально различные понятия: импликация – это логическая связка, а следование – это фундаментальное свойство логического языка в целом.
$\equiv$	$\dfrac{A \to B \quad B \to A}{A \equiv B}$	$\dfrac{A \equiv B \quad A}{B}$ $\quad\dfrac{A \equiv B \quad B}{A}$
	Эквивалентность – это двусторонняя импликация	
$\neg$	$\dfrac{A}{\neg\neg A}$ Из утверждения A следует его двойное отрицание (*не-не-A*).	$\dfrac{\neg A \quad A}{B}$ Из противоречия следует любое утверждение.

$\forall$	$\dfrac{A}{\forall x.\, A}$ $\quad \dfrac{\forall x.\,(A \to B) \quad A}{\forall x.\, B}$ (если x не входит свободно в A) Иными словами, если какая-либо переменная не входит в формулу или ее часть, то эта (под)формула может быть безопасно введена в область действия квантора всеобщности, связывающего такую переменную.	$\dfrac{\forall x.\, A}{A[a/x]}$ Вместо переменной, связанной квантором всеобщности, может быть подставлено любое значение, иными словами, если некоторое утверждение верно для всех значений, то оно верно для любого из них.
$\exists$	$\dfrac{A}{\exists x.\, A[x/a]}$ Если некоторое утверждение верно для некоторого значения, следовательно, существует такое значение, для которого это утверждение верно.	$\dfrac{\exists x.\, A \quad \forall x.\,(A \to B)}{B}$ (если x не входит свободно в B) Это правило формализует следующую схему рассуждений. Пусть в доказательстве некоторого утверждения используется произвольный, неконкретизированный объект, обладающий, однако, некоторым свойством. В таком случае для доказательства этого утверждения необходимо доказать только существование *любого* объекта с данным свойством.
$=$	$\forall x.\, x = x$ (аксиома рефлексивности равенства)	$\dfrac{A \quad a = b}{A[a/b]}$ $\quad \dfrac{A \quad a = b}{A[b/a]}$ В любом утверждении терм может быть заменен на равный ему.

Правила сечения

$$\frac{A \to B \qquad B \vdash C}{A \to C} \qquad\qquad \frac{\forall x.\, A \qquad A \vdash B}{\forall x.\, B}$$

Правила сечения позволяют применять другие правила вывода не только к целой формуле, но и к правой части импликации, а также внутри сферы действия квантора всеобщности. В отличие от других правил, правила сечения не являются необходимыми – любое доказательство, их использующее, может быть перестроено так, чтобы их исключить. Они служат, таким образом, только для построения более ясных, компактных и естественных доказательств.

Здесь и далее выражение $A[a/b]$ обозначает формулу, полученную подста-

новкой терма a вместо всех вхождений терма b в формуле A. Как исключение в правилах $\exists$-введения и $=$-удаления допускается замена любого числа вхождений, не обязательно всех.

Полученная система носит название *чистого исчисления предикатов*. К нему добавляются исходные утверждения (аксиомы) и дополнительные правила, описывающие смысл конкретных нелогических констант, функциональных и предикатных символов. Так, например, предикат нестрогого порядка («a меньше или равно b») может быть описан следующими тремя правилами:

1) рефлексивность: $\forall x.\, x \le x$;

2) антисимметричность:

$$\frac{a \le b \qquad b \le a}{a = b}\ ;$$

3) транзитивность:

$$\frac{a \le b \qquad b \le c}{a \le c}\ .$$

Формулы, выводимые из аксиом, называются *теоремами*.

Опираясь на правила вывода, можно определить одни связки через другие. Например, импликация может быть определена через отрицание и дизъюнкцию:

$(A \to B) \equiv (\neg A \lor B)$.

Вероятно, менее очевидна дуальность кванторов по отношению друг к другу:

$\exists x.\, A \equiv \neg\forall x.\, \neg A$;

$\forall x.\, A \equiv \neg\exists x.\, \neg A$.

Во многих случаях оказывается полезным еще третий вид кванторов: «существует единственный». Этот квантор может быть также определен правилами введения/удаления, однако обычно он задается как сокращение для следующего выражения:

$$\exists! x.\, A \overset{\text{def}}{=} \exists x.\, \forall y.\, (P(y) \to x = y)\ .$$

Для описания семантики естественных языков может быть удобнее функциональная форма этого квантора, называемая *оператором определенной дескрипции*. Он может быть задан с помощью следующих правил:

$$\frac{\exists! x.\ A \,\&\, B}{\mathrm{A}[\iota x.\ B\,/\,x]}\ ; \qquad\qquad \frac{A}{\exists! x.\ \mathrm{A}[x\,/\,\iota x.\ B] \,\&\, B}\ .$$

В нашем логическом языке на переменные, связанные кванторами, не налагается никаких дополнительных ограничений. Существует также вариант ИП, называемый типизованным исчислением предикатов, в котором каждому терму и каждой связанной переменной приписан некоторый тип. В рамках логики первого порядка это не более чем синтаксическое украшение, поскольку типизованные кванторы могут быть выражены через обычные с помощью следующих соотношений:

$$\forall x : T.\ A \stackrel{\text{def}}{=} \forall x.\ T(x) \to A\ ;$$

$$\exists x : T.\ A \stackrel{\text{def}}{=} \exists x.\ T(x) \to A\ .$$

Иными словами, каждый тип T – это не более чем одноместный предикат. Однако типизованная форма ИП начинает играть весьма существенную роль при переходе к языкам высшего порядка, о чем см. следующий раздел.

Рассмотренная нами логическая система позволяет только строить формулы и преобразовывать их по определенным правилам, однако она никак не соотносится с «реальным миром». Для этого формулы должны быть *интерпретированы*; для замкнутых формул это означает приписывание им *истинностного значения* (0 = *ложь* или 1 = *истина*) относительно некоторого положения дел в мире, называемого *моделью*. Формально модель определяется как структура, содержащая следующие компоненты:

1) множество объектов (*домен*) D;

2) семейство функций φ_i, ставящих в соответствие каждому i-местному функциональному символу функцию от i аргументов из D в D: $D \times \ldots \times D \to D$; в частности, φ_0 отображает каждую нелогическую константу в элемент из D;

3) семейство функций Φ_i, ставящих в соответствие каждому i-местному предикатному символу функцию от i аргументов из D в $\{0, 1\}$: $D \times \ldots \times D \to \{0, 1\}$; в частности, Φ_0 отображает каждый 0-местный предикат в элемент в $\{0, 1\}$.

Интерпретация формул с переменными требует введения некоторых дополнительных понятий. А именно, назовем *контекстом*

функцию, отображающую имена переменных в элементы D. Далее, если ρ – некоторый контекст, то через $\rho[v{\Rightarrow}c]$ обозначим новый контекст, полученный присоединением к ρ отображения переменной v в элемент c, т. е.

$$\rho[v{\Rightarrow}c](x) = \begin{cases} c, \text{ если } x = v, \\ \text{иначе } \rho(x). \end{cases}$$

Тогда *интерпретация формулы* или *терма относительно контекста ρ* получается по следующим правилам[2]:

$[\![x]\!]^\rho$	$=$	$\rho(x)$	$[\![\neg A]\!]^\rho$	$=$	$1 - [\![A]\!]^\rho$
$[\![c]\!]^\rho$	$=$	$\varphi_0(c)$	$[\![A \,\&\, B]\!]^\rho$	$=$	$\min([\![A]\!]^\rho, [\![B]\!]^\rho)$
$[\![f_{(n)}]\!]^\rho$	$=$	$\varphi_n(f)$	$[\![A \vee B]\!]^\rho$	$=$	$\max([\![A]\!]^\rho, [\![B]\!]^\rho)$
$[\![f(a_1, \ldots, a_n)]\!]^\rho$	$=$	$[\![f]\!]^\rho([\![a_1]\!]^\rho, .., [\![a_n]\!]^\rho)$	$[\![A \to B]\!]^\rho$	$=$	$\max(1 - [\![A]\!]^\rho, [\![B]\!]^\rho)$
$[\![P_{(n)}]\!]^\rho$	$=$	$\Phi_n(P)$	$[\![A \equiv B]\!]^\rho$	$=$	$\delta([\![A]\!]^\rho, [\![B]\!]^\rho)$
$[\![P(a_1, \ldots, a_n)]\!]^\rho$	$=$	$[\![P]\!]^\rho([\![a_1]\!]^\rho, .., [\![a_n]\!]^\rho)$	$[\![\forall x.\ A]\!]^\rho$	$=$	$\min_{i \in D} [\![A]\!]^{\rho[x \Rightarrow i]}$
$[\![a = b]\!]^\rho$	$=$	$\delta([\![a]\!]^\rho, [\![b]\!]^\rho)$	$[\![\exists x.\ A]\!]^\rho$	$=$	$\max_{i \in D} [\![A]\!]^{\rho[x \Rightarrow i]}$

Здесь $\delta(x, y)$ обозначает функцию, равную 1, если $x = y$, и 0 в остальных случаях.

Если для некоторой формулы A некоторого $\rho[\![A]\!]^\rho = 1$, то такая формула называется *истинной относительно контекста ρ*. Формула, истинная относительно пустого контекста, называется формулой, истинной в модели (очевидно, такая формула обязана быть замкнутой). Формула, истинная во всех моделях, называется *общезначимой*[3]. Для чистого ИП выполняются условия *корректности* и *полноты*: любая теорема чистого ИП общезначима и любая общезначимая формула есть теорема ИП. В конкретных теориях полнота может и не иметь места, а вот корректность есть непременное свойство любых практически значимых теорий.

[2] Строго говоря, речь идет об интерпретации относительно контекста *и данной модели*, однако в отличие от контекста модель остается всегда одной и той же при применении рекурсивных правил.

[3] Точнее, в общем случае общезначимой является такая формула, которая истинна во всех моделях, в которых истинны все аксиомы конкретной теории, а все правила вывода, примененные к истинным формулам, дают также истинные формулы.

Теперь мы переходим собственно к вопросам описания семантики естественного языка с помощью ИП. Ниже приведены примеры перевода разнообразных языковых конструкций на язык логики первого порядка (по причинам, о которых позже, задать список формальных правил такого перевода невозможно).

Таблица 2

Примеры перевода языковых конструкций на язык ИП

Лингвистическая категория	*Пример*	*Логическое соответствие*	*Перевод примера*
Имя собственное	*Москва*	нелогическая константа	$Moscow$
		оператор определенной дескрипции	$\iota x.\ Capital(x, Russia)$
Имя нарицательное	*город*	атомарная формула	$City(x)$
Анафорическое местоимение	*он*	переменная	x
Именная группа «существительное + прилагательное»	*красивый город*	конъюнкция	$Beautiful(x)\ \&\ City(x)$
	следующий год		$Year(x)\ \&\ Next(x, y)$
		терм с функцио-нальным симво-лом + атомарная формула	$\exists x.\ Year(x)\ \&\ P(Next(x))$[4]
	бывший президент	атомарная формула	$Former\_president(x)$
Именная группа «существительное + существитель-ное»	*столица России*	терм с функцио-нальным символом	$Capital(Russia)$
		оператор определенной дескрипции	$\iota x.\ Capital(x, Russia)$
	район Санкт-Петербурга	атомарная формула	$District(x, Petersburg)$
	столица государства	конъюнкция	$State(x)\ \&\ Capital(x, y)$
Именная группа «числительное + существительное»	*два города*	конъюнкция с неравенством	$City(x)\ \&\ City(y)\ \&\ \neg(x = y)$
Глагол безлич-ный	*светает*	0-местный предикат	$Dawn_{(0)}$
непере-ходный	*идет*	1-местный предикат	$Go_{(1)}$
переход-ный	*видит*	2-местный предикат	$See_{(2)}$
Простое предложение	*Москва – столица России.*	формула с равенством	$Moscow = Capital(Russia)$
		атомарная формула	$Capital(Moscow, Russia)$
	Петербург – красивый город.	конъюнкция	$City(Petersburg)\ \&\ Beautiful(Petersburg)$
	Петербург – не Москва.	отрицание	$\neg(Moscow = Petersburg)$
	Петр I основал Петербург.	атомарная формула	$Founder(Peter\_I, Petersburg)$
	Все люди смертны.	импликация	$\forall x.\ Human(x) \rightarrow Mortal(x)$
	Некоторые города – столицы.	конъюнкция	$\exists x.\ \exists y.\ City(x)\ \&\ Capital(x, y)$
	В каждой стране ровно одна столица.	импликация	$\forall x.\ Country(x) \rightarrow \exists! y.\ Capital(y, x)$

[4] Здесь и далее уменьшенным шрифтом обозначаются части формулы, не относящиеся напрямую к значению данного языкового выражения.

	В комнате стоят два стула.	конъюнкция	$\exists x.\ \exists y.\ \exists z.\ Room(x)\ \&\ Chair(y)\ \&\ Chair(z)\ \&\ \neg(y = z)\ \&\ In(y, x)\ \&\ In(z, x)\ \&\ \forall t.\ Chair(t)\ \&\ In(t, x) \rightarrow t = y\ \&\ t = z$
	Ни один студент не сдал все экзамены.	отрицание	$\neg\exists x.\ Student(x)\ \&\ \forall y.\ Exam(y) \rightarrow Passed(x, y)$
	Только студенты, сдавшие все экзамены, получают стипендию.	эквивалентность	$\forall x.\ Student(x) \rightarrow (\forall y.\ Exam(y) \rightarrow Passed(x, y)) \equiv Sponsored(x)$
Сложное предложение	*Петя идет в школу, а Вася идет в кино.*	конъюнкция	$(\exists y.\ Go\_to(petya, x)\ \&\ School(y))\ \&\ (\exists y.\ Go\_to(vasya, y)\ \&\ Cinema(y))$
	Пети нет дома, или он занят.	дизъюнкция	$\neg At\_home(Petya) \vee Busy(Petya)$
	Когда идет дождь, то асфальт мокрый.	импликация	$Raining \rightarrow \forall x.\ Asphalt(x) \rightarrow Wet(x)$
	Александр Македонский участвует в олимпийских играх, только если его соперники – цари.	эквивалентность	$Participate(Alexander, Olympics) \equiv \forall x.\ Participate(x, Olympics) \rightarrow King(x)$

Таким образом, можно видеть, что хотя любая конструкция языка естественного может быть переведена на язык логики первого порядка, процесс такого перевода достаточно нетривиален. При этом может возникать три рода проблем. Причина проблем первого рода – фундаментальные отличия между формальным и обыденным языком. Ярким примером этого является трактовка имен собственных (и вообще определенных конструкций). В приведенной выше таблице имена собственные и имена нарицательные

переводятся в совершенно разные виды сущностей (константы и незамкнутые формулы), в то время как с точки зрения естественного языка все имена ведут себя в целом одинаково[5]. Однако это только внешняя сторона вопроса, а основное затруднение состоит в том, *что*, собственно, означают собственные имена? В формальной логике со времен Б. Рассела принято считать, что смысл нелогических констант определяется набором аксиом; так, в формальной арифметике 0 – это не более и не менее, как такое число, что для любого другого числа $a + 0 = 0 + a = a$. Очевидно, что такой подход плохо работает при анализе естественных языков, в которых имена собственные образуют весьма обширное (если вообще конечное) множество. Можно указать три возможных пути решения данной проблемы.

Во-первых, смысл имен собственных определяется только функцией интерпретации; в самом логическом языке как таковом они являются *пустыми символами*. Такой подход, по-видимому, согласуется с нашими интуитивными представлениями: для того, чтобы полностью понять предложение наподобие *Иван ударил Петра*, нужно определить, какие именно Иван и Петр имеются в виду, т. е. отобразить множество имен в множество конкретных людей. Однако при этом получается, что предложения с именами собственными не имеют никакого смысла вне модели, а это вряд ли справедливо. Кроме того, такой подход не очень *логичен* в том смысле, что семантика формальных и естественных языков при этом трактуется существенно по-разному.

Во-вторых, альтернативой является использование оператора ι (или квантора единичного существования). Иными словами, для каждого имени собственного мы подыскиваем такой предикат, чтобы он был истинен только для объекта, обозначаемого этим именем[6]. Однако теперь проблема заключается в отыскании соответствующего предиката, и если для такого имени, как *Москва*, это сде-

[5] В некоторых языках, например, в английском, собственные и нарицательные имена относятся к разным синтаксическим типам, однако это различие лишь в общих чертах напоминает различие между переводами собственных и нарицательных имен в логике.

[6] В формальных языках первый и второй подходы, как можно легко заметить, тождественны: так, вместо 0, можно всякий раз писать $\iota x.\ \forall y.\ y + x = y\ \&\ x + y = y$.

лать легко[7], то для имен людей это сделать практически невозможно: быть некоторым Иваном Ивановичем Ивановым – это и значит быть именно этим человеком, а не просто человеком с такими же свойствами.

Наконец, третий путь заключается в использовании квантора простого (неединичного) существования. В этом случае фраза *Ваня ударил Петю* будет переводиться как $\exists x.\ \exists y.\ Name(x, Vanya)\ \&\ Name(x, Petya)\ \&\ Hit(x, y)$, т. е. буквально ‘Существует такой объект, имя которого *Ваня*, и такой объект, имя которого *Петя*, такие, что первый объект ударил второго’. Такой подход безупречен в логическом отношении, трактует имена собственные и нарицательные как логические сущности одного рода и, вероятно, дает результаты, совпадающие с нашими интуитивными ожиданиями о том, что значат фразы с именами собственными в тех случаях, когда мы не знаем привязки этих имен к конкретным объектам. Однако при этом оказывается невозможным в рамках логического языка задавать определения для тех или иных имен: предложение *Москва – столица России* переводится формулой $\exists x.\ \exists y.\ Name(x, Moscow)\ \&\ Name(y, Russia)\ \&\ Capital(x, y)$, которая, очевидно, не может быть использована, допустим, для вывода из предложения *Ваня поехал в Москву* предложения *Ваня поехал в столицу* (потому что мы притворяемся, что не знаем, та же ли самая Москва здесь имеется в виду). Кроме того, при этом предложения вроде *В комнате сидит Иван* и *В комнате сидит некий Иван* получают одинаковую логическую трактовку, что как будто бы не согласуется с нашими интуитивными представлениями об их смысле.

Проблемы второго рода возникают из-за ограничений используемого логического языка, в первую очередь – из-за свойства «первого порядка», т. е. из-за невозможности использовать предикаты в качестве аргументов других предикатов. Это приводит к тому, что любые *модификаторы* не могут быть переведены как замкнутые логические формулы, что хорошо видно из примеров выше. В качестве модификаторов могут выступать самые разные языковые элементы.

[7] Хотя следует заметить, что трактовка имени *Москва* как тождественного выражению *столица России* таит в себе определенные подводные камни, связанные с равенством, о чем будет сказано ниже.

Модификаторами могут являться показатели времен и наклонений. Мы не можем напрямую перевести на язык логики первого порядка предложение *Санкт-Петербург был столицей России* так, чтобы была сразу очевидна его связь с предложением *Санкт-Петербург является столицей России*; иными словами, разным временам одного и того же глагола будут соответствовать разные предикатные символы. Впрочем, как будет показано ниже, это в большей степени техническое ограничение.

В качестве модификаторов могут выступать прилагательные и наречия. Некоторые прилагательные могут, по крайней мере, быть переведены как часть конъюнкции: *белый стол* – это такой объект, который является белым и в то же время является столом, т. е. $White(x)\ \&\ Table(x)$. Однако в других случаях это уже не так: *хороший начальник* нельзя интерпретировать как ‘некто, являющийся одновременно хорошим *и* начальником’, но скорее как ‘тот, кто хорошо начальствует’, т. е. модификации по сути подвергается не объект, а утверждение. Особенно неэлегантной оказывается трактовка местоимений вроде *все* или *некоторые*, переводящихся в кванторы, которые, очевидно, присоединяются к переводу предложения в целом, а не той именной группы, к которой относятся соответствующие местоимения.

