



УДК 004.896

Г. Жомарткызы, Т.Г. Балова
ВКГТУ, г. Усть-Каменогорск

К ВОПРОСУ О СОЗДАНИИ ОНТОЛОГИИ ЭЛЕКТРОННЫХ РЕСУРСОВ И НАУЧНЫХ ЗНАНИЙ ВУЗА

Данная работа характеризуется как прикладное исследование, направленное на разработку онтологического портала управления и оценки ресурсов в области образования и науки путем создания онтологии образовательных ресурсов.

В рамках проектирования и формирования образовательного пространства вуза согласно Болонской модели на сегодняшний момент остро стоит задача формирования и проектирования онтологий образовательного пространства вуза, а также многоуровневая агрегация онтологий на всех этапах построения информационно-коммуникационной среды.

Главный момент в развитии систем управления обучением (Learning Management Systems) заключается в обеспечении гибкости и персонализации информационных ресурсов (контента) и сервисов [1].

Использование информационных и коммуникационных технологий в контексте образования стало настолько распространенным, что новые модели, необходимые для процесса управления информационными ресурсами, позволяют пользователям создавать, представлять и обмениваться знаниями [1].

Мировым сообществом накоплен определенный опыт по созданию онтологических систем и соответствующих порталов с использованием современных технологий Semantic Web (SW), позволяющих реализовывать семантическое описание и сравнение разнообразных информационных ресурсов, проводить их идентификацию и смысловой поиск. С этой целью создается современное программное обеспечение, которое используется для проектирования, создания и тестирования онтологий, содержащих семантическое описание ресурсов и предметной области [2].

Развитие подобных технологий позволяет разрабатывать системы автоматизированного контроля над соблюдением учебными заведениями условий осуществления образовательной деятельности; формирования перечня направлений, специальностей, специализаций для подготовки специалистов по высшему образованию и соответствующих информационных банков. Таким образом, возникает потребность использовать накопленные знания для разработки онтологического портала управления и оценки информационных ресурсов в области образования и науки.

Онтология отражает общие знания о предметной области, такие, как иерархия классов понятий и семантические отношения на этих классах [3]. Для каждой предметной области онтологии создаются экспертами своей области, которые проводят формализацию знаний, определений и правил получения новых знаний. Для создания и поддержки онтологий существуют как спецификации, так и инструменты.

Учитывая важность и актуальность машинной обработки данных и знаний, консорциум W3C 10 февраля 2004 г. предложил спецификацию языка разметки онтологий OWL (Web Ontology Language) для Semantic Web [2]. Переход от языка XML к OWL объясняется тем, что в нем онтологии, в отличие от подобных им элементов XML-схемы, являются представлениями знаний для машинной обработки. Одновременно с этим в разных странах проходила подготовка стандартов на создание метаданных информационных ресурсов и моделей предметных областей в виде онтологий для разработки автоматизированных информационных систем в сети Интернет с целью создания единой информационно-образовательной среды (ИОС), базирующейся на принципах проекта Semantic Web [3].

Для решения проблем структурирования данных в сфере дистанционного образования разработано уже достаточно большое количество моделей, спецификаций и форматов метаданных, например: LOM, CELTS 3.1, Dublin Core, SCORM CA/SCO, SCORM Asset и т.д. [3].

Проведенное в работах [4, 5] сравнение указанных подходов показало (рис. 1), что в качестве основы стандарта метаописания информационных ресурсов (ИР) наиболее всеобъемлющим и, соответственно, наиболее предпочтительным является стандарт «Метаданные учебных объектов» (Learning Object Metadata, LOM), созданный Комитетом по стандартизации обучающих технологий (LTSC) Института инженеров по электротехнике и электронике (IEEE), а также спецификации IMS «Метаданные учебных ресурсов» (IMS Learning Resource Metadata Specification Version 1.2.1 Final Release 1.10.2001).

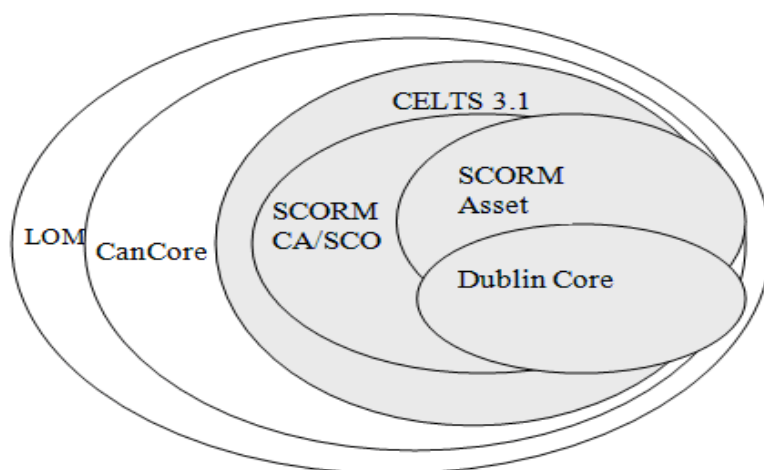


Рисунок. 1 – Сравнение различных стандартов метаданных учебных объектов

На данный момент успешной реализацией ИОС на базе LOM являются Magicora Learning Exchange в США, Learning Federation в Австралии, Alexandria, CanCore, CLOE в Канаде, Advanced Distributed Learning (ADL) в Европе и др. За счет финансирования международной организацией ЮНЕСКО проектов в области дистанционного обучения передается опыт указанных стран для создания ИОС в мировом сообществе [3].

Онтологии, основанные на концептуальной схеме LOM, не являются единственными в структуре информационно-образовательной среды [3]. Согласно [6] существует целый ряд родственных онтологий, включающих в себя словари понятий и терминов для описания предметных областей: а) онтологии представления; б) общие (родовые) онтологии;

в) промежуточные онтологии; г) онтологии верхнего уровня; д) онтологии предметных областей; е) онтологии задач; ж) онтологии-приложения и некоторые другие.

Таким образом, на разных уровнях существования интерфейсов между компонентами базовых уровней ИОС существуют разные онтологии, связанные друг с другом одними и теми же задачами [3]. При этом чрезвычайно важно учитывать существующие стандарты проектирования, разработки и наполнения ИОС данными и метаданными (рис. 2). Поэтому представляется важным гармонизировать выделенные на разных этапах жизненного цикла ИС онтологии в единую систему.

