Конъюнктивные запросы к базам знаний. Какую семантику выбрать ?

Станислав Кикоть

4 Октября 2024

Высшая школа современной математики МФТИ
Москва, Климентовский пер., 1 стр. 1

1 Введение

В области компьютерных наук под названием “представление знаний” (knowledge representation) некоторое время назад одним из стандартов стала следующая парадигма. Под *базой знаний* (knowledge base) подразумевается архитектура, объединяющая в себе данные, знания общего характера и механизм логического вывода, позволяющий генерировать на основе базовых данных и знаний новую информацию и использовать ее для ответов на запросы к системе. В этом обзоре мы сосредоточимся на сценарии, когда под данными подразумевается набор замкнутых атомов, под знаниями — онтология в той или иной дескрипционной логике, а в качестве языка запросов выбраны *конъюнктивные запросы* (conjunctive queries). Цель настоящей работы — собрать воедино теоретические и практические результаты о трудоемкости процедур построения ответа в зависимости от *семантики*, то есть формального определения того, что считать ответом на запрос.

2 Базы знаний

Фиксируем набор индивидуальных имен (констант) IN , набор атомарных концептов (одноместных предикатов) CN и набор атомарных ролей (двуместных предикатов) RN .

Все вместе они составляют *сигнатуру* Σ . Под *данными*¹ $\mathcal{D}$ подразумевается набор замкнутых атомарных формул (или просто атомов) вида $P(a)$ или $R(a, b)$, где $P \in CN$, $R \in RN$, $a, b \in IN$. Под *онтологией* $\mathcal{T}$ подразумевается набор аксиом некоторой дескрипционной логики, которые определяются ниже. Аксиомы бывают двух видов: *включение составных концептов* и *включение (составных) ролей*. *Составные концепты* (далее просто *концепты*) строятся при помощи *конструкторов*. Набор конструкторов и ограничений на их применение определяет *дескрипционную логику*.

Концепты логики $\mathcal{ALC}$ (attribute logic with complements) задаются грамматикой

$$C, D ::= \perp \mid \top \mid A \mid \neg C \mid C \sqcap D \mid C \sqcup D \mid \exists R.C \mid \forall R.C,$$

где $\perp$ — пустой концепт, $\top$ — универсальный концепт, A — атомарный концепт, R — роль, а C и D — произвольные составные концепты. Единственные разрешенные аксиомы в логике $\mathcal{ALC}$ — это включения концептов вида $C \sqsubseteq D$.

У логики $\mathcal{ALC}$ существуют многочисленные синтаксические расширения. Буквы $\mathcal{I}$, $\mathcal{O}$, $\mathcal{Q}$, $\mathcal{H}$, $\mathcal{R}$, $\mathcal{S}$ в именах этих логик соответствуют добавлению следующих конструкций:

$\mathcal{I}$: *обратные роли* вида R^- для атомарных ролей R ;

$\mathcal{O}$: *концепты-номиналы* вида $\{a\}$ для всех $a \in IN$;

$\mathcal{Q}$: *концепты численного ограничения* вида $(\geq m R.C)$ и $(\leq m R.C)$ для ролей R , произвольных концептов C и натуральных чисел n ;

$\mathcal{H}$: *аксиомы включения ролей* вида $R \sqsubseteq S$ для ролей R и S ;

$\mathcal{S}$: *аксиомы транзитивности* вида $R \circ R \sqsubseteq R$;

$\mathcal{R}$: *аксиомы включения композиций ролей* вида $R_1 \circ \dots \circ R_n \sqsubseteq R$.

Точнее говоря, буквы $\mathcal{I}$, $\mathcal{O}$, $\mathcal{Q}$, $\mathcal{H}$, $\mathcal{R}$ приписываются к имени логики $\mathcal{ALC}$, а буква $\mathcal{S}$ заменяет буквы $\mathcal{ALC}$. Чтобы добиться разрешимости получающихся логик, в присутствии конструкторов $\mathcal{S}$ и $\mathcal{Q}$ на форму концептов накладывается дополнительное ограничение: выражения вида $(\geq n R.C)$ и $(\leq n R.C)$ считаются корректными концептами только в том случае, когда роль R *проста*, то есть не имеет транзитивных подролей, а от аксиом вида $R_1 \circ \dots \circ R_n \sqsubseteq R$ дополнительно требуется, чтобы множество всех слов вида $R_1 \dots R_n$, таких что включение $R_1 \circ \dots \circ R_n \sqsubseteq R$ выводится из $\mathcal{T}$ в очевидном смысле, было регулярным языком для всех ролей R .

¹Это соглашение удобно для изучения вычислительной сложности. В действующих системах данные — значения унарных и бинарных предикатов — обычно генерируются *отображением* из классических таблиц. Построение таких отображений или *привязка базы данных к онтологии* — весьма трудоемкий процесс, но он часто может быть автоматизирован [23].