То же самое происходит вообще с любыми необязательными элементами предложения, в первую очередь, с аргументами глаголов. Так, мы можем легко перевести предложение *Петя ударил Васю портфелем по голове* с помощью четырехместного предиката: $\exists x.\ \exists y.\ Head(x, Vasya)\ \&\ Schoolbag(y)\ \&\ Hit(Petya, Vasya, y, x)$. Однако как мы в таком случае поступим с предложением *Петя ударил Васю*? Если мы полагаем для него адекватным перевод $\exists x.\ \exists y.\ Hit(Petya, Vasya, x, y)$, т. е.‘Петя ударил Васю чем-то по чему-то’, то как поступить с предложениями, содержащими *больше* аргументов, например, *Петя <u>с умыслом</u> ударил Васю портфелем по голове*? Мы либо должны предусмотреть для каждого предиката аргументы для любого возможного дополнения/обстоятельства, а если в каком-то предложении они не выражены, то заполнять пустые места абстрактными переменными, связанными квантором существования; либо же, для каждого глагола со своим возможным набором актантов/сирконстантов должен быть свой отдельный предикат. Ни тот, ни другой подходы, вообще говоря, не обладают достаточной гибкостью.

Точно так же модификаторами являются конструкции с глаголами наподобие *знать*, *хотеть*, вводящие подчиненное предложение. Так, *Вася знает, что Петя пришел* может быть представлено только как *Knows_that_come*(*Vasya*, *Petya*), таким образом, мы должны вводить отдельный предикат еще и для каждой пары глаголов, которые могут встретиться в подобном контексте.

Неожиданные проблемы могут возникать при описании семантики совокупностей. Так, предложение *Некоторые критики хвалят друг друга* легко переводится на язык первого порядка: $\exists x.\ \exists y.\ Critic(x)\ \&\ Critic(y)\ \&\ \neg(x = y)\ \&\ Praise(x, y))$. Аналогичным образом переводится и предложение *Все критики хвалят только друг друга*: $\forall x.\ \forall y.\ Critic(x) \to Praise(x, y) \to Critic(y)$. Однако предложение, выглядящее структурно совершенно таким же и не содержащее ни одного нового элемента, *Некоторые критики хвалят только друг друга* (так называемое предложение Гича–Каплана) адекватно на язык первого порядка переведено быть не может. В самом деле, кажущийся очевидным перевод $\exists x.\ Critic(x)\ \&\ \forall y.\ Praise(x, y) \to Critic(y)$ в действительности соответствует совсем другому предложению, наподобие *Некоторые критики хвалят только других критиков*, иными словами, остается полностью невыраженной идея существования внутри множества критиков некоторого замкнутого подмножества, все члены которого хвалят только членов этого же подмножества.

Сложность представляет трактовка равенства. Так, в соответствии с вышеприведенными правилами вывода в любом случае объект может быть заменен на равный ему. Однако это немедленно приводит нас к странным результатам. Именно, применим равенство *Moscow* = *Capital*(*Russia*) к самому себе и получим тождество *Moscow* = *Moscow*. Формально никакой ошибки здесь нет, однако вряд ли кто-нибудь признает синонимичными предложения *Москва – столица России* и *Москва – это Москва*, что имеет вполне прозрачное логическое объяснение, ведь мы от необщезначимого утверждения перешли к общезначимому. Хуже того, в некоторых контекстах может происходить и нарушение правил: так, очевидно, из утверждения *Петя знает, что Москва – это Москва* (*Believes*(*Petya*, *Moscow*, *Moscow*)) не должно следовать утверждение *Петя знает, что Москва – столица России* (*Believes*(*Petya*,

Moscow, *Capital*(*Russia*)). Корректная трактовка подобных примеров возможна, только если считать, что равенство в естественном языке не совпадает с предикатом равенства в логике, либо же переходом к такой логике, которая позволяет различать интенсиональные и экстенсиональные утверждения.

Ряд проблем связан с различным пониманием связок и операторов в естественном и логическом языке. По большей части такие проблемы легко разрешаются, требуя только аккуратности и внимания к деталям. Так, например, союз *или*, соединяющий предложения, может переводиться как минимум тремя способами:

1) дизъюнкцией: *Петя смотрит телевизор или* (*Петя*) *пьет чай*, но может быть и то, и другое вместе, так что $(Watch(Petya, x)\ \&\ TV\_set(x))\ \&\ (Drink(Petya, y)\ \&\ Tea(y))$;

2) антиэквивалентностью: *Петя идет в кино или* (*Петя идет*) *в цирк*, но не то и другое сразу, поэтому: $\neg(Go\_to(Petya, x) \equiv Go\_to(Petya, y))\ \&\ Cinema(x)\ \&\ Circus(y)$;

3) конъюнкцией, например *Можно пойти в кино или* (*можно пойти*) *в цирк* означает, что существует и одна, и другая возможность; правильным переводом будет, следовательно, $Can\_visit(x)\ \&\ Can\_visit(y)\ \&\ Cinema(x)\ \&\ Circus(y)$.

Особую осторожность следует соблюдать в обращении с кванторами. Дело в том, что в обыденном языке (и в классической, аристотелевской логике) всеобщность предполагает существование: если *Все лошади едят траву*, то это значит, что хотя бы одна лошадь существует, однако в современной формальной логике то, что связывается квантором $\forall$, не обязательно существует, поэтому правильным переводом для приведенного предложения будет не $\forall x.\ \forall y.\ Horse(x)\ \&\ Grass(y)\ \&\ Eat(x, y)$, а $(\forall x.\ \forall y.\ Horse(x)\ \&\ Grass(y)\ \&\ Eat(x, y))\ \&\ (\exists x.\ Horse(x))\ \&\ (\exists x.\ Grass(x))$. Точно так же, местоимение *некоторые*, которое вообще-то переводится квантором существования, в обыденном языке означает, скорее всего, ‘некоторые, но не все’, таким образом, переводом для *Некоторые писатели неграмотны* будет $(\exists x.\ Writer(x)\ \&\ \neg Literate(x))\ \&\ (\exists x.\ Writer(x)\ \&\ Literate(x))$.

Наибольшие трудности в этом отношении связаны с импликацией. Дело в том, что импликация в логике не предполагает никакой содержательной связи между своими частями и, более того, всегда истинна при ложности посылки (так называемая *материаль-*

ная импликация). Однако вряд ли кто-то согласится считать «истинным» утверждение *Если луна сделана из сыра, то* $2 \times 2 = 4$; с другой стороны, ложным его тоже не вполне можно назвать. Мы также можем легко попасть впросак, пытаясь перевести конструкцию с сослагательным наклонением *Если бы A, то бы B*; на первый взгляд может показаться, что переводом для нее будет $(A \to B) \ \& \ \neg A$, однако, поскольку импликация истинна, когда посылка ложна, то данная формула является тавтологией.

В некоторых случаях техническая проблема превращается в серьезное практическое затруднение. Так, поскольку в логике переменные с разными именами легко могут связываться с одним и тем же объектом (в то время как в естественном языке различные имена «по умолчанию» соответствуют разным объектам), в переводы всех предложений, содержащих числительные, приходится добавлять неравенства. При этом если переводом для предложения *Здесь сидят два человека* будет $\exists x.\ \exists y.\ Human(x)\ \&\ Human(y)\ \&\ Sit\_here(x)\ \&\ Sit\_here(y)\ \&\ \neg(x = y)\ \&\ \forall z.\ Human(z) \to x = z \vee y = z)$, что громоздко, но в целом достаточно прозрачно, то замена *два* на *три* приводит к удлинению формулы на четыре члена, а замена *два* на *десять* – к удлинению на 50 (!) членов (равенств и неравенств).

Некоторые из указанных проблем могут быть нивелированы введением правил вывода, связывающих различные предикаты между собой (в формальной семантике такие правила обычно называются *постулатами значения*); так, например, можно формализовать представление о том, что бывший президент не является актуальным президентом:

$\forall x.\ Former\_president(x) \to \neg President(x)$.

Однако, если не выходить за пределы логики первого порядка, такие правила должны формулироваться индивидуально для каждого предиката.

Более радикальным решением является так называемая *реификация*, т. е. превращение свойств, отношений и т. п. из предикатов в объекты. Рассмотрим в общих чертах реифицированное представление естественного языка в логике первого порядка. Здесь будет удобно воспользоваться типизованным вариантом ИП с четырьмя типами: E для собственно объектов (сущностей), P для свойств, R для отношений и S для ситуаций. При этом все собственно языковые единицы переводятся в переменные и константы соответствующих типов (существительные – преимущественно в тип E, прилагательные и наречия – в типы P и R, глаголы – в тип S). В качестве предикатов же выступают фундаментальные отношения между элементами: наличие у объекта определенного свойства (обозначаемое далее как $x \bullet y$), связь двух объектов отношением и участие объекта в ситуации в той или иной семантической роли (например агенс, пациенс, инструменти т. п.) $(x \to_R y)$[8]. Такой подход обладает рядом преимуществ по сравнению с «традиционным», в частности:

1) каждой лексической единице, независимо от ее синтаксического класса, ставится в соответствие одна переменная или константа (за исключением форм, транслируемых в логические связки и кванторы);

2) могут быть легко описаны необязательные валентности, например:

Петя ударил Васю.	$Petya^E \to_{Agent} Hit^S \ \&\ Vasya^E \to_{Patient} Hit^S$
Петя ударил Васю портфелем.	$Petya^E \to_{Agent} Hit^S \ \&\ Vasya^E \to_{Patient} Hit^S \ \&\ Petya^E \to_{Instrument} Schoolbag^E$
Петя ударил Васю портфелем по голове.	$Petya^E \to_{Agent} Hit^S \ \&\ Vasya^E \to_{Patient} Hit^S \ \&\ Schoolbag^E \to_{Instrument} Hit^S \ \&\ Head^E \to_{Direction} Hit^S$

3) исчезают многие проблемы, связанные с представлением множеств объектов, в частности, могут быть адекватно переведены предложения Гича–Каплана:

$\exists p : P.\ (\forall x\!: E.\ x \bullet p \to x \bullet Critic^P)\ \&\ (\forall x : E.\ \forall y : E.\ x \bullet p\ \&\ x \to_{Agent} Praise^S\ \&\ y \to_{Patient} Praise^S) \to y \bullet p)$.

Однако здесь есть и свои проблемы: принципом композициональности приходится полностью пожертвовать; формулы оказываются более сложными, а для осуществления логического вывода

[8] Поскольку мы говорим о типизованном ИП, то в действительности имеется несколько вариантов этих предикатов, в зависимости от того, связано ли свойство/отношение с сущностями, другими свойствами/отношениями или ситуациями.

необходимо включить в систему аксиом по крайней мере некоторые аксиомы теории множеств; самое неприятное заключается в возможности представления парадоксальных (противоречивых) высказываний. Например, можно записать так называемую логическую форму парадокса Б. Рассела («пусть импредикабельными называются свойства, неприменимые сами к себе; тогда является ли импредикабельным само свойство импредикабельности?»):

$(\forall q\colon P.\ q \bullet Impredicable^P \to \neg (q \bullet q)) \to (Impredicable^P \bullet Impredicable^P)$.

ЛИТЕРАТУРА

Горский Д.П., Ивин А.А., Никифоров А.Л. Краткий словарь по логике. М., 1991.

Клини С.К. Математическая логика. М., 2007.

Мендельсон Э. Введение в математическую логику. М., 1971.

Столл Р.Р. Множества. Логики. Аксиоматические теории. М., 1968.

Френкель А.А., Бар-Хиллел И. Основания теории множеств. М, 2006.

Boolos G. To Be is to Be a Value of a Variable (or to Be Some Values of Some Variables) // G. Boolos. Logic, Logic, and Logic. Cambridge, 1998.

Olivé A. Conceptual Modeling of Information Systems. Berlin, 2007.

Prawitz D. Natural Deduction: A Proof-Theoretical Study. N.Y., 2006.

Модальные логики

Модальные логики получаются из логики первого порядка добавлением как минимум одного *модального оператора*. Прототипический модальный оператор обозначается символом □ (читается «необходимо, что»). Синтаксически модальные операторы ведут себя, как отрицание: если A – формула, то $\Box A$ – тоже формула. Добавляются также еще как минимум следующие правила вывода:

$$\frac{A}{\Box A}\ ; \qquad \frac{\Box(A \to \quad \Box AB)}{\Box B}\ ,$$

[9] Иными словами, это правило может применяться только к полной формуле, но не к правой части импликации по правилу сечения и т. п.

Вводится также второй оператор, дуальный к оператору □, обозначаемый ◊ (читается как «возможно, что»):

$\Diamond A \overset{\mathrm{def}}{=} \neg\Box\neg A$.

Можно заметить сходство правил для модальных операторов и правил для кванторов; как будет показано ниже, это не случайное совпадение.

Модальные операторы могут иметь различную содержательную интерпретацию:

– алетическая модальность: «необходимо, что»;

– временна́я модальность: «всегда будет, что»;

– эпистемическая модальность: «известно, что»;

– деонтическая модальность: «должно быть так, что»;

– оценочная модальность: «хорошо, что» и т. п.

В зависимости от вида модальности логический язык может включать дополнительные правила вывода. Так, в большинстве модальных логик действует правило «расширения»:

$$\frac{\Box \mathrm{A}}{\Box\Box \mathrm{A}}\ .$$

В одном логическом языке может быть несколько видов модальных операторов; в этом случае говорят о *мультимодальных логиках*. В таких логиках для каждого модального оператора будет свой набор правил вывода, аналогичных указанным выше; кроме того, могут присутствовать еще дополнительные правила, описывающие взаимодействие операторов между собой.

Теперь перейдем к вопросу об интерпретации модальных логик. В настоящее время общепринятым является подход, называемый *семантикой возможных миров*, который был предложен американским логиком С. Крипке. Новаторство этого подхода состоит в том, что С. Крипке удалось показать, как самые разные виды модальных логик могут быть интерпретированы совершенно единообразно. Вводится множество атомарных возможных миров и отношение *достижимости* между ними. В отличие от логики предикатов, интерпретация формул модальной логики осуществляется теперь не относительно модели, а относительно некоторого возможного мира, который, в частности, передается в качестве первого аргумента в функции интерпретации φ_i и Φ_i: $[\![b]\!]$:

$$\llbracket c \rrbracket^{\rho, w} = \varphi_0(w, c) ;$$
$$\llbracket f_{(n)} \rrbracket^{\rho, w} = \varphi_n(w, f) ;$$
$$\llbracket P_{(n)} \rrbracket^{\rho, w} = \Phi_n(w, P) .$$

Остальные правила совпадают с правилами интерпретации логики предикатов, за исключением того, что возможный мир должен «просачиваться» в интерпретации подформул, например:

$$\llbracket A \,\&\, B \rrbracket^{\rho, w} = \min(\llbracket A \rrbracket^{\rho, w}, \llbracket B \rrbracket^{\rho, w}) .$$

Теперь остается самое главное: сформулировать правила интерпретации модальных операторов.

$$\llbracket \Box A \rrbracket^{\rho, w} = \min_{u \in \mathrm{R}(w)}(\llbracket A \rrbracket^{\rho, u}) ;$$
$$\llbracket \Diamond A \rrbracket^{\rho, w} = \max_{u \in \mathrm{R}(w)}(\llbracket A \rrbracket^{\rho, u}) .$$

Иными словами, формула необходимо истинна в некотором мире, если она истинна во всех мирах, достижимых из данного[10]; аналогично, формула возможно истинна в некотором мире, если она истинна хотя бы в одном из достижимых миров. Полная формула (т. е. формула, не являющаяся частью никакой другой формулы) семантически неоднозначна: мы можем говорить либо об универсальной истинности таких формул (т. е. $\llbracket A \rrbracket = \min_{u \in W}(\llbracket A \rrbracket^{\varnothing, u})$, либо об истинности в некотором выделенном мире, обычно отождествляемым с «реальным миром». В мультимодальных логиках, очевидно, с каждой парой модальных операторов должно быть связано отдельное отношение достижимости.

Несомненной заслугой С. Крипке является то, что он показал связь между теми или иными аксиомами модальной логики и свойствами отношения достижимости. Так, упомянутому выше правилу «расширения» ($\Box \mathrm{A} \vdash \Box\Box \mathrm{A}$) соответствует свойство *транзитивности* для R: если мир w достижим из мира v, а мир v достижим из мира u, то мир w достижим из мира u. Именно это обстоятельство делает «семантику “возможных миров”» весьма удобным инструментом для анализа модальных логических систем.

[10] Отметим, что вопреки интуитивному представлению формула, необходимо истинная в данном мире, не обязательно истинна в нем самом, хотя для многих модальных логик это действительно так.

Можно заметить, что на основе семантики возможных миров легко сформулировать правила перевода из модальной логики в обычную логику предикатов. А именно арность всех констант, функциональных символов и предикатов увеличивается на единицу, а модальным операторам ставятся в соответствие следующие формулы с кванторами (где w – «текущий» возможный мир):

$$(\Box A)^w \Rightarrow \forall x : \mathbf{W}.\ R(w, x) \rightarrow A^x ;$$
$$(\Diamond A)^w \Rightarrow \exists x : \mathbf{W}.\ R(w, x) \,\&\, A^x .$$

Таким образом, модальная логика, строго говоря, не является более выразительной, чем немодальное исчисление предикатов, однако формулы модальной логики зачастую существенно более компактны и гораздо более удобны с точки зрения логического вывода, чем их эквиваленты из логики первого порядка.

Рассмотрим теперь, как разные модальные логические системы могут применяться для анализа явлений естественного языка.

С помощью алетической модальной логики (т. е. возможности и необходимости в узком смысле) можно легко представлять семантику контрфактических предложений, представлявших трудности с точки зрения исчисления предикатов, а именно: смысл предложения «Если бы A, то B» может быть достаточно адекватно передан через $\Box(A \rightarrow B) \,\&\, \neg A$, т. е. «между A и B существует логическая связь, но в реальном мире A не имеет места». Вообще существует мнение, что импликация, снабженная оператором необходимости (называемая иногда *строгой импликацией*), гораздо лучше подходит для описания смысла союза «если».

Особый интерес для формальной семантики представляют временны́е логики, разработка которых была начата А. Приором в конце 1950-х гг. Во временных логиках вводятся два модальных оператора необходимости **H** и **G**, читающиеся как «всегда было» и «всегда будет», и соответствующие им операторы возможности **P** и **F** («было» и «будет»). Для них вводятся обычные модальные правила вывода, а также два правила, связывающие между собой будущее и прошлое через настоящее:

$$\frac{A}{\mathbf{PF}A}\ ; \qquad \left| \frac{A}{\mathbf{FP}A} \right. .$$

Также во временнóй логике обычно вводятся правила «расширения» для операторов **H** и **G**. Могут вводиться и дополнительные правила, в зависимости от того, какими свойствами, как предполагается, обладает время. Например, представлению о детерминированном линейном прошлом соответствует следующее правило:

$$\frac{\mathbf{P}A \qquad \mathbf{P}B}{\mathbf{P}(A \mathbin{\&} B) \lor \mathbf{P}(A \mathbin{\&} \mathbf{P}B) \lor \mathbf{P}(\mathbf{P}A \mathbin{\&} B)}\ .$$

Временнáя логика может с успехом применяться для анализа систем глагольных времен в естественных языках (недаром первый вариант такой логики назывался именно *Tense Logic*). Так, основные значения видо-временных форм английского глагола могут быть представлены с помощью следующих временных формул (где A обозначает основное действие, а R – вспомогательное, обычно выражаемое глаголом в придаточном предложении) см. табл. 3.