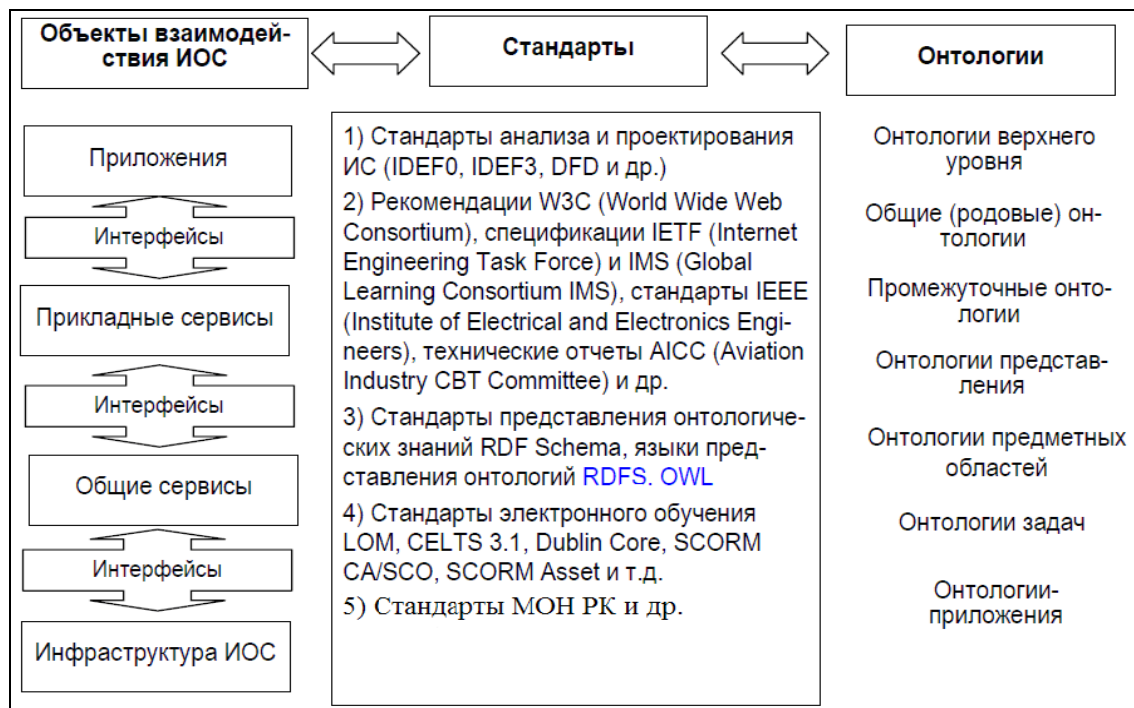


Рисунок 2 - Взаимодействие интерфейсов, стандартов и онтологий

Разработка и поддержка онтологии в масштабе высшего учебного заведения требует постоянных усилий для ее развития, чтобы агенты могли работать с базами знаний, относящихся к широкому кругу проблем вуза и легко распознавать, какое решение может соответствовать конкретной ситуации. Поэтому создание онтологий является достаточно сложным процессом, в котором должны учитываться многие факторы [3]:

- совместное использование онтологий для общего понимания структуры информации;
- онтологический анализ знаний в предметной области;
- возможности повторного использования знаний в предметной области;
- отделение стратегических знаний в предметной области от операционных знаний.

Создание онтологических моделей образовательного пространства вуза и языковых средств их поддержки позволит существенно приблизить программы дисциплин основных направлений обучения в вузах Казахстана к требованиям Болонской конвенции.

Гармонизация образовательных стандартов РК с положениями Болонской конвенции на базе онтологических моделей обеспечит соответствующий европейским стандартам уровень программ подготовки бакалавров и магистров в РК в целом.

Список литературы

1. Bianchi S., Mastrodonato Ch., Vercelli G., Vivanet G. Use of Ontologies to Annotate and Retrieve Educational Contents: the AquaRing Approach // Journal of e-Learning and Knowledge Society. – Vol. 5, n. 1, february 2009 (P. 211 – 220).
2. Рябова Н.В. Разработка архитектуры распределенной версии онтологического портала МОНУ /Н.В. Рябова, А.Ю. Шевченко, М.В. Белоиваненко и др. // <http://www.twirpx.com/file/278772/>
3. Коротенко Л.М. Агрегирование многоуровневых онтологий при формировании и проектировании дисциплинарного образовательного пространства вуза / Л.М. Коротенко, Г.М. Коротенко, М.И. Гужва //Горная электромеханика и автоматика: Сб. науч. тр. – Ч. II. Автоматизация производственных процессов.
4. Xiang X., Shen Z., Guo L., Shi Y. Introduction of the Core Elements Set in Localized LOM Model (Электрон. ресурс) // Способ доступа: URL: http://mdlet.jtclsc36.org/doc/SC36_WG4_N0059.pdf.
5. Бусыгин Б.С. Роль онтологий в проектировании дисциплинарного образовательного пространства вуза в соответствии с требованиями болонской конвенции / Б.С. Бусыгин, В.А. Салов, Г.М. Коротенко и др. // Наук. вісн. НГУ. – 2007. – № 7. – С. 3–7.
6. Thomas R. Gruber. A Translation Approach to Portable Ontology Specifications. Knowledge Acquisition, 5(2):199–220, 1993.

Получено 11.03.12

УДК 681.5

Н.А. Исраилова

КГТУ им. И. Раззакова, г. Бишкек

ОРГАНИЗАЦИЯ МОРФОЛОГИЧЕСКОГО АНАЛИЗА В ТРАНСЛЯТОРЕ

История машинного перевода насчитывает немногим более 50 лет. За этот период сменилось несколько поколений систем машинного перевода – от первых программ, использовавших ограниченные ресурсы универсальных компьютеров первого поколения, до современных коммерческих продуктов, использующих мощные ресурсы серверов и многоядерных продуктов. По мере снятия технических ограничений, налагаемых возможностями вычислительной техники по производительности и памяти, становилось ясно, что проблема перевода текста с одного языка на другой сводится не только к примитивной перекодировке слов. Стало ясно и то, что для преодоления основных трудностей проблемы машинного перевода должны быть решены задачи автоматизированного представления контекста, смыслового содержания переводимого текста, знаний о понятиях предметной области, к которой относится переводимый текст. Из этого следует необходимость оснащения трансляторов соответствующими анализаторами с более совершенными алгоритмами работы. Транслятор комплектуется морфологическим, синтаксическим и семантическим анализаторами. В данной статье излагается принцип, механизм и алгоритм функционирования морфологического анализатора.

Цель исследования. Этап морфологического анализа текста в процессе трансляции, который является одним из важных и сложных в реализации транслятора. Основными за-

дачами морфологического анализа являются распознавание части речи и выявление морфологических характеристик отдельных слов в тексте. Процесс морфологического анализа состоит из двух последовательных процедур:

- 1) процедура морфемного разложения слова;
- 2) процедура лексико-грамматического анализа.

Процедура морфемного разложения выделяет в слове его составляющие в виде приставок, суффиксов, окончаний и условного корня, используя специальные базы данных. Главной задачей этой части анализа является корректное выделение в составе слова основы и окончания. Основа необходима при осуществлении поиска начальной формы искомого слова. Окончание необходимо для определения соответствующих морфологических свойств (род, число, падеж). Совокупность данных о суффиксах, окончаниях, постфиксе и других составляющих слова дает системе возможность ускорения процесса поиска начальной формы слова, формируя очередь баз для сканирования, начиная от наиболее вероятной, заканчивая наименее вероятной. Например, если система определила, что анализируемое слово прилагательное, то при поиске начальной формы слова, в первую очередь будет рассмотрен файл базы прилагательных и т.д.

Процедура лексико-грамматического анализа руководствуется данными, полученными от предыдущей подпрограммы морфемного разложения слова, при этом процедура использует специальные базы правил. Например, при определении морфологических свойств прилагательного, система руководствуется правилами, определенными в файле со свойствами прилагательных. Формат правила может иметь следующий вид:

<окончание прилагательного (в любой форме) = род + число + падеж >.

Морфологические характеристики слова очень часто могут быть неоднозначны, и выявление ложных свойств возможно лишь в процессе синтаксического анализа, следующего вслед за морфологическим анализом. При определении начальной формы слова, в каждом «схожем» слове базы выделяется основа и сравнивается с основой анализируемого слова. Данная процедура достаточно трудоемкая и отнимает немало машинного времени, однако это все же быстрее чем поиск слова в объемной базе словоформ.

Модуль морфологического анализа поочередно принимает на вход слова исходного предложения, определяет морфологические характеристики каждого слова и передает их модулю синтаксического анализа предложения. Модуль не учитывает такие особенности, как омонимия. Предполагается, что слово может иметь только однозначные морфологические характеристики и одновременно может принадлежать только одной части речи.

Таким образом, морфологический анализатор состоит из следующих компонент:

1. Процедура морфемного анализа слов.
2. Процедура определения части речи.
3. Процедура определения начальной формы слова.
4. Процедура определения морфологических свойств слова.

Результаты исследования: в результате был разработан алгоритм выполнения морфологического анализа. Рассмотрим подробнее принцип работы компонент морфологического анализатора в виде их алгоритмов функционирования.

Алгоритм выполнения морфемного анализа слов.

Алгоритм достаточно прост. Программа начинает анализ слова с его конца.

