

На правах рукописи

Малых

Малых Антон Александрович

**ПРЕДСТАВЛЕНИЕ ЗНАНИЙ
И СЕМАНТИЧЕСКОЕ ПРОГРАММИРОВАНИЕ**

01.01.09 – Дискретная математика и математическая кибернетика

**Автореферат
диссертации на соискание учёной степени
кандидата физико-математических наук**

Иркутск — 2005

Работа выполнена в Иркутском государственном университете

Научный руководитель доктор физико-математических наук,
профессор Манцивода Андрей Валерьевич

Официальные оппоненты доктор физико-математических наук,
Пальчунов Дмитрий Евгеньевич

кандидат технических наук,
Черкашин Евгений Александрович

Ведущая организация Институт систем информатики
им. А П Ершова СО РАН

Защита состоится 16 декабря 2005 г. в 11 часов 30 минут на заседании диссертационного совета Д 212 074 01 при Иркутском государственном университете по адресу 664003, г Иркутск, ул. К Маркса, 1, Институт математики, экономики и информатики.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке Иркутского государственного университета (г Иркутск, бульвар Гагарина, 24)

Автореферат разослан 14 ноября 2005 г

Учёный секретарь диссертационного совета
канд физ-мат.наук



Аргучинцева М.А.

2006-4
17956

2190235

ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность проблемы. В настоящее время ведется большое количество разработок, связанных с представлением и манипулированием информацией в Интернете. Хотя чаще такие разработки имеют сугубо практический характер, разработчиками наиболее серьезных проектов была признана важность использования строгих логических средств для обработки web-информации. Наиболее ярким примером является группа, разрабатывающая концепцию Semantic Web, которая, начав с тяжелого (с логической точки зрения) языка RDF, за счет привлечения профессиональных логиков, разработала ряд корректных средств, в частности язык описания онтологий OWL. Версия DL этого языка базируется на разрешимой версии дескриптивной логики и позволяет делать с одной стороны весьма богатые, а с другой стороны, разрешимые логически описания предметных областей. Была построена строгая теоретико-модельная семантика языка. К сожалению, последние исследования по применению дескриптивных логик для решения задач практической сложности показывают, что дескриптивные логики в их нынешнем состоянии не могут эффективно работать в больших предметных областях, включающих миллионы соотношений между объектами (таких, как, например, большие онтологии в области медицины).

Следует также упомянуть классическое направление исследований — автоматическое доказательство теорем. В настоящее время существует ряд мощных систем, базирующихся на методе резолюций, которые способны решать сложные и объемные задачи. Однако, напрямую методы автоматического доказательства не приспособлены к специфике распределенных сред — необходима устойчивость к некорректной информации, работа с иерархическими данными и работа в распределенных средах. Кроме того, резолюционные методы излишне мощные, что приводит к проблемам неразрешимости.

Цели и задачи исследования. Диссертационная работа посвящена развитию автоматизированных методов работы со знаниями в глобальном информационном пространстве. Цель работы — создание на основе диалекта семантического программирования логической системы представления и обработки знаний, ориентированной на работу в распределенных информационных средах.



Для достижения этой цели решались задачи:

- разработка концептуальных основ системы обработки знаний в распределенных информационных средах на базе семантического программирования;
- разработка логического формализма (теории информационных ресурсов), удовлетворяющего концептуальным положениям и условиям работы в глобальной информационной среде;
- исследование применимости теории к представлению и автоматизированной обработке иерархических систем данных и знаний;
- апробация в приложении к практическим задачам реальной сложности.

Методы исследования. Основные методы, на которые опирается данная работа, принадлежат теории доказательств, теории вычислимости и теории моделей. Как и в семантическом программировании, основной конструкцией в теории информационных ресурсов является надстройка над многосортной моделью. Особенность здесь заключается в том, что в качестве конструктора элементов надстройки используются не множества (как в теории допустимых множеств), не списки (как в базовом варианте семантического программирования), а термы специального вида. Для построения системы логического вывода как системы в ограничениях используется общий подход параллельного программирования в ограничениях (concurrent constraint programming), разработанный В.Сарасватом. Особенность предлагаемого подхода заключается в специфике ограничений (ограничений именованя), на которых основана система.

Научная новизна. В работе впервые исследованы возможности применения концептуальных положений семантического программирования к обработке больших массивов знаний и данных в распределенных информационных системах и сети Интернет. Разработан логический формализм, реализующий данный подход. Построены логические модели базовых понятий, включая понятие информационного ресурса, имени информационного ресурса, онтологии как системы описания предметных областей, в терминологических рамках семантического программирования. Исследованы возможности практического использования разработанной логической системы.

Основные результаты, выносимые на защиту:

1. Разработка концептуального подхода к представлению знаний в глобальной информационной среде на основе семантического программирования.
2. Логическая теория информационных ресурсов.
3. «Мета-2» — программная система, реализующая базовые механизмы представления знаний в формате онтологий в соответствии с теорией информационных ресурсов.

Научная и практическая значимость работы. Работа ориентирована на решение актуальных проблем, возникающих сегодня в Интернете. В связи с бурным и неконтролируемым развитием мировая информационная среда постепенно превращается в собрание разрозненной и неупорядоченной информации. Данная ситуация, которая только усугубляется, не позволяет эффективно использовать информационные богатства глобальной сети. Подход, на котором основана диссертация, состоит в том, чтобы интеллектуализировать работу компьютера в Интернете, передать ему ряд задач, которые сегодня приходится решать человеку, включая поиск информации, анализ найденной информации, выполнение ряда практических задач по взаимодействию с Интернет-сервисами и т.д. Существенную роль в этой работе играет использование гибкого и логически чистого подхода семантического программирования. На его основе построена теория информационных ресурсов, служащая базовым формализмом для разработки различных проектов, ориентированных на интеллектуализацию работы компьютеров в Интернете. С другой стороны, теория информационных ресурсов является определенным вкладом в развитие самого семантического программирования. Подходы, развиваемые в данной работе, апробировались на большом количестве практически значимых задач в области дистанционного образования, разработки электронных библиотек, систем управления кадрами, сложными задачами web-программирования.

Результаты диссертации являются составной частью исследований, выполняемых в Иркутском государственном университете в рамках:

- тематического плана НИР Рособразования «Изучение логических методов обработки текстовой информации» (2003-2007 гг. № ГР 01200307073);

- договора «Универсальный конвертер форматов учебных электронных изданий» с Российским государственным институтом открытого образования (Москва) в рамках ФЦП РЕОИС (2003 г.);
- договора «Разработка конвертора по переводу ресурсов из формата LaTeX в форматы, основанные на XML» с Всероссийским институтом научной и технической информации (2005 г.).