Перейдем теперь к описанию логик, менее выразительных чем $\mathcal{ALC}$. В логике $\text{DL-Lite}_{\text{core}}$ разрешены только включения концептов видов $C \sqsubseteq D$ и $C \sqsubseteq \neg D$, где C и D либо атомарные концепты, либо экзистенциальные ограничения вида $\exists R.T$ для (возможно обратных) ролей R . В логике $\text{DL-Lite}_{\mathcal{R}}$, взятой за основу стандарта OWL 2 QL, дополнительно разрешаются аксиомы включения ролей. Логика $\mathcal{EL}$ представляет собой фрагмент логики $\mathcal{ALC}$, в котором разрешены произвольные концепты, полученные при помощи конъюнкции и экзистенциальных ограничений, но запрещены дизъюнкция, отрицание и универсальные ограничения. Кроме того, в концептах этой логики разрешается использовать $\top$, но не $\perp$. Расширение $\mathcal{EL}$, допускающее $\perp$, обозначается $\mathcal{EL}_{\perp}$. Как и логика $\mathcal{ALC}$, логики $\mathcal{EL}$ и $\mathcal{EL}_{\perp}$ допускают расширения буквами $\mathcal{I}$, $\mathcal{O}$, $\mathcal{Q}$, $\mathcal{H}$, $\mathcal{R}$. Популярный стандарт OWL 2 EL основан на логике $\mathcal{ELRO}_{\perp}$. Логика Horn- $\mathcal{SHIQ}$ представляет фрагмент логики $\mathcal{SHIQ}$, не содержащей явной или неявной дизъюнкции. Его упрощенное синтаксическое определение можно найти в работе [34], представляющей собой хорошее введение в хорновы дескрипционные логики, лежащие в основе стандарта OWL 2 RL.

Под базой знаний подразумевается набор $\mathcal{K} = (\mathcal{D}, \mathcal{T})$, состоящий из данных $\mathcal{D}$ и онтологии $\mathcal{T}$, сформулированной в одной из вышеперечисленных логик.

Конъюнктивный запрос — это формула языка первого порядка вида $q(\vec{x}) = \exists \vec{y} \phi(\vec{x}, \vec{y})$, где $\phi(\vec{x}, \vec{y})$ — конъюнкция атомов, термами которых могут быть как переменные из векторов $\vec{x}$ и $\vec{y}$, так и индивиды из IN .

3 Интерпретации баз знаний

Интерпретацией называется пара $\mathcal{I} = (\Delta^{\mathcal{I}}, \cdot^{\mathcal{I}})$, где $\Delta^{\mathcal{I}}$ — непустое множество, называемое носителем интерпретации, а $\cdot^{\mathcal{I}}$ — функция интерпретации, определенная на сигнатуре Σ , которая отображает

- каждый атомарный концепт A в множество $A^{\mathcal{I}} \subseteq \Delta^{\mathcal{I}}$;
- каждую атомарную роль r в множество пар $r^{\mathcal{I}} \subseteq \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}$;
- каждый индивид a в некоторый элемент $a^{\mathcal{I}} \in \Delta^{\mathcal{I}}$.

Функция интерпретации распространяется на сложные концепты и сложные роли в соответствии со следующей таблицей:

Конструкторы концептов	Обозначение	Семантика
Универсальный концепт	$\top$	$\Delta^{\mathcal{I}}$
Пустой концепт	$\perp$	$\emptyset$
Номинал	$\{a\}$	$\{a^{\mathcal{I}}\}$
Отрицание	$\neg C$	$\Delta^{\mathcal{I}} \setminus C^{\mathcal{I}}$
Конъюнкция	$C_1 \sqcap C_2$	$C_1^{\mathcal{I}} \cap C_2^{\mathcal{I}}$
Дизъюнкция	$C_1 \sqcup C_2$	$C_1^{\mathcal{I}} \cup C_2^{\mathcal{I}}$
Экзистенциальное ограничение	$\exists R.C$	$\{d \mid \text{найдется } (d, e) \in R^{\mathcal{I}} \text{ с } e \in C^{\mathcal{I}}\}$
Универсальное ограничение	$\forall R.C$	$\{d \mid e \in C^{\mathcal{I}} \text{ для всех } (d, e) \in R^{\mathcal{I}}\}$
Численные ограничения	$\geq mR.C$	$\{d \mid \{e \in C^{\mathcal{I}} \mid (d, e) \in R^{\mathcal{I}}\} \geq m \}$
	$\leq mR.C$	$\{d \mid \{e \in C^{\mathcal{I}} \mid (d, e) \in R^{\mathcal{I}}\} \leq m \}$
Конструкторы ролей		
Обращение роли	R^-	$\{(c, d) \mid (d, c) \in R^{\mathcal{I}}\}$
Композиция ролей	$R \circ S$	$\{(c, d) \mid \text{существует } e \text{ т.ч. } (c, e) \in R^{\mathcal{I}} \text{ и } (e, d) \in S^{\mathcal{I}}\}$

Это позволяет в фиксированной интерпретации $\mathcal{I}$ естественным образом определить истинность аксиом. Именно, аксиома включения концептов $C \sqsubseteq D$ считается истинной в интерпретации $\mathcal{I}$, если $C^{\mathcal{I}} \subseteq D^{\mathcal{I}}$. Похожим образом, аксиома включения ролей $R \sqsubseteq S$ считается истинной в $\mathcal{I}$, если $R^{\mathcal{I}} \subseteq S^{\mathcal{I}}$. Онтология $\mathcal{T}$ истинна в интерпретации $\mathcal{I}$ (обозначается как $\mathcal{I} \models \mathcal{T}$), если каждая ее аксиома истинна в $\mathcal{I}$. Атомы данных $A(b)$ and $P(a, b)$ истинны в $\mathcal{I}$, если, соответственно, $b^{\mathcal{I}} \in A^{\mathcal{I}}$ и $(a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}}) \in P^{\mathcal{I}}$; истинность данных $\mathcal{D}$ означает истинность всех атомов $\mathcal{D}$, а базы знаний $\mathcal{K} = (\mathcal{T}, \mathcal{D})$ — одновременную истинность $\mathcal{T}$ и $\mathcal{D}$. В последнем случае мы пишем $\mathcal{I} \models \mathcal{K}$ и говорим, что $\mathcal{I}$ — интерпретация $\mathcal{K}$.