Сначала осуществляется поиск постфикса:

- открывается файл «*Постфиксы.txt*» в качестве базы знаний. (Важно, чтобы записи в

базах лексем были упорядочены по убыванию);

- выполняется сравнение каждой из записей файла с разбираемым словом, а точнее с его частью справа;

- если запись совпадает с фрагментом слова, взятым справа, то постфикс определен, инкрементируем вес признака глагола;

- если постфикс найден, фиксируем это и уменьшаем длину анализируемого слова в рабочей памяти (переменной) на длину постфикса (например: в рабочей памяти было загружено слово «учиться», после определения постфикса стало - «учить»), прекращается дальнейший поиск;

- аналогично находятся окончание и суффиксы. Суффиксов может быть более одного, поэтому используется массив для хранения суффиксов;

- далее начинается анализ остатка слова «слева» для определения приставок;

- методом исключения определяется возможный корень слова (псевдокорень). В корень входит та часть слова, которая находится между последней приставкой и первым суффиксом слова, т.е. непроанализированный его остаток. Вероятнее всего это и будет корнем. Но достаточно часто программа ошибочно определяет корень таким образом, поэтому в базе знаний системы предусмотрен файл «База корней».

В эту базу в основном занесены слова, у которых начальная часть корня совпадает с одной из приставок русского языка, либо конечная часть корня совпадает с одним из суффиксов или окончаний. Именно в этих случаях алгоритм определения корня методом исключения работает ошибочно. Определив корень, определяем основу слова. Основа будет необходима системе при определении начальной формы слова.

Реализация отображается следующим кодом:

```
...
Open stdPath & "RulesRUПостфиксы.txt" For Input As #1
Do While Not EOF(1)
Input #1, st0
If st0 = Right$(textn, Len(st0)) Then
postfix = Right$(textn, Len(st0))
dlinPost = Len(st0)
flagPost = 1: GlagPr = GlagPr + 3
End If
If flagPost = 1 Then textn = Left$(textn, Len(textn) - dlinPost): flagPost = 0: Exit Do
Loop
Close #1
...
```

Алгоритм определения части речи.

Предположение о части речи формируется путём «взвешивания» всех признаков, накопленных в процессе морфемного анализа. Например, если окончание разбираемого слова было найдено в базе знаний «Окончания прилагательных», то, следовательно, к весовому коэффициенту прилагательного прибавляется число от 1 до 3 в зависимости от важности этого признака. Данный алгоритм используется для ускорения поиска начальной формы слова, формируя очередь баз для сканирования, начиная от наиболее вероятной, заканчивая наименее вероятной. Например, если система определила, что анализируемое слово скорее всего прилагательное, то при поиске начальной формы слова в пер-

вую очередь будет просканирован файл «База прилагательных».

Реализуется следующим кодом:

'Определяем часть речи:

MaxArray = -1

MaxIndex = -1

prArray(0) = SushPr

prArray(1) = PrilagPr

prArray(2) = GlagPr

'Определяем максимальный вес:

For i = 0 To 2

If prArray(i) > MaxArray Then MaxArray = prArray(i): MaxIndex = i + 1

Next i

'Формируем очередь баз для сканирования:

If MaxIndex = 1 Then chast = "s0": Call SushvSearch

If MaxIndex = 1 And lemma = "" Then Call PrilagSearch

If MaxIndex = 1 And lemma = "" Then Call GlagolSearch

If MaxIndex = 2 Then chast = "p0": Call PrilagSearch

If MaxIndex = 2 And lemma = "" Then Call SushvSearch

If MaxIndex = 2 And lemma = "" Then Call GlagolSearch

If MaxIndex = 3 Then chast = "g0": Call GlagolSearch

If MaxIndex = 3 And lemma = "" Then Call SushvSearch

If MaxIndex = 3 And lemma = "" Then Call PrilagSearch

'Здесь вызываем процедуру дальнейшего анализа в зависимости от части речи:

If indexSush > 0 Then Call morphSush: indexPril = 0: indexGlag = 0

If indexPril > 0 Then Call morphPril: indexSush = 0: indexGlag = 0

If indexGlag > 0 Then Call morphGlag: indexSush = 0: indexPril = 0

...

Алгоритмы определения начальной формы слова.

В данном модуле используется два алгоритма определения начальной формы слова:

- 1) для существительных и прилагательных;
- 2) для глагола.

Начальная форма слова определяется путем сравнения основы слова со всеми основами слов базы, в которой происходит поиск. Также в некоторых случаях в алгоритме предусмотрены различные другие варианты поиска, такие, как: поиск корня, поиск основы без приставок, и др. С определением начальной формы глагола все намного проще: происходит поиск соответствующей анализируемой словоформы в базе глаголов и его словоформ, инфинитивом будет являться глагол, сопоставленный с найденной словоформой в базе.

Алгоритм определения морфологических свойств слова.

Все процедуры данного типа работают по одному алгоритму, отличие лишь в используемых ими базах и правилах:

- загружается соответствующая база знаний;
- с помощью ассоциативных правил определяются морфологические свойства слова (результатов может быть несколько);
- передача всех полученных свойств модулю синтаксического анализа и перевода.

Для выполнения непосредственно процесса трансляции необходимо наличие двух отдельных модулей морфологического анализа:

– *Модуль морфологии слов исходного языка* принимает на вход отдельные слова или словосочетания от синтаксического анализатора и проводит их морфемный анализ. Затем на основе результатов морфемного анализа модулем проводится морфологический анализ. Полученные результаты и управление передаются синтаксическому анализатору. Синтаксический анализатор записывает полученные данные в соответствующие элементы структурированного графа и затем отправляет на морфологический анализ следующее слово. Эта цепочка событий продолжается до тех пор, пока все слова в предложении не будут проанализированы.

– *Модуль морфологии слов выходного языка* принимает на вход отдельные слова языка в начальной форме, непосредственно после их перевода. Процедуры данного модуля производят сопоставление морфологических свойств входного и выходного языков, затем выполняется процедура аффиксации. После этого модифицированное слово (в нужной форме) и его свойства передаются модулю синтаксического анализа и перевода и записываются в соответствующие элементы графа.

Существует необходимость в создании достаточно непростых морфологических алгоритмов, а также некоторый формальный метод описания морфологии как входного, так и выходного языка.

Практически во всех системах перевода проблема представления морфологических моделей так или иначе решается, но одни системы, к примеру, могут распознать около миллиона словоформ при объеме словаря в сто тысяч словарных статей, а другие при том же объеме словаря могут распознать только эти сто тысяч.

Список литературы

1. Таунсенд К. Проектирование и программная реализация экспертных систем на персональных ЭВМ / К. Таунсенд, Д. Фохт. – М., 1990.
2. Левин Р. Практическое введение в технологию искусственного интеллекта и экспертных систем с иллюстрациями на бейсике / Р. Левин, Д. Дранг, Б. Эделсон. – М., 1990.
3. Баранов М.Т. Теория перевода: Справочные материалы / М.Т. Баранов, Т.А. Костяева, А.В. Прудникова. – М., 1989.

Получено 24.01.12

УДК 681.5

Н.А. Исраилова

КГТУ им. И Раззакова, г. Бишкек

ОРГАНИЗАЦИЯ СИНТАКСИЧЕСКОГО АНАЛИЗА В ТРАНСЛЯТОРАХ

Проблема перевода текста с одного естественного языка на другой не сводится только к перекодировке слов. Для преодоления основных трудностей проблемы машинного перевода должны быть решены задачи глубокого детального анализа исходного текста для более верной интерпретации на выходном языке. То есть необходимо снабдить транслятор анализаторами, реализованными на основе эффективных алгоритмов морфологического, синтаксического и семантического анализа исходного текста.

Цель исследования - синтаксический анализ текста в процессе трансляции, который является одним из важных и сложных в реализации транслятора. Цель синтаксического анализа – определение роли отдельного слова в предложении и взаимосвязей между элементами предложения. Элементами предложения являются слова и словосочетания. Синтаксический анализатор транслятора первоначально определяет каким членом предложения будет являться каждое из его слов (словосочетаний). Слова в предложении могут являться главными и второстепенными членами предложения. Обозначения членов предложения аналогичны их обозначению в русском языке, но, тем не менее, имеют достаточно много различий, так как в русском языке члены предложения определяются по смыслу. Машина смысла не понимает, и поэтому для описания синтаксических схем предложений в трансляторе приняты условные дополнения, определения и обстоятельства, которые определяются по определенным правилам. Данный механизм в трансляторе работает только для простых предложений (в которых может быть только одно подлежащее и одно сказуемое), но с другой стороны абсолютно все сложноподчиненные и особенно сложносочиненные предложения можно без особого труда разбить на простые, а следовательно, можно сделать вывод, что теоретически данный механизм является универсальным для обработки предложений любой сложности.

