МИНИСТЕРСТВО ВЫСШЕГО И СРЕДНЕГО
СПЕЦИАЛЬНОГО ОБРАЗОВАНИЯ УССР

ХАРЬКОВСКИЙ ОРДЕНА ТРУДОВОГО КРАСНОГО ЗНАМЕНИ
ИНСТИТУТ РАДИОЭЛЕКТРОНИКИ им. М. К. ЯНГЕЛЯ

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

Республиканский
междуведомственный
научно-технический
сборник

Основан в 1968 г.

ВЫПУСК 41

Харьков
Издательство при Харьковском
государственном университете
издательского объединения
«Вища школа»
1988

Статьи сборника посвящены вопросам совершенствования и разработки математического аппарата для описания процессов переработки информации человеком. Освещены результаты моделирования интеллектуальной (языковой) деятельности. Предложены методы нормирования и обработки речевых сигналов. Рассмотрены прикладные вопросы бионических исследований.

Нормативные материалы приведены по состоянию на 1 января 1988 г.

Для научных работников и специалистов.

Адрес редакционной коллегии: 310141 Харьков-141, пр. Ленина, 14. Институт радиоэлектроники, тел. 40-93-66

Редакция литературы по естественным наукам и филологии
Зав. редакцией *Е. П. Иващенко*

СБОРНИК НАУЧНЫХ ТРУДОВ

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

Выпуск 41

Редактор *А. П. Гужва*
Художественный редактор *Т. П. Короленко*
Технический редактор *Г. П. Александрова*
Корректор *Л. П. Сыч*

ИБ № 12197

Сдано в набор 25.09.87. Подписано в печать 29.02.88. БЦ 09531. Формат $60\times90^1/_{16}$. Бум. тип. № 2. Гарнитура литературная. Печать высокая. Печ. л. 8. Кр.-отт. 8,25. Уч.-изд. л. 9,8. Тираж 700 экз. Изд. № 1651. Зак. 1350. Цена 1 р. 40 к.

Издательство при Харьковском государственном университете издательского объединения «Вища школа». 310003 Харьков, ул. Университетская, 16.
Харьковская городская типография № 16. 310003 Харьков, ул. Университетская, 16.

П $\frac{1502000000-025}{М226(04)-88}$ КУ-1-626-88

УДК 510.62

М. Ф. БОНДАРЕНКО, С. И. МАТОРИН, Е. А. СОЛОВЬЕВА

О МОДЕЛИРОВАНИИ ВРЕМЕНИ В НЕКОТОРЫХ СИТУАЦИЯХ С НЕПОЛНОЙ ИНФОРМАЦИЕЙ

В системах искусственного интеллекта, понимающих естественный язык, требуется моделировать события, о которых имеется неполная информация. Сюда относятся так называемые размытые квантификаторы: временные (вскоре, давно, очень давно и т. п.); пространственные (далеко, близко); частотные (редко); количественные и др.

Важное значение имеет моделирование размытого времени, которое практически не изучено во временной семантике [1—6 и др.]. Рассмотрим особенности и определим характеристики размытого времени с целью моделирования. Прежде всего уточним кратко употребление терминов временной семантики: абсолютный, относительный, размытый, точка, интервал.

Принято различать абсолютное и относительное время, абсолютные и относительные шкалы. Внутри системы отсчета времени, например, общепринятой у нас, время типа «13 августа 1986 года» называют абсолютным, хотя этот термин нельзя признать удачным. Дело в том, что любое время совершения события или его длительность, выраженные количественно, при выходе за пределы принятой системы отсчета времени, на метауровне всегда относительны, так как они сравниваются с моментом совершения или длительностью другого события, т. е. с какой-нибудь точкой или единицей отсчета. Например, названная выше дата отсчитывается от мифического рождества Христова. Не случайно абсолютные шкалы с общепринятыми точками отсчета можно совместить с относительной шкалой, в которой точкой отсчета обычно является точка говорения.

Точнее было бы разделить временные высказывания на постоянные (константные), для которых время отсчета фиксировано, и переменные (функциональные), в которых время отсчета является переменной величиной, а время свершения события зависит от времени отсчета. Например, если переменное высказывание «сегодня» обозначим через x, то переменное высказывание «вчера» (y) будет зависеть от x следующим образом: $y=x-1$ (в днях), а высказывание «через два дня» (z) выражается через x так: $z=x+2$ (в днях).

Учитывая сделанные оговорки, далее будем пользоваться общепринятыми терминами, понимая под абсолютным временем постоянные временные высказывания, под относительным — переменные. Таким образом, об абсолютном времени мы говорим, когда пренебрегаем наличием постоянной точки отсчета.

Аналогично при рассмотрении точечных событий пренебрегают их длительностью, так как любое событие является интервальным. Как было отмечено, длительность любого события, выраженная количественно, относительна, потому что зависит от принятой единицы измерения.

Если выбранная единица измерения длиннее времени совершения события или длительностью события можно пренебречь, то такое событие принято условно считать точечным.

Размытые временные высказывания используются при неполной информации о времени свершения или длительности события. Д. А. Поспелов отмечает [2], что размытые шкалы устроены сложнее абсолютных и относительных шкал и в отличие от них не являются метрическими; на размытых шкалах не отложены какие-либо временные единицы, они устанавливают лишь частичный порядок событий.

Некоторые выводы [2] о размытом времени нам кажутся спорными. Например: «Пожалуй, единственное, что не находит отражения на шкалах нашей системы, это сказочное время, традиционными формулами которого являются выражения типа «долго ли коротко» или «скоро сказка сказывается, да не скоро дело делается», а также тексты, подобные тому, которые Н. В. Гоголь привел в «Записках сумасшедшего»: «Числа не помню. Месяца тоже не было. Было черт знает, что такое». Эта абсолютная размытость не отражается во временной логике даже на размытых шкалах».

На наш взгляд, эти выражения легко представить на размытой шкале или описать в терминах размытого времени (неполной информации о времени) следующим образом. Обозначим временные высказывания: u_1 — долго ли коротко; u_2 — скоро сказка сказывается; u_3 — не скоро дело делается; c_1 — все последнее высказывание из Н. В. Гоголя.

Тогда высказывание из первого примера [2] можно представить на абсолютной размытой шкале в виде временного интервала, высказывание из второго — в виде двух интервальных событий u_2 и u_3, о которых известно, что длительность события u_2 больше, чем длительность u_3. Высказывание третьего примера также представлено на размытой шкале, только относительной, как временное событие (интервальное или точечное), расположенное левее (происшедшее раньше) точки говорения. Кроме того, можно сделать вывод, что расстояние этого события от точки отсчета не длиннее срока человеческой жизни.

Важная особенность размытого времени — его ситуативность, зависимость от конкретной рассматриваемой ситуации. Размытое вермя более или менее конкретизируется в контексте, по крайней мере становится ясен порядок или временные границы (граница), которые ставятся в соответствие размытому квантификатору. Например, время, обозначенное квантификаторами «давно» и «недавно», может исчисляться часами, или столетиями, или тысячелетиями и т. п. Это зависит от того, о каких событиях идет речь в конкретной ситуации: о времени начала экзамена по математике или возникновении жизни на земле. Тогда в высказываниях «экзамен длится давно» и «разумная жизнь на Земле возникла недавно» квантификатору *давно* соответствует время, на много порядков меньшее, чем квантификатору *недавно*.

Длительность этих квантификаторов относительна внутри конкретной ситуации и рассматривается в ее временном масштабе. «Давно» в случае длительности экзамена по математике сравнивается с длительностью других экзаменов и обычно исчисляется в часах. Недавнее возникновение разумной жизни на Земле может сравниваться, например, со временем существования Земли, гораздо более длительным, и соответствовать тысячелетиям. В этих и других примерах размытых квантификаторов можно установить хотя бы грубые границы временного интервала, который они обозначают. Приведенная зависимость размытых квантификаторов от ситуации позволяет соотнести их между собой внутри ситуации. Результаты сравнения размытых квантификаторов в одной и той же или в аналогичных ситуациях одинаковы или подобны.

Для определения смысла размытого квантификатора может потребоваться контекст, выходящий за пределы одного предложения. Например, в высказывании «опыт начался недавно» смысл квантификатора можно уточнить, зная суть опыта. Анализ квантификатора человеком зависит также от имеющихся у него знаний.

Рассмотрим ряд относительных размытых квантификаторов. Относительное размытое время отсчитывается обычно от точки говорения, которой соответствует «сейчас» (или некоторое «тогда»). Квантификаторы «недавно», «давно», «очень давно» предшествуют точке отсчета «сейчас»; «совсем скоро», «вскоре», «не скоро» — следуют за ней.

Приведем фрагмент модели для относительного размытого времени на языке алгебры конечных предикатов [7], которая позволяет математически описать те свойства размытого времени, которые являются детерминированными.

Введем переменные и их значения: t_1 — характеристика информативности временного высказывания: р — размытое время; н — неразмытое; t_2 — характеристика точки отсчета временного события: с — постоянная точка отсчета (для абсолютного времени); в — переменная (для относительного времени); t_3 — характеристика взаимного расположения событий на временной оси: о — одновременность; п — предшествование; б — следование; t_4 — сравнительная характеристика временного расстояния события от точки отсчета: з — нулевое (событие совпадает с точкой отсчета); к — короткое; м — среднее; д — длительное; $y_i (i=\overline{1,100})$ — i-я буква буквосочетания — обозначает любую букву русского алфавита или пробел.

Покажем примеры уравнений.

$$t_1^{\text{р}} t_2^{\text{в}} t_3^{\text{п}} t_4^{\text{м}} = y_1^{\text{д}} y_2^{\text{а}} y_3^{\text{в}} y_4^{\text{н}} y_5^{\text{о}} y_6^{-},$$

$$t_1^{\text{р}} t_2^{\text{в}} t_3^{\text{б}} t_4^{\text{к}} = y_1^{\text{с}} y_2^{\text{о}} y_3^{\text{в}} y_4^{\text{с}} y_5^{\text{е}} y_6^{\text{м}}\ y_7^{-} y_8^{\text{с}} y_9^{\text{к}} y_{10}^{\text{о}} y_{11}^{\text{р}} y_{12}^{\text{о}} y_{13}^{-},$$

$$t_1^{\text{р}} t_2^{\text{п}} t_3^{\text{о}} t_4^{\text{з}} = y_1^{\text{с}} y_2^{\text{е}} y_3^{\text{й}} y_4^{\text{ч}} y_5^{\text{а}} y_6^{\text{с}} y_7^{-}.$$

Встречаются также количественно-временные размытые высказывания, например «17 мгновений» по аналогии с аналогичными неразмытыми (15 минут, 2 часа и т. п.). Этот факт позволяет высказать гипотезу о наличии условных единиц размытого времени. Они отличаются от обычных неразмытых единиц, но характеризуются многими их свойствами: являются временными интервалами, их можно считать и сравнивать друг с другом, естественно без указания коэффициента соотнесенности. В результате анализа единиц размытого времени рассмотрены и описаны следующие размытые единицы: вечность, эпоха, эра, момент, мгновение и др.; дана характеристика их сравнительной длительности. Полученные модели размытого времени реализованы на ЕС ЭВМ и позволяют автоматически определять некоторые его характеристики.

Список литературы: 1. *Литвинцева Л. В., Поспелов Д. А.* Время в работах и диалоговых системах//Вопр. кибернетики: Пробл. искусственного интеллекта. М., 1980. С. 61—70. 2. *Поспелов Д. А.* Фантазия или наука: на пути к искусственному интеллекту. М., 1982. 224 с. 3. *Дембовская В. Н.* Логика времени для структурирования связного текста//Вопр. кибернетики: Пробл. искусственного интеллекта. М., 1980. С. 144—158. 4. *Кандрашина Е. Ю.* Время в представлении знаний. Соотношения между единичными событиями//Проект ВОСТОК. Новосибирск. 1983. 25 с. (Препринт 438). 5. *James F. A.* An Interval — Based Representation of Temporal Knowledge//Proc. 7 th IJCAL. Vancouver. 1987. P. 221—226. 6. *Hirschman I., Story G.* Representing Implicit and Explicit Time Relations in Narrative//Proc. 7 th IJCAL. Vancouver. 1981. P. 289—295. 7. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Теория интеллекта. Математические средства. Х., 1984. 144 с.

Поступила в редколлегию 13.01.87

УДК 510.62

Д. Э. СИТНИКОВ, Ю. П. ШАБАНОВ-КУШНАРЕНКО, д-р техн. наук

ОБ АКСИОМАТИЧЕСКОМ ВВЕДЕНИИ ПОНЯТИЯ МНОЖЕСТВА

Одной из важных задач теории интеллекта является исследование формирования математических абстракций, которыми оперирует разум человека. Задача состоит в том, чтобы в строгих математических терминах описать те субъективные состояния нашего ума, которые обычно относят к разряду математических абстракций.

Формальное описание математических понятий — это не математическая, а психологическая, психофизическая задача. При решении этой задачи исследователь выступает не как математик, а как физик. Он изучает математическое поведение человека, его психологические, субъективные состояния и процессы, которые обычно относят к математическим понятиям и математической деятельности. Понятие элемента, множества, отношения, функции — это объекты идеальные, продукты работы нашего мозга, поэтому они и должны изучаться психологическими методами.

Методика психофизического изучения субъективных состояний была подробно изложена в работе [1]. Согласно этой методике производится чисто физическое обследование поведения человека (испытуемого). На основе обследования строится математическая модель деятельности испытуемого: законы этой деятельности описываются математически, а из них извлекается математическое описание субъективных состояний человека.

Так как имеется задача формального описания некоторого объекта, мы неизбежно приходим к использованию математического аппарата. Однако не совершим ли мы ошибку порочного круга, используя математические средства для описания математических объектов? Нет, если будем четко и ясно различать предмет исследования и средство, язык исследования. Тогда, как свидетельствует вся история развития науки, порочного круга не будет. Действительно, имеются существенные успехи в области изучения и формального описания закономерностей логического мышления человека, хотя их изучение невозможно без опоры на логическое мышление. На протяжении веков развивалось языкознание, хотя при этом люди в полной мере пользовались и не могли не пользоваться языком.

Необходимый фактический материал для нашего исследования мы будем брать из опытов над испытуемым — человеком, математическая деятельность которого изучается. Итак, есть экспериментатор и испытуемый. Экспериментатор ставит задачу исследования и формирует множество предметов, которые будут предъявлены испытуемому, а также устанавливает порядок предъявления этих предметов. В течение эксперимента он изучает реакции испытуемого и в математической форме описывает замеченные закономерности. Важную роль здесь играет понятие *универсума предметов* — множества всех предметов, которые экспериментатор может предъявить испытуемому. Будем считать, что множество предметов в универсуме конечно.

В качестве первой задачи рассмотрим формирование *универсума элементов* в сознании испытуемого.

Пусть экспериментатор предъявляет испытуемому пару произвольных объектов из имеющегося универсума предметов и предлагает ответить на вопрос: одинаково ли воспринимаются эти объекты или нет? Если испытуемый не может различать предъявленные предметы, он должен ответить утвердительно (1), если он может выявить различие, то ответ должен быть отрицательным (0). Сформулируем следующие законы поведения испытуемого в опытах на совпадение восприятий предметов.

1) Закон однозначности (на любую пару предметов реакция испытуемого однозначна).

2) Закон рефлексивности (на пару, составленную из одинаковых предметов, испытуемый всегда дает положительный ответ).