Личный вклад автора состоит: 1) в совместной с научным руководителем разработке концептуального подхода к представлению знаний на основе семантического программирования и создании логической теории информационных ресурсов; 2) в самостоятельной разработке системы «Мета-2», апробировании подхода с помощью системы «Мета-2» на ряде практических задач.

Апробация работы. Основные результаты работы представлялись на всероссийской научно-практической конференции «Телематика» (Санкт-Петербург, 2003, 2004, 2005): международном форуме «Новые инфокоммуникационные технологии: достижения, проблемы, перспективы» (Новосибирск, 2003); молодежной научно-методической конференции «Современные информационные технологии в науке и образовании» (Иркутск, 2004); всероссийской научной конференции «Научный сервис в сети Интернет» (Москва, 2004); школе-семинаре «Математическое моделирование и информационные технологии» (Иркутск, 2005).

Публикации. По теме диссертации опубликовано 9 работ [1]–[9].

Структура и объём работы. Диссертация состоит из введения, трех глав, заключения и списка использованной литературы. Общий объем диссертации составляет 144 страницы. Список литературы содержит 78 наименований.

Основное содержание работы

Во введении диссертации дается краткий анализ работы, ее значимость и актуальность. Приводится обзор и описание структуры работы

В первой главе проводится анализ текущего состояния и векторов развития глобальной информационной среды, излагаются базовые принципы использования логических формализмов для построения моделей знаний в больших распределенных информационных системах.

В параграфе 1.1 рассматривается концепция семантического Интернета, предложенная Т. Бернерсом-Ли. Причиной появления понятия «се-

мантический Интернет» стали недостатки текущего состояния современных информационных систем, которые, в первую очередь, настроены на хранение и распространение информации, ориентированной на понимание человеком, но никак не самими компьютерами. Роль компьютеров в таких системах сводится, как правило, к функциями транспортировки данных и их визуализации. Семантический Интернет - это видение будущего мировой информационной среды, свободной от многих проблем сегодняшнего Интернета.

В параграфе 1.2 представлено понятие ресурса, проанализирована его ключевая роль в рамках сложных систем. На концептуальном уровне ресурс определяется как некоторая сущность, имеющая уникальное имя. Благодаря уникальному имени, ресурс приобретает определенные качества. В рамках семантического Интернета уникальным именем ресурса может выступать так называемый идентификатор ресурса (resource identifier, URI).

Параграф 1.3 посвящен понятию метаданных и той роли, которую метаданные могут сыграть в развитии Интернета. Как правило, метаданные ресурса представляют собой набор полей (атрибутов), в которых находится информация, специфицирующая свойства описываемого ресурса. Ключевую роль для эффективной работы с метаданными играет правильная организация областей значений, из которых берется информация для заполнения полей метаданных.

В параграфе 1.4 анализируются способы представления данных и знаний, и проблемы, которые в связи с этим возникают. За данными, которые присваиваются элементам метаописаний, всегда стоит некоторая предметная область. Для обработки данных при помощи информационных систем необходимо выполнение определенных условий, которые рассматриваются в данном параграфе.

В параграфе 1.5 анализируется роль систем логического вывода в работе с метаданными. Ключевым механизмом работы с метаданными должна стать система вывода нужной информации из имеющихся знаний. Именно на базе этой системы вывода может быть построен интеллектуальный поиск по информационной среде, сформированы продвинутые сервисы, манипулирующие Интернет-ресурсами.

Параграф 1.6 представляет механизмы описания предметных областей, особое внимание уделяется онтологиям. Идея состоит в формализации знаний о самых разнообразных предметных областях, причем в таком формате, чтобы этим могли воспользоваться автоматические сервисы-

агенты, работающие в Интернете по указке человека. Ключевым понятием здесь является понятие онтологии. Другой важнейшей задачей при построении глобальной системы формализованных знаний является правильный выбор логической схемы, которая, с одной стороны, должна быть достаточно выразительной, а с другой — понятной людям.

Во второй главе рассматривается диалект семантического программирования – теория информационных ресурсов — ориентированный на обработку данных и знаний в распределенных информационных сетях.

В параграфе 2.1 задаются базовые конструкции предлагаемой теории, основанной на парадигме семантического программирования. Пусть D — некоторая предметная область. Построение начинается с введения базовой модели типов данных $\mathfrak{K} = \langle M_1, \dots, M_s; \Omega \rangle$, на основе которой строятся остальные конструкции. Чтобы иметь возможность работать с типами данных базовой модели $\mathfrak{K} = \langle M_1, \dots, M_s; \Omega \rangle$, для них заводятся специальные имена: $\mathbf{DT} = \{\mathbf{dt}_1, \dots, \mathbf{dt}_s\}$, символизирующие основные множества \mathfrak{K} , то есть $I_D(\mathbf{dt}_i) = M_i$, где I_D — интерпретация.

Описание предметной области D начинается с построения иерархии классов. Классы определяются как подмножества предметной области и обозначаются константами \mathbf{cn}_i , т.е. $I_D(\mathbf{cn}_i) \subseteq D$, где $I_D(\mathbf{cn}_i)$ — множество объектов класса с именем \mathbf{cn}_i . Во всех практически значимых случаях достаточно иметь конечное множество классов, которое обозначается $\mathbf{CN} = \{\mathbf{cn}_1, \dots, \mathbf{cn}_p\}$, $p < \omega$. На иерархии классов определяется бинарное отношение наследования, которое представляет собой частичный порядок, заданный на \mathbf{CN} : то, что \mathbf{cn}_i наследует класс \mathbf{cn}_j (является его подклассом) обозначается как $\mathbf{cn}_i \succ_D \mathbf{cn}_j$. Если характеризовать классы с информационной точки зрения, то об элементах наследующего (под)класса есть больше (более строго: не меньше) информации, чем об элементах наследуемого (над)класса. Это означает, что $\mathbf{cn}_i \succ_D \mathbf{cn}_j$ влечет $I_D(\mathbf{cn}_i) \subseteq I_D(\mathbf{cn}_j)$, то есть, чем больше информации о классе, тем меньше сам класс. В дальнейшем считается, что \mathbf{CN} содержит константу **object**, которая интерпретируется как класс всех объектов. Это означает, что для любой предметной области D любая корректная интерпретация констант из \mathbf{CN} должна сохранять свойство $\mathbf{cn} \succ_D \mathbf{object}$ для любого $\mathbf{cn} \neq \mathbf{object}$.