4 Замкнутый мир

Данным $\mathcal{D}$ естественным образом соответствует интерпретация $\mathcal{I}_{\mathcal{D}}$, где в качестве $\Delta^{\mathcal{I}}$ берется множество всех индивидов, входящих в $\mathcal{D}$, а атомарные предикаты объявляются истинными на в точности тех индивидах или их парах, которые встречаются в атомах данных под этим предикатом.

В семантике замкнутого мира ответом на запрос $q(\vec{x}) = \exists y \phi(x, y)$ относительно базы знаний $\mathcal{K} = (\mathcal{D}, \mathcal{T})$ является множество таких наборов констант $\vec{a}$, для которых в интерпретации $\mathcal{I}_{\mathcal{D}}$ верна формула $q(\vec{a})$.

Из определения видно, что онтология при ответе на запрос просто не учитывается. Тем не менее, онтология в этой ситуации может служить для проверки корректности данных, а так же может быть присоединена к данным в виде RDF-графа, позволяя фор-

мулировать запросы о ее синтаксической структуре.

Этой семантике соответствуют *полные* (то есть без значений NULL) базы данных, работающие по протоколу SQL, а также многие хранилища троек (triple stores), предоставляющие сервис ответов на SPARQL запросы.

5 Открытый мир. Семантика логического следования

Под *основной семантикой* мы понимаем *семантику логического следования*, согласно которой база знаний дает положительный ответ на в точности те запросы, которые верны во всевозможных интерпретациях этой базы знаний.

Рассмотрим базу знаний $\mathcal{K} = (\mathcal{T}, \mathcal{D})$ и конъюнктивный запрос q от n свободных переменных. Набор из n индивидов $\vec{a}$ называется *ответом на запрос q относительно $\mathcal{K}$* в основной семантике (обозначается $\mathcal{K} \models q(\vec{a})$), если для любой интерпретации $\mathcal{I}$, такой что $\mathcal{I} \models \mathcal{K}$, имеет место $\mathcal{I} \models q(\vec{a})$.

В качестве примера рассмотрим онтологию $\mathcal{T}$, которая может сопровождать базу данных о сотрудниках кафедры университета и читаемых ими курсах, состоящую из аксиом

ДЛ-нотация	Язык первого порядка
Профессор $\sqsubseteq$ НПР	$\forall x(\text{Профессор}(x) \rightarrow \text{НПР}(x))$
Доцент $\sqsubseteq$ НПР	$\forall x(\text{Доцент}(x) \rightarrow \text{НПР}(x))$
преподает $\sqsubseteq$ можетПреподавать	$\forall x \forall y(\text{преподает}(x, y) \rightarrow \text{можетПреподавать}(x, y))$
НПР $\sqsubseteq$ $\exists$ можетПреподавать.Т	$\forall x(\text{НПР}(x) \rightarrow \exists y \text{можетПреподавать}(x, y))$
$\exists$ преподает.Т $\sqsubseteq$ НПР	$\forall x(\exists y \text{преподает}(x, y) \rightarrow \text{НПР}(x, y))$

Аббревиатура НПР означает научно-педагогический работник. Аксиомы говорят:

- профессора и доценты — научно-педагогические работники;
- если кто-то что-то преподает, то этот человек может это преподавать;
- любой научно-педагогический работник может что-то преподавать;
- если кто-то что-то преподает, то этот человек — научно-педагогический работник.

Рассмотрим данные $\mathcal{D} = \{\text{Доцент}(a), \text{Профессор}(b), \text{преподает}(c, \text{Алгебра})\}$ и запрос $q(x) = \text{НПР}(x)$. У базы знаний $\mathcal{K} = (\mathcal{T}, \mathcal{D})$ бесконечно много интерпретаций,

например, $\mathcal{I} \in \Delta^{\mathcal{I}} = \{a, b, c, \text{Алгебра, Топология, Логика}\}$, $\text{Доцент}^{\mathcal{I}} = \{a\}$, $\text{Профессор}^{\mathcal{I}} = \{b\}$, $\text{НПР}^{\mathcal{I}} = \{a, b, c\}$, $\text{преподает}^{\mathcal{I}} = \text{можетПреподавать}^{\mathcal{I}} = \{(a, \text{Логика}), (b, \text{Топология}), (c, \text{Алгебра})\}$ (мы отождествляем $a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}}$ и $c^{\mathcal{I}}$ с a, b и c). Это отражает принимаемое нами *предположение об открытости мира*: в интерпретации допускаются индивиды, не упомянутые в данных, а также более широкие объемы предикатов. Тем не менее, в любой интерпретации $\mathcal{I}$, в которой истинна $\mathcal{T}$, индивиды a, b, c существуют и принадлежат концепту НПР. Таким образом, все три индивида a, b и c будут ответами на запрос q в семантике логического следования. Более того, все они будут и ответами на запрос $q'(x) = \exists y \text{ можетПреподавать}(x, y)$.

Под *задачей об ответе на запрос* в зависимости от контекста подразумевается одна из двух следующих задач. Первая — *задача получения ответа на запрос* — заключается в том, чтобы по базе знаний $\mathcal{K}$ и запросу q построить множество, состоящее из всех ответов на запрос q относительно $\mathcal{K}$. Именно на ее решение должен быть нацелен разработчик, намеренный построить работающую базу знаний. Вторая — *задача проверки ответа на запрос* — заключается в том, чтобы по $\mathcal{K}$, q и вектору индивидов $\vec{a}$, определить, является ли $\vec{a}$ ответом на запрос q относительно $\mathcal{K}$. Различные результаты о вычислительной сложности ответов на запрос относятся именно к ней.