3) Закон симметричности (изменение порядка предъявления предметов в паре не влияет на характер ответа).

4) Закон транзитивности (если на предъявление пары, состоящей из первого и второго предметов, и пары, состоящей из второго и третьего предметов, испытуемый дает положительный ответ, то он дает положительный ответ и на предъявление пары, состоящей из первого и третьего предметов).

Сформулированные законы запишем в аксиометрической форме. С этой целью используем язык алгебры конечных предикатов [2]. Закон однозначности означает, что испытуемый своим поведением реализует некоторый конечный предикат $E(x, y)$, заданный на универсуме предметов M.

Свойство рефлексивности имеет вид

$$\forall x E(x, x) = 1, \tag{1}$$

свойство симметричности:

$$\forall x \forall y (E(x, y) \Rightarrow E(y, x)) = 1, \tag{2}$$

свойство транзитивности:

$$\forall x \forall y \forall z (E(x, y) \wedge E(y, z) \Rightarrow E(x, z)) = 1. \tag{3}$$

Предикатом эквивалентности назовем любой предмет E, заданный на декартовом квадрате произвольного конечного множества M, определяемый для любых $x, y \in M$ равенством

$$E(x, y) = D(f(x), f(y)). \tag{4}$$

где D — предикат равенства, заданный на декартовом квадрате какого-нибудь множества N, символом f обозначена какая-нибудь функция, определенная на множестве M со значениями на множестве N.

Теорема 1. *Для того чтобы предикат E был эквивалентностью, необходимо и достаточно, чтобы он обладал свойствами рефлексивности, симметричности и транзитивности.*

Доказательство. *Необходимость.* Возьмем лубую функцию $f: M \to N$ и покажем, что предикат E, определяемый равенством (4), обладает требуемыми свойствами. Возьмем произвольно $x \in M$. Тогда, в силу (4), $E(x, x) = D(f(x), f(x)) = 1$. Рефлексивность доказана. Возьмем x, y из M так, что $E(x, y) = 1$. Это означает, в силу (4), что $D(f(x), f(y)) = 1$, или $f(x) = f(y)$. Но $E(y, x) = D(f(y), f(x)) = 1$ в силу сказанного. Значит, предикат E симметричен. Возьмем x, y, z из M так, что $E(x, y) = E(y, z) = 1$. В силу (4) $D(f(x), f(y)) = D(f(y), f(z)) = 1$, откуда $f(x) = f(z)$, или $D(f(x), f(z)) = 1$. Но тогда из (4) следует, что $E(x, z) = 1$. Значит, предикат E транзитивен. Необходимость доказана.

Достаточность. Пусть предикат E обладает заданными свойствами. Покажем, что его можно представить в виде (4). Каждому элементу x из M можно поставить в соответствие множество элементов S_x таких, что для любого $y \in S_x$ $E(x, y) = 1$. Это множество непусто, так как всегда содержит хотя бы один элемент (в силу рефлексивности, например, элемент x). В качестве множества N возьмем множество всех множеств S_x, а в качестве функции

f — функцию, которая ставит в соответствие элементу x множество S_x. Пусть x, y таковы, что $E(x, y)=1$. Покажем, что в этом случае $S_x=S_y$. Пусть $z\in S_x$, тогда $E(x, z)=1$. В силу симметричности $E(y, x)=1$ и в силу транзитивности $E(y, z)=1$, значит, $z\in S_y$. Пусть $z\in S_y$. Тогда $E(y, z)=1$. Но $E(x, y)=1$. Значит, в силу транзитивности, $E(x, z)=1$, следовательно, $z\in S_x$. Мы показали, что из $E(x, y)=1$ следует $S_x=S_y$, а значит и $D(f(x), f(y))=$ $=1$. Пусть теперь x, y таковы, что $E(x, y)=0$. Тогда, очевидно, $y\in S_y$, $y\overline{\in} S_x$, следовательно, $S_x\neq S_y$, значит, $D(f(x), f(y))=0$.

Итак, $E(x, y)=D(f(x), f(y))$. Теорема доказана.

Объекты, входящие в состав множества N, интерпретируем как образы предметов, возникающие в сознании испытуемого в ответ на предъявление предметов. Объекты, входящие в состав множества N, назовем *элементами*, а само множество N — *универсумом элементов*. Понятие множества элементов предполагает прежде всего умение различать элементы, отличать их друг от друга. Это различение и производит предикат D. В доказанной выше теореме фигурирует также функция f. Эту функцию будем называть *формирователем* элементов универсума N.

Как для универсума, так и для формирователя f при фиксированном E не обеспечена единственность. Нетрудно привести примеры, когда при выборе различных универсумов элементов и различных формирователей элементов и даже при одинаковых универсумах (и разных формирователях f' и f'') равенство (4) для одного и того же бинарного предиката E остается верным. Возникает опасение, что сильно различающиеся между собой предикаты равенства (заданные на различных универсумах) посредством равенства (4) могут соответствовать одному и тому же предикату E. Если бы это было так, ценность приведенной модели уменьшилась бы. С другой стороны, значение данной модели возросло, если бы удалось показать, что эта модель определяет универсум элементов и предикат равенства на нем по сути единственным образом. Ниже формулируется и доказывается *теорема об изоморфизме* всех предикатов равенства *для предикатов эквивалентности*. Из теоремы непосредственно следует, что все возможные определения универсума элементов, индуцируемые заданным предикатом эквивалентности, по существу идентичны друг другу. Элементы разных вариантов универсума различаются лишь своими обозначениями.

Введем понятие изоморфизма предикатов. Предикаты $P(x_1, x_2, \ldots x_r)$ и $P'(x_1', x_2', \ldots x_r')$, заданные соответственно на декартовых произведениях $N_1\times N_2\times\ldots\times N_r$ и $N_1'\times N_2'\times\ldots N_r'$, назовем изоморфными друг другу, если существуют биекции $g_1{:}N_1\to N_1'$, $g_2{:}N_2\to N_2'$, $\ldots$ $g_r{:}N_r\to N_r'$ такие, что $P(x_1, x_2, \ldots x_r)\equiv$ $\equiv P'(g_1(x_1), g_2(x_2), \ldots, g_r(x_r))$.

Теорема 2. *Пусть $f{:}M\to N$ и $f'{:}M\to N'$. Тогда из тождества $D(f(x), f(y))\equiv D'(f'(x), f'(y))$ следует, что предикаты равенства D и D' изоморфны друг другу.*

Поскольку предикаты D и D' заданы соответственно на декартовых произведениях $N \times N$ и $N' \times N'$, то для доказательства теоремы достаточно убедиться в существовании единственной биекции $g: N \to N'$, для которой выполняется тождество $D(u, v) \equiv \equiv D'(g(u), g(v))$.

Доказательство. Пусть $D(f(x), f(y)) \equiv D'(f'(x), f'(y))$. Рассмотрим отношение $g \subseteq N \times N'$, представляющее собой множество всех пар вида $(f(x), f'(x))$, где x — любой элемент множества M. Покажем, что g — биекция. Пусть $x, y, \in M$ таковы, что $f(x)=f(y)$. Тогда $D(f(x), f(y))=1$, следовательно, $D'(f'(x), f'(x))= =1$, а значит $f'(x)=f'(y)$. Если же $x, y \in M$ таковы, что $f(x) \neq \neq f(y)$, то $D(f(x), f(y))=0$, $D(f'(x), f'(y))=0$, $f'(x) \neq f'(y)$. Значит g — вазимно однозначная функция. Но область определения функции g совпадает с множеством N, а область значений — с множеством N'. Итак, g — биекция. Имеем $f'(x)=g(f(x))$, откуда $D(f(x), f(y))=D'(g(f(x)), g(f(y))$. Следовательно, для любых $u, v \in N$ $D(u, v)=D'(g(u), g(v))$. Теорема доказана.

Итак, предикат эквивалентности дает нам образец предиката, индуцирующего (с точностью до изоморфизма) предикат равенства на универсуме элементов и тем самым полноценно вводящего универсум элементов.

Интересен следующий вопрос: можно ли ввести универсум элементов на базе какого-нибудь предиката, отличного от предиката эквивалентности. Оказывается, можно, и таким предикатом может быть предикат дифункциональности. *Предикатом дифункциональности* G, заданным на декартовом квадрате произвольного конечного множества M, назовем любой предикат, определяемый для произвольных $x, y \in M$ равенством

$$G(x, y) = D(f_1(x), f_2(y)). \tag{5}$$

Здесь D — предикат равенства, заданный на декартовом квадрате какого-нибудь множества N. Символами f_1 и f_2 обозначены какие-нибудь функции, определенные на множестве M со значениями на множестве N.

Предикат G, заданный на $M \times M$, назовем *квазитранзитивным*, если для любых $x, x_1, y, y_1 \in M$ из условия $G(x, y_1) = G(x_1, y_1) = = G(x_1, y) = 1$ следует $G(x, y) = 1$.

В дальнейшем будем рассматривать только предикаты, которые удовлетворяют условиям

$$\forall x \exists y G(x, y) = 1, \ \forall y \exists x G(x, y) = 1. \tag{6}$$

Справедлива следующая *теорема об условиях существования дифункционального предиката.*

Теорема 3. *Для того, чтобы предикат G был дифункциональным, необходимо и достаточно, чтобы он обладал свойством транзитивности и удовлетворял условиям* (6).

Доказательство. *Необходимость.* Выберем произвольно функции f_1 и f_2 и докажем, что предикат G, заданный равенством

(5), обладает свойством квазитранзитивности. Пусть x, x_1, y, y_1 таковы, что $G(x, y_1)=G(x_1, y_1)=G(x_1, y)=1$. Тогда, в силу (5), $f_1(x)=f_2(y_1)$, $f_1(x_1)=f_2(y_1)$, $f_1(x_1)=f_2(y)$, откуда $f_1(x)=f_2(y)$, или $D(f_1(x), f_2(y))=1$. Значит, и $G(x, y)=1$. Покажем теперь, что выполнены условия (6). Действительно, возьмем произвольно $x \in M$. В множестве N ему соответствует элемент $f_1(x)$. Функция f_2 действует из M на N, значит, для элемента $f_1(x)$ найдется такой $y \in M$, что $f_1(x)=f_2(y)$. Но $D(f_1(x))=1 \Rightarrow G(x, y)=1$. Аналогично доказывается второе условие.

Достаточность. Произвольно возьмем квазитранзитивный предикат G на $M \times M$, удовлетворяющий условиям (6), и покажем, что для него всегда найдутся функции f_1 и f_2, обеспечивающие выполнение равенства (5). Для каждого элемента x, взятого из множества M, существует непустое (в силу условий (6)) множество Q_x всех y таких, что $G(x, y)=1$. Покажем, что если $Q_x \cap Q_{x1} \neq \varnothing$, то $Q_x=Q_{x1}$. Действительно, если $Q_x \cap Q_{x1} \neq \varnothing$, то существует y_1 такой, что $y_1 \in Q_x$ и $y_1 \in Q_{x1}$. Отсюда следует $G(x, y_1)=G(x_1, y_1)=1$. Далее, если $y \in Q_{x1}$, то $G(x_1, y)=1$, и по свойству квазитранзитивности предиката G получаем $G(x, y)=1$, т. е. $y \in Q_x$. Если же $y \in Q_x$, то $G(x, y)=1$, и, в силу квазитранзитивности, имеем $G(x_1, y)=1$, т. е. $y \in Q_{x1}$. Мы показали, что $Q_x=Q_{x1}$.

Для любого y из M существует непустое (опять в силу условий (6)) множество S_y всех x из M, удовлетворяющих условию $G(x, y)=1$. Для любых x_1 и x_2, взятых из множества S_y, имеем $y \in Q_{x1}$ и $y \in Q_{x2}$, иными словами, $y \in Q_{x1} \cap Q_{x2}$. Это значит, что $Q_{x1} \cap Q_{x2} \neq \varnothing$, поэтому, согласно доказанному ранее $Q_{x1}=Q_{x2}$. Таким образом, любому элементу x из множества T_y соответствует одно и то же множество Q_x. Обозначим множество Q_x символом T_y, т. е. положим $Q_x=T_y$. Это корректно, поскольку множество Q_x в данном случае не зависит от выбора x, однако зависит от выбора y. Таким образом, любой элемент y из множества M однозначно определяет множество T_y. Заметим, что $y \in T_y$, поскольку $y=Q_x$.

Определим функции f_1 и f_2 следующим образом: $f_1(x)=Q_x$, $f_2(y)=T_y$. Прежде всего покажем, что области значений этих функций совпадают. Действительно, для любого T_y существует Q_x такое, что $Q_x=T_y$ (по определению T_y). Обратно, для любого Q_x (в силу того, что $Q_x \neq \varnothing$) существует $y \in Q_x$, значит, существует T_y такое, что $T_y=Q_x$ (опять по определению T_y). Пусть $G(x, y)= =1$. Тогда $x \in S_y$, значит, $Q_x=T_y$, откуда $D(f_1(x), f_2(y))=1$. Пусть теперь $G(x, y)=0$. Покажем, что в этом случае $Q_x \neq T_y$. Предположим противное, т. е. $Q_x=T_y$. Поскольку $y \in T_y$, то $y \in Q_x$, а это означает, что $G(x, y)=1$. Но это неверно, следовательно, $Q_x \neq T_y$, значит $D(f_1(x), f_2(y))=0$. Мы показали, что $G(x, y) \equiv D(f_1(x), f_2(y))$. Теорема доказана.

Ниже формулируется и доказывается *теорема об изоморфизме* всех предикатов равенства *для предиката дифункциональности*. Из теоремы непосредственно следует, что все возможные определения универсума элементов, индуцируемые заданным предикатом дифункциональности, по существу идентичны друг другу. Элементы разных вариантов универсума различаются лишь своими обозначениями.

Теорема 4. *Пусть $f_1, f_2: M \to N$ и $f_1', f_2': M \to N'$. Тогда из тождества $D(f_1(x), f_2(y)) \equiv D'(f_1'(x), f_2'(y))$ следует, что предикаты равенства D и D' изоморфны друг другу.*

Доказательство. Пусть $D(f_1(x), f_2(y)) \equiv D'(f_1'(x), f_2'(y))$. Рассмотрим отношение $g_1 \subseteq N \times N'$, представляющее собой множество всех пар вида $(f_1(x), f_1'(x))$, где x — любой элемент из M. Покажем, что отношение g_1 есть функция. Для этого возьмем произвольно $a \in M$. Пусть x_1, x_2 из M таковы, что $f_1(x_1) = f_1(x_2) = a$. Тогда существует $y \in M$ такой, что $f_2(y) = a$. Следовательно, $f_1(x_1) = f_2(y)$ и $f_1(x_2) = f_2(y)$. Это означает, что $D(f_1(x_1), f_2(y)) = D(f_1(x_2), f_2(y)) = 1$, откуда $D(f_1'(x_1), f_2'(y)) = D(f_1'(x_2), f_2'(y)) = 1$. Тогда $f_1'(x_1) = f_1'(x_2)$. Мы доказали, что из равенства первых элементов пар $(f_1(x), f_1'(x_1))$ и $(f_1(x_2), f_2'(x_2))$ вытекает равенство вторых элементов этих пар. Аналогично доказывается, что отношение g_1^{-1} тоже функция. Область определения функции g_1 совпадает с N, а область ее значений — с N^1. Следовательно, g_1 есть биекция.