Следующим шагом является введение атрибутов предметной области, которые ответственны за описание свойств объектов D . Атрибуты имеют привязку к классам с одной стороны, а с другой стороны — жестко типизированное значение. Выражение $\mathbf{p}_i \triangleleft_D(\mathbf{cn}, \mathbf{m})$, где $\mathbf{cn} \in \mathbf{CN}$ и $\mathbf{m} \in \mathbf{CNUDT}$,

означает, что в предметной области D атрибут с именем p , характеризует элементы класса cn , а значениями атрибута, в зависимости от ситуации, могут быть элементы класса или основного множества m . Множество всех атрибутов обозначается $Attr = \{p_1, \dots, p_k\}$.

Наконец, в соответствии с концепцией ресурсов, задается возможность именовать объекты предметной области. Множество имен, ориентированных на предметную область D , обозначается через $ID = \{id_1, \dots, id_q\}$.

Таким образом, общая понятийная структура предметной области D определяется набором $\langle DT, CN, Attr, ID, \succ_D, \triangleleft_D \rangle$.

Определение 2.1.1 Пусть D — предметная область, а CN , ID и $Attr$ — конечные множества имен классов, объектов и атрибутов, определенных для описания предметной области D . Пусть также \succ_D — частичный порядок, определенный на множестве CN , а отношение \triangleleft_D такое, что для каждого $p \in Attr$ оно выполняется ровно на одной паре $p_i \triangleleft_D \langle cn, m \rangle$, где $cn \in CN$ и $m \in CN \cup DT$. Тогда онтологической формой (онтоформой) предметной области D называется набор

$$K_D = \langle DT, CN, Attr, ID, \succ_D, \triangleleft_D \rangle.$$

Далее дается строгое определение интерпретации I_D , которая отображает конструкции онтоформы K_D на область D .

Определение 2.1.2 Пусть D — предметная область, а K_D — онтоформа. Интерпретацией $I_D : K_D \rightarrow D$ называется отображение, определяемое следующим образом:

1. Для каждого $id \in ID$, $I_D(id) \in D$. Все $I_D(id_i)$, $i = 1 \dots q$, попарно различны.
2. Для каждого $dt_i \in DT$, $I_D(dt_i) = M_i$.
3. Для каждого $cn \in CN$, $I_D(cn) \subseteq D$ и если $cn_i \succ_D cn_j$, то $I_D(cn_i) \subseteq I_D(cn_j)$. $I_D(object) = D$.
4. Для каждого $p_i \in Attr$, если $p_i \triangleleft_D \langle cn, m \rangle$, то $I_D(p_i) \subseteq I_D(cn) \times I_D(m)$ и для каждого $d \in D$, множество $\{m \mid \langle d, m \rangle \in I_D(p_i)\}$ конечно (ограничение на конечность ранга).

В параграфе 2.2 определяется понятие термальной настройки над базовой моделью типов данных. Для начала определяется язык термов L ,

включающий константы, одноместные и двуместные функциональные символы. Оговаривается, что все элементы модели $\mathfrak{R} = \langle M_1, \dots, M_s; \Omega \rangle$ являются выделенными. Множество всех констант, соответствующих элементам \mathfrak{R} , обозначается через $\bar{M} = \bar{M}_1 \cup \dots \cup \bar{M}_s$. Вводятся составляющие языка L :

1. Множество констант \bar{M} .
2. Константа \top .
3. Счетное множество констант $ID = \{id_1, id_2, \dots\}$, которые будут использоваться как имена объектов/ресурсов.
4. Счетное множество одноместных функциональных символов $Attr = \{p_1, p_2, \dots\}$, которые называются атрибутами объектов.
5. Счетное множество двуместных функциональных символов $CN = \{cn_1, cn_2, \dots\}$, которые ответственны за формирование описаний объектов как представителей соответствующих классов.
6. Конструктор конечных множеств $\{\dots\}$. Терм пустого множества обозначается константой $\bar{\emptyset}$ (с крышкой – чтобы не путать с самим пустым множеством \emptyset). Чтобы подчеркнуть синтаксическую природу этих объектов, они называются *термальными множествами*.

Язык L бесконечен и может использоваться для описания предметных областей в соответствии с самыми разнообразными онтоформами, каждая из которых, по определению, обладает конечной структурой. В дальнейшем конечное подмножество L , соответствующее онтоформе \mathbf{K}_D , обозначается через L^D . Далее строится наследственно-конечная надстройка над моделью \mathfrak{R} с использованием атрибутов. Она названа *термальной*, поскольку элементами этой надстройки являются термы языка L – но не любые термы, а специальным образом сконструированные. Пусть T некоторое множество термов языка L . Через $Lin(T)$ обозначим совокупность всевозможных термальных множеств языка L вида $\{t_1, \dots, t_k\}$, $t_i \in T$ (то есть построенных на основании п.6 определения L), $Lin(\emptyset) = \{\bar{\emptyset}\}$. Обозначим $Attr(T) = \{p(t) \mid p \in Attr \wedge t \in T\}$. CN^t обозначает множество функциональных символов $cn \in CN$, входящих в терм t . Термальная надстройка определяется как наименьшая неподвижная точка некоторого монотонного оператора на множествах термов языка L .

Определение 2.2.1 Термальная надстройка над \mathfrak{R} относительно набора атрибутов $Attr$ (обозначается $T_{\mathfrak{R}}^L$):

1. $T_{\mathfrak{R},0}^L = \emptyset$

2. Пусть $Set_n = Lin(Attr(\bar{M} \cup ID \cup T_{\mathfrak{R},n}^L))$. Тогда

$$T_{\mathfrak{R},n+1}^L = T_{\mathfrak{R},n}^L \cup \{cn(c,a) | cn \in CN \setminus CN^c, c \in Lin(T_{\mathfrak{R},n}^L), a \in Set_n\}$$

3. $T_{\mathfrak{R}}^L = \bigcup_n T_{\mathfrak{R},n}^L \cup \{T\}$

Таким образом, $T_{\mathfrak{R}}^L$ состоит из термов вида $cn(c,a)$, где $c = \{t_1, \dots, t_q\}$, $t_i \in T_{\mathfrak{R}}^L$, а a – множество термов вида $p(t)$, где либо $t \in T_{\mathfrak{R}}^L$, либо $t \in \bar{M}$. Условие $cn \in CN \setminus CN^c$ во втором пункте определения означает, что каждый функциональный символ $cn \in CN$ может входить в терм не более одного раза. Кроме того, в $T_{\mathfrak{R}}^L$ отдельно входит константа T .