Таблица 3

Логическая интерпретация видо-временных форм английского глагола

	Present	*Past*	*Future*	*Future-in-the-Past*
Indefinite	$\mathbf{P}A \mathbin{\&} \mathbf{F}A$[11]	$\mathbf{P}A$	$\mathbf{F}A$	$\mathbf{PF}A$
Continuous	A	$\mathbf{P}(A \mathbin{\&} R)$	$\mathbf{F}(A \mathbin{\&} R)$	$\mathbf{PF}(A \mathbin{\&} R)$
Perfect	$\mathbf{P}A \mathbin{\&} \neg A$	$\mathbf{P}(\mathbf{P}A \mathbin{\&} \neg A)$	$\mathbf{F}(\mathbf{P}A \mathbin{\&} \neg A)$	$\mathbf{PF}(\mathbf{P}A \mathbin{\&} \neg A)$
Perfect Continuous	$\mathbf{P}A \mathbin{\&} A$	$\mathbf{P}(\mathbf{P}A \mathbin{\&} A)$	$\mathbf{F}(\mathbf{P}A \mathbin{\&} A)$	$\mathbf{PF}(\mathbf{P}A \mathbin{\&} A)$

Можно видеть, в частности, что правилу согласования времен (за вычетом случаев Present Indefinite и Present Continuous, которые требуют особого обращения) соответствует просто присоединение модального оператора **P**; это охватывает и случай вложенного согласования, ведь можно показать, что $\mathbf{PP}A \vdash \mathbf{P}A$[12].

[11] Эта формула в первом приближении соответствует значению *регулярного действия*.

[12] Это вытекает из правила «расширения»: $\Box\neg A \to \Box\Box\neg A \equiv \neg\Box\Box\neg A \to \neg\Box\neg A \equiv \Diamond\neg\Diamond\neg A \to \Diamond\neg\neg A \equiv \Diamond\neg\neg A \to \Diamond\neg\neg A \equiv \Diamond\Diamond A \to \Diamond A$.

Также полезными для описания семантики естественного языка являются эпистемические модальные логики, особенно их многоагентные разновидности. В этих логиках каждому субъекту x приписан модальный оператор $\mathbf{K}_x$ со значением «x, знает, что …». Особенностью эпистемических логик является, таким образом, потенциально бесконечный набор операторов и, следовательно, в интерпретации С. Крипке отношение достижимости является по сути не бинарным, а тернарным.

Что касается правил вывода, то в эпистемических логиках не обязательно присутствует правило «расширения» $\mathbf{K}_xA \vdash \mathbf{K}_x\mathbf{K}_xA$ (из «знает, что A» не обязательно следует «знает, что знает, что A»; отношение достижимости не является в таком случае транзитивным), но всегда имеет место правило $\mathbf{K}_xA \vdash A$ (отвечающее свойству рефлексивности у отношения достижимости), иными словами, если нечто известно, то оно истинно. Когда субъекту модального оператора разрешается быть произвольным термом, а не просто нелогической константой, становится возможным представлять, например, смысл предложения *Если все знают, что А, то и Ваня знает, что А*: $(\forall x.\ \mathbf{K}_x A) \to \mathbf{K}_{Ivan}A$.

Сочетание эпистемической модальности с темпоральной является удобным инструментом для описания коммуникации между субъектами, так, смысл выражения *x сообщает y, что A* может быть передан как $(\mathbf{K}_xA) \mathbin{\&} (\mathbf{FK}_yA)$.

Можно задаться вопросом, насколько полезны модальные логики, если, как мы видели, любая модально-логическая формула может быть передана в обычной логике первого порядка. Основная проблема, однако, состоит в громоздкости таких представлений, поскольку необходимо не только в явном виде указывать возможный мир у всех символов, но и вводить дополнительные члены для отношения достижимости. Особенно заметно это обстоятельство в случае мультимодальных логик; так, например, модальной формулой, передающей предложение *Вася знает, что Петя, возможно, узнает, что Земля круглая* будет $\mathbf{K}_{Vasya}\Diamond\mathbf{FK}_{Petya}Round(Earth)$, а ее аналог в исчислении первого порядка выглядит как $\forall w.\ R_{\mathrm{K}}(Real, Vasya(Real), w) \to \exists w'.\ R_{\Box}(w, w') \mathbin{\&} \exists w''.\ R_{\mathrm{F}}(w', w'') \mathbin{\&} \forall w'''.\ R_{\mathrm{K}}(w'', Vasya(w''), w''') \to Round(w''', Earth(w'''))$.

ЛИТЕРАТУРА

Ивин А.А. Логика времени // Неклассическая логика. М., 1970.

Крипке С.А. Семантическое рассмотрение модальной логики // Семантика модальных и интенсиональных логик. М., 1981.

Непейвода Н.Н. Прикладная логика. Новосибирск, 2000.

Прайор А.Н. Временная логика и непрерывность времени // Семантика модальных и интенсиональных логик. М., 1981.

Символическая логика / под ред. Я.А. Слинина, Э.Ф. Караваева, А.И. Мигунова: учебник. СПб., 2005.

Тейз А., Гоше П., Грегуар Э. и др. Логический подход к искусственному интеллекту: От классической логики к логическому программированию. М., 1990.

Тейз А., Грибомон П., Юлен Г. и др. Логический подход к искусственному интеллекту: От модальной логики к логике баз данных. М., 1998.

Хинтикка Я. Виды модальности // Семантика модальных и интенсиональных логик. М., 1981.

Prior A.N. Past, Present and Future. Oxford, 1967.

Sider Th. Logic for Philosophy. Oxford, 2010.

Дескрипционные логики

Оборотной стороной выразительности исчисления первого порядка является досадное обстоятельство: в общем случае оно *неразрешимо*, иными словами, не существует алгоритма, который мог бы для произвольной формулы определить, является ли она теоремой данной логической теории или нет. Поэтому для задач автоматической обработки знаний возникает потребность в логических формализмах, которые были бы, с одной стороны, достаточно выразительными, но с другой – алгоритмически разрешимыми. Семейство логических систем с такими свойствами, предназначенных, в первую очередь, для машинного представления знаний, носит название *дескрипционных логик* (description logics). В частности, дескрипционные логики являются теоретической основой для языка OWL, который играет ключевую роль в концепции Semantic Web.

С теоретической точки зрения дескрипционные логики представляют собой своеобразное развитие аристотелевской логики. В отличие от логики первого порядка и модальных логик, основными

элементами дескрипционной логики являются не суждения, а *понятия* (concepts). Понятия могут комбинироваться друг с другом посредством некоторого набора операторов, точный состав которого отличается в разных вариантах дескрипционных логик. Однако, как правило, дескрипционные логики включают в себя как минимум следующие элементы[13]:

1) множество *атомарных понятий* (atomic concepts);

2) множество *ролей*, связывающих понятия между собой;

3) *пустое* понятие («ничто», обозначаемое $\bot$) и *универсальное* понятие («все, что угодно», обозначаемое $\top$);

4) операторы дополнения $\neg A$, объединения $A \sqcup B$ и пересечения $A \sqcap B$ понятий;

5) квантифицированные выражения $\forall R.\ A$ и $\exists R.\ A$, где R – некоторая роль;

6) количественные ограничения $(\le_n \mathrm{R})$ и $(\ge_n R)$.

Можно видеть, что дескрипционная логика не включает в явном виде ни констант, ни переменных[14].

Понятия используются в составе суждений двух видов: *подчинение* (subsumption) $A \sqsubseteq B$, соответствующее аристотелевским простым общеутвердительным суждениям «Все A суть B», и *эквивалентность* $A \equiv B$, вполне совпадающее по смыслу с эквивалентностью в логике предикатов[15].

Семантика формул дескрипционной логики может быть задана трояким образом: через формулы теории множеств, логики первого порядка или модальной логики. В первом случае понятиям ставятся в соответствие множества, а ролям – бинарные отношения. Во вто-

[13] Дескрипционная логика, включающая только эти элементы и никаких других, называется логикой ***ALCN***.

[14] Отсутствие констант, впрочем, не ограничивает выразительной силы логики, поскольку для каждой константы всегда можно ввести понятие, которое включает в себя только объект, соответствующий данной константе. Некоторые варианты дескрипционной логики, в частности тот, который используется в OWL, содержат специальную конструкцию для таких понятий: $\{a\}$.

[15] Иногда также рассматривается еще третий вид суждений: *разделенность* $A \parallel B$, соответствующая простым общеотрицательным суждениям «Ни один A не есть B». Разделенность может быть выражена через эквивалентность как $A \sqcap B \equiv \bot$.

ром случае понятиям соответствуют одноместные предикаты, а ролям – двухместные предикаты. Наконец, в случае интерпретации через модальную логику понятиям соответствуют нульместные предикаты, а ролям – отношения достижимости, т.е. фактически пары модальных операторов. Ниже в табл. 4 приведены соответствия для всех дескрипционных операторов во всех этих трех случаях.

Таблица 4

Соответствия для дескрипционных операторов

Формула дескрипционной логики	*Формула теории множеств*	*Формула первого порядка*	*Модальная формула*
$\top$	$\mathbf{U}$	любая тавтология	
$\bot$	ø	любое противоречие	
P	P	$P(x)$	P
$\neg A$	$\mathbf{U} \setminus A$	$\neg A_x$	$\neg A$
$A \sqcap B$	$A \cap B$	$A_x \,\&\, B_x$	$A \,\&\, B$
$A \sqcup B$	$A \cup B$	$A_x \vee B_x$	$A \vee B$
$\forall R.\, A$	$\{x \in \mathbf{U} \mid R(x) \subseteq A\}$	$\forall y.\, R(x, y) \to A_x$	$\Box_R A$
$\exists R.\, A$	$\{ x \in \mathbf{U} \mid R(x) \cap A \neq ø\}$	$\exists y.\, \mathrm{R}(x, y) \,\&\, A_x$	$\Diamond_R A$
$(\leq_n R)$	$\{x \in \mathbf{U} \mid \lvert R(x)\rvert \leq n\}$	$\forall y_1 \ldots \forall y_n.\forall y_{n+1}.\, (\&_{1 \leq i \leq n+1} R(x, y_i)) \to (\vee_{1 \leq j \leq n}\, y_j = y_{n+1})$	нет общепринятого обозначения
$(\geq_n R)$	$\{ x \in \mathbf{U} \mid \lvert R(x)\rvert \geq n \}$	$\exists y_1 \ldots \exists y_n.\, \&_{1 \leq i \leq n}.\, R(x, y_i) \,\&\, (\&_{1 \leq j \leq n, j \neq i}\, y_i \neq y_{j)}$	
$A \sqsubseteq B$	$A \subseteq B$	$\forall x.\, A_x \to B_x$	$A \to B$
$A \equiv B$	$A = B$	$\forall x.\, A_x \equiv B_x$	$A \equiv B$

Здесь через $\mathbf{U}$ обозначается универсум объектов, через $R(x)$ – множество всех объектов, связанных с x отношением R, т. е. $\{y \in \mathbf{U} \mid x\, R\, y\}$, через A_x – формула (не обязательно атомарная), в которую x входит свободно. Выражения $\&_{1 \leq j \leq n} A_i$ и $\vee_{1 \leq j \leq n,} A_i$ являются сокращениями для n-членных конъюнкции и дизъюнкции.

Основываясь на этих соответствиях, можно легко определить правила вывода для формул дескрипционной логики, например[16]:

$$\frac{A \sqsubseteq B \quad B \sqsubseteq C}{A \sqsubseteq C}\,; \qquad \frac{A \sqsubseteq C \quad B \sqsubseteq C}{A \sqcap B \sqsubseteq C}\,;$$

$$\frac{A \qquad B \equiv C}{A[C/B]}\,; \qquad \frac{A \sqsubseteq B}{\neg B \sqsubseteq \neg A}\,;$$

$$\frac{A \sqsubseteq B \quad A \sqsubseteq C}{A \sqsubseteq B \sqcap C}\,; \qquad \frac{A \sqsubseteq B}{\forall R.\, A \sqsubseteq \forall R.\, B}\,.$$

Аксиоматика дескрипционных логик включает два компонента: *терминологию* (terminology, TBox) и *описание мира* (world description, ABox). Терминология представляет собой набор суждений вида $P \sqsubseteq C$ или $P \equiv C$, где P есть атомарное понятие[17]. Терминология, таким образом, является, как это можно ожидать из названия, набором определений для атомарных понятий. То, что в терминологических суждениях в левой части всегда стоит только примитивное понятие, существенно облегчает процесс рассуждений; так, использование терминологических эквивалентностей сводится фактически к замене в любом выражении левой части эквивалентности на правую (т. е. в раскрытии определения)[18]. Описание мира, с другой стороны, представляет собой набор утверждений об отдельных объектах, которые обычно задаются с использованием нотации, отличной от приведенной выше, а именно, представляющей собой фрагмент исчисления предикатов, в котором есть формулы только

[16] В дескрипционных логиках преобладают правила введения связок. Правила устранения используются с ограничениями, что обусловлено необходимостью сохранять разрешимость логики.

[17] Иногда могут использоваться также утверждения для ролей $R_1 \sqsubseteq R_2$ и $R_1 \equiv R_2$.

[18] См., впрочем, ниже относительно циклических определений.

двух видов: $P(a)$ и $R(a, b)$, где P – атомарное понятие, R – роль, а a и b – нелогические константы[19]. Отметим, что для целей исследования естественного языка TBox имеет гораздо большее значение, чем ABox.

Дескрипционные логики достаточно выразительны, чтобы передавать семантику значительных фрагментов естественного языка. При этом между грамматическими категориями и элементами дескрипционной логики имеет место примерно следующее соответствие (табл. 5).

Таблица 5

Соответствие между грамматическими категориями и элементами дескрипционной логики

<table>
<tr><td>Существительные</td><td rowspan="2">Понятия</td></tr>
<tr><td rowspan="2">Прилагательные</td></tr>
<tr><td rowspan="3">Роли</td></tr>
<tr><td>Существительные в роли определения</td></tr>
<tr><td>Грамматические роли</td></tr>
<tr><td>Местоимения</td><td>⊤</td></tr>
<tr><td>Числительные</td><td>Количественные ограничения</td></tr>
</table>

Приведем некоторые примеры переводов с естественного языка на язык дескрипционной логики (табл. 6).

Можно видеть, что дескрипционное представление, как и представление в исчислении предикатов, не является композициональным. Будучи исчислением классов, дескрипционная логика не может напрямую передавать смысл предложений (за исключением тех, разумеется, которые сводятся к общеутвердительным суждениям). Однако если в качестве ролей используются семантические роли, то возможно описание *ситуаций*, соответствующих тем или иным предложениям (с грамматической точки зрения это означает возможность описания семантики отглагольных именных групп).

[19] При наличии конструкции для единичных понятий эти утверждения могут быть записаны и в чистой дескрипционной нотации: $\{a\} \sqsubseteq P$ и $\{a\} \sqsubseteq \exists R.\ \{b\}$ соответственно.

Таблица 6

Примеры переводов с естественного языка на язык дескрипционной логики

Белый стол	$White \sqcap Table$
Бывший начальник	$\exists Former.\ Chief$
Хороший начальник	$\forall Chiefhood.\ Good \sqcap \exists Chiefhood.\ \top$
Многодетная мать	$Female \sqcap (\geq_3 Child)$
Единственный ребенок	$\exists Parent.\ (\leq_1 Child) \sqcap (\geq_1 Child)$ $\neg\exists Sibling.\ \top$
Собака мальчика	$Dog \sqcap \exists Belong.\ Boy$
Чай или кофе	$Tea \sqcup Coffee$
Сирота	$\forall Parent.\ Dead$

Так, у глагола *арендовать*, согласно Ю.Д. Апресяну, имеется пять возможных актантов: кто? что? у кого? по какой цене? на какой срок? Следовательно, общая семантика ситуации *аренды* может быть выражена следующей формулой:

$$\exists Agent.\ \top \sqcap \exists Object.\ \top \sqcap \exists Source.\ \top \sqcap \exists Price.\ \top \sqcap \exists Period.\ \top\ .$$

В описаниях частных проявлений этой ситуации, очевидно, вместо ⊤ будут подставляться более конкретные понятия. Отметим, что использование выражений вида $\exists R.\ \top$ позволяет различить неопределенный актант и отсутствие актанта как такового.

Использование терминологических эквивалентностей, в которых понятие из левой части встречается и в правой, позволяет выражать смысл предложений, с трудом выразимых в чистой логике предикатов, например, предложению Гича–Каплана будет соответствовать эквивалентность:

$$Smug\_critic \equiv Critic \sqcap \forall Praise.\ Smug\_critic\ .$$

Отметим, однако, что такие формулы соответствуют так называемым непредикативным определениям, к которым многие логики и философы относятся с подозрением; во всяком случае, нужно соблюдать определенные меры предосторожности, чтобы не попасть в порочный круг. Перевод некоторых выражений может вызвать неожиданные трудности. Так, в описываемом варианте дескрипционной логики невозможно задавать количественные ограничения для понятий, в результате чего выражение *человек, у которого два сына* переводится элементарно как $Human \sqcap (\geq_2 Son) \sqcap (\leq_2 Son)$, однако выражение *человек, у которого два стула* переведено быть не может (формула $Human \sqcap (\geq_2 Possess) \sqcap (\leq_2 Possess) \sqcap (\exists Possess.\ Chair)$ выражает близкий, но не тождественный смысл *человек, у которого два объекта, хотя бы один из которых – стул*, а формула $Human \sqcap (\geq_2 Possess) \sqcap (\leq_2 Possess) \sqcap (\forall Possess.\ Chair)$ означает *человек, у которого есть два стула и больше ничего*).

Основной источник проблем заключается в том, что все роли атомарны; невозможно ни поменять «направление» роли, ни применить ее неопределенное количество раз. Так, оказывается невозможным выразить друг через друга понятия *ребенок* и *родитель*, *ребенок* и *потомок*; понятие *единственный сын*, в отличие от понятия *единственный ребенок* (см. выше), может быть описано только через отношение *брат/сестра*: $\neg\exists Siblng.\ Male$ и т. п. Такие проблемы решаются введением дополнительных операторов: обратной роли R^{-1}, транзитивного замыкания R^{+}, обобщенных количественных ограничений $(\leq_n R.\ C)$ и $(\geq_n R.\ C)$ и других (не следует только забывать, что каждый новый оператор, добавляя логике выразительности, представляет собой потенциальную угрозу для эффективного логического вывода, который, собственно, и является основным причиной существования дескрипционных логик).

Более фундаментальную проблему представляет различная трактовка таких естественно-языковых выражений, которые должны бы были переводиться единообразно. В первую очередь это связано с атрибутами, выражающими модальности. Рассмотрим, например, выражение *бывший начальник*. В темпоральной логике ему будет соответствовать формула $\mathbf{P}Chief(x)\ \&\ \neg Chief(x)$, иными словами, ‘был некоторый момент в прошлом, в который x являлся начальником, но в текущий момент времени *x* начальником не является’. В дескрипционной логике то же самое выражениие будет представлено как $\exists Former.\ Chief$ (или, если соблюдать больший параллелизм с модальной логикой, как $\exists Past.\ Chief \sqcap \neg Chief$), которое может быть переведено в выражение модальной логики $\Diamond_{Former} Chief$. Может показаться, что по сути это то же самое выражение, что и в темпоральной логике, однако это не так – в данном

случае предикат внутри модального оператора 0-местный и в качестве возможного мира выступает не момент времени, а *индивидуум.*

Иными словами, модальное выражение будет читаться приблизительно как ‘такие индивиды, что индивиды, выступающие их соответствием в прошлом, являются начальниками’. Главное неудобство здесь состоит даже не в том, что такое представление противоречит языковой интуиции, а в том, что его нельзя распространить на все модальности. Выражение *хороший начальник* в подходящей модальной логике будет передаваться как $\mathbf{B}Chief(x)$, однако соответствующая формула дескрипционной логики $\exists Good.\ Chief$ не имеет смысла, потому что *Good* невозможно рассматривать как отношение между индивидами. Единственный выход, достаточно искуственный и неинтуитивный, заключается в том, чтобы рассматривать *Good* как *свойство* индивида и передавать смысл выражения *хороший начальник* через $\forall Chiefhood.\ Good \sqcap \exists Chiefhood.\ \top$, т.е. ‘такой индивид, что все «воплощения» его как начальника суть хорошие индвиды, и такие воплощения существуют’. В общем случае эта проблема может быть решена добавлением в дескрипционную логику настоящих модальных операторов.