Построим теперь отношение $g_2 \subseteq N \times N'$, представляющее собой множество всех пар вида $(f_2(y), f_2'(y))$, где y — любой элемент из M. Тот факт, что g_2 — биекция, доказывается аналогично. Покажем, что $g_1 = g_2$. Пусть x, $y \in M$ таковы, что первые элементы в парах $(f_1(x), f_1'(x))$ и $(f_2(y), f_2'(y))$ совпадают: $f_1(x) = f_2(y)$. Тогда получим $D(f_1(x), f_2(y)) = 1$, откуда $D(f_1'(x), f_2'(y)) = 1$. Следовательно, $f_1'(x) = f_2'(y)$. Из равенства первых элементов в парах следует равенство вторых элементов. Следовательно, $g_1 = g_2 = g$. Существование биекции g такой, что $D(u, v) \equiv D'(g(u), g(v))$, доказано. Теорема доказана.

Итак, предикат дифункциональности также с точностью до изоморфизма индуцирует предикат равенства на универсуме элементов. Заметим, что предикат эквивалентности является частным случаем предиката дифункциональности, когда $f_1 = f_2$.

Список литературы: 1. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Теория интеллекта: Проблемы и перспективы//Рук. деп. в ВИНИТИ, № 3324—82. 210 с. 2. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Теория интеллекта: Математические средства. Х., 1984. 114 с.

Поступила в редколлегию 21.01.87

УДК 510.62

Г. Г. ЧЕТВЕРИКОВ, канд. техн. наук, И. Ю. ШУБИН

АЛГОРИТМ МИНИМИЗАЦИИ СЛАБООПРЕДЕЛЕННЫХ ФОРМУЛ АЛГЕБРЫ КОНЕЧНЫХ ПРЕДИКАТОВ

В работе [1] поставлена каноническая задача дизъюнктивной минимизации формул алгебры конечных предикатов, в [1] предложены обобщенные на случай алгебры конечных предикатов алгоритмы канонической минимизации дизъюнктивных нормальных форм конечных предикатов. Данная работа посвящена вопросу минимизации формул алгебры конечных предикатов для случая слабоопределенных конечных предикатов.

Во многих лингвистических задачах большое число признаков (переменных в уравнениях) не определено, т. е. не известно значение некоторых аргументов конечного предиката. Будем говорить, что конечный предикат является слабоопределенным, если он обладает следующими свойствами: число переменных n велико; мощность объединения единичной V_1 и нулевой V_0 областей намного меньше общего числа возможных значений предиката.

Отметим, что единичную и нулевую области образуют наборы аргументов, в которых конечный предикат принимает значение 0 и 1 соответственно.

Пусть задан конечный предикат $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$. Набор аргументов $(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)$ интерпретируем как вершину n-мерного гиперкуба. Вершины упорядочим по ярусам: в i-й ярус входят $\left[\begin{matrix} n \\ i \end{matrix}\right]$ вершин ($\left[\begin{matrix} n \\ i \end{matrix}\right]$ — число сочетаний из n по i), которым соответствуют наборы, содержащие i одинаковых значений аргументов. Считаем, что вершины соединены ребром, если соответствующие им наборы аргументов отличаются в одном и только одном разряде:

Пример. Конечный предикат задан таблицей:

x_1	0	0	0	0	0	0	**0**	0	**1**	1	1	1	1	1	1	1	1	—	0	1
x_2	0	1	0	1	1	2	2	2	0	0	0	1	1	1	2	2	2	0	2	—
x_3	0	0	**2**	1	2	0	1	2	0	1	2	0	1	2	0	1	2	2	—	—
f	1	0	1	0	0	**1**	1	0	0	0	0	1	1	1	0	0	1	1	0	1
№	1	**2**	3	**4**	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20

Знак «—» показывает, что значение данного аргумента или значение предиката на некотором наборе аргументов не определены. В данном примере вершинами, соединенными ребрами, например, с вершиной 5, являются 2, 3, 4, 8.

При большом количестве аргументов и большом числе неопределенных наборов, модифицируем способ записи конечного предиката: обозначим $f^1=1$ множество наборов аргументов предиката, когда $f=1$, и $f^1=0$ — в противном случае; $f^0=1$ — множество наборов, на которых $f=0$. В примере множество f^1 состоит из наборов 1, 3, 6, 7, 12, 13, 14, 17, 18, 20.

Вершины гиперкуба, в которых $f(x_1, x_2, ..., x_n)=1$, объединим в единичный интервал конечного предиката. Единичный интервал I_a конечного предиката назовем максимальным, если не найдется единичный интервал I_b, включающий I_a. В примере единичные интервалы {6, 7} {12, 13, 14}, {17, 18}.

Множество вершин гиперкуба, на которых конечный предикат равен нулю и которые образуют гиперкуб, назовем нулевой областью.

Минимизацию слабоопределенных конечных предикатов начнем с построения сокращенной дизъюнктивной нормальной формы. Стратегия минимизации слабоопределенных формул конечных предикатов в классе ДНФ состоит из двух этапов. Выделение максимальных интервалов, построение сокращенной ДНФ предиката — первый этап. Вторым этапом является переход от сокращенной ДНФ $\tilde{f}$ к множеству тупиковых ДНФ данного предиката и выделение из тупиковых ДНФ минимальной формы.

Сокращенную ДНФ слабоопределенных конечных предикатов будем строить с помощью таблиц различий. Таблицей различий назовем двумерную таблицу размерности $n \times |V_0|$, каждой строке которой соответствует разряд рассматриваемого единичного интервала, столбцу — нулевой интервал, а на пересечении i-й строки и j-го столбца находится результат операции

$$i \oplus j = \begin{cases} 1, \text{ если } i \neq j \text{ и } i,\ j \neq -; \\ 0, \text{ если } i = j \text{ или } j \vee i = -. \end{cases}$$

В качестве первого аргумента будем брать значение i-го разряда единичного интервала, а в качестве второго — значение i-го разряда нулевого интервала, соответствующего j-му столбцу.

Выделение максимальных интервалов сводится к покрытию столбцов строками таблицы различий. Покрытием столбцов строками в двумерной таблице называется множество строк, при котором для каждого столбца найдется хотя бы одна строка из этого множества, на пересечении с которой этот столбец имеет единицу, причем при вычеркивании хотя бы одного элемента из этого множества строк указанное свойство не выполняется. В самом деле, максимальные интервалы в слабоопределенных конечных предикатах состоят из вершин единичной и неопределенной областей. Единица в клетке $(i,\ j)$ таблицы различий показывает, что если оставить i-й разряд в конъюнкции, то j-й нулевой интервал не входит в гиперкуб, соответствующий этой конъюнкции. Следовательно, покрытие столбцов строками порождает максимальный единичный интервал рассматриваемого конечного предиката f.

В результате получим сокращенную дизъюнктивную нормальную форму конечного предиката $\tilde{f}$, являющуюся уже полностью определенной. Единичная область $\tilde{V}_1$ функции $\tilde{f}$ содержит единичную область V_1 предиката f $\tilde{V}_1 \supset V_1$, нулевая область $\tilde{V}_0$ функции $\tilde{f}$ — нулевую область V_0 предиката f.

Выделение максимальных интервалов, построение сокращенной ДНФ конечного предиката — первый этап минимизации. Вторым этапом является переход от сокращенной ДНФ $\tilde{f}$ к тупиковой ДНФ данного предиката.

Тупиковую ДНФ можно получить в результате покрытия столбцов строками импликантной таблицы (двумерной таблицы, каждой строке которой взаимно-однозначно соответствует максимальный интервал, столбцу — единичный интервал, а на пересечении i-строки и j-столбца находится 1, если j-й единичный интервал входит в i-й максимальный интервал, в противном случае на пересечении находится 0).

Теоретически число тупиковых ДНФ конечного предиката $f(x_1, x_2, \ldots, x_n)$ при росте n растет как 2^{2^n}. Практически же количество тупиковых ДНФ увеличивается значительно медленнее из-за неопределенных вершин гиперкуба. Перебор всех тупиковых ДНФ конечного предиката определяет выбор минимальной формы данного предиката.

Для примера рассмотрим нахождение минимальной ДНФ конечного предиката $f^1(x_1, x_2, \ldots, x_7)$:

$$f^1(x_1, x_2, \ldots, x_7) = \begin{cases} 1 \text{ на наборах } 10\text{—}0\text{—}22;\ 0\text{—}0\text{—}2\text{—}0;\\ \qquad\qquad\qquad \text{—}2\text{——}1\text{—}2; \\ 0 \text{ на наборах } 10\text{—}2\text{—}01;\ 00\text{——}10\text{—};\\ \qquad\qquad\qquad 1101\text{—}2\text{—}. \end{cases}$$

Строим таблицы различий:

Единичный интервал	Нулевые интервалы		
	10-2-01	00--10-	1101-2-
0	0	0	0
—	0	0	0
2	0	1	0
—	0	0	0
0	1	0	0

Единичный интервал	Нулевые интервалы		
	10-2-01	00--10-	1101-1-
1	0	1	0
0	0	0	1
—	0	0	0
0	1	0	0
—	0	0	0
2	1	1	0
2	1	0	0

Покрытием этой таблицы будет интервал 0 — — — 2 — —, которому соответствует простая импликанта $x_1^0 x_5^2$. Аналогично для второго единичного интервала строим вторую таблицу.

Имеется несколько покрытий данной таблицы, минимальное представлено интервалом —0— — — —2—, соответствующая ему простая импликанта $x_2^0 x_6^2$. Остальные покрытия: $x_1^1 x_2^0 x_7^2$ (интервал 10— — — — 2) и $x_1^1 x_2^0 x_4^0$ (10—0— — —).

Для третьего единичного интервала получим покрытие x_2^2 (интервал —2——————).

В результате получили сокращенную ДНФ конечного предиката, являющуюся уже полностью определенной:

$$\tilde{f}^1(x_1, x_2, \ldots, x_7) = x_1^0 x_5^2 \vee x_1^1 x_2^0 x_7^2 \vee x_1^1 x_2^0 x_4^0 \vee x_2^2.$$

Вторым этапом минимизации является переход от сокращенной ДНФ предиката к тупиковой ДНФ этого предиката. Построим для рассматриваемого примера импликантную таблицу.

Тупиковые ДНФ, полученные из покрытия таблицы:

$$\tilde{f} = \begin{cases} x_2^2 \vee x_1^1 x_2^0 x_3^0; \\ x_2^2 \vee x_1^1 x_2^0 x_7^2. \end{cases}$$

Таким образом, предложенный метод минимизации слабоопределенных конечных предикатов привел нас от неполностью определенных наборов аргументов к полностью определенным тупиковым ДНФ. Из примера видно, что эффективность метода минимизации не зависит от значности переменных, и может работать при разнородной значности переменных.

Покрытие таблицы различий	Единичные интервалы		
	0-0-2-0	10-0-22	-2---2
0---2--	1	0	0
10----2	0	1	0
10-0---	0	1	0
—2-----	1	0	1

Приведенный метод минимизации слабоопределенных формул алгебры конечных предикатов может быть использован при построении систем обработки речи, особенно в системах речевого ввода информации в ЭВМ, где невозможно избежать потери части информации.

Список литературы: 1. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Теория интеллекта: Математические средства. Х., 1984. 144 с. 2. *Глушков В. М.* Синтез цифровых автоматов. М., 1962. 96 с.

Поступила в редколлегию 12.03.87

УДК 510.62

Н. Б. ВОРОНЦОВ

ОБ ОДНОМ ПОДХОДЕ К РЕШЕНИЮ СИСТЕМ УРАВНЕНИЙ АЛГЕБРЫ КОНЕЧНЫХ ПРЕДИКАТОВ

Имеется два программно реализованых метода решения систем уравнений алгебры конечных предикатов (АКП). Первый, названный автором эвристическим [1], основан на том, что в систему уравнений подставляются начальные значения переменных, производятся всевозможные упрощения уравнений, в результате которых какое-либо уравнение системы дает промежуточное значение одной из переменных, удовлетворяющее данному уравнению, которое затем подставляется в остальные уравнения. При этом все узнавания данной переменной обращаются в булевы константы, и система уравнений уже не будет зависеть от этой переменной.

Если одно из уравнений системы после подстановок найденных промежуточных значений переменных и исключения констант обращается в булеву константу 1, его можно исключить при дальнейшем решении системы. Если уравнение обращается в булев 0, это значит, что система несовместна с начальными условиями, и решения не существует. Процесс решения продолжается до тех пор, пока после подстановки в уравнения системы промежуточного значения некоторой переменной новых значений промежуточных переменных найти не удается. В этом случае процесс решения прекращается, на печать выдаются найденные корни и (или) значения отдельных переменных, являющихся подмножеством переменных корня, а также система уравнений, оставшаяся после подстановки в исходную систему всех найденных корней и(или) значений отдельных переменных. Для отдельных систем уравнений, которые можно было бы назвать «хорошими» или «удачными», удается полностью получить все корни. Это, как правило, системы, состоящие из коротких уравнений, сильно связанные переменными.

Второй программно реализованный метод решения систем уравнений АКП—это метод итерационного нахождения дизъюнктивных нормальных форм (ДНФ) логического произведения уравнений системы [2], являющийся фактически модификацией метода решения систем логических уравнений путем перемножения ДНФ [3]. В работе [2] строится древовидный граф решения, в узлах которого расположены предикаты, а дуги обозначают вхождение более удаленных от корня дерева предикатов в менее удаленные. В отличие от эвристического данный метод теоретически позволяет найти корни любой системы логических уравнений. На практике трудности возникают в связи с большим количеством вычислений, которые необходимо произвести для решения больших систем уравнений. Здесь следует отметить, что методом логического перемножения ДНФ системы уравнений АКП в среднем решаются быстрее, чем аналогичные им по величине и сложности системы уравнений двузначной логики. Это объясняется тем, что вероятность получения тупиковых ветвей дерева решения (а чем их больше, тем быстрее решается система) для уравнений АКП больше, чем для уравнений двузначной логики, так как область допустимых значений переменных для двузначной логики всегда определяется двумя значениями — 0 и 1, в то время как для переменных уравнений АКП эта область содержит в среднем больше двух значений. Отсюда вытекает, что вероятность равенства нулю произведения $x^а x^б$ (а≠б) в АКП выше, чем соответствующего произведения $\bar{x} \cdot x$ в алгебре двузначной логики.

Для ускорения работы программы автор [2] реализовал подстановку начальных значений переменных в систему уравнений в процессе ее решения. При этом на решение одной реальной системы лингвистических уравнений уходит несколько часов времени что совершенно неприемлемо для интерактивных систем общения, для которых предназначаются эти уравнения.

Для сокращения времени решения систем уравнений необходимо сначала произвести некоторую предварительную обработку исходной системы, приведя ее к такому виду, который позволит быстро (за секунды) получить решение системы для заданных начальных условий. В качестве такой предварительной обработки предлагается использовать процесс решения системы уравнений без задания начальных значений переменных, в результате которого будет найдено множество корней системы. Это множество может оказаться довольно большим, но, как показывают оценки, вполне приемлемым. Поскольку при решении систем уравнений без задания начальных условий существенно возрастает число операций (или время решения, так как время пропорционально числу операций), возникает необходимость воспользоваться методом решения, реализующим наименьшее количество операций.