Подтермы определяются стандартным образом. То, что t_2 является подтермом t_1 , обозначается $t_1[t_2]$. Как пример, описание двух объектов:

$$id_{петров} :: студент(\{$$

$$\text{человек}(\bar{\emptyset},$$

$$\{ \text{фамилия}(\text{"Петров"}),$$

$$\text{супруг}(id_{петрова}) \}),$$

$$\{ \text{учится}(\text{университет}(\bar{\emptyset}, \bar{\emptyset})) \})$$

$$id_{петрова} :: человек(\{ \text{объект}(\bar{\emptyset}, \bar{\emptyset}),$$

$$\{ \text{фамилия}(\text{"Петрова"}),$$

$$\text{супруг}(id_{петров}) \})$$

содержит информацию о двух супругах один из которых учится в университете (неизвестно в каком). Через $id :: t$ обозначено отношение «именования», которое присваивает объекту с описанием t имя id . Здесь функциональные символы

$$\text{студент, человек, университет, объект} \in CN,$$

$$\text{фамилия, супруг, учится} \in Attr,$$

$$id_{петров}, id_{петрова} \in ID,$$

$$\text{"Петрова", "Петров"} \in \bar{M}.$$

Из примера видно, что подтермы элементов $T_{\mathfrak{R}}^L$ играют разную роль. Если подтерм является аргументом некоторого атрибута p , то он описывает не текущий объект, а другой объект, который относится к данному объекту через атрибут некоторой смысловой связью – как $id_{петрова}$ в атрибуте

спруз($id_{\text{непроба}}$) и подтерм *университет*($\bar{\emptyset}, \bar{\emptyset}$). Эти описания относятся не к самому объекту, а другим объектам, которые связываются с данным через атрибут. Таким образом, подтермы данного терма можно разбить на уровни в зависимости от того, какое количество атрибутов является их надтермами. Только *непосредственные подтермы* содержат информацию, напрямую относящуюся к данному объекту.

Определение 2.2.2 *Подтерм t_1 терма t называется непосредственным подтермом t , если не существует атрибута из t вида $p(t_2)$ такого что t_1 является подтермом t_2 .*

Таким образом, для непосредственных подтермов невозможна ситуация $t[p(\dots t_1 \dots)]$.

В параграфе 2.3 рассматриваются механизмы наследования, термальная настройка (при соответствующей интерпретации) корректно реализует концептуальную схему, описанную в начале работы, это касается и механизма наследования. Элементы надстройки $T_{\mathfrak{R}}^L$ над моделью \mathfrak{R} интерпретируются как описания объектов. Двуместные функциональные символы $sp \in CN$ объединяют разрозненную информацию об объекте в рамках одного терма. В дальнейшем терм $sp(c, a) \in T_{\mathfrak{R}}^L$ интерпретируется как описание некоторого объекта, принадлежащего классу с именем sp . При этом первый аргумент sp определяет данный элемент как наследника элементов более общих классов с соответствующими атрибутами. Второй аргумент содержит множество атрибутов объекта, присущих текущему классу sp . Описание может быть неполным (в терме присутствуют не все атрибуты, присущие классам), и, кроме того, некоторые элементы $T_{\mathfrak{R}}^L$ могут более полно описывать объекты, чем другие. Модель \mathfrak{R} определяет базовые типы данных, на основе которых строятся описания объектов.

Далее вводятся два бинарных отношения — отношение наследования $t_1 \succ t_2$, определенное на элементах $T_{\mathfrak{R}}^L$, и отношение принадлежности атрибута элементу $p(t_1) \triangleleft t_2$.

Определение 2.3.1 *Пусть $t_1, t_2 \in T_{\mathfrak{R}}^L$. Будем говорить, что элемент $t_1 = sp(c, a)$ является прямым наследником элемента t_2 (обозначается $t_1 \succ^* t_2$), если $t_2 \in c$ (то есть подтерм c имеет вид $\{\dots t_2, \dots\}$). Элемент t_1 является наследником t_2 (обозначается $t_1 \succ t_2$), если либо $t_1 \succ^* t_2$, либо имеется $t_3 \in c$ (т.е. $t_1 \succ^* t_3$) такой, что $t_3 \succ t_2$.*

Если $t_1 \succ t_2$, то t_2 является *непосредственным* подтермом первого аргумента t_1 .

Определение 2.3.2 Пусть $t_1 = \text{cn}(c, a)$. Будем говорить, что атрибут $p(t_2)$ прямо принадлежит элементу t_1 (обозначается $p(t_2) \triangleleft^* t_1$), если $p(t_2) \in a$. Будем говорить, что атрибут $p(t_2)$ принадлежит элементу $t_1 = \text{cn}(c, a)$ (обозначается $p(t_2) \triangleleft t_1$), если либо $p(t_2) \triangleleft^* t_1$, либо существует t_3 такой, что $t_1 \succ t_3$ и $p(t_2) \triangleleft^* t_3$.

Предложение 2.3.1 Если $p(t') \triangleleft t$, то $p(t')$ является непосредственным поддеромом t .

С экстенциональной точки зрения атрибут принадлежит объекту не как представителю класса, а как отдельному индивидууму. Такое понимание служит основой для экстенциональной интерпретации информации, заложенной в элементы множества термов $T_{\mathbb{R}}^L$, которое реализуется через следующее определение.

Определение 2.3.3 Пусть $t \in T_{\mathbb{R}}^L$. Обозначим через $\text{ext}(t)$ множество всех атрибутов $p_i(t_i) \triangleleft t$, то есть $\text{ext}(t) = \{p_i(t_i) | p_i(t_i) \triangleleft t\}$. Множество $\text{ext}(t)$ назовем экстенсионалом элемента t .

Существенной особенностью предложенной схемы (отличающей ее от аксиоматического подхода, реализованного, например, в языке пролог) является определение свойств объектов не с помощью одноместных предикатов, а с помощью термов. Описание объекта формируется в одном терме, а не распределяется по предикатам, что близко к объектно-ориентированной парадигме.

Далее вводится понятие эквивалентности термов.

Определение 2.3.4

1. Элементы $ID \cup \bar{M} \cup \{T\}$ эквивалентны только самим себе, то есть $t \equiv r$ тогда и только тогда, когда $t = r$ (графическое совпадение).
2. Термальные множества s_1 и s_2 эквивалентны тогда и только тогда, когда для каждого $t_1 \in s_1$ существует $t_2 \in s_2$, что $t_1 \equiv t_2$, и для каждого $t_2 \in s_2$ существует $t_1 \in s_1$, что $t_1 \equiv t_2$.
3. $p_1(t_1) \equiv p_2(t_2)$ тогда и только тогда, когда $p_1 = p_2$ и $t_1 \equiv t_2$.
4. Термы $\text{cn}_1(c_1, a_1)$ и $\text{cn}_2(c_2, a_2)$ эквивалентны тогда и только тогда, когда $\text{cn}_1 = \text{cn}_2$, $c_1 \equiv c_2$ и $a_1 \equiv a_2$.