ЛИТЕРАТУРА

Лапшин В.А. Онтологии в компьютерных системах // RSDN Magazine. 2009. № 4.

Рассел С., Норвиг П. Искусственный интеллект: современный подход. М., 2006.

Artale A., Franconi E. Temporal Description Logics // Handbook of Temporal Reasoning in Artificial Intelligence. Elsevier, 2005.

Baader F., Calvanese D. et al. The Description Logic Handbook: Theory, Implementation and Applications. Cambridge, 2010.

Patel-Schneider P.F., Hayes P., Horrocks I. OWL Web Ontology Language Semantics and Abstract Syntax. World Wide Web Consortium, 2004 // http://www.w3.org/TR/owl-semantics/ .

Rudolph S. Foundations of Description Logics // Reasoning Web: Semantic Technologies for the Web of Data: 7th International Summer School. Springer, 2011.

Wolter F., Zakharyaschev M. Modal Description Logics: Modalizing Roles // Fundamenta Informaticæ. 1999. Vol. 39(4).

Интенсиональная логика Монтегю

Логический язык высшего порядка строится следующим образом. Задается множество *элементарных типов*, среди которых выделяется *тип пропозиций*, обозначаемый t или $*$. В формальной семантике естественных языков обычно вводится всего один непропозициональный примитивный тип для объектов в узком смысле слова, обозначаемый e (от *entity* '*сущность*'). Далее, для каждого из типов α и β определен единственный *функциональный тип*, обозначаемый $\alpha \to \beta$ или $<\alpha, \beta>$. В дальнейшем произвольные типы будут обозначаться прописными греческими буквами. Задаются также следующие базовые элементы:

1) конечное множество нелогических констант, каждая из которых имеет ровно один тип;

2) бесконечное множество переменных, также приписанных к определенному типу. Если необходимо явно указать тип переменной или константы, он указывается в верхнем индексе: x^α;

3) кванторы $\forall$, $\exists$ и символ *функциональной абстракции* λ.

Формулы логики высшего порядка строятся индуктивно, аннралогично формулам языка первого порядка, при этом каждая формула также принадлежит к одному и только одному типу:

– константы и переменные типа α суть атомарные формулы типа α;

– если A – формула типа $<\alpha, \beta>$, а B – формула типа α, то $A(B)$ – формула типа β;

– если A – формула типа t, а x – переменная любого типа, то $(\forall x.\ A)$ и $(\exists x.\ A)$ – формулы типа t;

– если A – формула типа β, а x – переменная типа α, то $(\lambda x.\ A)$ – формула типа $<\alpha, \beta>$ (так называемое λ-выражение).

Как можно видеть, *синтаксически* логика высшего порядка устроена проще, чем логика первого порядка: в ней нет противопоставления между термами и формулами (то, что называется формулами в языке первого порядка, здесь есть, очевидно, формулы типа t) и логические связки и операторы более не являются неопределимыми элементами синтаксиса, все они попадают в категорию констант соответствующего типа (так, например, все бинарные связки будут иметь тип $<t, <t, t>>$). Можно отметить также, что арность констант не задается теперь в явном виде: все константы элементарных типов имеют формальную арность 0, а константы функциональных типов – формальную арность 1 (это, естественно, не уменьшает выразительности языка, все элементы бóльшей арности представляются как одноместные функции, результатом которых являются другие функции). Кванторы могут теперь связывать переменные произвольных типов, в том числе и пропозиционального.

Некоторую проблему представляет равенство, потому что, с одной стороны, очевидно, что равенство может быть определено для любых объектов, но, с другой стороны, мы не можем приписать ему никакого типа. Это затруднение может быть разрешено двумя способами: (1) *гомогенное равенство*: для каждого типа α вводится отдельный предикат равенства $=_\alpha$, имеющий тип $<\alpha, <\alpha, t>>$; (2) *гетерогенное равенство*, т. е. специальная синтаксическая конструкция: если A – формула типа α, а B – формула типа β, то $(A = B)$ – формула типа t; при этом объекты различных типов никогда не могут быть равны друг другу[20].

Правила вывода для логики высшего порядка остаются в принципе теми же самыми, что и для исчисления первого порядка. Однако добавляются четыре правила для работы с λ-выражениями:

$$\frac{A}{}\ . \qquad \frac{A}{}\ .$$

$$\frac{A}{}\ . \qquad \frac{A}{}$$

Несколько замысловатый вид этих правил объясняется тем, что это не столько правила вывода, сколько правила *замены*:

$(\lambda x.\ A)\ B \Leftrightarrow A[B/x]$; $(\lambda x.\ A(x)) \Leftrightarrow A$.

Первое из них, называемое *β-преобразованием* по сути формализует понятие вычисления функции. Второе, называемое *η-преобразованием*, утверждает, что если значения двух функций совпадают для всех возможных аргументов, то эти две функции тождественны (так называемое свойство *экстенсиональности*). Это свойство может быть представлено и в явном виде:

---

[20] Существуют логические системы высшего порядка, в которых равенство объектов произвольных типов трактуется так же, как и любые другие предикаты, однако рассмотрение таких систем выходит далеко за рамки настоящего пособия.

$$\frac{\forall x^{\alpha}.\ F(x) = g(x)}{f = g}$$

Интерпретация формул логики высшего порядка устроена даже проще, чем в случае логики первого порядка:

1) каждому примитивному типу α ставится в соответствие множество объектов D_{α}, при этом типу t ставится в соответствие множество $\{0, 1\}$;

2) каждому функциональному типу $<\alpha, \beta>$ ставится в соответствие множество функций $D_{\alpha} \rightarrow D_{\beta}$;

3) для каждого типа α, в котором есть нелогические константы, вводится функция интерпретации φ_{α}, ставящая в соответствие константам объекты из $[\![\alpha]\!]$;

4) $[\![\lambda x^{\alpha}.\ A]\!]^{\rho}$ есть функция f, такая что для любого c из $[\![\alpha]\!]$ $f(c) = [\![A]\!]^{\rho[x \Rightarrow c]}$;

5) $[\![A(B)]\!]^{\rho} = [\![A]\!]^{\rho}([\![B]\!]^{\rho})$;

6) правила для выражений с кванторами такие же, как и для логики первого порядка.

То, что λ-выражения интерпретируются функциями, есть главная причина, по которой логика высшего порядка обязана быть типизованной, поскольку в бестиповой системе были бы возможны выражения вида $(\lambda x.\ x\ x)\ (\lambda x.\ x\ x)$, интерпретация которых, как можно легко убедиться, никогда не заканчивается, следовательно, они являются парадоксальными.

Типы логики высшего порядка хорошо соотносятся с грамматическими категориями (табл. 7).

Таблица 7

Грамматические категории в соотнесении с типами интенсиональной логики

Имя существительное собственное	e
Имя существительное нарицательное	$<e, t>$
Имя прилагательное	$<<e, t>, <e, t>>$
Непереходный глагол	$<e, t>$
Переходный глагол	$<e, <e, t>>$
Наречие	$<t, t>$
Предлог[21]	$<e, <t, t>>$
Клауза	t
Союз (соединяющий клаузы)	$<t, <t, t>>$

Таким образом, на уровне синтаксиса логика высшего порядка выглядит гораздо более композиционально, чем логика первого порядка. Более того, смысл многих выражений естественного языка может быть определен вполне композиционально. Например, если свойству *быть красным* ставится в соответствие предикат $Red_{<e,\ t>}$, а понятию ‘стол’ – предикат $Table_{<e,\ t>}$, то прилагательное *красный* будет переводиться как $\lambda P^{<e,\ t>}.\ \lambda x^{e}.\ Red(x)\ \&\ P(x)$. При этом смысл выражения *красный стол* будет механически складываться из смысла его составных частей: $(\lambda P^{<e,\ t>}.\ \lambda x^{e}.\ Red(x)\ \&\ P(x))(Table) = \lambda x^{e}.\ Red(x)\ \&\ Table(x)$. Точно так же, если отношение *следования* выражается предикатом $Next_{<e,\ <e,\ t>>}$, то прилагательное *следующий* переводится как $\lambda P^{<e,\ t>}.\ \lambda x^{e}.\ \exists y^{e}.\ P(x)\ \&\ Next(x, y)$ и перевод выражения *следующий стол* точно так же будет складываться из переводов для *следующий* и *стол*. Однако оказывается, что для представления других выражений изложенной логики оказывается недостаточно.

В самом деле, хотя синтаксически мы можем приписать, скажем, модальному оператору $\Box$ тип $<t, t>$, не существует такой функции $\{0, 1\} \rightarrow \{0, 1\}$, с помощью которой этот модальный оператор мог бы быть интерпретирован.

Для преодоления этого ограничения Р. Монтегю была разработана *интенсиональная логика*, формализующая введенное Г. Фреге различие между смыслом и денотатом. Интенсиональная логика Р. Монтегю получается из рассмотренной выше логики высшего порядка добавлением ряда элементов. Эти элементы следующие:

1) примитивный тип s (от *sense*) (отметим, что в рамках излагаемой системы этот тип «виртуальный», ему не принадлежат никакие объекты; фактически он может использоваться только как левая часть функциональных типов $<s, \alpha>$;

2) оператор интенции $\hat{}A$, такой что если A имеет тип α, то $\hat{}A$ имеет тип $<s, \alpha>$;

---

[21] Имеются в виду случаи, когда предлог превращает именную группу в обстоятельство, и тому подобное.

3) оператор экстенции $\check{}A$, такой что если A имеет тип $<s, \alpha>$, то $\hat{}A$ имеет тип α;

4) три правила вывода:

$$\frac{A \qquad \hat{}((\check{}f = \check{}g) = A)}{f = g}$$

(аналог правила экстенсиональности для интенций);

$$\frac{A}{A[\check{}\hat{}B/B]}\ ; \qquad\qquad \frac{A}{A[B/\check{}\hat{}B]}\ .$$

т. е. фактически правило замены, утверждающее, что оператор экстенции обратен по отношению к оператору интенции: $\check{}\hat{}A \Leftrightarrow A$. Отметим, что при другом порядке следования операторов это тождество не имеет места.

Интерпретация интенсиональной логики базируется на том же подходе возможных миров, что и интерпретация модальных логик. Типу s ставится в соответствие множество возможных миров W. Семантика операторов интенции и экстенции задается следующими правилами:

$$\begin{aligned} [\![\hat{}A]\!]^{\rho, w} &= \text{функция } f \text{ от } W\text{, такая что для любого } v \in W \\ &\quad\ f(v) = [\![\mathrm{A}]\!]^{\rho, v}; \\ [\![\check{}A]\!]^{\rho, w} &= [\![A]\!]^{\rho, w}(w). \end{aligned}$$

Остальные правила интерпретации остаются неизменными, за исключением необходимости рекурсивно передавать возможный мир в правилах для подформул (как и в случае модальных логик). Интенсиональная логика не использует в явном виде понятие достижимости, однако может быть переформулирована с использованием модального оператора необходимости $\Box$ вместо оператора интенции. Так же, как и в случае модальных логик, может быть осуществлен перевод формул интенсиональной логики на язык чистого исчисления высшего порядка (при этом оператор интенции переводится в λ-выражение типа $<s, \alpha>$).

Содержательно дело обстоит следующим образом. Экстенция некоторого выражения есть его денотат в понимании Г. Фреге. Таким образом, экстенцией нелогической константы является некоторый объект, экстенцией одноместного предикатного символа (свойства) является множество объектов, обладающих данным свойством, экстенцией пропозиции (0-местного предиката) является

ее истинностное значение и т. д. Понятно, что экстенция большинства объектов зависит от текущего «положения дел», т. е. от выбранного возможного мира. Так вот интенцией выражения (т. е. его смыслом по Г. Фреге) объявляется то, как экстенции «ведут себя» в зависимости от возможного мира. Иными словами, интенция любого выражения есть функция из множества возможных миров во множество экстенций.

В работах самого Р. Монтегю рассматривались только два типа модальностей: алетическая и темпоральная, однако как таковая интенсиональная логика способна выражать самые разные модальные отношения. Так, например, если на множестве возможных миров задано отношение временнóго предшествования $\prec$, то интерпретация модального оператора **P**, получающего тип $<<s, t>, t>$, будет выглядеть следующим образом:

$$\varphi_{<<s,\, t>,\, t>}(\mathbf{P}, w)(f) = \max_{\{ v \in W \mid v \prec w \}}(f(v)).$$

Прилагательному *бывший* в таком случае будет соответствовать выражение $\lambda X^{<s, <e, t>>}.\hat{}\lambda x^{e}.\mathbf{P}(\hat{}(\check{}X)(x))\ \&\ \neg(\check{}X)(x))$[22].

Аналогичным образом мы можем описать семантику прилагательного *хороший* и глагола *знать*. Имея в виду, что всякая оценка предполагает оценивающего субъекта, мы можем ввести отношение $x \rhd w$ между объектами и возможными мирами со значением «x оценивает положение дел в мире w как хорошее». В таком случае можно определить модальный оператор **B** типа $<e, <<s, t>, t>>$ так:

$$\varphi_{<\mathrm{e},\, <<s,\, t>,\, t>>}(\mathbf{B}, w)(p)(f) = \max_{\{ v \in W \mid p \rhd v \}}(f(v)).$$

Тогда прилагательное *хороший* переводится как
$\lambda X^{<s, <e, t>>}.\hat{}\lambda x^{e}.\exists p^{e}.\ \mathbf{B}(p)(\hat{}(\check{}X)(x))$.

Эпистемический модальный оператор **K** интерпретируется так же, как и **B**, только отношение $\rhd$ выражает знание субъектов, а не оценку. В этом случае глагол *знать* (управляющий клаузой) получит следующий перевод: $\lambda P^{<s, t>}.\ \lambda x^{e}.\ \mathbf{K}(x)(P)$.

[22] Поскольку в общем случае прилагательные изменяют смысл, а не денотат существительного, типом их перевода является $<<s, <e, t>>, <s, <e, t>>>$, а не $<<e, t>, <e, t>>$. Следовательно, прилагательному *красный* в интенсиональной логике будет соответствовать выражение $\lambda X^{<s, <e, t>>}.\hat{}\lambda x^{e}.\ Red(x)\ \&\ (\check{}X)(x)$.

Несмотря на столь большую выразительность, интенсиональная логика не свободна от ряда проблем в описании естественного языка. Напрямую может быть описана семантика только повествовательных предложений, потому что ни вопросительным, ни побудительным предложениям не может быть приписано истинностное значение. Традиционное решение, предлагавшееся самим Р. Монтегю, состоит в том, чтобы рассматривать такие предложения как сокращения повествовательных. Иными словами, предлагается трактовать *Кто сидел на моем стуле?* как сокращение для *Медведь хочет знать, кто сидел на его стуле*, а *Уходи отсюда!* как сокращение для *Я приказываю тебе, чтобы ты уходил*. Такое решение, кажется, удовлетворительно с чисто логической точки зрения, но вряд ли устроит лингвиста.

В некоторых случаях оказывается, что выражения, имеющие одинаковую интенцию (т. е. одинаковый «смысл»), не являются эквивалентыми. Так, очевидно, что во всех ситуациях любой *купленный* объект является также и *проданным*, следовательно *купленный* и *проданный* имеют одинаковую интенцию. Однако объект, купленный *кем-то* и объект, проданный *кем-то* – это, как правило, разные объекты и, следовательно, композициональность интенций оказывается неожиданно нарушенной. Более серьезная проблема того же рода связана с тавтологиями. Очевидно, что раз общезначимые формулы истинны во всех возможных мирах, то они *все* в логике Монтегю имеют одинаковый смысл. Однако даже если мы признаем, что выражения *из конъюнкции следует любая ее часть* и *каждый объект равен самому себе* являются синонимами (что само по себе в высшей степени сомнительно), то ни в коем случае не должны иметь одинаковой интенции выражения *Иван знает, что из конъюнкции следует любая ее часть* и *Иван знает, что каждый объект равен самому себе*.

Для решения этой проблемы предлагались разные подходы. Один из них состоит в том, чтобы сделать интенции общезначимых формул различными за счет введения так называемых *невозможных миров*, т. е. миров, в которых не действуют те или иные законы логики. При этом общезначимость формул определяется только относительно нормальных миров, а интенция включает в себя все миры. Более универсальный подход состоит

в том, что смыслы отождествляются не с интенциями (т. е. функциями из множества возможных миров), а с какими-то более структурированными сущностями, обычно называемыми *гиперинтенциями*.

Определенные трудности связаны также с анафорическими конструкциями. Рассмотрим предложение *If a farmer owns a donkey, he beats it.* (*Каждый фермер, имеющий осла, бьет его.*) Оказывается, что с помощью обычных логических средств смысл этого предложения выразить не удается. Мы бы хотели представить его подобным образом: $\forall x.\ Farmer(x)\ \&\ (\exists y.\ Donkey(y)\ \&\ Owns(x, y)) \rightarrow Beats(x, y)$. Однако второе вхождение переменной оказывается вне области действия нужного квантора. Мы можем попробовать перенести квантор наверх: $\forall x.\ \exists y.\ Farmer(x)\ \&\ Donkey(y)\ \&\ Owns(x, y) \rightarrow Beats(x, y)$. Однако поскольку импликация истинна, если ее посылка ложна, то формула оказывается истинной, если в качестве y взять любого не-осла. Наконец, можно заменить $\exists$ на $\forall$: $\forall x.\ \forall y.\ Farmer(x)\ \&\ Donkey(y)\ \&\ Owns(x, y) \rightarrow Beats(x, y)$. Но эта формула передает смысл другого предложения, а именно: *Каждый фермер, имеющий ослов, бьет их всех*.

Для решения проблем подобного рода Х. Кампом была предложена теория репрезентации дискурса (DRT). Основной ее особенностью является ориентация не на описание смысла отдельных предложений, а на описание предложений в тексте. С логической точки зрения, в DRT смысл каждого предложения задается набором условий, накладываемых на реальный мир, для того чтобы это предложение оказалось истинным. При этом каждое предложение вносит свой вклад в смысл текста (дискурса) в целом. Так, «ослиное» предложение может быть проанализировано в рамках этой теории следующим образом. Представим его в виде эквивалентной пары предложений: *Фермер имеет осла. Фермер его бьет.* Тогда смысл первого предложения будет задаваться структурой $[x, y: Farmer(x)\ \&\ Donkey(y)\ \&\ Owns(x, y)]$, а смысл второго – структурой $[x, y: Farmer(x)\ \&\ Beats(x, y)]$. Комбинируя эти две структуры, получаем искомое представление для исходного выражения: $[x, y: Farmer(x)\ \&\ Donkey(y)\ \&\ Owns(x, y)\ \&\ Beats(x, y)]$.

ЛИТЕРАТУРА

Монтегю Р. Прагматика и интенсиональная логика // Семантика модальных и интенсиональных логик. М., 1981.

Парти Б.Х. Грамматика Монтегю, мысленные представления и реальность // Семиотика. Екатеринбург, 1998.

Тейз А., Грибомон П., Юлен Г. и др. Логический подход к искусственному интеллекту: От модальной логики к логике баз данных. М., 1998.

Gallin D. Intensional and Higher-Order Modal Logic. Amsterdam, 1975.

Kamp H. A Theory of Truth and Semantic Representation // Groenendijk J., Janssen Th., Stokhof M. (eds.). Formal Methods in the Study of Language. Part I. Mathematisch Centrum. Amsterdam, 1984.