Традиционно для задачи об ответах на запросы изучаются два вида сложности. Говоря о *комбинированной сложности*, имеют в виду время работы для задачи проверки ответа на запрос в зависимости от длины входа, где под входом понимается двоичное представление всего набора $(\mathcal{D}, \mathcal{T}, q, \vec{a})$. Говоря о *сложности по данным*, считают $\mathcal{T}$, q и $\vec{a}$ фиксированными, и ставят вопрос, как время работы для задачи проверки ответа на запрос зависит от переменного количества данных $\mathcal{D}$ (точнее говоря, от длины их двоичного представления).

Следующая таблица собирает воедино результаты о сложности ответов на запросы вместе с работами практического характера, содержащими результаты экспериментов, связанные с построением и тестированием отвечающих систем. Работа [5] представляет собой неплохой обзор задачи об ответах на запросы разного типа (атомные, конъюнктивные, путевые) в основной семантике, содержащий много примеров и описаний основных алгоритмов. Введение [32] содержит первоначальные теоретические сведения и практические указания для разработки баз знаний над $\text{DL-Lite}_{\mathcal{R}}$.

Онтология	Сложность по данным	Комбинируемая сложность	Работы		
			теоретические	смешанные	практические
нет (~ базы данных)	AC_0	NP	многочисленные работ по СУБД		
DL-Lite $\mathcal{R}$	AC_0	NP	[12],[2], [25],[6] [22], [24], [4]	[26]	[39],[10], [45],[41]
$\mathcal{EL}, \mathcal{ELN}$	P	NP	[33],[13]	[43]	
$\mathcal{ELLI}, \mathcal{ELHI}_1, \text{Horn-SHIQ}$	P	EXP	[18] [38]	[44]	[37]
$\mathcal{ALC}, \mathcal{ALCHQ}$	coNP	EXP	[47]		
$\mathcal{ALCI}, \mathcal{SH}, \mathcal{SHIQ}$	coNP	2EXP	[20],[17]		
$\mathcal{SHOIQ}, \mathcal{SROIQ}$	$\geq \text{coNP}$	$\geq \text{coN2Exp}$	[21],[19],[28]		[27], [46]

Таблица состоит из трех частей. Верхние две строчки таблицы имеют одну и ту же сложность, и это не случайно. Дело в том, что логика DL-Lite $\mathcal{R}$ изначально строилась в работах [12] и [2] как максимальная дескрипционная логика, допускающая *первопорядковую переформулировку*. Это значит, что для любой онтологии $\mathcal{T}$ этого языка и запроса q существует такой, скажем, SQL-запрос q' , называемый *переформулировкой* запроса q относительно $\mathcal{T}$, что для любых данных $\mathcal{D}$ ответ на запрос q может быть получен путем исполнения q' на (классической реляционной) базе данных, реализующей интерпретацию $\mathcal{I}_{\mathcal{D}}$. Это наблюдение вместе с успехом реляционных баз данных с тем же самым набором сложностных классов лежит в основе тезиса о жизнеспособности баз знаний на основе DL-Lite $\mathcal{R}$. Кроме того, на язык DL-Lite $\mathcal{R}$ автоматически переводятся почти все конструкторы UML-диаграмм, часто сопровождающие промышленные базы данных. Однако недавние теоретические исследования [22], [24] и [4] показали, что размер переформулировки может быть значительно больше общего размера q и $\mathcal{T}$ даже при очень сильных ограничениях на онтологию и форму запроса. Взгляд на теорию длины переформулировок с точки зрения схемной сложности булевых функций представлен в обзоре [40].

Первые две части таблицы объединяет еще одно свойство — существование *универсальной* или *канонической модели*. Это значит, что для любой базы знаний $\mathcal{K}$ существует такая интерпретация $\mathcal{I}_{\mathcal{K}}$, что ответ на запрос q арности n может быть получен как множество $\{\vec{a} \in \text{Ind}(\mathcal{D}) \mid \text{в модели } \mathcal{I}_{\mathcal{K}} \text{ верна формула } q(\vec{a})\}$. Таким образом, два основных метода построения ответа на запрос — это переформулировка запроса и генерация канонической модели для базы знаний. Последняя операция часто также называется *материализация* (materialization) или *сколемизация* (skolemization). Иногда используется и *комбинированный подход* (combined approach): для ответа на q относительно $\mathcal{K}$ на специальном образом сокращенной канонической модели вычисляется его переформулировка q' [31], [36].

Заметьте, что в общем определении ответа есть квантор по всем интерпретациям, и для более выразительных логик их перебор в некотором смысле неизбежен. В этом случае стараются его минимизировать и поручить *ризонерам* — готовому программному обеспечению для осуществления логического вывода в выразительных дескрипционных логиках, использующему *табличные алгоритмы* (tableau algorithms) или *правила* (consequence-based reasoning).

Работы из последних двух столбцов таблицы содержат результаты экспериментов, связанные с реализацией различных алгоритмов ответов на запросы в логической семантике и их тестированием на коллекциях запросов и онтологий, а также технические описания построенных систем. Эти коллекции заслуживают отдельного внимания. Они создаются искусственно исходя из следующих требований:

- запрос должен быть разумным, то есть можно было бы себе представить ситуацию, в которой он реально может быть задан;
- запрос должен исполняться на больших естественных или искусственно сгенерированных данных.

Эксперименты показывают, что на большинство запросов из коллекций описанные в работах системы могут отвечать за разумное время.