После определения схемы предложения, система формирует схему предложения для выходного языка, а также объединяет свойства главных членов, связывает предлоги с соответствующими им дополнениями, отбрасывает ложные морфологические свойства и проводит другую «связывающую» работу. После перевода всех слов система расставляет переведенные слова в предложении согласно выходной схеме.

Пример синтаксического правила из базы схем:

$$\begin{array}{ccc} \text{обст}(1)\text{подл}(1)\text{сказ}(1)\text{дон}(1)\text{дон}(2) & = & \text{подл}(1)\text{обст}(1)\text{дон}(1)\text{дон}(2)\text{сказ}(1) = 3. \\ \text{схема ИЯ} & & \text{схема ПЯ} \qquad \qquad \qquad \text{Вес схемы} \end{array}$$

Данный модуль работает на уровне отдельных предложений. Предложение, поступившее на вход, представляется в виде структуры, элементами которой являются слова и их морфологические и синтаксические характеристики.

В результате был разработан алгоритм выполнения синтаксического анализа и осуществлена его реализация, фрагменты которой приведены в следующем описании:

1. После разбиения предложения на отдельные слова поочередно отправляем слова на морфологический анализ, полученные данные записываем в соответствующие элементы графа (структуры):

```
Public Sub propProcedure(Word)
```

```
    'Вызываем процедуру морфологического анализа для каждого слова из модуля морфологического 'анализа слов ИЯ:
```

```
    Call ModuleMorph.MorphemProcedure(Word, j) 'Word – слово, j – индекс слова в структуре
```

```
    'Если перевод слова уже был найден в базе слов ТМ, выходим из данной процедуры...  
If ModuleMorph.flagInt = True Then Call ModuleMorph.nullMorph: flagInt = False: Exit Sub
```

```
    'Иначе сохраняем все полученные морф. характеристики в структуре...
```

```
    Call ModuleMorph.nullMorph 'Обнуляем глобальные переменные модуля морфологии слов ИЯ
```

```
    textEnd = j: j = j + 1
```

```
End Sub
```

2. Путем анализа полученных морфологических характеристик определяется роль каждого слова в предложении, т.е. определяются главные и второстепенные члены предложения, связываются дополнения с соответствующими им предлогами.

3. Затем, путем сравнения морфологических характеристик подлежащего и сказуемого, удаляются их ложные свойства и связываются оставшиеся – верные.

4. Путем анализа дополнений и связанных с ними предлогов удаляются ложные свойства дополнений.

5. Из полученных синтаксических свойств предложения составляется синтаксическая схема исходного предложения.

6. Осуществляется поиск в базе схем предложений соответствующей выходной схемы.

7. Если схема не найдена в базе, вызывается модуль добавления новых схем предложений, сбрасываются полученные результаты, после добавления схемы анализируется предложение заново.

...

For i = 1 To textEnd

'Пошаговое формирование схемы исходного предложения:

chartRU = chartRU & WordInfo.SProper(i)

'формируем «основу» предложения (все слова в н.ф.):

LemRU = LemRU & WordInfo.WLemma(i) & " "

Next i

'Поиск схемы предложения в соответствующей базе:

Open "Charts\Схемы предложений.txt" For Input As #1

Do While Not EOF(1)

Input #1, st0

'Делим каждую строку в файле на 3 составляющие (Схема ИЯ, Схема ПЯ, Вес правила):

For i = 1 To Len(st0)

If Mid\$(st0, i, 1) = "=" Then

mem = i - 1

st1 = Left\$(st0, mem)

st2 = Mid\$(st0, (mem + 2), mem)

st3 = Right\$(st0, 1)

Exit For 'Досрочно, выходим из цикла

End If

Next i

'Сверяем схему предложения ИЯ с соответствующей строкой из файла:

'Если совпадает, запоминаем схему предложения ПЯ и её вес, в соответствующих переменных, 'прекращаем поиск:

If st1 = chartRU Then chartKG = st2: chartPrior = Val(st3): Exit Do

Loop

'Если схема не найдена, фиксируем это с помощью установления соответствующего флага в 1 (тем самым мы 'вызываем событие - активизацию GUI-модуля добавления новых схем в базу)...

If Len(chartKG) = 0 Then chartKG = chartRU: flagNoChart = True

Close #1 'Закрываем файл базы схем.

...

8. Если схема выходного предложения найдена, вызывается процедура перевода отдельных слов предложения, которая, в свою очередь, производит их аффиксацию в процессе перевода.

9. Если перевод какого-либо слова не найден, вызывается модуль добавления новых слов, сбрасывается результат после добавления всех новых слов, анализируется предложение заново.

10. Вывод результата перевода на экран, при этом порядок слов в предложении определяется по схеме выходного предложения.

Список литературы:

1. Левин Р. Практическое введение в технологию искусственного интеллекта и экспертных систем с иллюстрациями на бейсике / Р. Левин, Д. Дранг, Б. Эделсон. – М., 1990.
2. Баранов М.Т. Теория перевода: Справочные материалы / М.Т. Баранов, Т.А. Костяева, А.В. Прудникова. – М., 1989.

Получено 25.01.12

УДК 661.01

И.А. Калиакперова, Б.С. Саурбаева

ВКГТУ им. Д. Серикбаева, г. Усть-Каменогорск

К.Б. Ержанов, Н.О. Акимбаева

Институт химии им. А. Бектурова, г. Алматы

**ИССЛЕДОВАНИЕ СВОЙСТВ ДИТИОКАРБАМАТОВ НАТРИЯ, ПОЛУЧЕННЫХ НА ОСНОВЕ
АЦЕТИЛЕНСОДЕРЖАЩИХ ВТОРИЧНЫХ АМИНОВ**

Разработаны оптимальные условия пропаргилирования пропиламина в N-(проп-2-инил) – N – пропиламин. Взаимодействие последнего с углеродом синтезирован N-пропинил-N-пропилдитиокарбамат натрия, на основе которого получены его метил-, пропил- и ацетиловые тиоэфиры.

В настоящее время создание на основе дешевой серы и ее производных биологически активных веществ для медицины и сельского хозяйства, флотореагентов, ингибиторов коррозии, присадок, является актуальной проблемой для Казахстана.

Синтез новых сероорганических соединений на основе взаимодействия ацетилена и его производных с серой и сернистыми соединениями является перспективным направлением в создании новых практически полезных веществ, материалов и физиологически активных препаратов [1-3]. В этом направлении разработаны разнообразные методы синтеза и процессы [4-10].

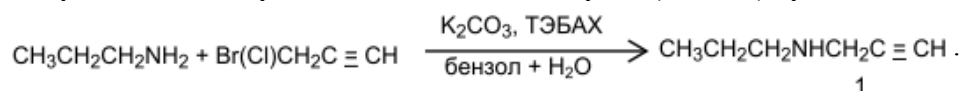
Синтезируемые аминокетиленовые соединения применяются в медицине как лекарственные, антибактериальные, противовирусные; в сельском хозяйстве – пестицидные; в металлургии – антикоррозийные.

При флотации медных руд применяются цианоэтилдителиокарбаматы, изопропи-

ловый, бутиловый, амиловые ксантогенаты, спиртовые аэрофлоты, изопропилэтилтиокарбаматы.

В этом направлении нами проводятся исследования по разработке путей получения новых ацетиленсодержащих дитиокарбаматов [10]. В настоящей работе мы описываем условия монопропаргилирования пропиламина и синтеза на его основе дитиокарбамата и его S производных.

При изучении различных условий пропаргилирования пропиламина хлористым и бромистым пропаргиллом высокий выход (75 %) пропаргиламинопропина (1) получен в условиях межфазного ватализа в водно-бензольной среде в присутствии поташа или гидроксида натрия, а также тетраэтилбензиламмонийхлорида (ТЭБАХ) при 40-45 °С.



В инфракрасной (ИК) спектре пропаргиламина (1) в области валентных колебаний $\text{C}\equiv\text{C}$, $\text{C}\equiv\text{C-H}$ и N-H связей имеются полосы поглощения при ν 2821-2995 cm^{-1} (табл. 1), которые подтверждают строение N-пропинил-N-пропиламина (1).