Montague R. The Proper Treatment of Quantification in Ordinary English // Approaches to Natural Language. Dordrecht, 1973.

Montague R. English as a Formal Language // Formal Philosophy: Selected Papers of Richard Montague. New Haven, 1974.

Nolan D. Impossible Worlds // Philosophy Compass. 2013. Vol. 8(4).

Pollard C. Hyperintensions // Journal of Logic and Computation. 2008. Vol. 18(2).

АНАЛИЗ НЕКОТОРЫХ ЯЗЫКОВЫХ ВЫРАЖЕНИЙ В ФОРМАЛЬНОЙ СЕМАНТИКЕ

Квантификация и именные группы

Кванторы попали в поле зрения исследователей в связи с формализацией ряда выражений естественного языка, таких как *для всех X верно, что*; *существует X*; *кто-то/что-то*, *все*, *любой* и т. п. Казалось бы, кванторы должны быть всего-навсего другим способом записи интуитивно понятных выражений, однако это не так. Многие конструкции естественного языка, требующие использования кванторов, оказываются невыразимы в логике первого порядка (например, *больше половины*, *бесконечно много*, англ. *most*). Свойства многих естественноязыковых выражений отличаются от свойств кванторов, используемых в логике первого порядка. Кванторов существования и всеобщности, введенных Г. Фреге, недостаточно для полноценного анализа естественного языка. Для расширения выразительных возможностей формального языка оказалось необходимым уточнение и самого понятия квантора, что стало возможным благодаря обращению к теории множеств и теории моделей. Такое уточнение опирается на представление о том, что кванторы должны не просто снабжаться фиксированным значением, но задаваться посредством определения. Разумеется, это представление сформировалось не сразу.

В фундаментальном труде “Principia Mathematica” Б. Рассела и А. Уайтхеда кванторы обсуждаются в связи с понятием функции. Ими употребляется следующая специальная нотация с очевидной теоретико-множественной мотивацией: если fx – символ неопределенного значения функции (т. е. $f(x) \in Im(f)$), то $f\hat{x}$ – это сама функция (т. е. f). Выражение $(\hat{x}).\, fx$ имеет денотатом то же, что f или $f\hat{x}$. Выражения $(\hat{x}\hat{y}).\, fxy$ и $\mathrm{f}\hat{x}\hat{y}$ эквивалентны (ср. $\lambda x.\ \lambda y.\ fxy$). Отметим параллелизм между данным обозначением и знаком универсального квантора $(x).\, fx$. Содержательно оператор ˆ аналогичен η-конверсии в λ-исчислении ($P = \lambda x.\ Px$). Следующий пример позволит прояснить его назначение: выражение *x тяжел* – это выражение со свободной переменной, выражение $\hat{x}$ *тяжел* обозначает саму функцию, а подстановка некоторого индивида вместо x, например, b, обозначает ее значение: *b тяжел*. Аналогия с λ-выражениями очевидна, но имеется существенное отличие: циркумфлекс не задает области видимости, например, $\varphi\hat{x}\hat{y}$ может означать как $\lambda x.\ \lambda y.\ \varphi xy$, так и $\lambda y.\ \lambda x.\ \varphi xy$.[23]

В работе «О синтаксической связности» К. Айдукевич вводит категории значений для выражений формального языка и определяет понятие синтаксической связности. В данном формализме различаются простые категории (S, N) и категории-функторы (S/N, $(S/N)/(S/N)$) и т. д. К. Айдукевич формулирует следующий вопрос: как определить категории для операторов, к числу которых он относит и кванторы $\forall$, $\exists$ (другие примеры операторов – Σ, Π, $\int$). Трудность при определении их синтаксической категории заключается в том, что помимо функции связывания переменных операторы выражают еще некоторые действия (например квантификацию, т. е. множественную характеристику формулы).

Решение, предлагаемое К. Айдукевичем, носит технический характер. Он пытается отделить связывание операторов и квантификацию, введя новый символ универсального функтора U с индексом $S/S/N$, том числе $U(f) \equiv \forall x\, fx$ или в нотации Пеано–Рассела $U\ ((\hat{x}).\ fx)$. Таким образом, «роль квантора всеобщности удалось бы заменить комбинацией ролей универсального функтора и оператора ˆ». К. Айдукевич замечает, что существует много универсальных функторов с различными категориями значения, зависящими от категории значений функтора, служащего для них аргументом.

При построении системы простой типизации для λ-исчисления, А. Чёрч высказывает схожую идею, рассматривая универсальный квантор $\Pi_{o(o\alpha)}\ [\lambda x_\alpha\ A_o] \equiv \forall x_\alpha A_o$, где o – тип истинностного значения, α – произвольный тип, $o(o\alpha)$ в современной нотации можно записать как $<<e\to t>\to t>$. Здесь концепция определения квантора посредством характеристической функции оказывается представлена в явном виде.

[23] Аналогичную нотацию применяет Монтегю в PTQ для интенсионального оператора $[\hat{}\alpha]$. Следует заметить, что нотация Пеано–Рассела из Principia Mathematica в настоящее время практически не используется, однако некоторые символы из нее до сих пор имеют хождение – например, символ определенной дескрипции $(\iota x).\ \varphi x$, в современной лингвистической литературе обычно выступающий в качестве семантического представления определенного артикля, ср. $the \vdash NP/N: \iota$ в одном из вариантов CCG.

Начало развития теории обобщенных кванторов связывают с работой А. Мостовского. Он предпринял попытку построения формального исчисления с использованием нестандартных кванторов и пришел к заключению, что такая система неполна, т. е. не удается построить исчисление с обобщенными кванторами, в котором все истинные утверждения были бы выводимы. Выражаясь неформально, многие обобщенные кванторы оказались необычными и для работы с ними требовалось развитие особых подходов. Выяснение связанных с этой проблемой вопросов породило большое число публикаций (уже к началу 1980-х годов насчитывалось около двух сотен работ).

При определении обобщенных кванторов А. Мостовский обращается к теории моделей. Идея определения следующая. Действие квантора с точки зрения теории моделей состоит в задании подмножества множества присваиваний значений переменным, отличающихся только значением переменной, связанной квантором. Например, $M \vDash \forall x\psi(x, b_1, ..., b_n)$ тогда и только тогда, когда $M \vDash \psi(a, b_1, ..., b_n)$ для каждого $a \in D$, где D – домен интерпретации. Можно определить такое множество явным образом как $\psi(x, b_1, ..., b_n)^{M,x} = \{a \in D \mid M \vDash \psi(a, b_1, ..., b_n)\}$. Таким образом, обобщенный квантор Q можно определить как отображение, сопоставляющее произвольному непустому множеству, представляющему связанные этим квантором переменные, множество Q_D подмножеств домена интерпретации D такое, что $M \vDash Qx\varphi(x, b_1, ..., b_n)$ тогда и только тогда, когда $\varphi(x, b_1, ..., b_n)^{M,x} \in Q_D$. В соответствии с таким определением $\forall_D = \{D\}$, $\exists_D = \{a \subseteq D \mid a \neq \varnothing\}$. Можно также определить другие кванторы, например $\exists_{\geq 5}$ со значением *существует не менее пяти*, для которого $(\exists_{\geq 5})_D = \{a \subseteq D \mid |a| \geq 5\}$ и т. п.

Данный подход позволяет определить кванторы, связывающие более одной переменной в более чем одной формуле. Важный частный случай – квантор, связывающий одну переменную в двух формулах. Если квантор связывает одну переменную в одной формуле, говорят, что он относится к типу <1>, если квантор связывает одну переменную в двух формулах, то его относят к типу <1, 1>.

Одним из крупных логиков, работавших в области обобщенных кванторов, был Р. Монтегю. В своей последней работе «Правильная трактовка квантификации в обыденном английском языке» (PTQ) в числе других вопросов Р. Монтегю рассматривает употребление кванторов в естественном языке, в том числе в интенсиональных контекстах. При анализе семантики английских слов *every* и *some* Р. Монтегю строит формализм второго порядка, хотя и не употребляет в явном виде обобщенных кванторов в смысле А. Мостовского, ограничиваясь обычными символами $\forall$ и $\exists$. Техника формализации у Р. Монтегю основана на следующих соображениях. Множество индивидов можно задать с помощью характеристической функции, к которой в свою очередь может быть применена η-редукция: $\lambda x.\ Px = P$, что позволяет трактовать символ P как интенсионал, а множество индивидов как экстенсионал. Далее, обычный способ истолкования выражения *Джон умен* в теоретико-множественных терминах – *Джон из числа умных* (денотат слова *Джон* – индивид, частные признаки служат основой для определения подмножеств индивидов). Р. Монтегю трактует данную фразу противоположным образом: *Быть умным – один из признаков Джона* (отдельные признаки – индивиды, имя – множество признаков в экстенсиональной трактовке или предикатный символ в интенсиональной трактовке). Тогда универсальный квантор можно определить как пересечение экстенсионалов, квантор существования – как объединение экстенсионалов. Тогда, например, семантическое представление выражения *every man* можно задать как $\lambda P.\ \forall x.\ [Man(x) \rightarrow P(x)]$ (множество признаков, задаваемое характеристической функцией $\lambda x.\ Man(x)$, есть подмножество множества признаков, задаваемого характеристической функцией $\lambda x.\ Px$). Характерная особенность данного подхода заключается в том, что он позволяет трактовать именные группы, включая имена собственные, как кванторы.

Полноценное применение теории обобщенных кванторов к явлениям естественного языка начинается с работы Дж. Барвайса и Р. Купера «Обобщенные кванторы и естественный язык». Авторы замечают следующее. Во-первых, многие выражения естественного языка, содержащие кванторные слова, нельзя выразить в логике первого порядка с обычными кванторами. Во-вторых, синтаксическая структура выражений логики предикатов не соответствует

синтаксису естественного языка. Обращаясь к теории обобщенных кванторов как к формальному аппарату, в этой статье авторы предпринимают попытку развить идеи Р. Монтегю и рассмотреть широкий класс кванторных выражений в естественном языке, относя к ним, помимо *some*, *every* и т. п., также артикли, имена собственные, выражения с числительными.

Наиболее широкое применение нашли обобщенные кванторы типов <1> и <1,1>. Слова вроде *some* или *most* оказываются кванторами типа <1,1>, именные группы вроде *most students* – кванторами типа <1>. Фактически, образование именной группы посредством присоединения существительного к детерминативу соответствует каррированию квантора типа <1,1>, т. е. к образованию путем фиксации значения одного из аргуметов исходного квантора другого квантора с числом аргументов, уменьшенным на единицу. Такая трактовка именных групп имеет ряд положительных качеств. Во-первых, она отвечает принципу композициональности. Как квантор выражение *трое студентов* образовано путем фиксации одного из аргументов квантора *трое*, поэтому значение именной группы очевидно основано на значении ее составных частей. Во-вторых, оказывается возможным построение сложных кванторных выражений из кванторов одного типа, что подтверждает ожидания синтаксического характера, например, выражение *Иван и трое студентов* оказывается корректным квантором типа <1>.

Важным новшеством стало рассмотрение свойств обобщенных кванторов в естественном языке. В работах Дж. Барвайза и Р. Купера проводится анализ обобщенных кванторов по признаку монотонности, в последующих работах рассматриваются другие свойства – консервативность, расширяемость и др.

Свойство *консервативности* можно охарактеризовать следующим образом: для любого домена интерпретации D и $A, B \subseteq D$ выполняется $Q_D(A, B) \Leftrightarrow Q_D\ (A, A \cap B)$. Иными словами, ограничение квантора по одному из аргументов на подмножество, входящее также в домен квантификации по второму аргументу, не меняет истинности выражения. Например, выражение *большинство студентов курит* эквивалентно выражению *большинство студентов – курящие студенты*.

Квантор Q симметричен, если $Q_D(A, B) \Leftrightarrow Q_D(B, A)$. Так, квантор *некоторые* симметричен (ср. *некоторые автомобили – грузовики* и *некоторые грузовики – автомобили*), но квантор *большинство* – нет (ср. *большинство автомобилей – грузовики* и *большинство грузовиков – автомобили*).

Квантор Q типа <1,1> называется *возрастающим* (*убывающим*) по правому аргументу (обозначается *mon* ↑и *mon* ↓), если для любого домена интерпретации D и подмножеств $A, B, B' \subseteq D, B' \subseteq B'$ ($B' \subseteq B$) выполняется $Q_D(A, B) \Rightarrow Q_D(A,B')$. Аналогичное определение можно дать для возрастания (убывания) по левому аргументу. Возрастающий или убывающий квантор называется *монотонным*. Свойство монотонности играет важную роль в формальной семантике. Большинство несоставных именных групп в английском языке монотонны, почти все детерминативы, т. е. кванторы типа <1,1> монотонны по правому аргументу, имена собственные возрастают. Например, квантор *большинство* возрастает по правому аргументу, но немонотонный по левому: из утверждения *большинство студентов из России говорят по-русски* следует *большинство студентов из России говорят*, но не следует *большинство студентов говорят по-русски.*

Подобный анализ дает полезный инструмент для решения задач, связанных с логическим выводом, а также позволяет анализировать некоторые лингвистические явления. Например, в выражениях с *there is* в английском языке почти всегда употребляются только симметричные кванторы, ср. *there are at least five men in the garden* vs. **there are most men in the garden*.

Помимо задач формализации, теория обобщенных кванторов имеет важные приложения в области изучения алгоритмической сложности. Многие теоретические выводы, касающиеся предпочтительности тех или иных кванторов в естественном языке с точки зрения сложности их вычислительной обработки, были подтверждены психолингвистическими экспериментами.

ЛИТЕРАТУРА

Рассел Б. Введение в математическую философию: избранные работы. Новосибирск, 2007.

Уайтхед А., Рассел Б. Основания математики: В 3 т. / под ред. Г.П. Ярового, Ю.Н. Радаева. Самара, 2005–2006.

Фреге Г. Исчисление понятий // Г. Фреге. Логика и логическая семантика. М., 2000.

Ajdukiewicz K. Die Syntaktische Konnexität // Studia Philosophica. Vol. I. Lwow, 1935.

Barwise J., Cooper R. Generalized Quantifiers and Natural Language // Linguistics and Philosophy. 1981. Vol. 4(2).

Church A. A Formulation of the Simple Theory of Types // The Journal of Symbolic Logic. 1940. Vol. 5(2).

Montague R. The Proper Treatment of Quantification in Ordinary English // Approaches to Natural Language. Dordrecht, 1973.

Mostowski A. On a Generalization of Quantifiers // Fundamenta Mathematicae. 1957. Vol. 44.

SEP – Stanford Encyclopedia of Philosophy // http://plato.stanford.edu/

Теоретико-игровая семантика

Проблема квантификации явилась толчком к развитию особой теории в рамках логического анализа естественного языка, а именно теоретико-игровой семантики (Game-Theoretic Semantics, GTS). Главные достижения в области GTS связаны с трудами Я. Хинтикки. Помимо многих других, в GTS затрагивается следующий вопрос: как определить семантику для выражений, содержащих кванторы, иными словами, что такое денотат формального выражения, содержащего кванторы, и как такие выражения соотносятся с естественным языком?

Рассмотрим подробнее механизм квантификации в PTQ Р. Монтегю. Подход Р. Монтегю обычно называют *quantifying-in* (квантификация путем подстановки). Напомним основные положения из PTQ. Синтактико-семантический интерфейс реализуется как гомоморфизм алгебр (т. е. как отображение из «алгебры синтаксиса» в «алгебру семантики», сохраняющее алгебраическую структуру). «Синтаксическая алгебра» – это множество строк (цепочек слов) и некоторый набор *n*-местных операций над этими строками (например, конкатенация, добавление или замена отдельных слов и т. п.), причем некоторые операции могут рассматриваться как «схемы операций», т. е. набор операций теоретически может быть бесконечным. Множество строк замкнуто относительно этих операций. Образ «синтаксической алгебры» при некотором гомоморфизме алгебр – «семантическая алгебра», т. е. это отображение ставит в соответствие строкам некоторые объекты, являющиеся их семантическим представлением, а синтаксическим операциям – операции семантической композиции. В подходе, принятом в PTQ, в качестве семантического представления выступают выражения интенсиональной логики, для которой в свою очередь строится денотационная семантика.

Применительно к обсуждению путей формализации квантификации в PTQ мы рассмотрим две отвечающие друг другу операции: *S14* – синтаксическая операция подстановки именной группы и соответствующая ей операция семантической композиции *T14* (обозначение от слова *translation*, так как в PTQ семантика фрагмента английского языка задается с помощью трансляции в язык интенсиональной логики). Предположим, что в процессе анализа предложения *Some woman admires every man* получены две строки: α_1 синтаксической категории *t* (категория предложений) вида *some woman admires him$_n$* и α_2 синтаксической категории *T* (категория именных групп) вида *every man*. Операция *S14* осуществляет подстановку строки α_2 в строку α_1 вместо переменной *him$_n$*. Применение синтаксических операций подразумевает параллельный процесс построения семантического представления, поэтому в «алгебре семантики» строке α_1 соответствует логическая форма β_1 вида $\exists x\, [Woman(x)\ \&\ Admire(x,\ y)]$, а строке α_1 – форма β_2 вида $\lambda B.\ \forall y.\ man(y) \rightarrow B(y)$ (предшествующий процесс порождения этих форм мы опускаем; обратите внимание на λB – формализация слова *every* требует выражения второго порядка). Операция *T14*, соответствующая *S14*, определена на логических формах и имеет вид $\beta = \beta_2(\lambda x_n.\beta_1)$. Результатом подстановки будет логическая форма $\forall y\ [Man(y) \rightarrow \exists x.\ [Woman(x)\ \&\ Admire(x,\ y)]]$.

Я. Хинтикка критикует подход Р. Монтегю со следующих позиций. Р. Монтегю трактует кванторные выражения так же, как и обычные именные группы, причем как в синтаксическом, так и в семантическом отношении. Этот подход, по мнению Я. Хинтикки, неудовлетворителен. Во-первых, мы далеко не всегда можем предъявить денотат для выражений с кванторами или же сделать это однозначным образом. Во-вторых, их поведение отличается от поведения именных групп:

Every man hates every man. ≠ Every man hates himself.

Some boy believes that Mary loves him. ≠ Some boy believes that Mary loves some boy.

Some book by every author is referred to in some essay by every critic.

Наконец, денотационная семантика интенсиональной логики Р. Монтегю контринтуитивна. Было бы естественно считать, что денотат выражения *какой-то мужчина* – это какой-то мужчина, а не характеристическая функция второго порядка, определенная на индивидах неустановленной природы. Причина проблем, по мнению Я. Хинтикки, заключается в том, что при анализе кванторных выражений индивиды, подставляемые вместо переменных, выбираются несогласованным образом. Способ устранить это затруднение – экспликация процедуры выбора индивидов при анализе выражения, которую Я. Хинтикка строит на основе теории игр.

Определим *семантическую игру* следующим образом. Участвуют два игрока: *я* (*Myself*) и *природа* (*Nature*). Я пытаюсь доказать истинность утверждения *S*, природа пытается доказать его ложность. Игра с нулевой суммой (ничья невозможна). Мы осуществляем ходы в соответствии с правилами:

(*G.A*) если *A* – атомарное выражение, то я выигрываю, если *A* истинно; я проигрываю, если *A* ложно;

(*G.&*) игра $G(S_1\ \&\ S_2)$ начинается с хода природы, природа выбирает S_1 или S_2, далее мы играем в игру $G(S_1)$ или $G(S_2)$ в зависимости от выбора природы.

($G.\vee$) игра $G(S_1 \vee S_2)$ начинается с моего хода, я выбираю S_1 либо S_2, далее играем в игру $G(S_1)$ или $G(S_2)$ в зависимости от моего выбора.

($G.\forall$) игра $G(\forall x.\ Sx)$ начинается с выбора природой индивида из *D* – области определения *x* (домена), индивиду присваивается новое имя (например, *b*), далее мы играем в игру $G(S[b/x])$.