В качестве такого метода в настоящей работе предлагается метод решения уравнений АКП с использованием стека решений. Так же как и метод, изложенный в работе [2], этот метод является развитием метода логического перемножения ДНФ, который заключается в следующем. Имеется система логических уравнений F_1, $F_2, \ldots, F_n$. Эта система может быть заменена одним уравнением $F_1 \wedge F_2 \wedge \ldots \wedge F_n$, множество корней которого совпадает с множеством корней системы (т. е. оно равносильно системе). Если мы имеем n ДНФ D_1, $D_2, \ldots, D_n$, то решением системы будет их логическое произведение

$$D = D_1 \wedge D_2 \wedge \ldots \wedge D_n, \tag{1}$$

где

$$\begin{aligned} D_1 &= k_{11} \vee k_{12} \vee \ldots \vee k_{1r_1}; \\ D_2 &= k_{21} \vee k_{22} \vee \ldots \vee k_{2r_2}; \\ &\ldots\ldots\ldots \\ D_n &= k_{n1} \vee k_{n2} \vee \ldots \vee k_{nr_n}, \end{aligned} \tag{2}$$

k_{ij} — элементарная конъюнкция, являющаяся j-м членом ДНФ D_i. Элементарные конъюнкции ДНФ D будут корнями исходной системы. Будем моделировать процесс перемножения элементарных конъюнкций операциями сравнения символов в стеке решения (в дальнейшем вместо «стек решения» будем говорить просто «стек»). Напомним, что стек — это форма организации памяти по принципу «первый вошел — последний вышел». Рассмотрим подробнее работу стека при решении системы уравнений.

Имеем систему уравнений, каждое из которых приведено к ДНФ, при этом корни системы находятся следующим образом. Каждая элементарная конъюнкция (ЭК) рассматриваемой ДНФ представляет собой сжатое представление подмножества общего множества корней данного уравнения. К примеру, элементарная конъюнкция $x_1^{а}x_2^{б}x_4^{в}$ в предположении, что всего в уравнении содержится 5 неизвестных, будет представлена в виде вектора $<$а б — в — $>$, т. е. длина вектора равна количеству неизвестных, на месте каждой неизвестной стоит соответствующий показатель узнавания, если эта неизвестная присутствует в рассматриваемой ЭК, или прочерк «—», если ее там нет. (Вектор аналогичен строке матрицы Закревского с заменой логических констант 1 и 0 на показатели узнавания). Этот вектор можно интерпретировать как множество векторов, которые можно получить из него заменой значений «—» всевозможными комбинациями показателей узнаваний из областей допустимых значений соответствующих переменных. Назовем данное множество обобщенным множеством или вектором рассматриваемой ЭК. Будем производить логическое перемножение ЭК, представленных в виде обобщенных векторов. Введем матрицу размером $m \times k$, где m — некоторое число ($m \leqslant n$, n — число уравнений в системе), k — число неизвестных. Назовем эту матрицу стеком. Регистром стека будем называть строку этой матрицы. Процесс нахождения логических произведений ЭК будет выглядеть следующим образом.

Вначале во все регистры стека заносим прочерки (на практике удобнее использовать произвольный символ, который заведомо не входит в область допустимых значений неизвестных) — это своего рода инициализация стека. Затем в первый регистр стека заносятся узнавания неизвестных, представленных в ЭК k_{11}. Для неизвестных, не представленных в рассматриваемой ЭК, оставим в регистре прочерки. Найдем конъюнкцию $k_{11} \wedge k_{21}$. Для этого занесем узнавания неизвестных, входящих в k_{21}, в тот же регистр стека, куда было занесено k_{11}. При занесении узнавания каждого неизвестного в регистр производим сравнение символа узнавания с символом, уже имеющимся в регистре. Если оба сравниваемых символа одинаковы, то символ в регистр не заносится, если уже имеющийся в регистре символ — прочерк «—», то сравниваемый символ узнавания заносится в регистр. Наконец, если два сравниваемых символа различны, что соответствует тождеству $x^{а}x^{б}=0$ (а$\neq$б), то дальнейшее сравнение узнаваний в стеке для рассматриваемых ЭК прекращается. При этом, если ранг k_{11} равен n_1, а ранг k_{21} равен n_2, то общее количество действий, произведенных при нахождении произведения $k_{11} \wedge k_{21}$, составит не $n_1 \times n_2$, а лишь n_2, если произведение не равно нулю, и $\leqslant n_2$, если произведение равно нулю.

Итак, мы подробно рассмотрели процессы, происходящие в регистре стека при логическом перемножении ЭК, т. е. процессы на уровне регистра. Рассмотрим теперь процессы на уровне стека. Если произведение $k_{11} \wedge k_{21}$ оказалось равным нулю, то найдем поочередно произведения $k_{11} \wedge k_{2i}$, где $i=2, 3, \dots, r_2$ до тех пор, пока мы не найдем отличное от нуля произведение. Все нулевые произведения автоматически исключаются из дальнейшего рассмотрения, т. к. их попросту нет в стеке. Если все конъюнкции $k_{11} \wedge k_{2i}$ для $i=1, 2, \dots, r_2$ оказались нулевыми, это значит, что значения узнаваний, представленные в k_{11}, приводит систему уравнений к несовместности, поэтому значение в k_{11} удаляется из стека и в дальнейшем больше не рассматривается. Найдя отличные от нуля конъюнкции $k_{11} \wedge k_{2i}$, умножаем их логически на ЭК третьего уравнения по тем же правилам, т. е. пока мы не получим отличные от нуля результаты, и т. д. Так как все полученные нами ненулевые конъюнкции понадобятся в дальнейшем для их умножения на очередные ЭК, их необходимо сохранить в стеке (за исключением тех случаев, когда эти конъюнкции приводят к несовместности системы с каким-либо уравнением, либо когда найдены все возможные произведения какой-либо промежуточной конъюнкции с ЭК очередного уравнения, — в этих случаях они удаляются из стека).

Таким образом, в стеке будет накапливаться определенное число заполненных регистров. В том случае, если бы ни одна из промежуточных конъюнкций не обращалась в ноль, что совершенно нереально, число этих регистров равнялось бы произведению длин всех ДНФ системы. На практике это будет гораздо меньше Оценить это число можно лишь проанализировав реальную систему уравнений. Кстати, это число — не что иное, как величина m, рассмотренная ранее при введении понятия матрицы стека.

Сравним теперь предлагаемый подход с традиционной практикой логического перемножения ДНФ. По сути при предлагаемой методике мы просматриваем такое же количество ЭК, что и при логическом перемножении ДНФ, но на каждую ЭК здесь уходит меньше операций, чем при традиционном перемножении, так как в последнем случае необходимо сначала перемножить члены, затем привести подобные, при этом при перемножении двух ЭК k_{ij} и $k_{i+1,l}$ необходимо полностью перебрать все члены, входящие в эти ЭК. При нахождении же произведения этих конъюнкций в стеке мы анализируем лишь неизвестные, входящие в $k_{i+1,l}$, и одноименные в соответствующем регистре стека. Поскольку в k_{ij} и $k_{i+1,l}$ входят большей частью различные неизвестные, то при этом происходит меньшее количество сравнений, чем при традиционном логическом перемножении членов. В стеке необходимо лишь сравнивать показатель узнавания неизвестной x, входящей в ЭК $k_{i+1,l}$, со значением регистра. Таким образом, общее количество операций здесь существенно уменьшается по сравнению с выполнением традиционного логического перемножения ДНФ: нет необходимости приводить подобные (в случае одинакового показателя узнавания сравниваемых неизвестных содержимое регистра стека просто не меняется), исключение нулевого произведения осуществляется здесь простым очищением соответствующего регистра стека.

В заключение рассмотрим пример решения системы уравнений АКП предлагаемым методом. Имеем систему уравнений

$$x_1^{\text{а}} x_2^{\text{б}} x_3^{\text{в}} \vee x_1^{\text{ф}} x_2^{\text{м}} x_4^{\text{г}} x_5^{\text{с}} \vee x_2^{\text{в}} x_3^{\text{в}} = 1;$$

$$x_2^{\text{в}} x_5^{\text{с}} \vee x_1^{\text{а}} x_2^{\text{б}} x_3^{\text{в}} x_4^{\text{г}} = 1;$$

$$x_1^{\text{п}} x_2^{\text{в}} x_5^{\text{с}} \vee x_1^{\text{а}} x_2^{\text{б}} x_3^{\text{в}} x_5^{\text{д}} \vee x_1^{\text{н}} x_2^{\text{в}} x_3^{\text{в}} = 1.$$

Строим первое дерево решений, приняв в качестве его основы k_{11}. Проиллюстрируем наглядно процесс решения, изображая непустые регистры стека на каждом шаге решения с краткими комментариями о причинах вычеркивания регистров.

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5
k_{11}	а	б	в	—	—
k_{11}	а	б	в	—	—

Это основа (начало) первого дерева решений.

$k_{11} \wedge k_{21}$	а	б (в)	в	—	—
k_{11}	а	б	в	—	—

$=0$ — регистр вычеркивается.

Здесь и далее неравенство узнаваний какой-либо переменной в сравниваемых конъюнкциях будем обозначать в виде узнавания переменной второй конъюнкции, взятого в скобки и стоящего под узнаванием той же переменной первой конъюнкции. (В данном случае — это узнавание «в» переменной x_2, стоящее под узнаванием «б»). Обратите внимание на то, что хотя в ЭК k_{21} кроме x_2 входит еще неизвестная x_5, под обозначением x_5 в регистре стека остался прочерк, так как при первом же несоответствии символов одноименных переменных в сравниваемых конъюнкциях, как это было указано ранее, дальнейшее сравнение прекращается.

Решаем пример дальше.

$k_{11} \wedge k_{22}$	а	б	в	г	—
k_{11}	а	б	в	—	—

Регистр вычеркивается, поскольку все ЭК 2-го уравнения исчерпаны.

$k_{11} \wedge k_{22} \wedge k_{31}$	а (п)	б	в	г	—
$k_{11} \wedge k_{22}$	а	б	в	г	—

$=0$ — регистр вычеркивается.

$k_{11} \wedge k_{22} \wedge k_{32}$	а	б	в	г	д
$k_{11} \wedge k_{22}$	а	б	в	г	—

Это первый корень первого дерева решения.

Здесь и далее регистр со значением найденного корня системы будет вычеркиваться из стека в предположении, что корень передается на хранение в какой-либо другой регистр.

$k_{11} \wedge k_{22} \wedge k_{33}$	а (н)	б	в	г	—
$k_{11} \wedge k_{22}$	а	б	в	г	—

$=0$ — регистр вычеркивается.
Регистр вычеркивается, так как все ЭК 3-го уравнения исчерпаны.

Изобразим первое дерево решений (тупиковые ветви опускаем):

$$k_{11}$$
$$|$$
$$k_{11} \wedge k_{22}$$
$$|$$
$$k_{11} \wedge k_{22} \wedge k_{32}$$

Дерево дает один корень.

Строим второе дерево решений с основанием k_{12}.

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5
k_{12}	ф	м	—	г	с
k_{12}	ф	м	—	г	с

Это основа (начало) второго дерева решений.

$k_{12} \wedge k_{21}$	ф	м (в)	—	г	с
k_{12}	ф	м	—	г	с

$=0$ — регистр вычеркивается.

$k_{12} \wedge k_{22}$	ф (а)	м	—	г	с
k_{12}	ф	м	—	г	с

$=0$ — регистр вычеркивается.

Регистр вычеркивается, так как ЭК k_{12} несовместима со вторым уравнением.

Второе дерево не дает решений.

Строим третье дерево решений с основанием k_{13}.

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5
k_{13}	—	в	в	—	—
k_{13}	—	в	в	—	—

Это основание (начало) третьего дерева решений.

$k_{13}\wedge k_{21}$	—	в	в	—	с
k_{13}	—	в	в	—	—

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5
${}_{13}\wedge k_{21}\wedge k_{31}$	п	в	в	—	с
$k_{13}\wedge k_{21}$	—	в	в	—	с
k_{13}	—	в	в	—	—

Это первый корень 3-го дерева.

${}_{13}\wedge k_{21}\wedge k_{32}$	а	в (б)	в	—	с
$k_{13}\wedge k_{21}$	—	в	в	—	с
k_{13}	—	в	в	—	—

$= 0$ — регистр вычеркивается.

$k_{13}\wedge k_{21}\wedge k_{33}$	н	в	в	—	с
$k_{13}\wedge k_{21}$	—	в	в	—	с
k_{13}	—	в	в	—	—

Это второй корень 3-го дерева.

Регистр вычеркивается, так как все ЭК 3-го уравнения исчерпаны.

$k_{13}\wedge k_{22}$	а	в (б)	в	—	—
k_{13}	—	в	в	—	—

$= 0$ — регистр вычеркивается.

Регистр вычеркивается, поскольку все ЭК 2-го уравнения исчерпаны.

Изобразим третье дерево решений:

k_{13}

|

$k_{13}\wedge k_{21}$

/ \

$k_{13}\wedge k_{21}\wedge k_{31}$ $\quad$ $k_{13}\wedge k_{21}\wedge k_{33}$

Дерево дает два корня.

Итак, все корни системы найдены. Система имеет три корня, из них два обобщенных:

x_1	x_2	x_3	x_4	x_5
а	б	в	г	д
п	в	в	—	с
н	в	в	—	с

Имея область допустимых значений переменной x_4, можно (если в этом возникнет необходимость) получить все корни в традиционном виде.

Список литературы: 1. *Котляров С. О.* Эвристический алгоритм решения логических уравнений//Пробл. бионики. 1984. № 32. С. 35—39. 2. *Бондарев В. М.* Разработка и исследование методов построения и решения на ЭВМ лингвистических уравнений: Дис. ... канд. техн. наук. 1982. 226 с. 3. *Закревский А. Д.* Логические уравнения. Минск, 1975. 96 с. 4. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Теория интеллекта: Математические средства. Х., 1984. 144 с.

Поступила в редколлегию 16.03.87

УДК 510.6

Б. Ю. ГАРБУЗОВ

ЛОГИЧЕСКАЯ ФОРМАЛИЗАЦИЯ АЛГЕБРЫ КОНЕЧНЫХ ПРЕДИКАТОВ ПЕРВОГО ПОРЯДКА

Перспективным новым аппаратом дискретной математики является алгебра конечных предикатов (АКП), вышедшая из задач обработки текстовой информации и описанная в работе [1]. Ее можно считать обобщением алгебры логики, в которой вводится определение (1) [2, с. 31]:

$$x^\sigma = \begin{cases} x, & \sigma = 1; \\ \bar{x}, & \sigma = 0. \end{cases} \tag{1}$$

Основной идеей АКП является расширение области пробегания до $\{a_1, \dots, a_k\}$. Определяются функции (2), называемое узнаваниями букв a_i переменной x [1, с. 17]:

$$x^{a_i} = \begin{cases} 1, & x = a_i; \\ 0, & x \neq a_i. \end{cases} \tag{2}$$

Фиксируется множество имен переменных $x_1, \dots, x_n$ и конечных областей пробегания $A_j = \{a_{j1}, \dots, a_{jk_j}\}$ каждой переменной x_j. Узнавания соединяются $\wedge$, $\vee$ и другими знаками булевых функций, в результате чего получаются выражения типа $x^a \wedge (y^b \vee x^c)$, именуемые в [1] конечными предикатами. Они трактуются как функции вида

$$f: A_1 \times \ldots \times A_n \to \{0,\ 1\}. \qquad (3)$$

Это по сути характеристические функции k-значной логики [2, с. 318], но в отличие от нее в АКП все функции могут иметь лишь два значения.