6 Ограниченная или промежуточная семантика

Одним из недостатков полной логической семантики для конъюнктивных запросов является ее высокая вычислительная сложность в худшем случае и потребность в разработке новых машин, осуществляющих ризонинг. С другой стороны, целесообразность рассмотрения ответов, где экзистенциально-квантифицированные переменные отображаются в анонимные узлы (а именно поиск таких ответов — причина высокой сложности), часто может быть поставлена под сомнение. Отсюда возникает *ограниченная семантика* [11], в которой вектор $\vec{a} \in \text{Ind}(\mathcal{K})^n$ считается ответом на n -арный запрос $q(\vec{x}) = \exists \vec{y} \phi(\vec{x}, \vec{y})$ относительно базы знаний $\mathcal{K}$, если найдется такой вектор $\vec{b} \in \text{Ind}(\mathcal{K})^{|\vec{y}|}$, что $\mathcal{I} \models q(\vec{a}, \vec{b})$ для любой интерпретации $\mathcal{I}$ базы знаний $\mathcal{K}$.

В примере из предыдущего раздела в этой семантике ответом на запрос $q(x)$ будут по-прежнему все множество $\{a, b, c\}$, а на запрос $q'(x)$ ответом будет только $\{c\}$, так как в указанной интерпретации для $x = a, b$ значением переменной y будет анонимный индивид. Предложу читателю самому решить, какой из этих ответов лучше соот-

ветствует смыслу приведенной базы знаний, и предположу, что мнения разделятся. Вопрос здесь в том, насколько мы доверяем онтологии. Легко изменить этот пример, чтобы ограниченная семантика стала более естественной: пусть в онтологии говорится, что у каждого руководителя верхнего звена должен быть хотя бы один секретарь, и мы хотим узнать список всех сотрудников, у которых есть секретари.

С другой стороны, в ситуации, когда анонимные индивиды генерируются из предложений естественного языка при помощи правил онтологии, отражающей определения понятий естественного языка, в системах глубокого семантического анализа [8], игнорировать их при ответах на запросы было бы грубой ошибкой.

Достоинство этой семантики в том, что она может быть реализована на основе интерпретатора языка дейталог ([15] — классическая ссылка по его теории; [37] — более современная по проблемам реализации). Частично поэтому эта семантика была принята за основу режима OWL Direct Semantics стандарта SPARQL 1.1 ([30], [29]).

Еще один способ уменьшить вычислительную сложность задачи об ответах на запросы при работе с выразительными онтологиями — это использовать их приближения в менее выразительных языках из верхней части таблицы, например, DL-Lite $\mathcal{R}$ (использовалось в [1]) или $\mathcal{EL}$ (см. [42] и [14]).

7 Семантики, устойчивые к противоречию

Еще один глубокий недостаток семантики логического следования заключается в том, что она не работает с противоречивыми базами знаний. Любой набор индивидов всегда будет ответом на произвольный запрос к противоречивой базе просто в силу отсутствия у нее интерпретаций. Однако, как показывают многочисленные эксперименты (например, в рамках соревнования ORE²), противоречивые базы знаний — скорее правило, чем исключение. В связи с этим существует ряд *семантик, устойчивых к противоречию*, основанных на понятии репера базы знаний. Все они принимают гипотезу о том, что онтология изначально непротиворечива, а противоречие в базе знаний возникает из-за зашумленности данных.

Под *репером* (repair) базы знаний $\mathcal{K} = (\mathcal{T}, \mathcal{D})$ понимается любое подмножество $\mathcal{D}' \subseteq \mathcal{D}$, максимальное по включению среди подмножеств $\mathcal{D}$, совместных с $\mathcal{T}$. Набор индивидов $\vec{a}$ называется ответом на запрос $q(x)$ в AR-семантике³, если $(\mathcal{T}, \mathcal{D}') \models q(\vec{a})$

²<https://www.w3.org/community/owled/ore-2015-workshop/competition/>

³AR означает all repairs

для всех реперов $\mathcal{D}'$ базы знаний $\mathcal{K}$. Похожим образом, $\vec{a}$ будет ответом на запрос $q(x)$ в IAR-семантике⁴, если $(\mathcal{T}, \mathcal{D}') \models q(\vec{a})$ для пересечения $\mathcal{D}'$ всех реперов базы знаний $\mathcal{K}$.

В качестве примера рассмотрим следующую базу знаний, состоящую из онтологии $\mathcal{T}$, которая включает следующие аксиомы:

ДЛ-нотация	Язык первого порядка
Профессор $\sqsubseteq$ Сотрудник	$\forall x(\text{Профессор}(x) \rightarrow \text{Сотрудник}(x))$
Доцент $\sqsubseteq$ Сотрудник	$\forall x(\text{Доцент}(x) \rightarrow \text{Сотрудник}(x))$
Доцент $\sqsubseteq \neg$ Профессор	$\forall x(\text{Профессор}(x) \rightarrow \neg\text{Доцент}(x))$

и данных $\mathcal{D} = \{\text{Доцент}(a), \text{Профессор}(a), \text{Доцент}(b)\}$. Данная база знаний противоречива, потому что, согласно онтологии, a не может быть доцентом и профессором одновременно. У нее два репера $\mathcal{D}'_1 = \{\text{Доцент}(a), \text{Доцент}(b)\}$, $\mathcal{D}'_2 = \{\text{Профессор}(a), \text{Доцент}(b)\}$, которые в пересечении дают $\mathcal{D}'' = \{\text{Доцент}(b)\}$. Отсюда на запрос $q(x) = \text{Сотрудник}(x)$ ответом в AR-семантике будет $\{a, b\}$, а в IAR-семантике только $\{b\}$. На этом примере видно, что AR-семантика более дорогостоящая вычислительно в связи с необходимостью рассмотрения большого количества реперов. С другой стороны, она позволяет получить более полный ответ на запрос. Вот таблица с результатами о вычислительной сложности этих семантик для логики DL-Lite $\mathcal{R}$:

Семантика	Сложность по данным	Комбинированная сложность
AR	coNP [35]	Π_2^p [7]
IAR	$\leq P$	NP

Существуют и менее очевидные семантики, устойчивые к противоречиям. Так, в работе [35] предлагаются так называемые CAR- и ICAR-семантики⁵, в которых рассматриваются только те реперы, которые замкнуты относительно добавления логических следствий из исходной базы знаний. В работе [7] предлагаются два семейства семантик, параметризованные целым параметром k , приближающие AR-семантику сверху и снизу, сходящиеся к ней при k , стремящемся к бесконечности, и допускающие перепорядковые переписывания, то есть со сложностью по данным AC⁰ и комбинированной сложностью NP для логики DL-Lite $\mathcal{R}$. В работе [3] предлагается семантика (preferred repair semantics) для случая, когда данные ранжированы с точки зрения их достоверности. Эта работа также интересна тем, что содержит практическую реализацию неко-

⁴IAR означает intersection of all repairs

⁵C означает closed

торых семантик, устойчивых к противоречию, на основе SAT-решателя, и результаты тестирования на довольно больших объемах данных.

8 Заключение

Существует несколько семантик ответов на конъюнктивные запросы относительно баз знаний. Наиболее стандартная и логичная из них — семантика логического следования в открытом мире — для выразительных логик сопровождается большой вычислительной сложностью в худшем случае. Несмотря на это, на практике она может быть жизнеспособна при условии небольшого размера запросов, онтологий и данных при том предположении, что они “далеки от худшего случая.” В случае средних объемов данных основная семантика может быть реализована в менее выразительных дескрипционных логиках или может быть использована сокращенная семантика. Кроме того, существует большое число еще более вычислительно дорогостоящих семантик для работы с противоречивыми базами знаний.

Таким образом, при построении баз знаний выбор языка онтологии и семантики ответов на запросы должен осуществляться обдуманно с учетом специфики поставленной задачи, теоретической сложности задачи об ответах на запросы в данной семантике в худшем случае и экспериментальных данных о времени работы стандартных алгоритмов на коллекциях запросов и баз знаний тех или иных предметных областей.

9 Благодарности

Исследование поддержано Программой “Приоритет 2030” Министерства науки и высшего образования РФ

Список литературы

- [1] N. Antonioli, F. Castanò, S. Coletta, S. Grossi, D. Lembo, M. Lenzerini, A. Poggi, E. Virardi, and P. Castracane. Ontology-based data management for the Italian public debt. In P. Garbacz and O. Kutz, editors, *Formal Ontology in Information Systems - Proceedings of the Eighth International Conference, FOIS 2014, September, 22-25, 2014, Rio de Janeiro, Brazil*, volume 267 of *Frontiers in Artificial Intelligence and Applications*, pages 372–385. IOS Press, 2014.

- [2] A. Artale, D. Calvanese, R. Kontchakov, and M. Zakharyashev. The DL-Lite family and relations. *J. Artif. Intell. Res. (JAIR)*, 36:1–69, 2009.
- [3] M. Bienvenu, C. Bourgaux, and F. Goasdoué. Querying inconsistent description logic knowledge bases under preferred repair semantics. In Brodley and Stone [9], pages 996–1002.
- [4] M. Bienvenu, S. Kikot, and V. V. Podolskii. Tree-like queries in OWL 2 QL: succinctness and complexity results. In *30th Annual ACM/IEEE Symposium on Logic in Computer Science, LICS 2015, Kyoto, Japan, July 6-10, 2015*, pages 317–328. IEEE, 2015.
- [5] M. Bienvenu and M. Ortiz. Ontology-mediated query answering with data-tractable description logics. In W. Faber and A. Paschke, editors, *Reasoning Web. Web Logic Rules - 11th International Summer School 2015, Berlin, Germany, July 31 - August 4, 2015, Tutorial Lectures*, volume 9203 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 218–307. Springer, 2015.
- [6] M. Bienvenu, M. Ortiz, M. Simkus, and G. Xiao. Tractable queries for lightweight description logics. In F. Rossi, editor, *IJCAI 2013, Proceedings of the 23rd International Joint Conference on Artificial Intelligence, Beijing, China, August 3-9, 2013*. IJCAI/AAAI, 2013.
- [7] M. Bienvenu and R. Rosati. New inconsistency-tolerant semantics for robust ontology-based data access. In Eiter et al. [16], pages 53–64.
- [8] I. Boguslavsky, V. Dikonov, L. Iomdin, A. Lazursky, V. Sizov, and S. Timoshenko. Semantic analysis and question answering : a system under development. In *Computational Linguistics and Intellectual Technologies, Papers from the Annual International Conference “Dialogue” (2015), Issue 14*, pages 62–79, 2015.
- [9] C. E. Brodley and P. Stone, editors. *Proceedings of the Twenty-Eighth AAAI Conference on Artificial Intelligence, July 27 -31, 2014, Québec City, Québec, Canada*. AAAI Press, 2014.
- [10] D. Calvanese, G. De Giacomo, D. Lembo, M. Lenzerini, A. Poggi, M. Rodriguez-Muro, R. Rosati, M. Ruzzi, and D. F. Savo. The MASTRO system for ontology-based data access. *Semantic Web*, 2(1):43–53, 2011.