($G.\exists$) игра $G(\exists x.\ Sx)$ – я выбираю индивида для подстановки вместо *x*, ему присваивается новое имя (например, *b*), далее мы играем в игру $G(S[b/x])$.

($G.\neg$) игра $G(\neg S)$, *я* и *природа* меняются местами, далее играют в игру $G(S)$.

Истинность предложения *S* определяется как существование выигрышной стратегии для *меня*.

Мы можем в некотором смысле предполагать участников игры «разумными», т. е. преследующими цель выигрыша. Поэтому выбор природой индивида в выражении с квантором ∀ имеет целью предъявить такого индивида, при котором выражение окажется ложным, т. е. будет опровергнуто. Впрочем, это требование – просто мотивация распределения ходов.

В исходной формулировке истинность в GTS совпадает с истинностью по А. Тарскому, но теперь мы можем модифицировать условия игры и получить другие виды истинности. Коль скоро смысл выражения в формальной семантике определяется условиями истинности, это означает и возможность контролируемой модификации самого понятия смысла. Существование выигрышной стратегии, нулевая сумма – это сильные требования. Их можно ослабить, например, рассматривая игры, в которых возможна ничья, бесконечные игры, игры, где оба игрока могут остаться в выигрыше или оба проиграть и т. п. Можно построить интенсиональное расширение GTS за счет введения возможных миров, т. е. рассматривать на каждом шаге игры не выражение S, а пару (S, w_i). Например, множество индивидов D может мыслиться не как статичное, а как динамически модифицирующееся на каждом шаге. Это делает возможным применение GTS для формализации изменения осведомленности диалоговых агентов в процессе диалога, изменение убеждений и поведенческих установок автономных агентов в процессе исследования своего окруженияи т. п.

ЛИТЕРАТУРА

Тарский А. Понятие истины в языках дедуктивных наук // Философия и логика Львовско-Варшавской школы. М., 1999.

Хинтикка Я. Логико-эпистемологические исследования. М., 1980.

Hintikka J., Sandu G. Game-Theoretical Semantics // Handbook of Logic and Language. Amsterdam, 2010.

Montague R. The Proper Treatment of Quantification in Ordinary English // Approaches to Natural Language. Dordrecht, 1973.

ДИНАМИЧЕСКАЯ СЕМАНТИКА

Теория репрезентации дискурса

Теория репрезентации дискурса (Discourse Representation Theory, DRT) – первая из целого ряда теорий, относимых к так называемой динамической семантике, центральная идея которой – представление об изменении интерпретации в процессе развертывания фразы или целого фрагмента диалога за счет изменения объема доступной информации. При этом оказывается возможным рассматривать фрагменты, превышающие отдельное предложение, остающееся основной единицей анализа в формальной семантике. В силу этого с точки зрения уровневой организации лингвистической теории данный раздел оказывается пограничным и затрагивает вопросы как семантики предложения, так и прагматики и дискурса.

Помимо вопроса о выразимости тех или иных явлений естественного языка средствами логики предикатов, важное значение имеет и другой вопрос, связанный с определением механизма получения таких выражений. Этот механизм должен удовлетворять некоторым естественным требованиям. В первую очередь, необходимо, чтобы такие выражения могли строиться последовательно, расширяясь и модифицируясь по мере добавления новой информации. Однако даже для тех явлений естественного языка, возможность трансляции которых в логику первого порядка не вызывает сомнений, установление такой процедуры может быть сопряжено с трудностями.

Рассмотрим классический пример, демонстрирующий затруднение такого рода – так называемое «ослиное предложение» («donkey sentence»): *If a farmer owns a donkey, he beats it.* (*Если у фермера$_i$ есть осел$_j$, то он$_i$ его$_j$ бьет*). Представление данного предложения в формальном виде достаточно очевидно: $\forall x.\ \forall y.\ Farmer(x)\ \&\ Donkey(y)\ \&\ Own(x, y) \rightarrow Beat(x, y)$. Здесь именные группы и местоимения представлены как переменные, т. е. как референциальные маркеры, связанные в одной и той же области действия квантора, что отражает их употребление в качестве антецедента и анафора соответственно. Однако построить такую форму, следуя инкрементной стратегии, невозможно, так как при этом потребуется сначала ввести переменные, связанные квантором, и лишь затем ввести

импликацию. Результирующая форма не будет отражать желаемого значения, так как переменные, входящие в консеквент, окажутся вне области действия квантора: $\forall x\ \forall y\ [(Farmer(x)\ \&\ Donkey(y)\ \&\ Owns(x, y)] \rightarrow Beats(x, y)$. Наивный способ связывания двух предложений, содержащих анафорические местоимения и кванторы, с помощью конъюнкции также приводит к некорректному результату.

В основе DRT лежит предположение о механизме функционирования местоимений в анафорическом и дейктическом употреблении как о выборе референта из некоторого множества. В то время как в ситуации дейксиса референтами местоимений выступают действительные объекты, при анафорическом употреблении в качестве референтов местоимений принимаются элементы некоторой структуры, полученной в результате обработки предшествующего фрагмента дискурса. Таким образом, при последовательной обработке каждый фрагмент дискурса должен анализироваться с учетом того набора референтов, который был сформирован на предыдущем этапе. Результатом обработки, в свою очередь, должна стать новая структура, некоторым образом инкорпорирующая структуру на входе. Такое множество референтов естественно назвать контекстом, а рассматриваемую структуру – структурой репрезентации дискурса. Вполне ожидаемо, что основное внимание данного подхода обращено к вопросам определения подобных структур и механизму их построения, а вопросы, связанные с дейксисом, оказываются вне рассматриваемой проблематики.

Поскольку анализ выражений естественного языка, сопряженный с трансляцией в некоторый формализм, оказывается связан с последовательным изменением структуры репрезентации и контекста, подход DRT к трактовке значения часто описывается как динамический. Слушающий на основе получаемой информации модифицирует свое истолкование, вводя в репрезентирующую структуру ограничения на возможные свойства дискурсивных референтов, представленных в контексте в данный момент, и связи между ними. Поэтому понятие значения в рамках рассматриваемой теории часто связывают с возможностью изменения текущего контекста, используя методологический принцип «значение есть потенциал изменения контекста» – «context change potential».

Структуры репрезентации дискурса могут быть представлены в линейной и в табличной форме. Например, предложение *Всякий мужчина, встретивший женщину$_i$, улыбается ей$_i$* может быть выражено следующей структурой: $((x,\ y)\ (Man(x),\ Woman(y),\ Meet(x,\ y))) \Rightarrow (()\ (Smiles\_at(x,\ y)))$. Здесь две элементарных структуры связаны импликацией. Каждая структура состоит из двух частей, в левой части указывается контекст, содержащий референциальные переменные, в правой – ограничения.

В структуре слева от знака импликации контекст непуст и содержит переменные x и y, структура справа не вводит новых переменных в контекст, однако по правилам DRT референты, определенные в структуре-антецеденте, доступны для структуры-консеквента, поэтому ограничение, приведенное во второй структуре, связывает те же референты. Возможность рекурсивного построения структур – одна из особенностей DRT. Благодаря такому подходу удается определить ряд простых правил управления областью видимости переменных и связать их с общей структурой получаемого представления. Формализм можно сделать более наглядным, изобразив структуры в табличной форме:

$x\quad y$		
$Man\ (x,y)$ $Woman\ (y)$ $Meet(x,y)$	$\Rightarrow$	$Smiles\_at(x,\ y)$

Перейдем к формальной конструкции. Язык структур репрезентации дискурса содержит логические символы $\neg$, $\vee$, $\Rightarrow$, $=$, константы и символы дискурсивных референтов $x,\ y,\ z$ и т. д. Он не содержит знака конъюнкции и знаков для кванторов. Структура репрезентации дискурса (DRS) – это пара, включающая конечное множество дискурсивных референтов и конечное множество условий. Терм τ – это либо константа, либо дискурсивный референт.

• Если $x_1, \ldots, x_2$ – дискурсивные референты и $\gamma_1, \ldots, \gamma_m$ – условия, то $(x_1, \ldots, x_2)(\gamma_1, \ldots, \gamma_m)$ – DRS,

• если R – n-местный реляционный символ и $\tau_1, \ldots, \tau_n$ – термы, то $R(\tau_1, \ldots, \tau_n)$ – условие,

• если τ_1 и τ_2 – термы, то $\tau_1 = \tau_2$ – условие,

• если B – DRS, то $\neg B$ – условие,

• если B_1 и B_2 – DRS, то $B_1 \vee B_2$ – условие,

• если B_1 и B_2 – DRS, то $B_1 \Rightarrow B_2$ – условие,

• ничто другое не является DRS или условием.

Понятие области видимости дискурсивных референтов уточним с помощью следующих определений. DRS B_2 *непосредственно подчинена* DRS B_1, если и только если

• B_1 содержит условие вида $\neg B_2$,

• B_1 содержит условие вида $B_2 \vee B$, $B \vee B_2$ или $B_2 \Rightarrow B$, где B – некоторая DRS,

• некоторая DRS B_1 содержит условие $B_1 \Rightarrow B_2$.

DRS B_2 *подчинена* DRS B_1, если и только если B_2 непосредственно подчинена B_1 или найдется такая DRS B, что B_2 подчинена B, а B подчинена B_1. Иными словами, отношение подчинения есть транзитивное замыкание отношения непосредственного подчинения. Будем говорить, что DRS B_1 достижима для DRS B_2, если $B_1 = B_2$ или B_2 подчинена B_1. Наконец, назовем достижимым такое вхождение дискурсивного референта, которое представлено в контексте достижимой DRS. Например, если множество дискурсивных референтов некоторой структуры B содержит x, то условие $x = y$ может быть добавлено к множеству условий B только в том случае, если y достижим для x.

Стандартный алгоритм построения структур репрезентации дискурса основан на рекурсивном обходе дерева синтаксического разбора с последовательным заполнением структуры. Для неопределенной именной группы в множество дискурсивных референтов в DRS заносится новый символ, а в множество условий – соответствующие предикаты, получаемые в результате анализа данной именной группы. При анализе глагола во множество условий вносится запись, содержащая дискурсивные маркеры для соответствующих актантов. При анализе условных предложений создаются отдельные подструктуры для главного и придаточного предложений и т. п. Алгоритм построения семантического представления на основе дерева синтаксического разбора может быть точно определен и эффективно реализован. Структуры репрезентации дискурса имеют такую же выразительную силу, как и логика предикатов первого порядка. Семантика для языка структур репрезентации дискурса может быть построена несколькими способами, включая вариант на основе динамической семантики в духе динамической логики предикатов.

Имеется также ряд модификаций рассмотренного формализма. Так как в исходной формулировке DRT было намеренно ослаблено требование композициональности, позднее был предложен ряд композициональных расширений, например, λ-DRT, где композициональность реализуется за счет комбинирования структур репрезентации дискурса и λ-исчисления. UDRT (Underspecified DRT) реализует механизм неполной спецификации для DRT и призван решать вопросы, связанные с неоднозначностью области действия кванторов и т. п.

DRT с успехом применялась к анализу разнообразных языковых явлений. Помимо анализа употребления анафорических местоимений, рассматривавшихся в данном разделе, она смогла предложить удовлетворительную трактовку таких вопросов, как проекция пресуппозиции, анализ определенных именных групп, условные предложения, линейный порядок слов и перестановки, анализ глагольного времени как явления анафорического характера; были предложены механизмы реализации обобщенных кванторов и пр. Идея о том, что анализ естественного языка связан с построением репрезентативных структур, нашла отклик у представителей когнитивного направления в лингвистике. Существует ряд программных реализаций, опирающихся на DRT, например, система Boxer (http://svn.ask.it.usyd.edu.au/trac/candc/wiki/boxer), а также корпус с семантической разметкой в формализме DRT Groningen Meaning Bank (http://gmb.let.rug.nl/).

ЛИТЕРАТУРА

Blackburn P., Bos J. Representation and Inference for Natural Language. Vol. II. Working with Discourse Representation Structures. Stanford, 1999.

Geach P. Reference and Generality: An Examination of Some Medieval and Modern Theories. N.Y., 1962.

Heim I. E-Type Pronouns and Donkey Anaphora // Linguistics and Philosophy. 1990. Vol. 13.

Heim I. File Change Semantics and the Familiarity Theory of Definiteness // R. Bäuerle, Ch. Schwarze, A. Stechow (eds.). Meaning, Use, and Interpretation of Language. Berlin, 1983.

Heim I. On the Projection Problem for Presupposition // M. Barlow, D. Flickinger, M. Westcoat (eds.). Second Annual West Coast Conference on Formal Linguistics. Stanford, 1983.

Kamp H. A Theory of Truth and Semantic Representation // J. Groenendijk, Th. Janssen, M. Stokhof (eds.). Formal Methods in the Study of Language. Part I. Amsterdam, 1984.

Kamp H., Reyle U. From Discourse to Logic. Dordrecht, 1993.

Kohlhase M., Kuschert S., Pinkal M. A Type-Theoretic Semantics for Lambda-DRT // P. Dekker, M. Stokhof (eds.). Proceedings of the Tenth Amsterdam Colloquium. Amsterdam, 1996.

Kuschert S. Dynamic Meaning and Accommodation: PhD Dissertation. Saarland, 1999.

Reyle U. Dealing with Ambiguities by Underspecification: Construction, Representation and Deduction // Journal of Semantics. 1993. Vol. 10(1).

Динамическая логика предикатов

Динамическая логика предикатов (Dynamic Predicate Logic, DPL) была представлена в работе Дж. Гронендийка и М. Стокофа и стала второй после DRT семантической теорией дискурса формального направления, добившейся широкого признания. Во многом она создавалась как альтернатива последней. К числу особенностей, выгодно отличающих подход DPL от теории DRT, относится строгое следование принципу композициональности и использование стандартных средств логики первого порядка. Лингвистические проблемы, которые призвана решить эта теория, по существу остаются теми же, что и у DRT. В первую очередь, это проблема анафоры и области действия кванторов.

Рассмотрим пример *A man$_i$ walks in the park. He$_i$ whistles.* (*Мужчина$_i$ идет по парку. Он$_i$ насвистывает.*), обсуждаемый в работах Х. Кампа. Представление этого предложения на языке логики первого порядка, которое мы бы хотели получить, выглядит следующим образом: $\exists x\ [Man(x)\ \&\ Walk\_in\_the\_park(x)\ \&\ Whistle(x)]$. Но такое представление нельзя получить, рассматривая две части дискурса последовательно, так как при этом часть выражения, соответствующая второму предложению, не будет входить в выражение под квантором в качестве подформулы. Попытка построить эту форму инкрементально приводит к нарушению требования композициональности: на первом шаге для первой части будет получено выражение $\exists x$ [*Man*(x) & *Walk_in_the_park*(x)], а на втором шаге будет присоединен предикат, соответствующий второму предложению: $\exists x$ [*Man*(x) & *Walk_in_the_park*(x)] & *Whistle*(x). Однако здесь последнее вхождение переменной x оказывается вне области действия квантора, и, таким образом, анафора данной формулой не выражается. Подход, который был избран авторами DRT, состоял в ослаблении требования композициональности, упрощении набора логических символов и определении специальной процедуры построения структур представления дискурса.

Создатели динамической логики предикатов выбирают другой путь и предлагают модифицировать семантику выражений таким образом, чтобы формулы, получаемые в соответствии с обычной инкрементальной процедурой, трактовались как семантически равнозначные формулам логики предикатов первого порядка, корректно представляющим значения соответствующих естественноязыковых фрагментов. Поскольку один из принципов данного подхода состоит в использовании стандартного формального языка, основные новшества оказываются связаны с его интерпретацией.

Значение некоторой формулы вычисляется на основе значений входящих в неё переменных. Поэтому значение формулы можно считать чем-то вторичным, получаемым механическим путем из значений переменных. Не отказываясь от обычного понимания природы значения и условий истинности, мы можем, тем не менее, смотреть на значение сложного выражения не как на истинностное значение, но как на пару, включающую некоторым образом зафиксированные значения переменных (т. е. «присваивание значений») и процедуру вычисления, задаваемую формулой. Очевидно, что зафиксировать исходные значения переменных можно многими способами, при этом вычислительная процедура останется прежней. С этой точки зрения, можно научиться сравнивать всевозможные присваивания друг с другом относительно той или иной вычислительной процедуры. Например, может оказаться так, что одна и та же вычислительная процедура будет производить один и тот же результат (истинностное значение) для различных исходных присваиваний. Появляется интересная мысль, во-первых, сравнивать друг с другом различные присваивания (положения дел) с помощью специальным образом подобранных формул, которые можно рассмотреть как набор инструментов или своеобразной «батареи тестов» для изучения возможных миров. Во-вторых, изучать сами формулы и отношения между ними, сравнивая возможные миры, в которых они выполняются либо не выполняются. Наконец, можно пытаться охарактеризовать саму рассматриваемую вычислительную процедуру (т. е. формулу) с точки зрения ее поведения относительно всевозможных пар присваиваний. Например, можно надеяться обнаружить какие-то инварианты для некоторых классов формул.

Следует сделать замечание: мы пока не предложили никаких новых средств в нашей системе, но говорим только об изменении точки зрения на тот же самый объект. Тем не менее, можно ожидать, что такое изменение точки зрения подскажет нам пути улучшения формализма или способы решения старых проблем. Действительно, новый взгляд может стать основой для разработки технических средств. Очевидно, что для любой пары присваиваний и некоторой формулы значения, вычисленные на каждом из двух наборов значений переменных, могут либо совпасть, либо оказаться различными. Введем специальное обозначение для двух присваиваний, совпадающих везде, за исключением одной переменной (т. е. приписывающие всем переменным кроме одной одинаковое значение): : $\alpha[x]\beta = \forall y \in V \setminus \{x\}\ [\![y]\!]_\alpha = [\![y]\!]_\beta$, где V – множество всех переменных в нашем языке. Дальше мы будем сопоставлять некоторой формуле множество пар присваиваний, которые она некоторым образом характеризует, т. е. будем рассматривать объект $\alpha[\varphi]\beta$, где φ – произвольная формула.

Можно предложить два взгляда на поведение такого объекта – статический и динамический (это чем-то похоже на два взгляда на линейный оператор как на способ «повернуть» вектор относительно базиса, остающегося неподвижным, и как на способ заменить базис «под» неподвижным вектором). Один взгляд на выражение $\alpha[\varphi]\beta$ (его можно назвать «статическим») состоит в его понимании как записи, указывающей на изменение значения формулы при переходе от присваивания α к присваиванию β. Второй взгляд (его можно назвать «динамическим») позволяет трактовать α и β как состояния (можно представлять себе компьютер или механическую систему с несколькими степенями свободы), а φ как программу, проверяющую допустимость перехода нашей условной системы из состояния α в состояние β. Точнее, $\alpha[\varphi]\beta = T/F$ для любых двух состояний, между которыми возможен переход из α в β в соответствии с условиями, выраженными формулой φ. Значение выражения $\alpha[x]\beta$ можно, таким образом, понимать как программу, результат которой заключается в присваивании значения $[\![x]\!]_\beta$ переменной x, так как в результате перехода из состояния α в состояние β значения всех остальных переменных остаются неизменными.

Исходная мотивация создателей DPL заключалась в построении такого варианта логики первого порядка, в котором квантор существования имел бы расширяемую вправо область действия, т. е. в котором выражения вида $\exists x.\ P(x)\ \&\ Q(x)$ и $\exists x.\ (P(x)\ \&\ Q(x))$ рассматривались бы как эквивалентные (так как именно это требуется для инкрементального анализа выражений с анафорой). Фактически это достигается путем построения классов эквивалентности формул на основе контролируемого динамического поведения нашего формализма. «Динамический» взгляд полезен тем, что позволяет рассуждать не только о парах точек в пространстве состояний, но о целых траекториях, составленных из таких линейных отрезков (если нам удастся говорить о композиции пар состояний). Более того, эти траектории теперь можно сравнивать друг с другом или пытаться охарактеризовать с привлечением чисто геометрической интуиции. Например, $\alpha\ [\bullet]\ \alpha$ является циклом; существует состояние γ и траектория $\alpha\ [\bullet]\ \beta$ проходит или не проходит через γ и т. п. Во всех этих случаях формулы выступают в качестве своего рода фильтров, допускающих либо не доспускающих отдельные траектории из множества всевозможных траекторий в пространстве состояний.