Операции узнавания $\wedge$, $\vee$ образуют базис в множестве функций вида (3). АКП высших порядков образуется за счет введения множеств и упорядоченных наборов.

Сконструируем формальную теорию, для которой описываемая структура является подразумеваемой моделью. Ключевые моменты формализации состоят в следующем. Сначала нужно отличить формулы от термов. Поскольку равенство, например, $x^a \vee x^b = 1$ — это несомненно формула, то члены $x^a \vee x^b$ и 1 с необходимостью термы. А так как x^a и x^b могут самостоятельно входить в части равенства, например $x^a = x^b$, то они также являются термами. Тогда $\vee$ — двуместный функциональный символ (аналогично $\wedge$, $\supset$ и т. п.). Здесь мы вынуждены отойти от терминологии [1], где формулами назывались выражения вида $x^a \wedge (y^b \vee x^c)$.

Еще одна терминологическая коллизия связана с символами $\wedge$, $\vee$, $\neg$, ..., занятыми под логические связки. В работах, рассматривающих дискретную математику неформально и не использующих логические связки (например, в [2]), так обозначают булевы функции. Но когда булева алгебра рассматривается как формальный язык, для функциональных символов используют иные знаки. Например, в [3] функциональные дизъюнкции, конъюнкция и неравнозначность обозначаются соответственно $\cup$, $\cdot$, $+$.

Так и в АКП прежде не приходилось отличать функциональных символов от логических связок, поскольку связки между формулами (уравнениями) в явном виде не использовались. Только одна связка (конъюнкция) употреблялась в двумерном обозначении:

$$\begin{cases} P_1 \\ P_2 \end{cases} \rightleftharpoons (P_1 \wedge P_2),$$

в такой записи ее называют системой. Общеизвестно также двумерное обозначение дизъюнкции, совокупность

$$\left[\begin{matrix} P_1 \\ P_2 \end{matrix}\right. \rightleftharpoons (P_1 \vee P_2).$$

Теперь, поскольку нам придется рассматривать формулы в их строчной записи, условимся обозначать функциональный аналог связки Δ через $\tilde{\Delta}$. Например, вместо

$$\begin{cases} x^a \vee x^b = 0; \\ x^a y^a = z^c \supset x^b \end{cases}$$

будем писать $x^a \tilde{\vee} x^b = 0 \wedge x^a y^a = z^c \supset x^b$. Аналогично придетс поступить и с кванторами из работы [1].

Перейдем к строгому изложению формализованной АКП пер вого порядка (АКП1). Под формальным языком первого порядк в логике понимают неформальную упорядоченную четверку мно жеств: сортов, констант, функциональных символов и предикатны символов [3, с. 52]. Назовем наш язык ЯАКП1: ЯАКП $= \langle Sr$ $Cnst$, Fn, $Pr \rangle$.

Здесь множество сортов $Srt = \{A, B\}$. Сорт A назовем алфави ным, B — булевым. Договоримся для ясности имена переменны сорта A начинать с буквы α, сорта B — с β, а имена термов прои вольного вида — с A и B.

Множество констант $Cnst = \{1\}$ содержит единственную конста ту 1 сорта B.

Каждый вводимый функциональный символ будем обозначат сначала строго по следующему правилу: начиная с буквы f, а з тем выписывая код его вида и отличительный знак. Наприме наше первичное множество функциональных символов

$$Fn = \{fAAB1,\ fBBB1,\ fBB1\}.$$

Все элементы Fn различного вида: $(A, A \to B)$, $(B, B \to B)$ и $(B \to B$ соответственно. Отличительный знак 1 указывает на то, что ка дый из них первый по счету внутри своего вида. Переобозначи их привычно:

$$\alpha_1^{\alpha_2} \rightleftharpoons fAAB1(\alpha_1, \alpha_2),\quad (\beta_1 \tilde{\vee} \beta_2) \rightleftharpoons fBBB1(\beta_1, \beta_2),\quad \tilde{\neg}\, \beta \rightleftharpoons fBB1(\beta)$$

Примем аналогичное соглашение об именах предикатных си волов с заменой буквы f на p. Так, множество $Pr = \{pBB1\}$ сост ит из одного предикатного символа вида (B, B), равенства на со те B, привычно обозначаемого в виде $(\beta_1 = \beta_2) \rightleftharpoons pBB1(\beta_1, \beta_2)$.

Понятие формулы и терма ЯАКП1 определяется индуктивно общей схеме языков первого порядка [3, с. 54, 57]. Сначала терм

1) константа 1 есть терм сорта B;

2) переменные α_1, α_2, ... — термы сорта A, переменные β_1, β_2, ... — термы сорта B;

3) если A_1, A_2 — термы сорта A, а B_1, B_2 — термы сорта то $A_1^{A_2}$, $(B_1 \tilde{\vee} B_2)$, $\tilde{\neg}\, B_1$ — термы сорта B.

Аналогично для формул:

1) пропозициональные переменные P_1, P_2, ... есть формулы;

2) если B_1, B_2 — термы сорта B, то $(B_1 = B_2)$ — формула. Т кие формулы (равенства или уравнения, если есть свободные пер менные) являются атомарными в АКП1;

3) если x — переменная произвольного сорта, а P_1 и P_2 формулы, то $\exists x P_1$, $\forall x P_1$, $\neg P_1$, $(P_1 \vee P_2)$, $(P_1 \wedge P_2)$, $(P_1 \supset P_2)$ формулы. Кванторы и логические связки подчиняются четырнадц ти аксиомам исчисления предикатов [3, с. 95].

Для компактности и экономии скобок примем традиционное оглашение о приоритетном порядке логических связок: $\equiv \supset \vee \wedge \neg$, де

$(A \equiv B) \rightleftarrows (A \supset B) \wedge (B \supset A)$. Аналогично для их функциональных аналогов.

Под теорией над языком в логике понимают неформальную пару, состоящую из языка и подмножества его замкнутых формул, называемых нелогическими аксиомами теории [3, с. 108]. Нашу теорию обозначим нелогическими аксиомами теории [3, с. 108]. Нашу теорию обозначим

$$\text{ТАКП1} = <\text{ЯАКП1}, \text{ААКП1}>,$$

где аксиомы ААКП1 следующие.

Аксиомы равенства на сорте B (условно назовем его булевым равенством или B-равенством):

$A1$. $\forall\beta\,(\beta = \beta)$;

$A2$. $\forall\beta_1\beta_2\beta_3\,(\beta_1 = \beta_2 \wedge \beta_1 = \beta_3 \supset \beta_2 = \beta_3)$.

Аксиомы узнавания или функционального равенства на сорте A:

$A3$. $\forall\alpha\,(\alpha^\alpha = 1)$;

$A4$. $\forall\alpha_1\alpha_2\alpha_3\,(\alpha_1^{\alpha_2} = 1 \wedge \alpha_1^{\alpha_3} = 1 \supset \alpha_2^{\alpha_3} = 1)$.

Аксиомы операций на сорте B:

$A5$. $\forall\beta_1\beta_2\,(\beta_1 \tilde{\vee} \beta_2 = 1 \equiv \beta_1 = 1 \vee \beta_2 = 1)$;

$A6$. $\forall\beta_1\beta_2\,(\tilde{\neg}\beta_1 = \beta_2) \equiv \neg\,(\beta_1 = \beta_2)$.

Если с помощью узнавания и константы 1 ввести предикатный символ A равенства на сорте A

$$(\alpha_1 \overset{A}{=} \alpha_2) \rightleftarrows pAA1\,(\alpha_1, \alpha_2) \rightleftarrows \alpha_1^{\alpha_2} = 1,$$

то $A3$, $A4$ перепишутся в виде

$$\forall\alpha\,(\alpha \overset{A}{=} \alpha); \quad \forall\alpha_1\alpha_2\alpha_3\,(\alpha_1 \overset{A}{=} \alpha_2 \wedge \alpha_1 \overset{A}{=} \alpha_3 \supset \alpha_2 \overset{A}{=} \alpha_3). \tag{4}$$

Назовем (4) свойствами алфавитного или A-равенства. Легко увидеть их полную аналогию с $A1$, $A2$, традиционными аксиомами равенства, принятыми, например, в арифметике Ar [3, с. 109]. Тогда для символов $=$, $\underset{=}{A}$ легко доказываются привычные свойства равенства, например, симметричность:

$$\forall\beta_1\beta_2\,(\beta_1 = \beta_2 \equiv \beta_2 = \beta_1); \quad \forall\alpha_1\alpha_2\,(\alpha_1 \overset{A}{=} \alpha_2 \equiv \alpha_2 \overset{A}{=} \alpha_1). \tag{5}$$

Введем традиционные для булевой алгебры функциональные символы $\tilde{\Delta}$, аналогичные логическим связкам Δ по единой схеме

$$\beta_1\tilde{\Delta}\beta_2 = \beta_3 \rightleftarrows (\beta_1 = \beta_3\Delta\beta_2 = \beta_3) \equiv \beta_3 = 1 \tag{6}$$

или более экономно с выражением через первичные для ЯАКП1 операции $\tilde{\neg}$, $\tilde{\vee}$:

$$\beta_1\beta_2 \leftrightarrows \beta_1\beta_2 \leftrightarrows (\beta_1 \tilde{\wedge} \beta_2) \leftrightarrows fBBB2(\beta_1, \beta_2) \leftrightarrows \tilde{\neg}(\tilde{\neg}\beta_1 \tilde{\vee} \tilde{\neg}\beta_2);$$

$$(\beta_1 \tilde{\supset} \beta_2) \leftrightarrows fBBB3(\beta_1, \beta_2) \leftrightarrows (\tilde{\neg}\beta_1 \tilde{\vee} \beta_2);$$

$$(\beta_1 \tilde{\equiv} \beta_2) \leftrightarrows fBBB4(\beta_1, \beta_2) \leftrightarrows (\beta_1\beta_2 \tilde{\vee} \tilde{\neg}\beta_1 \tilde{\neg}\beta_2);$$

$$(\beta_1 \oplus \beta_2) \leftrightarrows fBBB5(\beta_1, \beta_2) \leftrightarrows \beta_1 \tilde{\neg}\beta_2 \tilde{\vee} \tilde{\neg}\beta_1\beta_2.$$

Интуитивно ясно, что приведенная в начале структура дает модели ТАКП1 (объем не позволяет провести формальное построение моделей). Следует убедиться в том, что нет иных, паразитных моделей. Определим возможную мощность D_B, носителя сорта B. Для этого получим ряд важных свойств термов сорта B. Докажем, что функциональный символ отрицания не сохраняет ни одного своего аргумента

$$\forall\beta \neg(\beta = \tilde{\neg}\beta). \tag{7}$$

Действительно, по $A6$ это эквивалентно $\forall\beta(\tilde{\neg}\beta = \tilde{\neg}\beta)$, что верно по $A1$. Аналогично получаем $\forall\beta(\beta = \tilde{\neg}\tilde{\neg}\beta)$.

Обозначим $0 \leftrightarrows \tilde{\neg}1$. Подставив в (7) $\beta = 1$, имеем

$$\neg(1 = 0) \text{ или } 1 \neq 0. \tag{8}$$

Докажем, что в ТАКП1 есть только два неравных замкнутых терма:

$$\forall\beta(\beta = 1 \oplus \beta = 0). \tag{9}$$

Воспользуемся законом исключенного третьего $(\beta = 1) \vee \neg(\beta = 1)$. Положим $\beta = 1$, тогда по $A1$ верно первое равенство и по (7) неверно второе. Пусть, наоборот, $\neg(\beta = 1)$. По (5) это эквивалентно $\neg(1 = \beta)$, по $A6$—$0 = \beta$ и снова по (5) $\beta = 0$. Это второе равенство, а первое неверно из предположения $\neg(\beta = 1)$. Тогда в любом случае верна неравнозначность (9). Это позволяет утверждать следующее.

Теорема. *Любая модель ТАКП1 имеет двухэлементный носитель сорта B:* $|D_B| = 2$.

Отсюда видно, что носителем сорта B являются значения конечных предикатов, а не сами функции вида (3). Ведь таких функций $2^{k_1 \ldots k_n}$. Замыкание термов сорта B (оценка параметров константами) соответствует подстановке значений всех аргументов в (3) и приводит к равенству 1 или 0. Поэтому на сорте B мы определили равенство, а не тождественное равенство, как в [1], которое не удалось хорошо формализовать.

Формула (9) позволяет очень просто поступать с кванторами по переменным сорта B. Дело сводится к подстановке 0 и 1. Это формализуется в виде законов (10)—(12), доказываемых посредством рассуждения с произвольным оцениванием:

$$\exists\beta P \equiv P\begin{pmatrix}\beta\\0\end{pmatrix} \vee P\begin{pmatrix}\beta\\1\end{pmatrix}, \tag{10}$$

$$\exists!\,\beta P \equiv P\begin{pmatrix}\beta\\0\end{pmatrix} \oplus P\begin{pmatrix}\beta\\1\end{pmatrix}, \tag{11}$$

$$\forall\beta P \equiv P\begin{pmatrix}\beta\\0\end{pmatrix} \wedge P\begin{pmatrix}\beta\\1\end{pmatrix}. \tag{12}$$

В результате возникают выражения вида $C_1\tilde{\Delta}C_2$, где C_i — 0 или 1. Покажем на примере $\tilde{\vee}$, что $\tilde{\Delta}$ из (6) легко вычисляются на 0, 1, имея традиционные таблицы истинности. Действительно, по $A5$ имеем

$$(1 \tilde{\vee} 1 = 1) \equiv (1 = 1 \vee 1 = 1),$$

$$(1 \tilde{\vee} 0 = 1) \equiv (1 = 1 \vee 0 = 1),$$

$$(0 \tilde{\vee} 1 = 1) \equiv (0 = 1 \vee 1 = 1),$$

$$(1 \tilde{\vee} 1 = 1) \equiv (1 = 1 \vee 1 = 1).$$

Левые части эквивалентностей, иллюстрирующие значения $\tilde{\vee}$, верны, поскольку справа находится хотя бы один дизъюнкт, верный по $A1$.

Проиллюстрируем сказанное на примере доказательства формулы

$$\forall\beta_1\beta_2\,(\beta_1 = \beta_2 \equiv (\beta_1 = 1 \equiv \beta_2 = 1)).$$

Применяя (12) к самой себе, имеем

$$\forall\beta_1\beta_2 P \equiv P\begin{pmatrix}\beta_1\,\beta_2\\0\;\;0\end{pmatrix} \wedge P\begin{pmatrix}\beta_1\,\beta_2\\0\;\;1\end{pmatrix} \wedge P\begin{pmatrix}\beta_1\,\beta_2\\1\;\;0\end{pmatrix} \wedge P\begin{pmatrix}\beta_1\,\beta_2\\1\;\;1\end{pmatrix}.$$

Если P — бескванторная часть (12), то (12) эквивалентна

$$0 = 0 \equiv (0 = 1 \equiv 0 = 1) \wedge 0 = 1 \equiv (0 = 1 \equiv 1 = 1) \wedge$$

$$\wedge\, 1 = 0 \equiv (1 = 1 \equiv 0 = 1) \wedge 1 = 1 \equiv (1 = 1 \equiv 1 = 1).$$

Истинность равенств устанавливается по (8) и $A1$. Применяя эквивалентность, получаем, что все равенства истинны.