При взаимодействии вторичного пропаргиламина (1) с сероуглеродом лучшие результаты достигнуты (выход 71 %) в среде спирта в присутствии водного раствора гидроксида натрия при комнатной температуре.

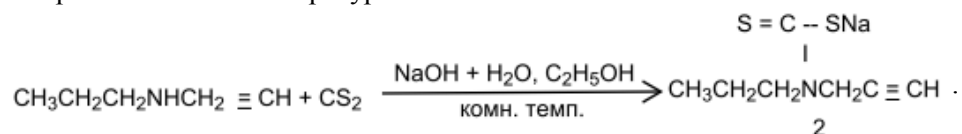
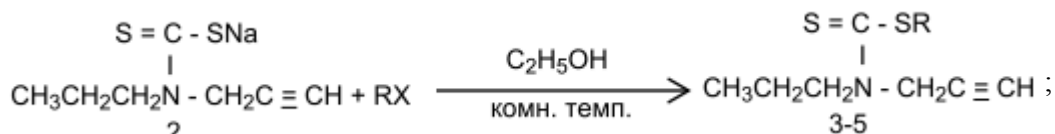


Таблица 1

Данные ИК спектров синтезированных соединений (1-5)

№ п/п	ИК, ν , cm^{-1} , (CHCl_3)					
	$\text{C}\equiv\text{C}$	$\equiv\text{C-H}$	N-H (C=O)	CH_3CH_2	C=S	C-S
1	2103	3298	3200	2961-2821	-	-
2	2085	3298	-	2974-2850	1225	610,465
3	2128	3292	-	2961-2849	1231	613,460
4	2156	3294	-	2964-2872	1228	629,460
5	2122	3289	(1669)	2961-2850	1230	628,459

Строение полученного N-пропинил-N-пропил-дитиокарбамата натрия (2) подтверждено с помощью ИК спектра, где при ν 3298 и 2085 cm^{-1} содержатся валентные колебания $\text{C}\equiv\text{C-H}$, а при ν 1225 и 610 cm^{-1} - валентные колебания S=C-S групп.



3 $R - \text{CH}_3$, 4 $R - \text{C}_3\text{H}_7$, 5 $\text{CH}_3\text{C}=\text{O}$.

Известно [4-7], что тиоэфиры дитиокарбаминовых кислот проявляют широкий спектр биологической активности. В этой связи реакцией дитиокарбаматов (2) с йодистым мети-

лом, бромистым пропилом и хлористым ацетилом получены S-метил-, S-пропил- и S-ацетил-N-пропинил-N-пропилдитиокарбаматы (3-5).

ИК спектры синтезированных соединений, приведенные в табл. 1, подтверждают строение S-замещенных производных дитиокарбаминовой кислоты (3-5). Физико-химические характеристики соединений 1-5 приведены в табл. 2.

Экспериментальная часть. ИК спектры записаны на приборе «Nicolet FTIR 5700» с Фурье преобразователем в таблетках KBr или в тонком слое, R_f определены на пластинках «Силуфол UV-254», элюент-бензол.

1. N-(проп-2-инил)-N-пропиламин (1). В трехгорлую колбу, снабженную обратным холодильником, механической мешалкой и капельной воронкой, поместили растворы 11,68 г (0,2 моль) пропиламина в 10 мл бензола и 27,6 г поташа в 15 мл воды. После 15 мин. перемешивания в реакционную смесь внесли 1 г ТЭБАХ и при температуре 40 °С по каплям добавили 17,82 мл (0,2 моль) бромистого пропаргила. Реакционную смесь перемешивали в течение 6 ч. Органическую часть отделили, водную часть экстрагировали бензолом (3 раза по 50 мл). Объединенные бензольные экстракты сушили прокаленным поташем, растворители удалили, остаток перегнали в вакууме, получили 14,55 г пропиламина (1), выход 75 %, R_f 0,77.

Таблица 2

Физико-химические данные соединений (1-5)

№ п/п	Выход, %	t.пл. (t. Кип.), °С / мм.рт.ст.	R_f	Найдено, % Вычислено					Брутто-формула
				C	H	N	S	Na	
1	75	(89-90/2 мм.рт.ст.)	0,18	<u>74,18</u> 76,00	<u>11,40</u> 10,40	<u>14,41</u> 13,70	-	-	$C_6H_{11}N$
2	71	66-69	0,79	<u>43,05</u> 42,01	<u>5,15</u> 6,95	<u>7,17</u> 8,07	<u>32,83</u> 32,21	<u>11,77</u> 10,72	$C_7H_{10}NS_2Na$
3	63	Масло	0,78	<u>51,30</u> 52,38	<u>6,98</u> 6,33	<u>7,47</u> 7,10	<u>34,23</u> 34,03	-	$C_8H_{13}NS_2$
4	59	Масло	0,77	<u>53,42</u> 52,40	<u>7,96</u> 7,06	<u>9,92</u> 8,00	<u>31,68</u> 31,83	-	$C_9H_{16}S_2N$
5	77	Масло	0,42	<u>50,20</u> 50,00	<u>6,08</u> 7,33	<u>6,50</u> 6,32	<u>29,78</u> 28,90	-	$C_9H_{13}S_2NO$

2. N – (проп-2-инил) – N- пропиламинодитиокарбамат натрия (2). На вышеописанной установке проводили взаимодействие 1 г (0,01 моль) пропаргилпропиламина (1) в 10 мл этанола с 0,78 г (0,01 моль) сероуглерода, растворенного в 10 мл этанола в присутствии 0,41 г (0,01 моль) гидроксида натрия. Реакционную смесь при комнатной температуре перемешивали 3 ч. После удаления растворителя осталась твердая масса, из которой промыванием бензолом получили кристаллический N-(проп-2-инил)-N-пропиламинодитиокарбамат натрия (2), выход 71 %, t пл. 66-69 °С, R_f 0,79.

3. Общая методика взаимодействия дитиокарбамата натрия с йодистым метилом, пропилбромидом и ацетилхлоридом. В реакционную колбу поместили 0,001 моль дитиокарбамата натрия 10 мл этанола и при – 5 °С прибавили 0,001 моль алкилбромида или ацетилхлорида, затем при комнатной температуре перемешивали 3 ч. Реакционную смесь разложили 50 мл воды и экстрагировали бензолом, бензол удалили, остаток хроматогра-

фировали на колонке с оксидом алюминия. Выделили индивидуальные S-метилловый – (3) и S-бутиловый (4) эфиры и S-ацетиловый (5) эфиры N-пропинил-N-пропилдитиокарбаминовых кислот. Аналитические данные приведены в табл. 1.

Список литературы

1. Бырско В.М. Дитиокарбаматы. – М.: Наука, 1984. – 342 с.
2. Трофимов Б.А. Ацетилен: Новые возможности классических реакций / Б.А. Трофимов, Н.К. Гусарова // Усп. химии. – 2007. – Т. 76. – № 6. – С. 550-570.
3. Российский химический журнал им. Д.И. Менделеева. – 2005. – Т.49. – № 6. – С. 3-118 (номер посвящен химии сероорганических соединений).
4. Машковский М.Д. Лекарственные средства. – М.: Медпрессинформ, 2008. – 1206 с.
5. Мельников Н.Н. Пестициды. Химия и технология. – М.: Химия, 1987. – 710 с.
6. Кораблев М.В. Производные дитиокарбаминовых кислот. Химия, токсикология, фармакология и клиническое применение. – Минск: Беларусь, 1971. – 152 с.
7. Строганов Л.Т. Синтез и изучение противолучевой активности дитиокарбаматов / Л.Т. Строганов, С.А. Вольскова, Т.Н. Тужилкова и др. // Хим.-фарм. ж. – 1990. – Т. 2. – № 2. – С. 143-145.
8. Глембоцкий В.А. Флотационные методы обогащения / В.А. Глембоцкий, В.И. Классен. – М.: Недра, 1981. – 321 с.
9. Абрамов А.А. Химия флотационных систем / А.А. Абрамов, С.В. Леонов, М.М. Сорокин. – М.: Недра, 1982. – 421 с.
10. Ержанов К.Б. Синтез некоторых ацетиленсодержащих дитиокарбаматов и алифатических сульфидов / К.Б. Ержанов, Н.К. Тулупбаев, Р.Р. Ермагамбетов и др. // Хим. журнал Казахстана. – Алматы, 2007. – Вып. 16. – С. 9-12.