- [11] D. Calvanese, G. De Giacomo, D. Lembo, M. Lenzerini, and R. Rosati. EQL-Lite: Effective first-order query processing in description logics. In M. M. Veloso, editor, *IJCAI 2007, Proceedings of the 20th International Joint Conference on Artificial Intelligence, Hyderabad, India, January 6-12, 2007*, pages 274–279, 2007.
- [12] D. Calvanese, G. De Giacomo, D. Lembo, M. Lenzerini, and R. Rosati. Tractable reasoning and efficient query answering in description logics: The *DL-Lite* family. *J. Autom. Reasoning*, 39(3):385–429, 2007.
- [13] D. Calvanese, E. Franconi, V. Haarslev, D. Lembo, B. Motik, A.-Y. Turhan, and S. Tessaris, editors. *Proceedings of the 20th International Workshop on Description Logics (DL 2007), Brixen-Bressanone, near Bozen-Bolzano, Italy, 8–10 June, 2007*, volume 250 of *CEUR Workshop Proceedings*. CEUR-WS.org, 2007.
- [14] D. Carral, C. Feier, B. C. Grau, P. Hitzler, and I. Horrocks. EL-ifying ontologies. In S. Demri, D. Kapur, and C. Weidenbach, editors, *Automated Reasoning - 7th International Joint Conference, IJCAR 2014, Held as Part of the Vienna Summer of Logic, VSL 2014, Vienna, Austria, July 19-22, 2014. Proceedings*, volume 8562 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 464–479. Springer, 2014.
- [15] S. Ceri, G. Gottlob, and L. Tanca. What you always wanted to know about datalog (and never dared to ask). *Knowledge and Data Engineering, IEEE Transactions on*, 1(1):146–166, 1989.
- [16] T. Eiter, B. Glimm, Y. Kazakov, and M. Krötzsch, editors. *Informal Proceedings of the 26th International Workshop on Description Logics, Ulm, Germany, July 23 - 26, 2013*, volume 1014 of *CEUR Workshop Proceedings*. CEUR-WS.org, 2013.
- [17] T. Eiter, M. Ortiz, and M. Simkus. Conjunctive query answering in the description logic SH using knots. *J. Comput. Syst. Sci.*, 78(1):47–85, 2012.
- [18] T. Eiter, M. Ortiz, M. Simkus, T. Tran, and G. Xiao. Query rewriting for Horn-SHIQ plus rules. In J. Hoffmann and B. Selman, editors, *Proceedings of the Twenty-Sixth AAAI Conference on Artificial Intelligence, July 22-26, 2012, Toronto, Ontario, Canada*. AAAI Press, 2012.
- [19] B. Glimm, Y. Kazakov, and C. Lutz. Status QIO: an update. In *Proceedings of the 24th International Workshop on Description Logics (DL 2011), Barcelona, Spain, July 13-16, 2011*, 2011.

- [20] B. Glimm, C. Lutz, I. Horrocks, and U. Sattler. Conjunctive query answering for the description logic SHIQ. *J. Artif. Intell. Res. (JAIR)*, 31:157–204, 2008.
- [21] B. Glimm and S. Rudolph. Status QIO: conjunctive query entailment is decidable. In F. Lin, U. Sattler, and M. Truszczynski, editors, *Principles of Knowledge Representation and Reasoning: Proceedings of the Twelfth International Conference, KR 2010, Toronto, Ontario, Canada, May 9-13, 2010*. AAAI Press, 2010.
- [22] G. Gottlob, S. Kikot, R. Kontchakov, V. V. Podolskii, T. Schwentick, and M. Zakharyashev. The price of query rewriting in ontology-based data access. *Artif. Intell.*, 213:42–59, 2014.
- [23] E. Jiménez-Ruiz, E. Kharlamov, D. Zheleznyakov, I. Horrocks, C. Pinkel, M. G. Skjæveland, E. Thorstensen, and J. Mora. Bootox: Practical mapping of RDBs to OWL 2.
- [24] S. Kikot, R. Kontchakov, V. V. Podolskii, and M. Zakharyashev. On the succinctness of query rewriting over shallow ontologies. In T. A. Henzinger and D. Miller, editors, *Joint Meeting of the Twenty-Third EACSL Annual Conference on Computer Science Logic (CSL) and the Twenty-Ninth Annual ACM/IEEE Symposium on Logic in Computer Science (LICS), CSL-LICS '14, Vienna, Austria, July 14 - 18, 2014*, pages 57:1–57:10. ACM, 2014.
- [25] S. Kikot, R. Kontchakov, and M. Zakharyashev. On (in)tractability of OBDA with OWL 2 QL. In *Proceedings of the 24th International Workshop on Description Logics (DL 2011), Barcelona, Spain, July 13-16, 2011*, 2011.
- [26] S. Kikot, R. Kontchakov, and M. Zakharyashev. Conjunctive query answering with OWL 2 QL. In G. Brewka, T. Eiter, and S. A. McIlraith, editors, *Principles of Knowledge Representation and Reasoning: Proceedings of the Thirteenth International Conference, KR 2012, Rome, Italy, June 10-14, 2012*. AAAI Press, 2012.
- [27] S. Kikot, D. Tsarkov, M. Zakharyashev, and E. Zolin. Query answering via modal definability with fact++: First blood. In Eiter et al. [16], pages 328–340.
- [28] S. Kikot and E. Zolin. Modal definability of first-order formulas with free variables and query answering. *J. Applied Logic*, 11(2):190–216, 2013.
- [29] I. Kollia and B. Glimm. Optimizing SPARQL query answering over OWL ontologies. *J. Artif. Intell. Res. (JAIR)*, 48:253–303, 2013.