Предложение 2.3.2 Если $t \equiv r$, то $\text{ext}(t) = \text{ext}(r)$.

Обратное верно далеко не всегда.

В параграфе 2.4 определяются понятия аппроксимации и объединения информации.

Отношение аппроксимации на элементах термальной надстройки (обозначается $t_0 \sqsubseteq t_1$) позволяет сравнивать объем информации, хранящийся в термах. Отношение $t_0 \sqsubseteq t_1$ истинно, если в элементе t_0 хранится меньше (точнее, не больше) информации, чем в t_1 .

Определение 2.4.1

1. Для любых $id_1, id_2 \in ID$, $id_1 \sqsubseteq id_2$ тогда и только тогда, когда $id_1 = id_2$.
2. Для любых $m_1, m_2 \in \bar{M}$, $m_1 \sqsubseteq m_2$ тогда и только тогда, когда $m_1 = m_2$.
3. $e \sqsubseteq \top$ для любого $e \in T_{\mathcal{R}}^L \cup \bar{M} \cup ID$.
4. $cn(c, a) \sqsubseteq t$ тогда и только тогда, когда существует $cn(c_1, a_1) \succ t$, такой что
 - (a) Для каждого $t' \in c$ существует $t'' \in c_1$ такой, что $t' \sqsubseteq t''$;
 - (b) Для каждого $p(t') \in a$ существует $p(t'') \in a_1$ такой, что $t' \sqsubseteq t''$.

Элемент \top трактуется как наибольший (противоречивый, переопределенный) элемент.

Предложение 2.4.1 (i) Отношение аппроксимации рефлексивно и транзитивно на элементах $T_{\mathcal{R}}^L$ (ii) Пусть $t_1, t_2 \in T_{\mathcal{R}}^L$. Тогда если $t_1 \sqsubseteq t_2$ и $t_2 \sqsubseteq t_1$, то $t_1 \equiv t_2$.

Таким образом, пара $\langle T_{\mathcal{R}}^L, \sqsubseteq \rangle$ образует частичный порядок. Через $t \sqsubset t_0$ обозначается строгая аппроксимируемость: $t \sqsubset t_0$ тогда и только тогда, когда $t \sqsubseteq t_0$ и $t \neq t_0$.

Далее определяется операция взятия наименьшей верхней грани элементов $t_1 \sqcup t_2$.

Определение 2.4.2 Пусть $t, t_1, t_2 \in T_{\mathcal{R}}^L$. Элемент t назовем наименьшей верхней гранью (объединением) элементов t_1, t_2 (обозначается $t = t_1 \sqcup t_2$), если $t_1 \sqsubseteq t$, $t_2 \sqsubseteq t$ и для любого элемента t_0 истинность $t_1 \sqsubseteq t_0 \wedge t_2 \sqsubseteq t_0$ влечет $t \sqsubseteq t_0$.

Пусть D – некоторая предметная область, а \mathbf{K}_D – ее онтоформа. Если $p(t') \triangleleft t$, то говорится, что p входит в t на уровне $cn_i \in CN$, если t содержит непосредственный подтерм вида $cn_i(\dots, \{\dots p(t') \dots\})$, в котором $p(t')$ входит в термальное множество из второго аргумента. Вхождение атрибута на уровне $cn_i \in CN$ является синтаксическим аналогом того, что описываемый объект принадлежит классу с именем cn_i , а атрибут p является характеристикой объектов класса cn_i .

Определение 2.4.3 Элемент $t \in T_{\mathfrak{R}}^L$ назовем согласованным с онтоформой \mathbf{K}_D если:

1. Для любых подтермов t вида $t_1 = cn_1(\dots)$ и $t_2 = cn_2(\dots)$ (включая сам терм t) выполняется $t_1 \succ t_2$ тогда и только тогда, когда $cn_1 \succ_D cn_2$.
2. Все термальное множество вида $\{cn'(\dots), \dots, cn''(\dots)\}$, входящие в t , содержат только элементы с попарно различными функциональными символами cn', \dots, cn'' .
3. Если $p(m) \triangleleft t$, $m \in \bar{M}$, и p входит в t на уровне cn , то $p \triangleleft_D \langle cn, dt \rangle$, где $cn \in CN$, $dt \in DT$, и $m \in I_D(dt)$.
4. Если $p(id) \triangleleft t$, $id \in ID$, то $p \triangleleft_D \langle cn, cn' \rangle$ для некоторого $cn' \in CN$.
5. Если $p(cn'(\dots)) \triangleleft t$, то $cn'(\dots)$ должен быть согласованным с \mathbf{K}_D , и если p входит в t на уровне cn , то должно выполняться $p \triangleleft_D \langle cn, cn^* \rangle$, такое что cn^* и cn' сравнимы относительно частичного порядка \succ_D (то есть $cn' \succ_D cn^* \vee cn^* \succ_D cn' \vee cn^* = cn'$).

Первый пункт определения обеспечивает в согласованных термах корректность наследования классов относительно онтоформы \mathbf{K}_D . Второй пункт запрещает случаи, когда с помощью двух различных подтермов описывается принадлежность одному и тому же классу. Третий пункт обеспечивает типизацию для значений атрибутов (когда эти значения являются элементами основной модели \mathfrak{R}). Четвертый пункт говорит о том, что идентификаторы из ID именуют только объекты предметной области. Пятый пункт регулирует случай, когда значением атрибута является другой элемент термальной надстройки.

Определение 2.4.4 Подмножество $T_{\mathfrak{R}}^D \subset T_{\mathfrak{R}}^L$ назовем согласованным с онтоформой \mathbf{K}_D , если оно состоит из всех согласованных с \mathbf{K}_D элементов и T , и только них.

Понятие согласованности выделяет в термальной надстройке те элементы, формат которых корректно отражает иерархию классов предметной области, описанием которой мы занимаемся. Только элементы из $T_{\mathfrak{R}}^D$ пригодны для описания объектов D с иерархией \mathbf{K}_D . Проверка согласованности элемента с порядком является разрешимой задачей, имеющей линейные алгоритмы относительно сложности терма.

Теорема 2.4.1 Пусть $T_{\mathfrak{R}}^D$ – согласованное множество онтоформы \mathbf{K}_D . Тогда для любых $t_1, t_2 \in T_{\mathfrak{R}}^D$ существует единственный с точностью до эквивалентности элемент $t \in T_{\mathfrak{R}}^D$ такой, что $t_1 \sqsubseteq t$, $t_2 \sqsubseteq t$ и для любого элемента t_0 , выполняется $t_1 \sqsubseteq t_0 \wedge t_2 \sqsubseteq t_0 \supset t \sqsubseteq t_0$.