Формализуя положение из [1, с. 22], следует сказать, что при фиксированной мощности D_A носителя сорта A для ТАКП1 существует две изоморфные двойственные модели. Кроме подразумеваемой модели можно построить двойственную с оценкой символа $\tilde{\vee}$ функцией конъюнкции, а константы 1 — элементом носителя, выполняющим роль нуля в конъюнкции. Добавим, что в силу равноправия термов сорта A по отношению ко всем остальным элементам языка и теории (в отличие от сорта B) перестановка

элементов D_A дает изоморфные модели. Неизоморфных модел[е]
нет. Ясно также, что ТАКП1 не накладывает никаких ограничени[й]
на мощность D_A. Это доказывает основную теорему о модел[ях]
ТАКП1 (напомним, что нестрогость наших рассуждений о мод[е]лях диктуется ограниченностью объема).

Теорема. *ТАКП1 категорична в любой мощности носител[я] сорта A.*

Нас будут интересовать лишь конечные носители D_A. В ТАКП[1] мы не имеем возможности придать каждой переменной свою об[]ласть пробегания. Обозначим $D_A=\{a_1, ..., a_k\}$, $|D_A|=k$, подразу[]мевая неповторяемость элементов, т. е. $i\neq j\supset a_i\neq a_j$. В такой ко[]нечной модели истинны схемы формул оцененного языка (13)–(15). Они аналогичны (10)—(12), но истинны в конкретных мод[е]лях, содержат константы из носителя D_A и уже не выводим[ы] в теории:

$$\exists\alpha P\equiv P\binom{\alpha}{a_1}\vee\ldots\vee P\binom{\alpha}{a_k}, \tag{13}$$

$$\exists!\alpha P\supset P\binom{\alpha}{a_1}\oplus\ldots\oplus P\binom{\alpha}{a_k}, \tag{14}$$

$$\forall\alpha P\equiv P\binom{\alpha}{a_1}\wedge\ldots\wedge P\binom{\alpha}{a_k}. \tag{15}$$

Закон истинности из [1, с. 20] запишется в виде

$$\forall\alpha\alpha^{a_1}=1\vee\ldots\vee\alpha^{a_k}=1 \tag{16}$$

или, используя схему (13), в виде

$$\forall\alpha\exists\alpha_1(\alpha^{\alpha_1}=1). \tag{17}$$

Закон (16), (17) разумно усилить до

$$\forall\alpha\alpha^{a_1}=1\oplus\ldots\oplus\alpha^{a_k}=1 \text{ или } \forall\alpha\exists!\,\mathbf{a}_1(\alpha^{\alpha_1}=1). \tag{18}$$

Использование в [1] аналога формулировки (16), а не (18), е[с]тественно, поскольку там это аксиома, а не следствие, котору[ю] следует делать максимально слабой.

Закон ложности запишется в виде k^2 формул схем[ы] $\forall\alpha\alpha^{a_i}\alpha^{a_j}=0$, $i\neq j$. По аксиомам *A4, A5* это эквивалентн[о] $a_i^{a_j}=0$ или $a_i\neq a_j$.

Заметим, что в [1, с. 91] кванторы брались только по пере[]менным сорта *A* причем не над формулами, а над термами сорт[а] *B*, конечными предикатами. Это кванторы в нетрадиционном смы[с]ле. В ТАКП1 они формализуются в виде функциональных симв[о]лов из (19)—(24):

$$\tilde{\exists}\beta_1(\beta_2)\leftrightharpoons fBBB6(\beta_1,\ \beta_2)\leftrightharpoons\beta_2\binom{\beta_1}{0}\tilde{\vee}\beta_2\binom{\beta_1}{1}, \tag{19}$$

$$\tilde{\exists}!\beta_1(\beta_2) \leftrightarrows fBBB7(\beta_1, \beta_2) \leftrightarrows \beta_2\begin{pmatrix}\beta_1\\0\end{pmatrix}\tilde{\oplus}\beta_2\begin{pmatrix}\beta_1\\1\end{pmatrix}, \tag{20}$$

$$\tilde{\forall}\beta_1(\beta_2) \leftrightarrows fBBB8(\beta_1, \beta_2) \leftrightarrows \beta_2\begin{pmatrix}\beta_1\\0\end{pmatrix}\tilde{\wedge}\beta_2\begin{pmatrix}\beta_1\\1\end{pmatrix}. \tag{21}$$

В фиксированной модели с носителем $D_A = \{a_1, ..., a_k\}$ введем определения по схемам

$$\tilde{\exists}_{D_A}\alpha(\beta) \leftrightarrows fABB1(\alpha, \beta) \leftrightarrows \beta\begin{pmatrix}\alpha\\a_1\end{pmatrix}\tilde{\vee}\ldots\tilde{\vee}\beta\begin{pmatrix}\alpha\\a_k\end{pmatrix}, \tag{22}$$

$$\tilde{\exists}!_{D_A}\alpha(\beta) \leftrightarrows fABB2(\alpha, \beta) \leftrightarrows \beta\begin{pmatrix}\alpha\\a_1\end{pmatrix}\tilde{\oplus}\ldots\tilde{\oplus}\beta\begin{pmatrix}\alpha\\a_k\end{pmatrix}, \tag{23}$$

$$\tilde{\forall}_{D_A}\alpha(\beta) \leftrightarrows fABB3(\alpha, \beta) \leftrightarrows \beta\begin{pmatrix}\alpha\\a_1\end{pmatrix}\tilde{\wedge}\ldots\tilde{\wedge}\beta\begin{pmatrix}\alpha\\a_k\end{pmatrix}. \tag{24}$$

Пусть формула P в законах (10)—(15) есть $\beta = 1$. Нетрудно доказать индуктивно формулы схемы (25) для Δ и $\tilde{\Delta}$ из (6):

$$(\beta_1 = 1)\Delta\ldots\Delta(\beta_n = 1) \equiv (\beta_1\tilde{\Delta}\ldots\tilde{\Delta}\beta_n) = 1. \tag{25}$$

Тогда любой квантор Q связан со своим функциональным аналогом $\tilde{Q}$ схемой (26), где x — переменная произвольного сорта:

$$Qx(\beta = 1) \equiv (\tilde{Q}x(\beta)) = 1. \tag{26}$$

Например, для квантора существования по сорту B имеем

$$\exists\beta_1(\beta_2 = 1) \equiv \beta_2\begin{pmatrix}\beta_1\\0\end{pmatrix} = 1 \vee \beta_2\begin{pmatrix}\beta_1\\1\end{pmatrix} = 1 \equiv$$

$$\equiv \beta_2\begin{pmatrix}\beta_1\\0\end{pmatrix}\tilde{\vee}\beta_2\begin{pmatrix}\beta_1\\1\end{pmatrix} = 1 \equiv (\tilde{\exists}\beta_1(\beta_2)) = 1.$$

Применяя схему (26) к (16), получаем еще более близкую [1] формулировку закона истинности

$$\tilde{\forall}\alpha\alpha^{a_1}\tilde{\vee}\ldots\tilde{\vee}\alpha^{a_k} = 1 \text{ или } \tilde{\forall}\alpha(\tilde{\exists}\alpha_1(\alpha^{\alpha_1})) = 1.$$

Итак, мы установили, что конечные предикаты из [1] — термы, которые ведут себя полностью аналогично формулам, имея функциональные аналоги кванторов и логических связок, а именно, если P — закон исчисления предикатов, то в ТАКП1 возможно доказать $P' = 1$, где P' получается из P заменой пропозициональных переменных переменными сорта B, на которые вешаются кванторы, а затем заменой Δ и Q на $\tilde{\Delta}$ и $\tilde{Q}$ соответственно: Например, поскольку $P_1 \supset P_2 \equiv \neg P_2 \supset \neg P_1$ — пропозициональная тавтология, можно быть уверенным, что $(\tilde{\forall}\beta_1\beta_2(\beta_1 \tilde{\supset} \beta_2 \tilde{\equiv} \tilde{\neg}\beta_2 \tilde{\supset} \tilde{\neg}\beta_1)) = 1$ — теорема ТАКП1.

Развитый формализм позволяет смотреть на алгебру конечных предикатов первого порядка как на логическую двусортную категоричную в любой мощности теорию с равенством и расширяет ее выразительные возможности. Первоочередной практической задачей АКП является решение ее уравнений. Пусть формализация этого процесса лежит через формализацию АКП второго и высших порядков, где используются множества — графики формул. Ее удобно развивать на фундаменте ТАКП1 по аналогии с арифметикой второго порядка и теорией типов.

Список литературы: 1. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Теория интеллекта: Математические средства. Х., 1984. 144 с. 2. *Поспелов Д. А.* Логические методы анализа и синтеза схем. М., 1974. 367 с. 3. *Колмогоров А. Н., Драгалин А. Г.* Введение в математическую логику. М., 1982. 120 с.

Поступила в редколлегию 24.03.87

УДК 510.62

Г. А. ТИМОФЕЕВА, канд. техн. наук,
С. Ю. ШАБАНОВ-КУШНАРЕНКО

ОБ АЛГЕБРЕ ПОДСТАНОВОЧНЫХ ОПЕРАЦИЙ

В статье [1] были введены понятия алгебры произвольного порядка и универсальной алгебры. Пусть x — какая-нибудь из переменных универсальной алгебры произвольного порядка. Ее область задания M записываем с помощью усеченного закона истинности

$$x^{\alpha_1} \vee x^{\alpha_2} \vee \ldots \vee x^{\alpha_s} = 1.$$

Эта запись означает, что $x \in \{\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_s\}$. Если x — переменная нулевого порядка, то $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_s$ — буквы. Если x — переменная i-го порядка $(i=1, 2, \ldots, p-1)$, т. е. переменный предикат i-го порядка, то $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_s$ — фиксированные предикаты i-го порядка.

Рассмотрим отношение $x \in X$ принадлежности переменного элемента x переменному множеству X. Пусть, для примера, $x \in \{a, b\}$, $X \in \{\varnothing, \{a\}, \{a, b\}\}$. Требуется записать на языке алгебры конечных предикатов [2] отношение $x \in X$.

Выписываем все варианты принадлежности элементов из множества $\{a, b\}$ множествам из системы $\{\varnothing, \{a\}, \{a, b\}\}$: $a \in a$, $a \in \{a, b\}$, $b \in \{a, b\}$. Таким образом, отношение $x \in X$ представляет собой следующее множество пар: $\{(a, \{a\}), (a, \{a, b\}), (b, \{a, b\})\}$.

Переходим от полученного отношения к соответствующему предикату

$$x \in X \equiv x^a X^{x^a} \vee x^a X^1 \vee x^b X^1 \equiv x^a X^{x^a} \vee (x^a \vee x^b) X^1 \equiv x^a X^{x^a} \vee X^1.$$

При упрощении формулы мы воспользовались усеченным законом истинности для переменной x: $x^a \vee x^b = 1$. Переменную x, от которой зависит значение предиката $X = X(x)$, мы обозначили тем же символом, что и независимую буквенную переменную x.

В универсальной алгебре этой двусмысленности можно избежать. С этой целью аргумент предиката X обозначим каким-либо иным символом, конкретно — символом y. Получаем $X(y)$. В универсальной алгебре это можно делать, так как в ней имеется сколько угодно переменных нулевого порядка. Ранее же этого нельзя было сделать, поскольку мы действовали тогда в алгебре типа (2, 1, 1), в которой имеется лишь одна переменная нулевого порядка. Поэтому мы вынуждены были поневоле использовать один и тот же символ x в двух разных ролях.

Вводим область задания переменной y уравнением $y^a \vee y^b = 1$. В данном случае области задания для переменных x и y мы выбрали одинаковыми, но так делать вовсе не обязательно. Область задания для x и y можно брать различными, если это по каким-либо соображениям оказалось бы целесообразным. Область задания для переменной X записываем уравнением $X^0 \vee X^{y^a} \vee X^1 = 1$. Формула для предиката принадлежности в новых обозначениях запишется в виде

$$x \in X \equiv x^a X^{y^a} \vee X^1.$$

Полученную формулу можно переписать в несколько ином виде:

$$x \in X \equiv 0\,X^0 \vee x^a X^{y^a} \vee 1\,X^1.$$

Мы видим, что предикат-множитель и предикат-показатель в каждом из дизъюнктивных членов формулы совпадают с точностью до обозначения аргумента предиката. При этом каждый предикат из области $\{0,\ y^a,\ 1\}$ задания переменной X используется по одному разу и дает свой дизъюнктивный член. Это наблюдение приводит к следующему определению предиката принадлежности $x \in X$.

Пусть $M = \{\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_s\}$ — область задания переменных x и y, $N = \{P_1, P_2, \ldots, P_t\}$ — область задания переменной X. Тогда

$$x \in X \rightleftarrows P_1(x)\, X^{P_1} \vee P_2(x) X^{P_2} \vee \ldots \vee P_t(x)\, X^{P_t}$$

или в сжатой формее

$$x \in X \rightleftarrows \bigvee_{P \in N} P(x) X^P. \qquad (1)$$

В полученной формуле появилась вспомогательная переменная первого порядка P, играющая роль индекса, по которому ведется логическое суммирование. Она имеет ту же область задания, что и переменная

$$P^{P_1} \vee P^{P_2} \vee \ldots \vee P^{P_t} = 1.$$

В формуле (1) запись $P(x)$ означает, что элемент x принадлежит фиксированному множеству P. Запись X^P означает, что множество X совпадает с множеством P. В целом формула (1) означает, что найдется такое множество P, принадлежащее системе множеств N, для которого $x \in P$ и $P = X$, иными словами, что $x \in X$.

Докажем корректность определения (1). Требуется доказать что для любых $a \in M$ и $A \in N$

$$a \in A = \begin{cases} 1, \text{ если } a \in A, \\ 0, \text{ если } a \overline{\in} A. \end{cases}$$

Доказательство. Выберем произвольно $x = a$, где $a \in M$ и $X = A$, где $A \in N$. Тогда согласно формуле (1)

$$a \in A = \bigvee_{P \in N} P(a) \cdot A^P = A(a)A = A(a).$$

Если $a \in A$, то $A(a) = 1$, а значит $a \in A = 1$; если же $a \overline{\in} A$, то $A(a) = 0$, следовательно, $a \in A = 0$.

В равенстве (1) под символом x можно понимать не только буквы, но и предикаты произвольного i-го порядка ($i = 1, 2, \ldots, p-2$), а под символом X — не только предикаты первого порядка, но и предикаты $i+1$-го порядка. Таким образом, с помощью определения (1) можно описывать принадлежность отношений любого порядка системе отношений того же порядка.

Пусть X — произвольное отношение i-го порядка; $(x_{0_1}, x_{0_2}, \ldots, x_{0_{n_0}}, x_{1_1}, x_{1_2}, \ldots, x_{1_{n_1}}, \ldots, x_{i-1,1}, x_{i-1,2}, \ldots, x_{i-1,n_{i-1}})$ — произвольный набор i-го порядка из этого отношения; $i = 1, 2, \ldots, p-1$. Нельзя брать $i = p$, так как тогда невозможно будет ввести переменную X, поскольку наибольший порядок переменных в алгебре конечных предикатов — $p-1$.