Получено 2.03.12

УДК 512.54 + 510.5

Н.Г. Хисамиев, Д.Ж. Бейсенбинов

ВКГТУ им. Д. Серикбаева, г. Усть-Каменогорск

О КОНСТРУКТИВИЗИРУЕМЫХ МАТРИЧНЫХ ГРУППАХ

Изучение конструктивных групп начато в работе [1], где А.И. Мальцев описал все конструктивизируемые абелевы группы без кручения ранга 1 и поставил общую задачу: «определить, какие конструктивные нумерации допускают те или иные абстрактно заданные группы». Ю.Л. Ершов [2] доказал, что конструктивизация локально нильпотентной группы без кручения продолжается естественным образом до ее пополнения. С.С. Гончаров [3] дал описание автоустойчивых абелевых p -групп. В.П. Добрица [4] охарактеризовал конструктивизируемые абелевы группы без кручения конечных рангов, А.Т. Нуртазин [5] установил, что фактор-группа конструктивизируемой абелевой группы по ее периодической части конструктивизируема. Н.Г. Хисамиев [6] предложил критерий конструктивизируемости абелевой p -группы конечного ульмового ранга. Основы теории конструктивных моделей изложены в [7, 8], общие теоретико-групповые факты содержатся в [9].

В работе [10] даны необходимые и достаточные условия конструктивизируемости общей линейной группы $GL_n(K)$, $n \geq 3$ над коммутативным ассоциативным кольцом с единицей, а в работе [11] получены некоторые достаточные условия конструктивизируемости общей матричной группы $GL_2(K)$ над кольцом K и построен пример неконструктиви-

зируемого кольца K такого, что группа $GL_2(K)$ неконструктивизируема.

В данной работе получены достаточные условия сильной конструктивизируемости группы $GL_2(K)$ над ассоциативным кольцом K с единицей и критерий конструктивизируемости (вычислимости) унитреугольной матрицы $UT_n(K)$ над позитивным ассоциативно-коммутативным кольцом, аддитивная группа которого не имеет кручения.

Пусть $G = \langle G, \cdot, e \rangle$ группа и $\nu: \omega \rightarrow G$ отображение множества всех натуральных чисел на группу G . Тогда ν называется нумерацией группы G , а пара (G, ν) – нумерованной группой. Если существует алгоритм, который по любой формуле узкого исчисления предикатов $\Phi(x_0, \dots, x_{n-1})$ и по любым числам m_0, \dots, m_{n-1} определяет истинна ли формула $\Phi(\nu m_0, \nu m_1, \nu m_2, \nu m_3)$ на группе G , то пара (G, ν) называется сильно конструктивной (вычислимой) группой. Если для группы G существует такая нумерация ν , что пара (G, ν) – сильно конструктивная группа, то группа G называется сильно конструктивизируемой (вычислимой) группой. Аналогично определяется понятие сильно конструктивного (конструктивизируемого) кольца.

Нумерованная группа (G, ν) называется конструктивной (или вычислимой), если существует алгоритм, который по любой тройке чисел $\langle m, n, s \rangle$ определяет, верно ли равенство $\nu m \cdot \nu n = \nu s$, где (\cdot) – групповая операция умножения группы G .

Пусть дано ассоциативное кольцо K с единицей. Множество всех обратимых матриц с элементами из K относительно операции умножения образуют группу, которая называется общей линейной группой над кольцом K и обозначается через $GL_n(K)$.

Теорема 1. Пусть $GL_n(K), n \geq 2$ – группа всех обратимых матриц степени 2 над ассоциативным кольцом с единицей e^* . Тогда, если кольцо K (сильно) конструктивизируемо, то и группа $GL_n(K)$ (сильно) конструктивизируема.

Доказательство. Проведем для случая, когда кольцо сильно конструктивизируемо. Случай просто конструктивизируемости рассматривается аналогично.

Пусть (K, ν) – сильно конструктивизируемое кольцо. По нумерации ν кольца K построим нумерацию μ группы $GL_n(K)$ следующим образом. Для простоты запиши положим $n = 2$. Зафиксируем эффективную нумерацию $\gamma_2: \omega \rightarrow \omega^4$ всех упорядоченных четверок натуральных чисел. Пусть $\gamma_2 m = (m_0, m_1, m_2, m_3)$. Проверяем, будет ли определитель матрицы

$$\begin{pmatrix} \nu m_0 & \nu m_1 \\ \nu m_2 & \nu m_3 \end{pmatrix}$$

отличен от нуля или нет. Если $|A_m| \neq 0$, то полагаем $\mu m = A_m$, в противном случае $\mu m = E_2$, где E_2 – единичная матрица порядка 2.

Докажем, что (G, μ) – сильно конструктивная группа. Действительно, пусть дана закрытая формула Φ сигнатуры $\langle \cdot, e \rangle$ с константами $\mu m_0, \dots, \mu m_{s-1}$. В формуле Φ каждый квантор $\forall x_i$ заменяем на

$$\forall x_i^0 \forall x_i^1 \forall x_i^2 \forall x_i^3,$$

каждый квантор $\exists x_i - \exists x_i^0 \exists x_i^1 \exists x_i^2 \exists x_i^3$, равенства $x_i \cdot x_j = x_k$ и $x_i = \mu m_j$ на

$$(x_i^0 \cdot x_j^0 + x_i^1 x_j^2 = x_k^0 \ \& \ x_i^0 x_j^1 + x_i^1 x_j^3 = x_k^1 \ \& \ x_i^2 x_j^0 + x_i^3 x_j^2 = x_k^2 \ \& \\ \& \ x_i^2 x_j^1 + x_i^3 x_j^3 = x_k^1$$

и на $(x_i^0 = \nu m_j^0 \ \& \ x_i^1 = \nu m_j^1 \ \& \ x_i^2 = \nu m_j^2 \ \& \ x_i^3 = \nu m_j^3)$

соответственно, где $\gamma m_j = \langle m_j^0, m_j^1, m_j^2, m_j^3 \rangle$

В результате такого преобразования формулы Φ получим некоторую формулу Φ^* кольцевой сигнатуры $\langle +, \cdot, e \rangle$. Индукцией по сложности формулы Φ доказывается, что на $GL_2(K)$ истинна формула Φ тогда и только тогда, когда на кольце K истинна формула Φ^* . Отсюда и сильной конструктивности кольца (K, ν) следует сильная конструктивность группы $(GL_2(K), \mu)$. Теорема доказана.

Нумерованная группа (G, ν) называется позитивной, если существует алгоритм, который перечисляет множество всех троек чисел $\langle m, n, s \rangle$ таких, что $\nu m \cdot \nu n = \nu s$. Если группа G имеет позитивную (конструктивную) нумерацию, то будем говорить, что G позитивизируема (конструктивизируема).

Пусть дано ассоциативное коммутативное кольцо K с единицей e , аддитивная группа которого не имеет кручения. Для любого натурального числа $n \geq 2$ через $UT_n(K)$ обозначают группу всех обратимых матриц над кольцом K , по главной диагонали которого находится единица, а ниже главной диагонали - нули кольца K .

Система элементов g_1, \dots, g_n абелевой группы G без кручения называется линейно независимой, если для любой последовательности целых чисел m_1, \dots, m_n из равенства $m_1 g_1 + \dots + m_n g_n = 0$ следует $m_1 = \dots = m_n = 0$.

Максимальная система линейно независимых элементов абелевой группы без кручения называется ее базисом. Мощность базиса называется размерностью группы A и обозначается $\dim A$. Будем говорить, что размерность группы конечна, если существует ее субнормальный ряд, все секции которой имеют конечный базис.

Теорема 2. Пусть ассоциативное коммутативное кольцо K с единицей позитивизируемо и его аддитивная группа имеет конечную размерность. Тогда группа $UT_n(K)$, $n \geq 2$ всех унитарных обратимых матриц над K конструктивизируема.