Таким образом, в рамках $T_{\mathfrak{R}}^D$ (то есть, как только фиксируется предметная область и иерархия классов в ней) любые два элемента t_1 и t_2 имеют наименьшую верхнюю грань $t_1 \sqcup t_2$.

Предложение 2.4.2 Для любых $t_1, t_2 \in T_{\mathfrak{R}}^D$, если $\text{ext}(t_1) = \text{ext}(t_2)$, то $t_1 \equiv t_2$.

Таким образом, в рамках $T_{\mathfrak{R}}^D$ обеспечивается взаимосвязь между интенсиональным и экстенсиональным определением.

Затем определяется денотационная семантика элементов $T_{\mathfrak{R}}^D$ как описаний предметной области D .

Определение 2.4.5 Терм t является описанием элемента d предметной области D (обозначается $t \hat{=} d$), если для любого непосредственного подтерма $\text{sp}(c, a)$ терма t выполняется $d \in I_D(\mathbf{cn})$ и, кроме того, если $p(e) \triangleleft^* \text{sp}(c, a)$, то

1. Если $e \in ID$ и $\mathbf{p} \triangleleft_D \langle \mathbf{cn}, \mathbf{cn}' \rangle$ для некоторого \mathbf{cn}' , то $I_D(e) \in I_D(\mathbf{cn}')$ и $\langle d, I_D(e) \rangle \in I_D(\mathbf{p})$.
2. Если $e \in I_D(\mathbf{dt})$, $\mathbf{dt} \in \mathbf{DT}$, то $\langle d, e \rangle \in I_D(\mathbf{p})$.
3. Если $e \in T_{\mathfrak{R}}^D$ и $\mathbf{p} \triangleleft_D \langle \mathbf{cn}, \mathbf{cn}' \rangle$, то существует $d' \in I_D(\mathbf{cn}')$ такой что $e \hat{=} d'$ и $\langle d, d' \rangle \in I_D(\mathbf{p})$.

Это определение интерпретирует терм $\text{sp}(c, a)$ как описание элемента, принадлежащего классу $I_D(\mathbf{cn})$ и фиксирует семантику атрибутов. В пункте 3 не любой элемент d' такой что $e \hat{=} d'$, может, в общем случае, служить значением для атрибута \mathbf{p} . Например, в терме

человек($\bar{\theta}$, {супруг(объект($\bar{\theta}$, $\bar{\theta}$))}), который говорит о том, что кто-то женат, любой объект предметной области описывается с помощью термина объект($\bar{\theta}$, $\bar{\theta}$). Но супругом может быть только один из объектов.

Предложение 2.4.3 Если $t \hat{=} d$ и $t_1 \sqsubseteq t$, то $t_1 \hat{=} d$. В частности, для каждого $d \in D$, объект($\bar{\theta}$, $\bar{\theta}$) $\hat{=} d$.

Предложение 2.4.4 Если $t_1 \hat{=} d$ и $t_2 \hat{=} d$, то $t_1 \sqcup t_2 \hat{=} d$.

На практике часто важно уметь определять, что терм $t \in T_{\mathbb{R}}^D$ уникальным образом описывает один объект, т.е. существует единственный $d \in D$ такой, что $t \hat{=} d$. Для этого вводится понятие множества ключей.

Определение 2.4.6 Множество ключей $T_{key}^D \subset T_{\mathbb{R}}^D$ есть множество таких элементов, что если $t \in T_{key}^D$, то существует единственный $d \in D$ такой, что $t \hat{=} d$.

Параграф 2.5 посвящен определению классов.

Определение 2.5.1 Элемент $t \in T_{\mathbb{R}}^D$ назовем полным относительно предметной области D , если существует объект $d \in D$ такой что $t \hat{=} d$ и для любого элемента $t_0 \in T_{\mathbb{R}}^D$ такого, что $t \sqsubset t_0$, не существует d_0 , что $t_0 \hat{=} d_0$.

Таким образом, полные элементы содержат всю возможную в рамках онтоформы K_D информацию и не могут быть расширены.

Следующее утверждение дает существенную характеристику множества $T_{\mathbb{R}}^D$:

Предложение 2.5.1 Пусть I_D — интерпретация. Тогда для любого $t \in T_{\mathbb{R}}^D$, такого что $t \hat{=} d$ для некоторого $d \in D$, существует полный терм $\bar{t} \in T_{\mathbb{R}}^D$ такой, что $t \sqsubseteq \bar{t}$, и любая строго возрастающая последовательность $t \sqsubset t_1 \sqsubset \dots \sqsubset t_k \sqsubset \bar{t}$ конечна.

Данное предложение не гарантирует $t \hat{=} d$. Язык L^D и множество $T_{\mathbb{R}}^D$ описывает предметную область с определенной точностью. Описание $\hat{=}$ предметной области D различает объект $d \in D$, если существует полный элемент $\bar{t} \in T_{\mathbb{R}}^D$ такой, что $\bar{t} \hat{=} d$, и не существует других $d' \in D$, для которых $\bar{t} \hat{=} d'$. Описание может не различать объект по двум причинам. Во-первых, несколько объектов могут иметь одно и то же описание. Во-вторых, некоторые элементы предметной области могут не иметь полных

описаний вообще. Очевидно, что какое-то описание имеет любой объект (в худшем случае это может быть *объект*($\bar{\emptyset}, \bar{\emptyset}$), описывающий любой объект, или, например, $sp(\bar{\emptyset}, \bar{\emptyset})$, выделяющий элементы класса $I_D(\mathbf{cn})$). Отсюда появляется понятие *точного описания*, когда любой объект предметной области различим.

Через \bar{T}_R^D обозначается множество всех полных элементов, входящих в T_R^D , а через \bar{T}_{Ri}^D множество всех термов $t \in \bar{T}_R^D$ таких, что $sp_i(\bar{\emptyset}, \bar{\emptyset}) \sqsubseteq t$.

Предложение 2.5.2 Пусть \bar{t} - полный элемент и $\bar{t} \hat{=} d$. Тогда для любого t такого, что $t \hat{=} d$, выполняется $t \sqsubseteq \bar{t}$.

Далее определяются основные понятия данного параграфа.

Определение 2.5.2 *Аппроксимацией класса $I_D(\mathbf{cn})$ назовем множество $T_{Ri}^D = \{t \mid t \in T_R^D, \exists d \in I_D(\mathbf{cn}) : t \hat{=} d\}$. Описанием класса $I_D(\mathbf{cn})$ назовем множество $\bar{T}_{Ri}^D = T_{Ri}^D \cap \bar{T}_R^D$.*

Параграф 2.6 посвящен определению понятия ресурса. Механизм именования позволяет определять работу с ресурсами в соответствии с их концептуальным определением.