Можно посмотреть на ситуацию и обратным образом: подобрав те или иные интересные нам с какой-либо точки зрения траектории, мы можем определить классы формул, допускающие эти траектории. Таким образом мы сможем определить семантику, в которой значения формул одного класса будут совпадать (коль скоро все они допускают одни и те же траектории). Дальнейшая реализация динамической семантики для логики предикатов в рамках DPL прямолинейна, хотя и производит впечатление некоторой искусственности. Примем в качестве интерпретации формулы φ множество

пар присваиваний $<g, h>$, допускаемых этой формулой, а само это множество охарактеризуем посредством ряда ограничений семантического характера таким образом, чтобы в нем реализовывалось необходимое нам отношение эквивалентности формул:

(1) $[\![R(t_1, \ldots, t_n)]\!] = \{<g, h> \mid h = g, <[\![t_1]\!]_h, \ldots\ [\![t_n]\!]_h> \in F(R)\}$;

(2) $[\![\varphi\ \&\ \psi]\!] = \{<g, h> \mid \exists k\colon <g, k> \in [\![\varphi]\!], <k, h> \in [\![\psi]\!]\}$;

(3) $[\![\varphi \to \psi]\!] = \{<g, h> \mid h = g, \forall k(<h, k> \in [\![\varphi]\!] \Rightarrow \exists j\ (<k, j> \in [\![\psi]\!]))\}$;

(4) $[\![\exists x\varphi]\!] = \{<g, h> \mid \exists k\ (k[x]g, <k, h> \in [\![\varphi]\!])\}$;

(5) $[\![\forall x\varphi]\!] = \{<g, h> \mid h = g, \forall k\ (k[x]h \Rightarrow \exists j\ (<k, j> \in [\![\varphi]\!]))\}$.

Правила (1), (3) и (5) в этом определении представляют собой проверки, на что указывает ограничение $h = g$. Оно говорит о том, что начальное и конечное состояния совпадают, поэтому динамическая интерпретация таких выражений не требует изменения состояния. Дополнительные ограничения характеризуют допустимые траектории в пространстве состояний. Правило (2) для конъюнкции требует, чтобы в пространстве состояний существовала траектория, проходящая через некоторое состояние k, так, чтобы переход из g в k допускался левым конъюнктом, а переход из k в h допускался правым конъюнктом. Множество всевозможных траекторий, удовлетворяющих этим условиям, представляет собой динамическую интерпретацию конъюнкции. Исходное, промежуточное и конечное состояния здесь не обязательно различаются, поэтому для подформул, не требующих изменения состояния, конъюнкция окажется коммутативной.

Это, однако, не так для формул, элементы интерпретации которых отличны от циклов, поэтому в общем виде конъюнкция в DPL некоммутативна. Это хорошо согласуется с интуицией: последовательность предложений *По улице идет мужчина*$_i$. *Он*$_i$ *торопится*. представляется осмысленной, однако *Он*$_i$ *торопится. По улице идет мужчина*$_i$ – нет. Правило (4) для квантора существования можно описать следующим образом: необходимо, чтобы в пространстве состояний нашлось хотя бы одно состояние, отличающееся от g только значением x, траектория из которого в h допускалась бы формулой φ. Легко видеть, почему такая интерпретация позволяет расширение области действия квантора существования вправо через знак конъюнкции: достигнув состояния h, траектория может быть продолжена, при этом требование произвольного присваивания значения переменной x, выраженное условием $\exists k.\ k[x]g$, по-прежнему останется в силе.

DPL с самого начала получила достаточно подробную теоретическую разработку и обоснование. Для неё была построена система натурального вывода, трансляция в формализм структур репрезентации признаков (DRS) и в динамическую логику с кванторами (QDL), осуществлено подробное сравнение с DRT.

Динамическая логика предикатов – сравнительно простая и остроумная концепция. Она предлагает минимум технических новшеств, сознательно ограничиваясь логикой предикатов первого порядка, однако для ее понимания требуется изменение привычной точки зрения. Этот подход был по достоинству оценен исследователями и с успехом применялся к анализу различных явлений в семантике естественного языка.

ЛИТЕРАТУРА

Groenendijk J., Stokhof M. Dynamic Predicate Logic // Linguistics and Philosophy. 1991. Vol. 14(1).

Vermeulen C.F.M. Sequence Semantics for Dynamic Predicate Logic // Journal of Logic, Language and Information. 1993. Vol. 2.

Dekker P. A Guide to Dynamic Semantics. Amsterdam, 2008.

Dekker P. Predicate Logic with Anaphora // L. Santelmann, M. Harvey (eds.). Proceedings from SALT IX. N.Y., 1994.

ИДЕИ ФОРМАЛЬНОЙ СЕМАНТИКИ В ДЕЙСТВУЮЩИХ МОДЕЛЯХ ЕСТЕСТВЕННОГО ЯЗЫКА

Категориальные грамматики

Категориальная грамматика (КГ) разрабатывалась как одна из первых математических моделей естественного языка, как алгоритм распознавания и порождения правильнооформленных цепочек. Основы КГ были заложены К. Айдукевичем в 1930-е гг. и развиты И. Бар-Хиллелом и Й. Ламбеком в 1950–1960-е гг. К. Айдукевич предполагал, что предложенный им формализм может быть использован для анализа математического текста. В исследованиях И. Бар-Хиллела было доказано, что КГ применима в описании естественного языка. Заслугой Й. Ламбека в развитии КГ является то, что он сумел обогатить аппарат КГ, введя дополнительные операции над типами.

В КГ любое языковое выражение соотносится с неким типом или категорией. Природа и инвентарь этих категорий были разработаны в теории семантических типов применительно к формальной логике, далее они были спроецированы на уровень синтаксиса. Базовые типы – имена N (NP) и предложения S – несводимы к более простым элементам. Сложные типы – это типы функций, составленные на основе комбинаций простых и/или сложных типов. Сложные типы имеют вид $X\backslash Y$: X под Y (если зависимый элемент X линейно предшествует его соседу Y), или X/Y: X над Y (если наоборот). Косая черта указывает на отсутствие какого-либо элемента в синтаксической структуре. Например, переходный глагол имеет тип $S\backslash NP$ («предложение без именной группы», ср. *John* <u>*workes*</u>). Примеры типов и их использование в анализе предложений приведены в табл. 8.

В КГ для анализа структуры предложения предусмотрены три основные операции над типами – аппликация (A), композиция (C) и подъем типа (T). Правила применения данных операций приведены в табл. 9. Операции аппликации и композиции, применяемые в ходе синтаксического анализа, позволяют преобразовывать сложные комбинации разных типов в более простые типы и их сочетания. Операция подъема типа подразумевает смену ролей соседствующих элементов предложения (так, предикат может быть представлен как элемент, заполняющий валентность своего же актанта). Перечисленные выше операции характеризуют разные синтаксически связанные части предложения и в итоге помогают сводить анализ к заключению о правильнооформленности предложения (всё предложение целиком должно иметь тип *S*). Главное требование, которое должно соблюдаться при использовании данных правил – это то, что выражения, типы которых задействованы в операциях, должны быть расположены контактно в пределах предложения. Примеры анализа приведены в табл. 10.

Таблица 8

Примеры типов в КГ и их использование в анализе предложений

Компоненты предложения	*Синтаксический тип*	*Пример*
Непереходный глагол	*S\NP*	*John works*
Переходный глагол	(*S\NP*)/*NP*	*John likes Jane*
Прилагательное в составе именной группы	*NP/NP*	*Poor John works*
Наречия в препозиции	*S/S*	*Today John works*
Наречия в постпозиции	*S\S*	*John works here*
В середине предложения	(*S\NP*)/(*S\NP*)	*John never works*
Предлог	(*S\S*)\NP	*John works for Jane*
Союз	(*S\S*)\S	*John works and Jane rests*

Таблица 9

Правила применения операций в КГ

Операция	*Правила*
Аппликация (*A*)	$Y\ X\backslash Y \to X$ $X/Y\ Y \to Y$
Композиция (*C*)	$A/B\ B/C \to A/C$ $A/B\ B\backslash C \to A\backslash C$ $B/C\ A\backslash B \to A/C$ $B\backslash C\ A\backslash B \to A\backslash C$
Подъем типа (*T*)	$A/B\ B \to A/B\ A\backslash(A/B)$ $B\ A\backslash B \to A/(A\backslash B)\ A\backslash B$

Таблица 10

Примеры анализа предложений в КГ

John workes *NP S\NP* $_A$ *S*	
John likes Jane *NP (S\NP)/NP NP* $_A$ *S\NP* $_A$ *S*	*John likes Jane* *NP* $_T$ *(S\NP)/NP NP* $_A$ *S/(S\NP) S\NP* $_A$ *S*
Poor John works *NP/NP NP* $_A$ *S\NP* *NP* $_A$ *S*	*Today John works* *S/S NP S\NP* $_A$ *S* $_A$ *S*
John works here *NP S\NP* $_A$ *S\S* *S* $_A$ *S*	*John never works* *NP (S\NP)/(S\NP) S\NP* $_A$ *S\NP* $_A$ *S*
John works for Jane *NP S\NP* $_A$ *(S\S)\NP NP* $_A$ *S S\S* $_A$ *S*	*John works and Jane rests* *NP S\NP* $_A$ *(S\S)\S NP S\NP* $_A$ *S S* $_A$ *S\S* $_A$ *S*

КГ представляет собой вариант КС-грамматик. Слабым местом КГ являются случаи разбиения синтаксических групп внутри предложения, поскольку КГ предусматривает приписывание общего типа соседствующим фрагментам предложения. Несмотря на это, КГ позволяет учитывать многие сложные синтаксические явления (нестандартные сочинительные связи, нарушение порядка слов и т. п.), благодаря чему продолжает развиваться как лингвистически состоятельный формализм.

Существуют программные реализации КГ (в частности, комбинаторной категориальной грамматики, применяемые при автоматическом анализе предложений (например, C&C Tools: http://svn.ask.it.usyd.edu.au/trac/candc/wiki). С помощью данных парсеров был построен, например, синтаксически аннотированный корпус CCG Bank (http://groups.inf.ed.ac.uk/ccg/ccgbank.html). Синтаксическое описание в терминах КГ совместимо с семантической интерпретацией предложений в терминах семантики Монтегю и теории репрезентации дискурса. Существует ресурс, при создании которого использовались два эти формализма, – это корпус текстов с семантико-синтаксической аннотацией Groeningen Meaning Bank GMB (http://gmb.let.rug.nl/). Формально-семантическая интерпретация синтаксических структур в GMB осуществляется с помощью инструмента Boxer (http://svn.ask.it.usyd.edu.au/trac/candc/wiki/boxer). Формализм КГ реализован совместно с семантикой Монтегю в инструменте Grail3 (http://www.labri.fr/perso/moot/grail3.html) и успешно используется для решения ряда прикладных задач автоматической обработки текста.

ЛИТЕРАТУРА

Бар-Хиллел И. Некоторые новые результаты в теоретической лингвистике // Математическая логика и её применение. М., 1965.

Казенин К.И. Категориальная грамматика // Тестелец Я.Г. Введение в общий синтаксис. М., 2001.

Ламбек И. Математическое исследование структуры предложений // Математическая лингвистика. М., 1964.

Пентус А.Е., Пентус М.Р. Математическая теория формальных языков. М., 2006.

Пентус М.Р. Исчисление Ламбека и формальные грамматики // Фундаментальная и прикладная математика. 1995. Т. 1(3).

Ajdukiewicz K. Die Syntaktische Konnexität // Studia Philosophica. Vol. I. Lwow, 1935.

Curran J.R., Clark S., Bos J. Linguistically Motivated Large-Scale NLP with C&C and Boxer // Proceedings of the ACL 2007 Demonstrations Session (ACL-07 demo). Prague, 2007.

Moortgat M.J. Symmetries in Natural Language Syntax and Semantics: the Lambek-Grishin Calculus // Proceedings of the 14th Workshop on Logic, Language, Information and Computation (WoLLIC'07). Rio de Janeiro, 2007.

Moot R. Wide-coverage French Syntax and Semantics using Grail // Proceedings of Traitement Automatique des Langues Naturelles (TALN). Montreal, 2010.

Moot R., Retoré C., Prévot L. Discursive Analysis of Itineraries in a Historical Regional Corpus of Travels: Syntax, Semantics, and Pragmatics in a

Unified Type Theoretical Framework // Constraints in Discourse. Agay-Roches Rouges, 2011.

Moot R., Retoré C. The Logic of Categorial Grammars: A Deductive Account of Natural Language Syntax and Semantics. Heidelberg, 2012.

Steedman M. The Syntactic Process. Cambridge, 2000.

Steedman M., Baldridge J. Combinatory Categorial Grammar // R. Borsley, K. Börjars (eds.) Non-Transformational Syntax Formal and Explicit Models of Grammar. Oxford, 2005.

Tarski A. Logic, Semantics, Metamathematics. Oxford, 1956.

Генеративный лексикон

В русле идей формальной семантики возникла теория Генеративного лексикона (Generative Lexicon, далее ГЛ) – логическая альтернатива классической лексической семантике, согласующаяся с задачами автоматической обработки текстов. Теория ГЛ была предложена Дж. Пустейовским в 1990-е гг. ГЛ – динамическая модель лексики, отражающая творческую природу речи, эта модель должна объяснить, каким образом формируются значения отдельного слова в различных контекстах, каковы механизмы распознавания этих значений, как говорящие могут использовать ограниченный набор лексических единиц в бесконечном числе контекстов. Основное внимание в ГЛ сосредоточено на дистрибутивных и композиционных свойствах лексического значения слова. ГЛ как теория компьютерной семантики имеет целью преодолеть недостатки в анализе лексического значения, которые свойственны традиционной лингвистике. В частности, она должна перейти от статичного отражения языка и его внутренних связей в конкретный момент времени, от задания жесткого списка значений к порождающей модели, предусматривающей появление новых смыслов, от представления значения в виде набора семантических признаков к многоярусным структурным образцам, последовательно объяснить механизмы функционирования многозначных слов, реализации значения слов в разнородных контекстах.

Описание значения слова в ГЛ состоит из нескольких зон.

Аргументная структура (Argument Structure, *A*) определяет рамку валентностей описываемого слова, ее семантические свойства и синтаксическое наполнение, отражает логические связи лексической единицы и ее окружения в контексте. В ГЛ выделяются четыре разновидности аргументов: обязательные, факультативные, скрытые аргументы, а также свободные обстоятельства.

Структура событий (Event Structure, E) характеризует слово как представляющее состояние (state, e^S), процесс (process, e^P) или действие (transition, e^T), при этом действие рассматривается как комбинация процесса и состояния (e^P, e^S). События характеризуются начальной и конечной границами на временной шкале, а также параметром фокусности. Фокусность связана с тем, какое из событий в многокомпонентной ситуации является наиболее важным для значения лексемы. Например, ситуация купли–продажи может быть описана как пара событий: e_1 (продавец A передает покупателю B товар C за оплату D); e_2 (покупатель B приобретает у продавца A товар C за оплату D). Если ситуация описывается с использованием глагола *sell* (*продавать*), фокусным будет событие e_1, а если *buy* (*покупать*), то событие e_2.

Смысловая структура (Qualia Structure, Q) включает четыре поля: конститутивная роль (Constitutive Role) – материал, вес, части объекта и т. д.), формальная роль (Formal Role) – форма, размеры, цвет, положение объекта в пространстве и т. д., телическая роль (Telic Role – назначение и функция объекта, агентивная роль (Agentive Role) – источник происхождения объекта, его родо-видовые связи, место в причинно-следственных отношенияхи т. д.

Структура лексического наследования (Inheritance Structure, I) отражает взаимосвязи слов в словаре (синонимия, антонимия, пресуппозицияи т. д.).

Информация о значении слова и его употреблении в контексте представляется в виде типизированных структур вида $\alpha = < A, E, Q, I >$, например:

α
Argstr = $Arg_1 = x$
. . .
Eventstr = $E_1 = e_1$
. . .
Qualia = *Const* = {из чего состоит x}
Formal = {что представляет из себя x}
Telic = {функция x}
Agentive = {что привело к появлению x}

Наиболее насыщенным является поле смысловой структуры, ср. описание основных свойств лексем *novel* (*роман*) и *dictionary* (*словарь*) в ГЛ.

novel
Qualia = *Const* = *Narrative*(x)
Form = *Book*(x), *Disk*(x)
Telic = *Read*(T,y,x)
Agentive = *Artifact*(x), *Write*(T,z,x)
dictionary
Qualia = *Const* = *Alphabetized-Listing*(x)
Form = *Book*(x), *Disk*(x)
Telic = *Reference*(P,y,x)
Agentive = *Artifact*(x), *Compile*(T,z,x)

Иными словами, ГЛ трактует роман и словарь как *артефакты*, носители информации в виде *книги* или *диска*. Различия в семантике данных лексем затрагивают прежде всего конститутивную роль (типовой роман – *повествовательный текст*, тогда как типовой словарь – *алфавитный список*), а также телическую роль (роман предполагает *чтение*, а словарь – *отсылку*, наведение справок, кроме того, роман, как правило, *пишут*, тогда как словарь *составляют*).

Для того чтобы объяснить появление и функционирование значений слов в тексте, ГЛ предусматривает особые семантические генеративные механизмы. Важнейшими из них являются (1) преобразование типа выражения (type coercion): слово изменяет семантический тип, сохраняя синтаксический тип под влиянием глагола; (2) ко-композиция (co-composition): группа слов, ведущих себя как функторы в составе высказывания, создает новое значение; (3) выборочное связывание (selective binding): один элемент влияет на часть другого элемента, сохраняя свой тип.

Признаки, отраженные в смысловой структуре, могут перераспределяться в контексте высказывания. Так действует одна из операций в ГЛ, а именно, преобразование типа. Например, смысловая структура слова *novel* может быть представлена логической формой

$\lambda x\ [Novel(x)\ \&\ Const(x) = Narrative'(x)\ \&\ Form(x) = Book'(x)\ \&\ Telic(x) = \lambda y, e^T\ [Read(x)(y)(e^T)]\ \&\ Agent(x) = \lambda y, e^T\ [Write(x)(y)(e^T)]]$.

Преобразование типа объекта предполагает выбор действия, связанного с существительным, и этот выбор можно описать в виде функций:

(1) $Q_T(Novel) = \lambda y, e^T\,[Read(x)(y)(e^T)]$,

(2) $Q_A(Novel) = \lambda y, e^T\,[Write(x)(y)(e^T)]]$.

Благодаря этому, предложение *John began a novel* (*Джон начал роман*) допускает две интерпретации –

(1) $Begin(Q_T\,(Novel))(John)$ / (2) $Begin(Q_A(Novel))(John) \rightarrow$ *John began* (1) *to read* / (2) *to write a novel* (*Джон начал* (1) *читать* / (2) *писать роман*).

Механизм ко-композиции направлен на сокращение числа значений слов, описываемых в ГЛ. Ко-композиция предполагает взаимное приспособление составных частей предложения, прежде всего, в рамках глагольных групп. Яркий пример действия ко-композиции – описание ситуаций разных типов, соотносимых с употреблением одной и той же глагольной лексемы в тексте. Например, в предложениях (1) *John* $baked_1$ *a potato* и (2) *John* $baked_2$ *a cake* отражены два значения глагола bake: $bake_1 = Change(x,State(y))$ и $bake_2 = Create(x,y)$. Согласно концепции ГЛ, первичным является значение $bake_1$ как процесса (изменения состояния объекта), зафиксированное в логической форме

$\lambda y \lambda x \lambda e^P\,[Bake(e^P)\ \&\ Agent(e^P,x)\ \&\ Object(e^P,y)]$.