Доказательство. Пусть (K, μ) - позитивное кольцо. Тогда существует позитивная нумерация ν группы $UT_n(K)$. Докажем, что ν будет также ее конструктивизацией. Для этого достаточно доказать, что множество $A = \{m \mid \nu m \neq e\}$ вычислимо перечислимо. Определим последовательность подгрупп, $G_i \leq UT_n(K)$ положив $G_i = I(UT_n^i(K))$, где $UT_n^i(K)$, $1 \leq i \leq n$ - множество всех унитарных матриц с $i-1$ нулевыми диагоналями выше главной, а $I(UT_n^i(K))$ - изолятор подгруппы $UT_n^i(K)$, т.е. $I(UT_n^i(K)) = \{g \in UT_n(K) \mid g^m \in UT_n^i(K), m \in \omega\}$. Тогда получим убывающую последовательность

довательность подгрупп $UT_n(K) = G \geq G_1 \geq G_2 \geq \dots \geq G_{n-2} \geq G_{n-1} = \{0\}$.

Легко проверить, что подгруппы G_i вычислимо перечислимы в (G, ν) и для любого i факторгруппа $\overline{G}_i = G_i / G_{i+1}$, $s_i \in \omega$, является базисом группы \overline{G}_i . Подгруппы \overline{G}_i вычислимо перечислимы в (G, ν) . Для пары (G, ν) справедлива эквивалентность: $\nu m \neq e$ если и только если существует такие числа $i < n$, $s_i \in \omega$, $\alpha, \alpha_0, \dots, \alpha_{s_i-1} \in \mathbb{Z}$, $\alpha \neq 0$ и элемент

$$b \in G_{i+1}, \text{ что } \alpha \neq 0, \sum_{i=1}^{n-1} |\alpha_i| \neq 0 \ \& \ \nu m^\alpha = g_{i_0}^{\alpha_0} \dots g_{i_{s-1}}^{\alpha_{s-1}}.$$

Отсюда следует вычислимая перечислимость множества A , а потому конструктивизируемость группы G . Теорема доказана.

Список литературы

1. Мальцев А.И. О рекурсивных абелевых группах // Доклад АН СССР. - 1962. - Т. 46. - № 5. - С. 1009-1012.
2. Ершов Ю.Л. Существование конструктивизаций // Доклад АН СССР. - 1972. - Т. 204. - № 5. - С. 1041-1044.
3. Гончаров С.С. Автоустойчивость модели и абелевых p -групп // Алгебра и логика. - 1980. - Т. 19. - № 1. - С. 23-44.
4. Добрица В.П. О конструктивизациях абелевых групп // Сиб. матем. журн. - 1981. - Т. 22. - № 3. - С. 208-213.
5. Нуртазин А.Т. Вычисляемые классы и алгебраические критерии автоустойчивости: Автореф. дис. ... канд. физ.-мат. н. - Алма-Ата, 1974.
6. Хисамиев Н.Г. Конструктивные абелевы p -группы // Докл. АН СССР. - 1990. - Т. 313. - № 6. - С. 1365-1367.
7. Ершов Ю.Л. Проблемы разрешимости и конструктивные модели. - М.: Наука, 1980.
8. Гончаров С.С. Конструктивные модели (Сибирская школа алгебры и логики) / С.С. Гончаров, Ю.Л. Ершов. - Новосибирск: Научная книга (НИИ МИОО НГУ), 1996.
9. Каргополов М.И. Основы теории групп / М.И. Каргополов, Ю.И. Мерзляков. - М.: Наука, 1996. - 4-изд.
10. Романьков В.А. О конструктивных матричных и упорядоченных группах / В.А. Романьков, Н.Г. Хисамиев // Алгебра и логика. - 2004. - Т.43. - № 3. - С. 353-363.
11. Романьков В.А. О конструктивизируемых матричных группах / В.А. Романьков, Н.Г. Хисамиев // Алгебра и логика. - 2004. - Т. 43. - № 5. - С. 214-223.

Получено 27.02.12

УДК 512.54 + 510.5

Н.Г. Хисамиев, Ш.Е. Садуакасова
ВКГТУ им. Д. Серикбаева, г. Усть-Каменогорск

ВЫЧИСЛИМЫЕ УПОРЯДОЧЕННЫЕ ГРУППЫ

Изучение конструктивных (вычисляемых) групп начато в [1], где А.И. Мальцев поставил общую задачу: «определить, какие конструктивные нумерации допускают те или иные абстрактно заданные группы». Конструктивные абелевы группы изучались в работах А.И. Мальцева, Ю.Л. Ершова, С.С. Гончарова, Н.Г. Хисамиева и других авторов. Конструктивные абелевы группы исследованы мало. Ю.Л. Ершов [2] доказал, что конструктивизация локально нильпотентной группы без кручения продолжается единственным образом до ее пополнения. В работе С.С. Гончарова, А.В. Молокова, Н.С. Романовского [3] построена нильпотентная группа, алгоритмическая размерность которой конечна.

В работе В.А. Романькова, Н.Г. Хисамиева [4] доказано, что матричные группы $GL_n(K)$, $SL_n(K)$, $UL_n(K)$, $n \geq 3$ над коммутативным ассоциативным кольцом K с единицей конструктивизируемы тогда и только тогда, когда кольцо K конструктивизируемо. В [5] получены достаточные условия конструктивизируемости общей матричной группы $GL_2(K)$ над кольцом K и построен пример неконструктивизируемого кольца K такого, что группа $GL_2(K)$ неконструктивизируема. В [6] получен критерий конструктивизируемости нильпотентной группы без кручения степени 2 и доказано, что конструктивизируемая нильпотентная группа без кручения степени 2, коммутант которой имеет конечную размерность, упорядоченно конструктивизируема. В [7] даны критерии конструктивизируемости некоторых классов нильпотентных R_p – групп без кручения. Основы теории конструктивных моделей изложены в [8, 9], общие теоретико-групповые факты содержатся в [10].

В данном сообщении получен критерий упорядоченной конструктивизируемости одного класса абелевых групп - группы без кручения.

Нумерацией группы G называется отображение $\nu : \omega \rightarrow G$ множества всех натуральных чисел на G , а пара (G, ν) – нумерованной группой.

Нумерованная группа (G, ν) называется конструктивной (или вычислимой), если существует алгоритм, который по любой тройке чисел $\langle m, n, s \rangle$ определяет, верно ли равенство $\nu m \cdot \nu n = \nu s$, где (\cdot) – групповая операция умножения группы G .

Пусть G – счетная абелева группа без кручения, на которой задан некоторый линейный порядок \leq . Алгебраическая система $G = \langle G, +, \leq, 0 \rangle$ называется линейно упорядоченной абелевой группой, если для любых элементов $g_1, g_2, g_3 \geq 0$, из справедливости $g_1 \leq g_2$ следует $g_1 + g_3 \leq g_2 + g_3$. Если существует алгоритм, который по любым натуральным числам m, n и s определяет, верны ли на G равенства $\nu m + \nu n = \nu s$ и отношение $\nu m \leq \nu n$, то пара (G, ν) называется конструктивной линейно упорядоченной группой. Если для группы G существуют такие ее нумерация ν и отношение \leq , что пара $G = \langle G, +, \leq, 0 \rangle, \nu$ является конструктивной упорядоченной группой, то говорят, что группа G упорядоченно конструктивизируема. Основной проблемой здесь является проблема существования таких нумераций и порядка для данной группы G .

Пусть \mathcal{Q}_{p_i} – аддитивная группа рациональных чисел, знаменатели которых (кроме 0) являются степенями простого числа p_i . Через G обозначим прямую сумму $\bigoplus \{\mathcal{Q}_{p_i} \mid i \in \omega\}$, где p_0, p_1, \dots – некоторая последовательность простых чисел. Характеристикой группы G назовем такое множество всех пар чисел $\langle p, k \rangle$, что существуют индексы i_1, \dots, i_k , для которых выполнены равенства $p_{i_1} = \dots = p_{i_k} = p$, и обозначим ее через $\zeta(G)$. Подмножество $S \leq \omega$ принадлежит классу \sum_2^0 арифметической иерархии, если для некоторого 3-местного вычислимого предиката $S(x, y, z)$ справедлива эквивалентность: $n \in S$ тогда и только тогда, когда существует такое y , что для любого z истинно $S(n, y, z)$.