Определение 2.6.1 *Именованьем ресурса назовем формулу $id :: t$, где $::$ - бинарный предикатный символ, id - имя ресурса, а $t \in T_R^D$. Именованье назовем корректным относительно интерпретации I_D , если $t \hat{=} I_D(id)$.*

Определение позволяет интерпретировать id как имена ресурсов, описываемых элементами иерархии T_R^D , а элементы $t \in T_R^D$ (не обязательно полные) - как информацию, описывающую ресурс с именем id .

Для работы с анонимными объектами используется обозначение $\perp :: t$, что может интерпретироваться как «в предметной области существует некоторый объект, соответствующий описанию t ». В случае именованных объектов одновременное наличие двух описаний $id :: t_1$ и $id :: t_2$ означает два описания одного и того же ресурса, в то время как одновременное присутствие анонимных описаний $\perp :: t_1$ и $\perp :: t_2$ совершенно не гарантирует того, что это описан один и тот же объект.

В параграфе 2.7 рассматривается понятие онтологии в рамках формальной теории. Начинается построение с введения языка онтологий, который строится как расширение языка L . Онтология строится как конкретная реализация абстрактной онтологической формы, поэтому язык конкретной онтологии появляется, как только фиксируется онтоформа

$K_D = \langle DT, CN, Attr, ID, \succ_D, \triangleleft_D \rangle$. Тогда составляющими языка онтологий являются:

1. Для именования классов используются константы $CN = \{cn_1, \dots, cn_p\}$.
2. Чтобы иметь возможность работать с типами данных базовой модели $\mathfrak{R} = \langle M_1, \dots, M_s; \Omega \rangle$ будем использовать в языке множество констант $DT = \{dt_1, \dots, dt_s\}$, символизирующих основные множества базовой модели \mathfrak{R} .
3. Включим в язык онтологий предикат аппроксимации \sqsubseteq , предикат именованного ресурса $::$, а также отношение принадлежности элемента классу \in .
4. Добавим счетное множество переменных $X = \{x_1, x_2, \dots\}$, принимающих значения на множестве $T_{\mathfrak{R}}^D \cup \bar{M}$.

Получившуюся сигнатуру обозначим

$$L_{Ont}^D = L^D \cup CN \cup DT \cup X \cup \{\in, ::, \sqsubseteq\}$$

Сформулируем теперь понятие онтологии. Зафиксируем некоторый язык (класс формул) Σ сигнатуры L_{Ont}^D , а также некоторое его подмножество Σ_C (в общем определении онтологии структура языка Σ не уточняется, хотя очень подходящим для этих целей с нашей точки зрения является язык Δ_0 -формул). Выражение $F(x_1, \dots, x_n)$ означает, что все свободные переменные формулы $F \in \Sigma$ находятся среди x_1, \dots, x_n .

Определение 2.7.1 Пусть $CN = \{cn_1, \dots, cn_p\}$. Назовем описанием классов набор правил

$$\begin{aligned} x \in cn_1[cn_1^1, \dots, cn_{k_1}^1] &\rightleftharpoons F_1(x) \\ x \in cn_2[cn_1^2, \dots, cn_{k_2}^2] &\rightleftharpoons F_2(x) \\ \dots & \\ x \in cn_p[cn_1^p, \dots, cn_{k_p}^p] &\rightleftharpoons F_p(x) \end{aligned}$$

где $F_i(x) \in \Sigma_C$.

Выражение вида $x \in cn_i[cn_1^i, \dots, cn_{k_i}^i] \rightleftharpoons F_i(x)$ называется правилом, определяющим класс с именем cn_i как непосредственного наследника

классов $\mathbf{cn}_1^i, \dots, \mathbf{cn}_k^i$. Это определение должно быть согласовано с онто-формой \mathbf{K}_D в следующем смысле: если описание C содержит правило вида $x \in \mathbf{cn}_i[\dots \mathbf{cn}_j \dots] \equiv F(x)$, то $\mathbf{cn}_i \succ_D \mathbf{cn}_j$, причем \mathbf{cn}_i – непосредственный наследник \mathbf{cn}_j , то есть не существует \mathbf{cn} такого, что $\mathbf{cn}_i \succ_D \mathbf{cn} \succ_D \mathbf{cn}_j$.

Определение 2.7.2 *Онтологией назовем тройку $\langle \Sigma, C, \vdash \rangle$, где Σ – язык сигнатуры L_{Ont}^D , C – описание классов, а \vdash – финитное отношение выводимости, действующее на формулах языка Σ , $\vdash \subseteq \mathbf{Fin}(\Sigma) \times \Sigma$.*

В общем случае отношение выводимости \vdash зависит от предметной области, описываемой онтологией $\langle \Sigma, C, \vdash \rangle$. Финитность \vdash является существенным его качеством, позволяя реализовать концепцию «слабого, но эффективного» вывода, действующего на множестве ресурсов, которая обсуждалась в первой главе работы. Для \vdash существует набор аксиом, выполняющихся в любой онтологии. Этот набор описывает работу с именами ресурсов и с правилами из C . Далее приводятся некоторые из аксиом ($t[t']$ означает, что t' является подтермом t):

- (A1) $\Gamma, F(id), id :: t \vdash F(t)$
- (A2) $\Gamma, id :: t_1, id :: t_2 \vdash id :: t_1 \sqcup t_2$
- (A3) $\Gamma, k_1 :: t_1, k_2 :: t_2 \vdash k_1 :: t_1 \sqcup t_2$,
если $k_1, k_2 \in \{id, \perp\}$. где $id \in ID$ и $\exists t \in T_{key}^D$, что $t \sqsubseteq t_1, t \sqsubseteq t_2$
- (A4) $\Gamma, id_1 :: t_1, id_2 :: t_2 \vdash id_1 :: \top$,
если $id_1 \neq id_2$ и $\exists t \in T_{key}^D$, что $t \sqsubseteq t_1, t \sqsubseteq t_2$
- (A5) $\Gamma, nm :: t[p(t')] \vdash nm :: t[p(t')] \sqcup cn(\bar{\emptyset}, \bar{\emptyset})$,
если $\mathbf{p} \triangleleft_D \langle \mathbf{cn}^*, \mathbf{cn} \rangle \in \mathbf{K}_D$ и $nm \in ID \cup \{\perp\}$.