Величина порядка переменных в данном случае для нас не имеет значения, поэтому для простоты изложения введем для всех переменных единообразные обозначения: $x_{01} = x_1, x_{02} = x_2, \ldots, x_{i-1,n_{i-1}} = x_2$. В новых обозначениях произвольный набор из отношения запишется в виде $(x_1, x_2, \ldots, x_r)$. Принадлежность $(x_1, x_2, \ldots, x_r) \in X$ набора $(x_1, x_2, \ldots, x_r)$ отношению X есть отношение $i+1$-го порядка, оно запишется на языке алгебры конечных предикатов в виде следующего предиката $i+1$-го порядка:

$$(x_1, x_2, \ldots, x_r) \in X \rightleftarrows \bigvee_{P \in N} P(x_1, x_2, \ldots, x_r) X^P. \tag{2}$$

Здесь N — усеченное множество всех предикатов i-го порядка (с учетом областей задания для каждой из введенных переменных $x_1, x_2, \ldots, x_r$).

Имеет место следующее тождество: $(x_1, x_2, \ldots, x_r) \in A \equiv A(x_1, x_2, \ldots, x_r)$. Тем не менее было бы неверно писать $(x_1, x_2, \ldots, x_r) \in X \equiv X(x_1, x_2, \ldots, x_r)$.

Запись $X(x_1, x_2, \ldots, x_r)$ обозначает просто некоторую переменную алгебры конечных предикатов. Хотя мы и называем ее переменным предикатом, однако на самом деле X — это не предикат. Предикатами являются значения переменной X. Запись же $(x_1,$

$x_2, \ldots, x_r) \in X$ обозначает вполне конкретный предикат. Если x — переменная i-го порядка, то предикат $(x_1, x_2, \ldots, x_r) \in X$ имеет порядок $i+1$.

Обозначая для краткости переменный набор буквой ξ: $\xi = (x_1, x_2, \ldots, x_r)$, запишем формулу (2) в более компактном виде:

$$\xi \in X \rightleftarrows \bigvee_{P \in N} P(\xi) X^P. \tag{3}$$

Пусть $x_1 = s_1, x_2 = s_2, \ldots, x_r = s_r$, где $s_1, s_2, \ldots, s_r$ — значения переменных $x_1, x_2, \ldots, x_r$. Фиксированный набор $(s_1, s_2, \ldots, s_r)$ обозначим буквой σ: $\sigma = (s_1, s_2, \ldots, s_r)$.

Рассмотрим отношение $\sigma \in X$ принадлежности фиксированного набора σ переменному отношению X. Оно выражается формулой

$$\sigma \in X \rightleftarrows \bigvee_{P \in N} P(\sigma) X^P.$$

Мы получим некоторый предикат $i+1$-го порядка от переменной X i-го порядка. Обозначим этот предикат в виде $\sigma(X)$:

$$\sigma(X) \rightleftarrows \bigvee_{P \in N} P(\sigma) X^P. \tag{4}$$

Предикат $\sigma(X)$ назовем подстановочным предикатом от переменной X по набору σ.

Предикат X^A можно выразить через подстановочные предикаты вида $\sigma(X)$ следующим образом:

$$X^A \equiv \bigwedge_{\sigma \in M} (\sigma(X) \sim A(\sigma)). \tag{5}$$

Выражение $A(\sigma)$ есть логическая константа 0 или 1. Если $A(\sigma) = 1$, то $\sigma(X) \sim A(\sigma) \equiv \sigma(X) \sim 1 \equiv \sigma(X)$. Если же $A(\sigma) = 0$, то $\sigma(X) \sim A(\sigma) \equiv \sigma(X) \sim 0 \equiv \overline{\sigma(X)}$. Обозначим

$$\sigma(X) \rightleftarrows \sigma^1(X);$$

$$\overline{\sigma(X)} \rightleftarrows \sigma^0(X).$$

В обоих случаях имеем $\sigma(X) \sim A(\sigma) \equiv \sigma^{A(\sigma)}(X)$. С учетом полученного результата формулу (5) можно переписать в следующем виде:

$$X^A \equiv \bigwedge_{\sigma \in M} \sigma^{A(\sigma)}(X). \tag{6}$$

Формула (6) выражает узнавание X^A произвольного предиката A для любого переменного предиката в виде X суперпозиции операций отрицания и конъюнкции, действующих на всевозможные подстановочные предикаты, зависящие от переменной X.

Формула (6) позволяет ввести новую разновидность алгебры конечных предикатов, которую мы назовем алгеброй подстановочных предикатов. В этой алгебре в качестве элементарных предикатов используются: 1) все предикаты узнавания буквы для всевозможных буквенных переменных (поскольку их нельзя выразить через подстановочные предикаты с помощью формулы (6)); 2) все подстановочные предикаты для всевозможных предикатных переменных. В качестве элементарных операций в алгебре подстановочных предикатов используются конъюнкции, дизъюнкция и отрицание.

По сравнению с дизъюнктивной и импликативной алгеброй алгебра подстановочных предикатов имеет на одну операцию больше, но зато число элементарных предикатов в ней неизмеримо меньше. Число всех подстановочных предикатов для какого-либо переменного предиката совпадает с числом M всех наборов значений аргументов этого предиката. Число же всех узнаваний этого переменного предиката совпадает с числом всех постоянных предикатов, которые могут служить значениями данного переменного предиката. Это число равно 2^M.

Пусть $A(x_1\ x_2, \ldots, x_r)$ — произвольный постоянный предикат i-го порядка $(i=1, 2, \ldots, p)$. Рассмотрим операцию

$$S_{x_j}(A) \rightleftarrows A(x_1, x_2, \ldots, x_{j-1}, S, x_{j+1}, \ldots, x_r), \qquad (7)$$

которая ставит в соответствие предикату $A(x_1, x_2, \ldots, x_r)$ предикат $B(x_1, x_2, \ldots, x_r)=A(x_1, x_2, \ldots, x_{j-1}, S, x_{j+1}, \ldots, x_2)$, получающийся подстановкой в исходный предикат A значения s вместо переменной x_j. В предикате B переменная x_j — несущественная (фиктивная). Введенную операцию назовем подстановочной операцией $x_j=s$. Любой подстановочный предикат $\sigma(X)$, где $\sigma=(s_1, s_2, \ldots, s_r)$, выражается с помощью следующей суперпозиции подстановочных операций

$$\sigma(X) \equiv s_{1_{x_1}}(s_{2_{x_2}} \ldots s_{r_{x_r}}(x_1, x_2 \ldots, x_r) \in X) \ldots), \qquad (8)$$

действующей на предикат принадлежности $\xi \in X$. Тождество (8) позволяет ввести еще одну разновидность алгебры конечных предикатов, которую мы назовем алгеброй подстановочных операций. В этой алгебре в качестве элементарных предикатов используются все предикаты узнавания букв и всевозможные предикаты вида $\xi \in X$. В качестве элементарных операций в алгебре подстановочных операций используются конъюнкция, дизъюнкция, отрицание и все подстановочные операции вида $x_j=s$ при всевозможных значениях j и s.

По сравнению с алгеброй подстановочных предикатов алгебра подстановочных операций имеет неизмеримо меньше элементарных предикатов. Общее их число в ней равно kn_0+r, где k — число букв в алфавите алгебры конечных предикатов; n_0 — число переменных первого порядка; r — число всех предикатных переменных. Вместе с тем число элементарных операций в ней намного больше. К операциям конъюнкции, дизъюнкции и отрицания теперь добавляется $k_1+k_2+\ldots+k_r$ подстановочных операций, где $k_1, k_2, \ldots, k_r$ — число значений, которые принимают соответственно переменные $x_1, x_2, \ldots, x_r$. Если же учитывать суммарное число элементарных предикатов и операций, то в алгебре подстановочных операций это число неизмеримо больше, чем в алгебре подстановочных предикатов. Алгебра подстановочных операций полна.

Подстановочными операциями можно действовать не только на постоянные, но и на переменные предикаты $y = S_{x_j}(X)$; можем записать

$$X^P \supset Y^{s_{x_j}(P)}, \quad (p \in N).$$

На основании теорем об импликативном и дизъюнктивном разложении имеем

$$\bigwedge_{P \in N} (X^P \supset Y^{s_{x_j}(P)}) = 1 \text{ или же } \bigvee_{P \in N} X^P Y^{s_{x_j}(P)} = 1.$$

Введем понятие предиката подстановочной операции

$$S_{x_j}(X, Y) \rightleftarrows \bigvee_{P \in N} X^P Y^{s_{x_j}(P)}.$$

Язык алгебры подстановочных предикатов и язык алгебры подстановочных операций будем рассматривать как консервативные расширения языка дизъюнктивной алгебры конечных предикатов.

На практике широко используются операции над предикатами, называемые квантором общности и квантором существования, которыми действуют на произвольный постоянный предикат не выше $p-1$-го порядка $A(x_1, x_2, ..., x_r)$ по одной из переменных $x_j (j = 1, 2, ..., r)$. Они определяются следующим образом:

$$\forall x_j A(x_1, x_2, \dots, x_r) \rightleftarrows \bigwedge_{S \in M_j} A(x_1, x_2, \dots, x_{j-1}, s, x_{j+1}, \dots, x_r);$$

$$\exists x_j A(x_1, x_2, \dots, x_r) \rightleftarrows \bigvee_{S \in M_j} A(x_1, x_2, \dots, x_{j-1}, s, x_{j+1}, \dots, x_r).$$

Здесь M_j — область задания переменной x_j. В более краткой форме определение кванторов можно записать следующим образом:

$$\forall x_j A \rightleftarrows \bigwedge_{S \in M_j} S_{x_j}(A); \quad \exists x_j A \rightleftarrows \bigvee_{S \in M_j} S_{x_j}(A).$$

Содержательно кванторы истолковываются следующим образом. Запись $\forall x_j A(x_1, x_2, \dots, x_{j-1}, x_j, x_{j+1}, \dots, x_r)$ означает: „при заданных предметах $x_1, x_2, \dots, x_{j-1}, x_{j+1}, \dots, x_r$ для любого предмета x_j из множества M_j выполняется свойство A“. Запись $\exists x_j A(x_1, x_2, \dots, x_{j-1}, x_j, x_{j+1}, \dots, x_r)$ означает: „при заданных предметах $x_1, x_2, \dots, x_{j-1}, x_{j+1}, \dots, x_r$ в множестве M_j существует предмет x_j, для которого выполняется свойство A“.

Кванторами общности и существования можно действовать на предикат многократно, чередуя в произвольной последовательности кванторы общности и существования и переменные, по которым они берутся.

Квантор общности и квантор существования, которые берутся от предиката $A(\xi)$, где $\xi = (x_1, x_2, \dots, x_r)$, сразу по всем переменным $x_1, x_2, \ldots, x_r$, назовем кванторами общности и существования по набору переменных ξ:

$$\forall\xi A(\xi) \rightleftharpoons \forall x_1 \forall x_2 \ldots \forall x_r A(x_1, x_2, \ldots, x_r);$$

$$\exists\xi A(\xi) \rightleftharpoons \exists x_1 \exists x_2 \ldots \exists x_r A(x_1, x_2, \ldots, x_r).$$

Можно записать

$$\forall\xi A(\xi) \equiv \bigwedge_{\sigma\in M} \sigma(A); \quad \exists\xi A(\xi) \equiv \bigvee_{\sigma\in M} \sigma(A).$$

Здесь $M = M_1 \times M_2 \times \ldots \times M_r$.

Кванторами общности и существования можно действовать не только на постоянные, но и на переменные предикаты $Y = \forall x_j X$, $Y = \exists x_j X$. Можно записать соответственно для кванторов общности и существования

$$X^P \supset Y^{\bigwedge\limits_{s\in M_j} s_{x_j}(P)}; \quad X^P \supset Y^{\bigvee\limits_{s\in M_j} s_{x_i}(P)}; \quad (P\in N).$$

На основании теорем об импликативном и дизъюнктивном разложении имеем

$$\bigvee_{P\in N} X^P Y^{\bigwedge\limits_{s\in M_j} s_{x_j}(P)} = 1; \quad \bigvee_{P\in N} X^P Y^{\bigvee\limits_{s\in M_j} s_{x_j}(P)} = 1.$$

Вводим понятие предиката общности

$$\forall x_j(X, Y) \rightleftharpoons \bigvee_{P\in N} X^P Y^{\bigwedge\limits_{s\in M_j} s_{x_j}(P)}$$

и предиката существования

$$\exists x_j(X, Y) \rightleftharpoons \bigvee_{P\in N} X^P Y^{s\in M_j}.$$

В дальнейшем язык дизъюнктивной алгебры конечных предикатов консервативно расширяем за счет введения кванторов общности и существования.

Пусть произвольно выбраны два отношения A и B. В частном случае это могут быть множества предметов. Требуется описать в виде формул алгебры конечных предикатов включение $A \subseteq B$ и равенство $A = B$ этих отношений. Включение и равенство отношений — это тоже отношения, но только на единицу выше порядком. Для определения включения и равенства отношений используем известные из теории множеств выражения

$$A \subseteq B \rightleftharpoons \forall\xi(\xi \in A, \supset \xi \in B); \quad A = B \rightleftharpoons \forall\xi(\xi \in A \sim \xi \in B).$$

Содержательная интерпретация этих выражений следующая. Отношение $A \subseteq B$ выполняется в том и только в том случае, когда каждый набор ξ из отношения A содержится также и в отношении B. Отношение $A = B$ выполняется в том и только в том случае, когда принадлежность набора ξ отношению A равносильна принадлежности этого же набора отношению B. Равенство и включение отношений связаны друг с другом следующим образом. Утверждение $A=B$ равносильно утверждению $A\subseteq B$, $B\subseteq A$. Докажем эту связь. На основе определения квантора общности по набору переменных

$$A=B\equiv\bigwedge_{\sigma\in M}(\sigma\in A\supset\sigma\in B)(\sigma\in B\supset\sigma\in A)\equiv$$

на основе тождества $P\sim Q\equiv(\overline{P}\vee Q)(P\vee\overline{Q})$, где P и Q — произвольные предикаты,

$$\equiv\bigwedge_{\sigma\in M}(\sigma\in A\supset\sigma\in B)(\sigma\in B\supset\sigma\in A)\equiv,$$

на основе тождества $P\supset Q\equiv\overline{P}\vee Q$

$$\equiv(\bigwedge_{\sigma\in M}(\sigma\in A)\supset\sigma\ni B))\wedge(\bigwedge_{\sigma\in M}(\sigma\in B\supset\sigma\in A))\equiv,$$

на основе ассоциативности операции конъюнкции

$$\equiv(\forall\xi(\xi\in A\supset\xi\in B))\wedge(\forall\xi(\xi\in B\supset\xi\in A))\equiv A\subseteq B\wedge B\subseteq A.$$

Включение и равенство отношений рефлексивны, т. е. $A\subseteq A$ и $A=A$. Включение и равенство отношений транзитивны, т. е.

если $A\subseteq B$ и $B\subseteq C$, то $A\subseteq C$,

если $A=B$ и $B=C$, то $A=C$.

Равенство отношений симметрично, т. е. если $A=B$, то $B=A$. Равенство отношений экстенсионально, т. е. если $A=B$, то любые свойства отношений A и B совпадают.