Максимальная система линейно независимых элементов абелевой группы A без кручения называется её базисом, а число элементов называется размерностью группы A . Будем говорить, что размерность группы G конечна, если существует её субнормальный ряд, все секции которого имеют конечную размерность. Множество всех элементов x группы G , некоторые степени которых принадлежат G' называется изолятором коммутанта и обозначается через $I(G')$. Как обычно, множество всех натуральных чисел обозначим ω .

Справедлива следующая теорема.

Теорема 1. Вполне разложимая абелева группа $G = \bigoplus \{Q_{p_i} \mid i \in \omega\}$ упорядоченно конструктивизируема тогда и только тогда, когда ее характеристика $\zeta(G)$ принадлежит классу \sum_2^0 арифметической иерархии.

Доказательство. Достаточность. Пусть $\zeta(G) \in \sum_2^0$. Тогда для группы G существует такая конструктивная нумерация ν , что существует рекурсивно перечислимая система элементов $g_i, i \in \omega$, каждый элемент которой принадлежит некоторому прямому слагаемому Q_{p_k} для некоторого k [11]. На G введем порядок \leq следующим образом. Пусть

$a \in Q_{p_i}$. Тогда $a = \frac{m}{p^s} g_i$ для некоторых однозначно определенных чисел m и s , где

$m \in \mathbb{Z}, (m, p) = 1, s \in \omega$. Тогда полагаем $a \geq 0$, если и только если $m \geq 0$. Пусть теперь дан произвольный элемент $g \in G$. В силу максимальной линейной независимости системы элементов g_i найдутся целые числа $m > 0, s > 0, n_0, \dots, n_s$ такие, что $ma = n_0 g_0 + n_1 g_1 + \dots + n_s g_s$. Пусть n_i – первое число отличное от нуля. Тогда полагаем $a > 0$, если и только если $n_i > 0$. Последовательность чисел $\langle m, s, n_0, \dots, n_s \rangle$ определяется эффективно по номеру элемента a . Нетрудно проверить, что тогда пара (G, ν) относительно введенного порядка будет конструктивной линейно упорядоченной группой.

Необходимость следует из результатов [11]. Теорема доказана.

Теорема 2. Пусть G – конструктивизируемая нильпотентная группа без кручения, размерности изолятора коммутанта $I(G')$ и факторгруппы $\bar{G} = \frac{Z(G)}{I(G')}$ центра $Z(G)$

по $I(G')$, которые конечны и бесконечны, соответственно. Тогда группа G упорядоченно конструктивизируема.

Доказательство. Пусть (G, ν) – конструктивная нильпотентная группа без кручения, для которой справедливо условие теоремы. Тогда существует такая конструктивная нумерация μ группы G , что справедливы следующие условия:

- 1) подгруппа $I(G')$ вычислима в (G, μ) ;
- 2) существует такая вычислимо перечислимая система элементов, $J \subseteq \omega$ в (G, μ) , что смежные классы $\{g_j I(G')\}$ образуют базис факторгруппы $G / I(G')$.

Пусть для определенности $J = \omega$, т.е. смежные классы $\{g_0 I(G'), \dots, g_n I(G'), \dots\}$ обра-

зуют базис факторгруппы $G/I(G')$. Так как подгруппа $I(G')$ имеет конечную размерность, то существует последовательность подгрупп

$$A_0 \subset A_1 \subset \dots \subset A_m = I(G')$$

такая, что справедливы условия:

- 1) факторгруппы A_i / A_{i+1} не имеют кручения; $i < m, m > 0$;
- 2) для любого $i < m$ существует конечный базис $a_{i0}A_{i+1}, \dots, a_{im_i-1}A_{i+1}$ факторгруппы A_i / A_{i+1} , $m_i > 0$.

Отсюда следует, что для любого элемента $g \in G$ существует единственная запись в виде:

$$g = g_0^{k_0} \dots g_{t-1}^{k_{t-1}} a_{00}^{r_{00}} \dots a_{0s_0-1}^{r_{0s_0-1}} \dots a_{m-1,0}^{r_{m-1,0}} \dots a_{m-1,s_{m-1}-1}^{r_{m-1,s_{m-1}-1}}$$

для некоторых целых чисел

$$t, k_0, \dots, k_{t-1}, s_0, r_{00}, \dots, r_{0s_0-1}, \dots, s_{m-1}, r_{m-1,0}, \dots, r_{m-1,s_{m-1}-1}.$$

Тогда на группе G введем по этой записи лексикографический порядок следующим образом:

$$g > 0 \Leftrightarrow k_0 > 0 \cup (k_0 = 0 \& k_1 > 0) \cup \dots \cup (k_0 = \dots = k_{t-2} = 0 \& k_{t-1} > 0) \cup \\ \cup (k_0 = \dots = k_{t-1} = 0 \& r_{00} > 0) \cup (k_0 = \dots = k_{t-1} = r_{00} = 0 \& r_{01} > 0) \cup \dots \\ \dots \cup (k_0 = \dots = k_{t-1} = r_{00} = \dots = r_{0s_0-1} = \dots = r_{m-1,0} = \dots = r_{m-1,s_{m-1}-2} = 0 \& r_{m-1,s_{m-1}-1} > 0).$$

Индукцией по длине записи элемента g проверяется, что группа $(G, <)$ с этим порядком будет упорядоченной группой, а ее нумерация μ является ее конструктивизацией.

Список литературы

1. Мальцев А.И. О рекурсивных абелевых группах // Доклад АН СССР. - 1962. - Т. 46. - № 5. - С. 1009-1012.
2. Ершов Ю.Л. Существование конструктивизаций // Доклад АН СССР, 1972. - Т. 204. - № 5. - С. 1041-1044.
3. Гончаров С.С. Нильпотентные группы конечной алгоритмической размерности / С.С. Гончаров, А.В. Молоков, А.С. Романовский // Алгебра и логика. - 1989. - Т. 30. - № 1. - С. 82-88.
4. Романьков В.А. О конструктивных матричных и упорядоченных группах / В.А. Романьков, Н.Г. Хисамиев // Алгебра и логика. - 2004. - Т. 43. - № 3. - С. 353-363.
5. Романьков В.А. О конструктивизируемых матричных группах / В.А. Романьков, Н.Г. Хисамиев // Алгебра и логика. - 2004. - Т. 43. - № 5. - С. 214-223.
6. Хисамиев Н.Г. О конструктивных нильпотентных группах // Сиб. мат. журн. - 2007. - Т. 48. - № 1. - С. 214-223.
7. Хисамиев Н.Г. О конструктивных нильпотентных R_p -группах без кручения // Сиб. мат. журн. - 2009. - Т. 50. - № 1. - С. 222-230.
8. Ершов Ю.Л. Проблемы разрешимости и конструктивные модели. - М.: Наука, 1980.
9. Гончаров С.С. Конструктивные модели (Сибирская школа алгебры и логики) / С.С. Гончаров, Ю.Л. Ершов. - Новосибирск: Научная книга (НИИ МИОО НГУ), 1996.
10. Каргополов М.И. Основы теории групп / М.И. Каргополов, Ю.И. Мерзляков. - 4-е изд. - М.: Наука, 1996.
11. Хисамиев Н.Г. Эффективно вполне разложимые абелевы группы / Н.Г. Хисамиев, А.А. Крякпаева // Сиб. мат. журн. - 1997. - Т. 38. - № 6. - С. 1410-1412.

Получено 27.02.12

по страницам



ЭНЕРГИЧНЫЕ ОКНА

Норвежская компания «Энсо́ль» запатентовала тонкопленочные солнечные батареи, которые состоят из металлических наночастиц, наносимых на стекло в вакуумной камере. Работы проводятся в сотрудничестве с физическим факультетом университета Лейстера (Англия). К 2016 году фирма надеется достичь 20-процентного КПД своих батарей. Стеклами с солнечной батареей можно стеклить окна – они будут слегка затемненными, но для солнечных южных районов это только плюс.

«Наука и жизнь» № 4, 2011