Кроме общезначимых аксиом, конкретная онтология может включать аксиомы, соответствующие описываемой предметной области. Например, можно указать транзитивность и симметричность некоторого свойства из множества $Attr$:

- $\Gamma, \text{родственник}(t_1) \triangleleft t_2, \text{родственник}(t_2) \triangleleft t_3 \vdash \text{родственник}(t_1) \triangleleft t_3$
- $\Gamma, \text{супруг}(t_1) \triangleleft t_2 \vdash \text{супруг}(t_2) \triangleleft t_1$

Отношение \triangleleft не входит в язык L_{Ont}^D , но выражение $p(t_1) \triangleleft t_2$ можно понимать как сокращение $cn(\bar{\emptyset}, \{p(t_1)\}) \sqsubseteq t_2$, если $\mathbf{p} \triangleleft_D \langle \mathbf{cn}, \mathbf{cn}_1 \rangle$ для некоторых $\mathbf{cn}, \mathbf{cn}_1 \in \mathbf{CN}$.

Параграф 2.8 содержит вариант языка описания классов — одно из возможных уточнений абстрактного языка из определения онтологии, данного в предыдущем параграфе. Сформированный таким образом язык позволяет определить иерархии классов с помощью задания специфических структурных характеристик элементов, принадлежащих тому или иному классу. Этот язык достаточно простой и не очень выразительный, но его пример позволяет выявить ряд общих моментов, связанных с построением онтологических систем.

В третьей главе анализируется практический потенциал разработанных методов, рассматриваются возможности их применения в различных областях. Также описываются программные системы, реализующие базовые механизмы разработанной теории.

В параграфе 3.1 рассматриваются некоторые из возможных приложений. Предлагаемый формализм может служить базой для построения разнообразных информационных систем. Конкретные задачи в рамках общего подхода решаются через определение специальных логик, работающих на элементах термальной надстройки. Конструкцией, объединяющей разрозненную информацию о предметной области, является онтология, которая в силу своей универсальности может служить основой для самых разнообразных приложений.

В параграфе 3.2 делается обзор системы «Мета». При разработке системы «Мета», ориентированной на решение практических задач в сфере образования, был приобретен ценный опыт, сыгравший существенную роль в разработке теории. Кроме того, был приобретен опыт в области автоматического построения интерфейсов на основе описания структуры данных.

В параграфе 3.3 рассматривается развитие системы «Мета» — система «Мета-2». «Мета-2» — это работа с онтологиями как способом представления знаний. Подход, поддерживаемый системой «Мета-2», является прямой реализацией базовых конструкций теории информационных ресурсов.

В параграфе 3.4 описано использование системы «Мета-2» для решения реальных практических задач. С использованием системы «Мета-2» методы, развитые в рамках настоящей работы, апробировались при решении нескольких практических задач онтологии, описывающие предметную область web-программирования (структуру web-ресурса); онтологии по человеческим ресурсам: онтологии библиографических ссылок.

Заключение

В диссертации представлены методы работы с данными и знаниями в глобальных информационных системах, основанные на принципах семантического программирования. Логическим базисом для этих методов служит разработанная теория информационных ресурсов. Существует ряд направлений исследований, которые планируется осуществить в дальнейшем:

1. С теоретической точки зрения требуется развитие и уточнение логических структур, лежащих в основе представления информации с помощью наследственно-конечных надстроек над базовой моделью типов данных. Возможно, требуют развития и базовые понятия теории. Считаем, что полезными являются подходы, связанные с представлением логических конструкций в формате пространств Ю.Л. Ершова, информационных систем Д. Скотта, cc-программирования (concurrent constraint programming). Интересной задачей является применение различных финитных систем вывода из определения онтологии, в первую очередь, основанных на дескриптивных логиках.

2. Прикладные аспекты. Универсальность и в то же время естественность рассматриваемых конструкций позволяет надеяться на возможность использования данного диалекта семантического программирования в самых разных сферах обработки информации. В первую очередь - это подходы, связанные с обработкой документов, представленных в XML и HTML форматах. Следует также упомянуть о системах метаописаний ресурсов в Интернете, близко к этому стоит вопрос описания предметных областей в формате онтологий. Также очень интересной представляется задача построения объектных языков логического программирования нового поколения, которые могут быть реализованы в рамках развития функционально-логического языка Флэнг.

Можно говорить о методологических и других аспектах использования семантического программирования в глобальной информационной среде. Все это — предмет дальнейших исследований.

Публикации по теме диссертации

1. Манцивода А.В., Малых А.А. Представление и обработка знаний в Интернете // Серия: Информационные системы и логика. Вып. 2 – Иркутск: Изд-во Иркутского ун-та, 2005. – 111 с.
2. Малых А.А., Манцивода А.В. Универсальная модель описания образовательных ресурсов // В кн.: «Открытое образование: стандартизация описания информационных ресурсов» / С.Л. Лобачев, А.А. Малых, А.В. Манцивода и др. – М.: РИЦ «Альфа» МГОПУ им. М.А.Шолохова, 2003. – С.103-159.
3. Малых А.А., Манцивода А.В. МЕТА: разработка метаописаний образовательных ресурсов // Труды всероссийской конф. «Телематика'2003». – С.-Пб., 2003. – С.169-170.
4. Манцивода А.В., Малых А.А. Метаописания и логическая структура электронных образовательных ресурсов // Труды межд. конф. «Новые инфокоммуникационные технологии: достижения, проблемы, перспективы». – Новосибирск, 2003. – С.73-77.
5. Малых А.А., Манцивода А.В. МЕТА: метаописания и образовательные пакеты // Труды всероссийской конф. «Телематика'2004». – С.-Пб., 2004. – С.552-553.
6. Малых А.А., Манцивода А.В. Система МЕТА и открытые модели знаний // Труды всероссийской конф. «Научный сервис в сети Интернет-2004». – М.: Изд-во МГУ, 2004. – С.173-175.
7. Малых А.А. МЕТА-2: система метаописаний как основа построения информационных систем // Труды молодеж. научно-метод. конф. «Современные информационные технологии в науке и образовании». Иркутск: Изд-во БГУЭП, 2004. – С.21.
8. Малых А.А., Манцивода А.В. МЕТА-2: поддержка онтологий и образовательные системы // Труды всероссийской конф. «Телематика'2005». – С.-Пб., 2005. – С.232-233.
9. Малых А.А. Дескриптивные термы и именуемые ограничения // Материалы VII школы-семинара «Математическое моделирование и информационные технологии». – Иркутск: Изд-во ИДСТУ, 2005. – С.23-24.

№ 2 2 2 6 6

РНБ Русский фонд

2006-4

17956

Редакционно-издательский отдел
Иркутского государственного университета.
664000, г.Иркутск, бульвар Гагарина, 36.

Подписано в печать 11.11.2005.

Формат бумаги 60x84 1/16.

Бумага офсетная. Печать трафаретная.

Уч. печ. л. 1,4. Уч.-изд. л. 1,2.

Тираж 200 экз. Заказ №119.