- [30] I. Kollia, B. Glimm, and I. Horrocks. SPARQL query answering over OWL ontologies. In G. Antoniou, M. Grobelnik, E. P. B. Simperl, B. Parsia, D. Plexousakis, P. D. Leenheer, and J. Z. Pan, editors, *The Semantic Web: Research and Applications - 8th Extended Semantic Web Conference, ESWC 2011, Heraklion, Crete, Greece, May 29-June 2, 2011, Proceedings, Part I*, volume 6643 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 382–396. Springer, 2011.
- [31] R. Kontchakov, C. Lutz, D. Toman, F. Wolter, and M. Zakharyashev. The combined approach to query answering in dl-lite. In *KR*, 2010.
- [32] R. Kontchakov and M. Zakharyashev. An introduction to description logics and query rewriting. In M. Koubarakis, G. B. Stamou, G. Stoilos, I. Horrocks, P. G. Kolaitis, G. Lausen, and G. Weikum, editors, *Reasoning Web. Reasoning on the Web in the Big Data Era - 10th International Summer School 2014, Athens, Greece, September 8-13, 2014. Proceedings*, volume 8714 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 195–244. Springer, 2014.
- [33] A. Krisnadhi and C. Lutz. Data complexity in the EL family of DLs. In *Calvanese et al. [13]*.
- [34] M. Krötzsch, S. Rudolph, and P. Hitzler. Complexities of horn description logics. *ACM Transactions on Computational Logic (TOCL)*, 14(1):2, 2013.
- [35] D. Lembo, M. Lenzerini, R. Rosati, M. Ruzzi, and D. F. Savo. Inconsistency-tolerant semantics for description logics. In P. Hitzler and T. Lukasiewicz, editors, *Web Reasoning and Rule Systems - Fourth International Conference, RR 2010, Bressanone/Brixen, Italy, September 22-24, 2010. Proceedings*, volume 6333 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 103–117. Springer, 2010.
- [36] C. Lutz, I. Seylan, D. Toman, and F. Wolter. The combined approach to obda: Taming role hierarchies using filters. In *The Semantic Web-ISWC 2013*, pages 314–330. Springer, 2013.
- [37] B. Motik, Y. Nenov, R. Piro, I. Horrocks, and D. Olteanu. Parallel materialisation of Datalog programs in centralised, main-memory RDF systems. In *Brodley and Stone [9]*, pages 129–137.
- [38] M. Ortiz and M. Simkus. Reasoning and query answering in description logics. In T. Eiter and T. Krennwallner, editors, *Reasoning Web. Semantic Technologies for Advanced*

Query Answering - 8th International Summer School 2012, Vienna, Austria, September 3-8, 2012. Proceedings, volume 7487 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 1–53. Springer, 2012.

- [39] H. Pérez-Urbina, B. Motik, and I. Horrocks. Tractable query answering and rewriting under description logic constraints. *J. Applied Logic*, 8(2):186–209, 2010.
- [40] V. V. Podolskii. Circuit complexity meets ontology-based data access. In L. D. Beklemishev and D. V. Musatov, editors, *Computer Science - Theory and Applications - 10th International Computer Science Symposium in Russia, CSR 2015, Listvyanka, Russia, July 13-17, 2015, Proceedings*, volume 9139 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 7–26. Springer, 2015.
- [41] M. Rodríguez-Muro, R. Kontchakov, and M. Zakharyashev. Ontology-based data access: Ontop of databases. In H. Alani, L. Kagal, A. Fokoue, P. T. Groth, C. Biemann, J. X. Parreira, L. Aroyo, N. F. Noy, C. Welty, and K. Janowicz, editors, *The Semantic Web - ISWC 2013 - 12th International Semantic Web Conference, Sydney, NSW, Australia, October 21-25, 2013, Proceedings, Part I*, volume 8218 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 558–573. Springer, 2013.
- [42] A. A. Romero, B. C. Grau, and I. Horrocks. More: Modular combination of OWL reasoners for ontology classification. In P. Cudré-Mauroux, J. Heflin, E. Sirin, T. Tudorache, J. Euzenat, M. Hauswirth, J. X. Parreira, J. Hendler, G. Schreiber, A. Bernstein, and E. Blomqvist, editors, *The Semantic Web - ISWC 2012 - 11th International Semantic Web Conference, Boston, MA, USA, November 11-15, 2012, Proceedings, Part I*, volume 7649 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 1–16. Springer, 2012.
- [43] R. Rosati. On conjunctive query answering in EL. In Calvanese et al. [13].
- [44] D. Trivela, G. Stoilos, A. Chortaras, and G. B. Stamou. Optimising resolution-based rewriting algorithms for OWL ontologies. *J. Web Sem.*, 33:30–49, 2015.
- [45] T. Venetis, G. Stoilos, and G. B. Stamou. Incremental query rewriting for OWL 2 QL. In Y. Kazakov, D. Lembo, and F. Wolter, editors, *Proceedings of the 2012 International Workshop on Description Logics, DL-2012, Rome, Italy, June 7-10, 2012*, volume 846 of *CEUR Workshop Proceedings*. CEUR-WS.org, 2012.

- [46] Y. Zhou, B. C. Grau, Y. Nenov, and I. Horrocks. Pagoda: Pay-as-you-go abox reasoning. In D. Calvanese and B. Konev, editors, *Proceedings of the 28th International Workshop on Description Logics, Athens, Greece, June 7-10, 2015.*, volume 1350 of *CEUR Workshop Proceedings*. CEUR-WS.org, 2015.
- [47] E. Zolin. Query answering based on modal correspondence theory. In *Proc. of the 4th "Methods for modalities" Workshop (M4M-4)*, pages 21–37. m4m.loria.fr, 2005.