Опираясь на нее, значение $bake_2$ можно определить как действие (создание объекта) при условии, что в агентивном поле лексемы *cake* указано действие *bake*:

John $baked_1$ *a potato* $= \lambda e^P\,[Bake(e^P)\ \&\ Agent(e^P,j)\ \&\ Object(e^P, a\text{-}potato)]$;

John $baked_2$ *a cake* $= \lambda e^P, e^S\,[Create(e^P,e^S)\ \&\ Bake(e^P)\ \&\ Agent(e^P,j)\ \&\ Object(e^P,x)\ \&\ Cake(e^S)\ \&\ Object(e^s,x)]$.

Операция ко-композиции допускает объяснение с точки зрения теории лексических функций: если агентивное поле лексемы *N* содержит указание на глагол *V*, синтаксически управляющий существительным *N*, то значение фразы *NV* должно быть следующим: «создание объекта *N* (например *cake*) с помощью действия *V* (например *bake*)». Глагол в таком контексте рассматривается как десемантизированный, а существительное – как обозначение ситуации в целом, что и объясняет смещение информационного веса от *V* к *N*.

Еще одна операция, предусмотренная в ГЛ, – это выборочное связывание. В отличие от ко-композиции, выборочное связывание позволяет перераспределять информацию не в глагольной, а в именной группе. Например, описывая употребление прилагательного *fast* (*быстрый*) в именных словосочетаниях типа *fast typist, fast game, fast car, fast ball*, традиционный словарь ставит в соответствие всем этим употреблениям одно толкование, однако в ГЛ их должно быть несколько: *fast* (*быстрый*) = о быстроте 1) движения субъекта (машинистки), 2) произведения некой процедуры (игры), 3) действия с объектом (машиной), 4) движения объекта (мяча). Также необходимо предусмотреть появление нестандартных с точки зрения традиционной лексикографии контекстов, например, *fast motoway* (автотрасса, где машины могут двигаться на высокой скорости) или *fast garage* (гараж, где обслуживание автомобилей осуществляется быстро). В данном случае преобразования затрагивают телическое поле существительного, испытывающего влияние синтаксически зависимого от него прилагательного, например:

fast typist: $Q_T(typist) = \lambda x \lambda e^P\,[Type(x)(e^P)]$;

fast car: $Q_T\,(car) = \lambda x \lambda y \lambda e^P\,[Drive\,(x)(y)(e^P)]$;

fast motorway: $Q_T\,(motorway) = \lambda x \lambda e^P\,[Travel(Cars)(e^P)\ \&\ On(x)\,(Cars)\,(e^P)]$.

Итак, в силу своей высокой выразительности ГЛ позволяет преодолеть проблемы традиционного семантического описания, связанные, в частности, с узостью общепринятых представлений о многозначности. Однако ГЛ не свободна от недостатков, одним из которых является отсутствие ограничений на порождение смыслов, по этой причине в ГЛ возможна содержательная интерпретация фраз, неприемлемых в естественном языке.

Идеи ГЛ оказывают влияние не только на развитие теории семантики естественного языка, но и на создание моделей и методов автоматического анализа текстов. Так, основные положения ГЛ интегрируются с семантикой Монтегю. Ведется создание компьютерных лексических ресурсов типа ГЛ для разных языков. ГЛ служит фундаментом для построения семантических ресурсов, в частности, формальной онтологии Brandeis Semantic Ontology (BSO).

ЛИТЕРАТУРА

Bassac Chr., Mery B. Retoré Chr. Towards a Type-Theoretical Account of Lexical Semantics // Journal of Logic Language and Information. 2010. Vol. 19.

Busa F., Calzolari N., Lenci A. Generative Lexicon and the SIMPLE Mode // Developing Semantic Resources for NLP. Cambridge, 2001.

Henry P., Bassac Chr. A Toolkit for a Generative Lexicon // Fourth International Workshop on Generative Approaches to the Lexicon. Paris, 2007.

Pustejovsky J. The Generative Lexicon // Computational Linguistics. 1991. Vol. 17.

Pustejovsky J. The Generative Lexicon. Cambridge, MA, 1995.

Pustejovsky J., Boguraev B. Lexical Knowledge Representation and Natural Language Processing // Artificial Intelligence. 1993. Vol. 63.

Pustejovsky J., Havasi C., Sauri R., Hanks P., Rumshisky A. Towards a Generative Lexical Resource: The Brandeis Semantic Ontology // LREC 2006. Genoa, 2006.

Rumshisky A., Hanks P., Havasi C., Pustejovsky J. Constructing a Corpus-based Ontology Using Model Bias // The Florida AI Research Society Conference – FLAIRS. Florida, 2006.

Сокирко А. Генеративный лексикон // Семантические словари в автоматической обработке текста (по материалам системы ДИАЛИНГ) // http://www.aot.ru/docs/sokirko/sokirko-candid-2.html#2-4

Банк пропозиций

Методы логического анализа широко применяются в прикладных исследованиях при анализе семантики предложения. Ярким примером реализации идей формальной семантики является Банк пропозиций (PropBank, http://verbs.colorado.edu/~mpalmer/projects/ace.html) – корпусной ресурс, содержащий разметку особого типа, а именно, разметку предикатно-аргументных структур на основе данных о рамках глагольных валентностей и семантических ролях наполняющих их лексических единиц (основные публикации по проекту см. http://verbs.colorado.edu/~mpalmer/publications.html).

Наряду с PropBank, ориентированным на аннотацию глагольных групп, создан банк именных конструкций NomBank (http://nlp.cs.nyu.edu/meyers/ NomBank.html). Работы по созданию PropBank осуществляются с середины 1990-х гг. коллективом исследователей под руководством М. Палмер (Пенсильванский университет и Уни-

верситет Колорадо, США). Основные результаты связаны с англоязычным корпусом, однако сейчас создаются аналогичные ресурсы для других языков (в частности, для арабского, китайского, корейского, хинди). Ресурс PropBank не имеет аналогов среди современных корпусов и лексических баз данных, хотя существуют родственные разработки. В частности, тектограмматическая аннотация проводится в Чешском банке синтаксических зависимостей (PDT).

Для русского языка создается банк конструкций FrameBank (http://framebank.ru/), опирающийся на данные НКРЯ, крупнейшего русскоязычного корпуса с многоярусной морфологической, семантической и синтаксической разметкой.

PropBank основывается на данных банка синтаксических структур Penn TreeBank (http://www.cis.upenn.edu/~treebank/), описывающих предложения из корпуса Wall Street Journal. Объем текстов, вошедших в PropBank, составляет около 1 млн с/у. Контексты PropBank отражают употребление свыше 3,5 тыс. отдельных глаголов. Фразовым структурам из Penn TreeBank ставятся в соответствие особые семантические представления (семантические графы или логические формы), описывающие пропозициональное содержание предложений. Эти представления включают в себя информацию о значении глагола, о его типовой рамке валентностей (frameset), а также о валентностях, заполненных в контексте, и о семантических ролях аргументов (актанты *Arg*0, *Arg*1, *Arg*2, … – агенс, пациенс, бенефициант, инструмент, атрибут и т. д., модификаторы *ArgM* – место, время, причина, результат, модальность, отрицание и т. д.). Например, содержание предложения *Mr. Bush met him privately in the White House on Thursday* может быть описано примерно следующим образом: в скобочной записи

$[_{Arg0}\ \textit{Mr. Bush}]\ [_{Rel}\ \textit{met}]\ [_{Arg1}\ \textit{him}]\ [_{ArgM\_Mnr}\ \textit{privately}]\ [_{ArgM\_Loc}\ \textit{in the White House}]\ [_{ArgM\_Tmp}\ \textit{on Thursday}]$

или в логической форме

$\exists e\ Meet(e)\ \&\ Arg0(e, Mr.Bush)\ \&\ Arg1(e, He)\ \&\ ArgM\_Mnr(e, Privately)\ \&\ ArgM\_Loc(e, In\_the\_White\_House)\ \&\ ArgM\_Tmp(e, On\_Thursday)$.

Глагольные значения в PropBank характеризуются с точки зрения глагольных классов, исследованных Б. Левин. Принадлежность глаголов в том или ином значении к одному классу определяется общностью их рамок валентностей и диатетических преобразований. Например, глаголы класса *Future_having* (*leave 2,10,13-WN, promise, offer*...) обладают следующими сочетаемостными свойствами: *Arg*0 – агенс, *Arg*1 – пациенс, *Arg*2 – бенефициант:

[$_{Arg0}$ *I*] [$_{Rel}$ *promised*] [$_{Arg2}$ *somebody*] [$_{Arg1}$ *my time*] ;
[$_{Arg0}$ *I*] [$_{Rel}$ *left*] [$_{Arg1}$ *my fortune*] [$_{Arg2}$ *to Esmeralda*] ;
[$_{Arg0}$ *I*] [$_{Rel}$ *offered*] [$_{Arg1}$ *my services*] .

Описание глагольных значений и рамок валентностей, разработанное для разметки PropBank, согласуется с данными сетевых словарей VerbNet, FrameNet и WordNet.

В описании рамок глагольных валентностей учитываются как полные, так и частичные варианты их заполнения. Например, рамка глагола *edge* (в значении *медленно двигаться*) предусматривает шесть аргументов: *Arg*0 – каузатор движения, *Arg*1 – перемещающийся объект, *Arg*2 – расстояние, *Arg*3 – начальная точка, *Arg*4 – конечная точка, *Arg*5 – направление движения. В контексте

[$_{Arg1}$ *Revenue*] [$_{Rel}$ *edged*] [$_{Arg5}$ *up*] [$_{Arg2}$ *3.4%*] [$_{Arg4}$ *to $904 million*] [$_{Arg3}$ *from $874 million*] [$_{ArgM_Loc|Tmp}$ *in last year's third quarter*]

реализован полный вариант заполнения валентной рамки.

Вместе с тем, чаще встречаются контексты, где отдельные аргументные позиции остаются незаполненными. Например,

[$_{ArgM\_Dis}$ *Meanwhile*], [$_{Arg1}$ *personal income*] [$_{Rel}$ *edged*] [$_{Arg5}$ *up*] [$_{Arg2}$ *0.3*%].

При анализе пропозиций разработчикам PropBank приходится решать проблемы, связанные с выбором семантических ролей для аргументов в неоднозначных контекстах, с представлением нулевых элементов, с описанием кореференции, с исследованием различных нестандартных синтаксических конструкций и т. п. Приведем несколько примеров.

Ситуация, обозначаемая в предложении *Bertha <u>opened</u> the window for 10 minutes*, может рассматриваться как

(а) статическая: ∃*e Open*(*e*) & *Arg*0(*e, Bertha*) & *Arg*1(*e, Window*) & *ArgM_Tmp*(*e, For_10_minutes*): *Берта открыла окно на 10 минут* или

(б) динамическая: ∃*e* ∃*e' Open*(*e*) & *Arg*0(*e, Bertha*) & *Arg*1(*e, Window*) & *Post*(*e, e'*) & *ArgM_Tmp*(*e', For_10_minutes*): *Берта открывала окно в течение 10 минут*. Различие между двумя трактовками зафиксировано в логических формах: вариант (а) предполагает одно событие *e*, вариант (б) описывает два события *e* и *e'*, следующих друг за другом, связь двух событий выражается оператором *Post*(*e, e'*).

Пропозициональная структура предложения *She <u>dressed</u> gracefully* может быть представлена двумя логическими формами:

(в) ∃*e Dress*(*e*) & *Arg*0(*e, She*) & *ArgM_Mnr*(*e, Gracefully*)*: Она оде*(*ва*)*лась с грацией* и

(г) ∃*e* ∃*e' Dress*(*e*) & *Arg*0(*e, She*) & *Post*(*e,e'*) & *ArgM_Res*(*e', Gracefully*)*: Она была одета элегантно*.

Формы (в) и (г) отражают два подхода к анализу ситуации – форма (в) описывает простое событие, характеризуемое особым способом развития, а форма (г) – два события *e* и *e'*, где *e'* есть результат совершения *e*.

Предложение *From 2 to 4 Lucas cleaned the bathroom and washed the dishes* также допускает две трактовки с логической точки зрения:

(д) ∃*e Clean*(*e*) & *Arg*0(*e, Lucas*) & *Arg*1(*e, The_bathroom*) & *ArgM_Tmp*(*e, From_2_to_4*) & ∃*e' Wash*(*e'*) & *Arg*0(*e', Lucas*) & *Arg*1(*e', The_dishes*)_&_*ArgM_Tmp*(*e', From_2_to_4*)*: С двух до четырех часов Лукас* (*непрерывно*) *чистил ванную и мыл посуду*
и

(е) ∃*e Clean*(*e*) & *Arg*0(*e, Lucas*) & *Arg*1(*e, the bathroom*) & ∃*e' wash*(*e'*) & *Arg*0(*e', Lucas*) & *Arg*1(*e', the dishes*) & *ArgM_Tmp*(*e*⊕*e', From_2_to_4*)*: С двух до четырех часов Лукас* (*одновременно или последовательно*) *чистил ванную и мыл посуду*.

Логические формы (д) и (е) отличаются тем, что в форме (д) представлено одно сложное событие с двумя действиями, протекающими одновременно, тогда как форма (е) предполагает, что эти действия могут происходить одновременно или последовательно, что отражается с помощью нестрогой дизъюнкции.

Особого подхода требует логическая интерпретация предложений с отрицанием. Так, пропозициональная структура предложения *For the past five years, unions have not managed to win wage increases* отражается в следующей логической форме:

$\exists e$ *Arg_Tmp*(*e, For_the_past_five_years*) & $\neg\exists e'$ ($e' < e$) & *Manage*(*e'*) & *Arg*0(*e', Unions*) & *Arg*1(*e', Win_wage_increases*)*: На протяжении последних пяти лет профсоюзам не удалось добиться повышения заработной платы* (*Неверно, что за последние пять лет профсоюзам удалось добиться повышения заработной платы*).

При создании ресурса PropBank исследователи совмещали ручную и автоматическую обработку данных. Результаты, достигнутые в ходе разметки пропозициональных структур для PropBank, связаны с автоматизацией перевода, разрешения лексико-семантической неоднозначности, определения семантических ролей слов в контекстах, выделения классов слов по корпусным данным и т. д.

Размеченный корпус PropBank можно использовать в машинном обучении для инструментального анализа текстов. PropBank входит в состав комплекса NLTK (http://www.nltk.org), тем самым доступен широкому кругу специалистов в области формальной и компьютерной семантики.

ЛИТЕРАТУРА

Ляшевская О.Н., Кузнецова Ю.Л. Русский фреймнет: к задаче создания корпусного словаря конструкций // Компьютерная лингвистика и интеллектуальные технологии: По материалам ежегодной Международной конференции «Диалог–2009». Вып. 8(15). М., 2009.

Недолужко А., Гаич Я. и др. Синтаксически аннотированный корпус чешского языка // Компьютерная лингвистика и интеллектуальные технологии: По материалам ежегодной Международной конференции «Диалог–2008». Вып. 7(14). М., 2008.

Banarescu L., Bonial C., Cai S., Georgescu M., Griffitt K., Hermjakob U., Knight K., Koehn Ph., Palmer M., Schneider N. Abstract Meaning Representation for Sembanking // Proceedings of the 7th Linguistic Annotation Workshop and Interoperability with Discourse, ACL–2013. Sofia, 2013.

Bird S., Klein E., Loper E. Natural Language Processing with Python: Analyzing Text with the Natural Language Toolkit. Beijing, 2009.

Bonial C., Hwang J., Bonn J., Conger K., Babko-Malaya O., Palmer M. English PropBank Annotation Guidelines // http://verbs.colorado.edu/ ~mpalmer/ projects/ace/EPB-annotation-guidelines.pdf

Bonial C., Stowe K., Palmer M. Renewing and Revising SemLink // The GenLex Workshop on Linked Data in Linguistics, GenLex–13. Pisa, 2013.

Dligach D., Palmer M. Improving Verb Sense Disambiguation with Automatically Retrieved Semantic Knowledge // Proceedings of Second IEEE International Conference on Semantic Computing (ICSC). Santa Clara, 2008.

Loper E., Yi S., Palmer M. Combining Lexical Resources: Mapping Between PropBank and VerbNet // Proceedings of the 7th International Workshop on Computational Semantics. Tilburg, 2007.

Marcus M. The Penn TreeBank: A Revised Corpus Design for Extracting Predicate Argument Structure // Proceedings of the ARPA Human Language Technology Workshop. Princeton, 1994.

Palmer M., Dang H., Fellbaum Chr. Making Fine-grained and Coarse-grained sense distinctions, both manually and automatically // Journal of Natural Language Engineering. 2007. Vol. 13(2).

Palmer M., Gildea D., Kingsbury P. The Proposition Bank: An Annotated Corpus of Semantic Roles // Computational Linguistics. 2005. Vol. 31(1).

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данном учебном пособии авторы рассмотрели основные логические теории и методы, используемые в исследовании естественного языка: исчисление предикатов, модальные логики, дескрипционные логики, интенсиональную логику Монтегю, теорию квантификации, теоретико-игровую семантику, динамическую семантику. Наряду с теоретическими аспектами формальной семантики в пособии были освещены и некоторые ее практические приложения, связанные с категориальными грамматиками, генеративным лексиконом и пропозициональной разметкой корпусов текстов. Тем самым мы перекидываем мостик между логической теорией и вычислительной семантикой, обширной областью исследований, в которой решаются вопросы разработки семантических представлений фрагментов естественного языка и их использования в автоматической обработке текста и речи с помощью компьютера.

Содержание

Предисловие 3

Введение. Логический анализ естественного языка:
история вопроса 4

ТЕОРЕТИЧЕСКИЕ ОСНОВЫ ФОРМАЛЬНОЙ СЕМАНТИКИ 9
Исчисление предикатов в описании естественного языка .... –
Модальные логики 26
Дескрипционные логики 32
Интенсиональная логика Монтегю 40

АНАЛИЗ НЕКОТОРЫХ ЯЗЫКОВЫХ ВЫРАЖЕНИЙ
В ФОРМАЛЬНОЙ СЕМАНТИКЕ 49
Квантификация и именные группы .... –
Теоретико-игровая семантика 55

ДИНАМИЧЕСКАЯ СЕМАНТИКА 59
Теория репрезентации дискурса .... –
Динамическая логика предикатов 64

ИДЕИ ФОРМАЛЬНОЙ СЕМАНТИКИ В ДЕЙСТВУЮЩИХ
МОДЕЛЯХ ЕСТЕСТВЕННОГО ЯЗЫКА 70
Категориальные грамматики .... –
Генеративный лексикон 74
Банк пропозиций 79

Заключение 85

Учебное издание

Артем Викторович Андреев,
Ольга Александровна Митрофанова,
Константин Владимирович Соколов

ВВЕДЕНИЕ В ФОРМАЛЬНУЮ СЕМАНТИКУ

Учебное пособие

Зав. редакцией *Е.П. Парфёнова*
Редактор *Н.Г. Михайлова*
Техн. редактор *Л.Н. Иванова*
Компьютерная вёрстка *Н.Г. Михайловой*

Подписано в печать с оригинала-макета 22.12.2014.
Ф-т 60×84/16. Усл. печ. л. 5,12. Уч.-изд. л. 5,34. Тираж 70 экз.
Заказ №

СПбГУ. РИО. Филологический факультет.
199034, С.-Петербург, Университетская наб., 7/9.
Типография Издательства СПбГУ.
199061, С.-Петербург, Средний пр., 41.