На языке дизъюнктивной алгебры конечных предикатов включение $X\subseteq У$ переменных отношений X и $У$ запишется следующим образом:

$$X\subseteq Y\equiv\forall x_1\forall x_2\ldots\forall x_r((x_1,x_2,\ldots,x_r)\in X\supset(x_1,x_2,\ldots,x_r)\in$$

$$\in Y)\equiv\bigwedge_{\sigma\in M}(\sigma\in X\supset\sigma\in Y)\equiv\bigwedge_{\sigma\in M}(\bigvee_{P\in N}P(\sigma)X^P\supset$$

$$\supset\bigvee_{P\in N}P(\sigma)Y^P).\quad(\sigma=(s_1,s_2,\ldots,s_r)).$$

Аналогично находим формулу и для равенства $X=Y$ переменных отношений

$$X=Y\equiv\bigwedge_{\sigma\in M}(\bigvee_{P\in N}P(\sigma)X^P\sim\bigvee_{P\in N}P(\sigma)Y^P).$$

С другой стороны, очевидно, что

$$X=Y\equiv\bigvee_{P\in N}X^PY^P.$$

Список литературы: 1. *Тимофеева Г. А., Шабанов-Кушнаренко С. Ю.* О конечных отношениях произвольного порядка//Пробл. бионики. Х., 1988. С. 7—11. 2. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Теория интеллекта: Математические средства. Х., 1984. 142 с.

Поступила в редколлегию 27.10.86

УДК 510.62:681.51.015

В. В. ШЛЯХОВ, канд. техн. наук, *С. Н. ГЕРАСИН*

УПРОЩЕНИЕ АКСИОМАТИКИ ПРЕДИКАТОВ n-МЕРНОЙ ЛИНЕЙНОСТИ

Построение математических моделей по методу сравнения приводит к различным результатам в случае той или иной интерпретации множества входных сигналов. Чаще других моделей используются следующие: бесконечномерное функциональное гильбертово пространство типа L_2, конечномерное евклидово, конечное множество с введенной на нем структурой линейного пространства над произвольным полем. Очевидно, что только последняя реализация обладает конечной мощностью, в то же время остальные модели имеют бесконечное число элементов. Предметом данной статьи является изучение и модификация характеристических свойств линейно порожденных предикатов, определенных на конечномерном линейном пространстве.

Важность этой задачи объясняется тем, что идентификация систем методом сравнения подразумевает проведение экспериментов с целью установления истинности сформулированных аксиом. Очевидно, что экспериментальная проверка аксиом, сформулированных в обычной форме [1], невозможна, поэтому возникает необходимость представить все или хотя бы часть аксиом в виде, когда подобная проверка может быть осуществлена за конечное число операций.

Пусть A — конечномерное линейное пространство над произвольным полем G, размерность A равняется m. Выберем в A систему из m линейно независимых векторов $\{a_i\}_{i=1}^{m}$; известно, что такая система является базисом линейного пространства [2]. Сформулируем теперь ряд аксиом и покажем их эквивалентность характеристическим свойствам предикатов n-мерной линейности.

1. Ограниченная рефлексивность. $E(a_j, a_j)=1$, $j=\overline{1, m}$.

2. Аддитивность. Если $E(x, y)=E(u, v)=1$, то для любых $x, y, u, v\in A$, $E(x+u, y+v)=1$.

3. Однородность. Если $E(x, y)=1$, то $E(\lambda x, \lambda y)=1$, при любых $x, y\in A$, $\lambda\in G$.

4. Ограниченная n-мерность. Если существует набор элементов $\{l_i\}_{i=1}^{n}\in A$, такой, что для любого a_j, $j=\overline{1, m}$, найдется единственный набор чисел из поля $\{\alpha_i(a_j)\}_{i=1}^{n}$, для которого выполняется соотношение:

$$E\left(a_j, \sum_{i=1}^{n}\alpha_i(a_j)\, e_i\right)=1,\ j=\overline{1, m}.$$

Теорема 1. *Из свойств 1—4 вытекают свойства рефлексивности и n-мерности.*

Доказательство. Произвольный вектор $x \in A$ представим в виде $x = x_1a_1 + x_2a_2 + \ldots + x_ma_m$, где $\{a_i\}_{i=1}^m$ — базис пространства A. Очевидно, выполняются равенства $E(a_j, a_j) = 1$, $j = \overline{1, m}$, на основании свойства однородности верны следующие равенства: $E(x_ja_j, x_ja_j) = 1$, $j = \overline{1, m}$. Учитывая аддитивность, получаем $E(x, x) = 1$. Рефлексивность доказана. Покажем выполнение n-мерности. Докажем, что для каждого элемента $x \in A$ можно найти набор чисел такой, что будет верно равенство $E(x, \sum\limits_{i=1}^{n} \eta_i e_i) = 1$, где $\{e_i\}_{i=1}^n$ — линейно независимые векторы. По ограниченной n-мерности $E(a_l, \sum\limits_{i=1}^{n} x_j\alpha_i \times$ $\times (a_j) e_j) = 1$, $i = \overline{1, m}$, используя однородность, получаем

$$E(x_ja_j, \sum_{i=1}^{n} x_j\alpha_j(a_l) e_l) = 1, \ j = \overline{1, m}.$$

Воспользуемся аддитивностью

$$E\left(x, \sum_{i=1}^{n}\left(\sum_{j=1}^{m} x_j\alpha_j(a_l)\right)e_l\right) = 1, \ j = \overline{1, m}.$$

Выражение, стоящее в скобках, обозначим через $\eta_l = \sum\limits_{j=1}^{n} x_j\alpha_j(a_i)$. Осталось доказать, что набор $\{\eta_i\}_{i=1}^n$ выбирается единственным образом. Предположим, что найдутся два набора $\{\eta_i\}_{i=1}^n$ и $\{\mu_i\}_{i=1}^n$, для которых $E\left(x, \sum\limits_{i=1}^{n} \eta_i e_i\right) = E\left(x, \sum\limits_{i=1}^{n} \mu_i e_i\right) = 1$. Воспользуемся свойствами однородности и аддитивности. Тогда $E\left(0, \sum\limits_{i=1}^{n} (\eta_i - \mu_i) e_i\right) = 1$. Пусть $(\eta_i - \mu_i) = \gamma_i$. Следовательно, $E\left(0, \sum\limits_{i=1}^{n} \gamma_i e_i\right) = 1$. На основании ограниченной n-мерности можно записать $E\left(a_j, \sum\limits_{i=1}^{n} \alpha_i(a_j) e_i\right) = 1$. Из аддитивности выводим $E\left(a_j, \sum\limits_{i=1}^{n} (\alpha_i(a_j) + \gamma_i) e_i\right) = 1$. Сравнивая с предыдущим равенством и учитывая единственность коэффициентов $\{\alpha_i(a_j)\}_{i=1}^n$, $j = \overline{1, m}$, получаем $\gamma_i = 0$ или $\eta_i = \mu_i$, $i = \overline{1, n}$. Теорема доказана.

Выясним вопрос о независимости свойств 1—4.

Лемма. *Условия 1—4 независимы.*

Доказательство. 1. Ограниченная рефлексивность независима. $E(x, y)=D(x, -y)$, такой предикат очевидно однороден, аддитивен, ограничению n-мерен, но не ограниченно рефлексивен.

2. Ограниченная n-мерность независима. $E(x, y)\equiv 1$, этот предикат удовлетворяет всем свойствам, кроме ограниченной n-мерности, так как числа $\{\alpha_i(a_j)\}_{i=1}^{n}$ подбираются не единственным образом, независимость остальных свойств доказана в работе [1].

Очевидно, что предложенный набор ограниченных свойств не является единственным. Рассмотрим следующие свойства.

5. Ограниченная транзитивность. Если $E(x, 0)=E(y, 0)=1$, то $E(x, y)=1$.

6. Ограниченная аддитивность. Из равенства $E(x, y)=1$ для любого a_k, $k=\overline{1, m}$ вытекает $E(x+a_k, y+a_k)=1$.

Теорема 2. *Если предикат $E(x, y)$ удовлетворяет свойствам 1, 3—6, то он рефлексивен, аддитивен и n-мерен.*

Доказательство. Пусть предикат $E(x, y)=1$ и $z\in A$. Тогда $z=z_1a_1+\ldots+z_ma_m$. Допустим $z_i\neq 0$. Отсюда из однородности следует $E(z_i^{-1}x, z_i^{-1}y)=1$. Ограниченная аддитивность влечет $E(z_i^{-1}x+a_i, z_i^{-1}y+a_i)=1$ или $E(x+a_iz_i, y+ +a_iz_i)=1$. Поскольку последнее равенство справедливо для любого $z_i\neq 1$, то $E(x+z, y+z)=1$.

Таким образом, мы показали, что из равенства $E(x, y)=1$ вытекает $E(x+z, y+z)=1$ для любого $z\in A$. Предположим, $E(x_1 y_1)= =1$ и $E(x_2, y_2)=1$. Тогда из рефлексивности (она доказывается так же, как и в предыдущей теореме) имеем

$$E(x_1, y_1)=1,\ E(-y_1, -y_1)=1, \tag{1}$$

$$E(x_2, y_2)=1,\ E(-y_2, -y_2)=1. \tag{2}$$

Используя доказанное выше свойство, получаем

$$E(x_1-y_1, 0)=1, \tag{3}$$

$$E(y_2-x_2, 0)=1. \tag{4}$$

Из (3), (4) на основании ограниченной транзитивности выводим $E(x_1-y_1, y_2-x_2)=1$.

Теперь справедлива следующая цепочка равенств:

$$E(x_1+x_2-y_1, y_2)=1;\quad E(x_1+x_2, y_1+y_2)=1.$$

Последнее равенство свидетельствует об аддитивности предиката $E(x, y)$. В итоге предикат E удовлетворяет условию теоремы *1*, следовательно, он n-мерен. Теорема доказана.

Исследуем независимость указанных свойств. Ограниченная аддитивность независима. Рассмотрим предикат вида $E(x, y)= =D(x^2, y^2)$, причем, предикат такого типа рефлексивен, ограниченно транзитивен, однороден, ограниченно n-мерен, а в силу нелинейности — не ограниченно аддитивен.

В заключение отметим, что проблема независимости системы аксиом является чрезвычайно важной в связи с тем, что он позволяет сократить число экспериментов и обосновывает тот факт, что дальнейшее уменьшение невозможно. Имеют перспективу и исследования по разработке ограниченных свойств для других моделей множества входных сигналов. Скажем, формулировка свойств на основе базисных элементов функционального гильбертова пространства означает, что эксперименты следует проводить для функций одного класса, например, для полиномов или тригонометрических функций. При этом, безусловно, некоторые аксиомы усилятся, например, однородность заменится более сильной непрерывностью.

Список литературы: 1. *Шабанов-Кушнаренко С. Ю., Ицков Ф. Э., Ситников Д. Э., Ситников Д. Э.* Предикаты n-мерной линейности и их характеристические свойства//Пробл. бионики. 1985. Вып. 35. С. 65—73. 2. *Постников М. М.* Линейная алгебра. М., 1986. 400 с.

Поступила в редколлегию 25.03.87

УДК 007.510.766.2

А. Я. ДРЮЧЕНКО, А. И. КАНТЕМИР, С. Ф. КОРЯК, В. Ю. СОКОЛОВ

НОРМИРОВАНИЕ РЕЧЕВЫХ СИГНАЛОВ

Известно, что речевой сигнал характеризуется многократной избыточностью как семантической (что говорится), так и эктосемантической (как говорится) информации.

Как показали исследования [1, с. 136], в динамическом диапазоне сигнала содержится информация о качестве звучания (как говорится). Компрессированный по уровню речевой сигнал имеет разборчивость, которая мало отличается от разборчивости некомпрессированного сигнала. Более того, компрессия динамического диапазона речи позволяет повысить помехоустойчивость, т. е. получить большую разборчивость в условиях помех.

При дискретизации некомпрессированного (ненормированного) речевого сигнала в системах автоматического распознавания речи параметры, характеризующие динамический диапазон (порядка 50 дб, т. е. изменения по уровню более чем в 300 раз [1, с. 370]), также становятся признаками, порождая тем самым чрезвычайно громоздкую систему признаков описания одного и того же звукового образа, но имеющего различный масштаб (к тому же нелинейный для разных звуков в слове!). Так как, например, при фонемном распознавании число фоноидов в русском языке составляет по меньшей мере 140 [1, с. 16], то исследователь сталкивается со знаменитым «проклятием размерности» [2, с. 65]. К тому же еще не разработана даже в общем виде законченная в смысле математической строгости и практической реализуемости методика выбора системы эффективных признаков, и решение задачи становится практически неприемлемым.

В этой связи возникает необходимость минимизации пространства признаков. Одним из эффективных методов достижения этой цели может быть нормирование динамического диапазона исходного речевого сигнала.

В известных устройствах нормирование сопряжено с вырождением речевого сигнала, т. е. не учтены свойства речевых сигналов: квазипериодичность, проявление фонетического качества звука на временном интервале, равном периоду основного тона голоса. Под нормированием же речевого сигнала следует понимать приведение исходного сигнала на каждом заданном временном интервале нормирования к установленному фиксированному значению в точке максимального амплитудного значения сигнала при сохранении всех прочих амплитудных соотношений на интервале нормирования.

Целью разработки предлагаемого устройства является повышение точности воспроизведения формы нормализуемых речевых сигналов за счет учета особенностей речевых сигналов и применения цифровых методов обработки.

В нашем случае нормирование речевых сигналов основано на измерении максимального значения амплитуды исходного сигнала на фиксированном интервале времени, который выбирают равным или несколько превышающим длину элементарного сегмента аллофона вокализованных звуков. Исходный сигнал представляют в виде цифровых отсчетов, которые запоминают на интервале времени нормирования, вырабатывают коэффициент нормирования на данном интервале как частное от деления заданного фиксированного значения (нормы) на максимальное значение сигнала на данном интервале нормирования для регулирования каждого отсчета, посредством умножения хранящихся отсчетов на полученный коэффициент нормирования.

В процессе исследования данного технического решения выявлено, что оно обладает новой совокупностью признаков. До сих

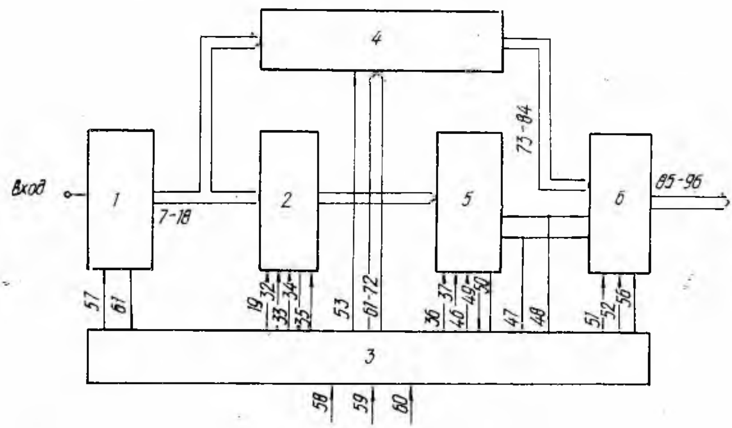


Рис. 1. Функциональная схема устройства для нормирования речевых сигналов

пор недостаточно выяснен вопрос о том, что принимать за репер: средний ли уровень интенсивности по всему диапазону или уровень плотности в каком-нибудь интервале частот, или что-нибудь иное. От этого выбора может зависеть в конечном итоге результат распознавания [3]. Авторы в качестве репера используют максимальное амплитудное значение исходного речевого сигнала на интервале 10 мсек, т. е. равном или превышающем максимально воз-

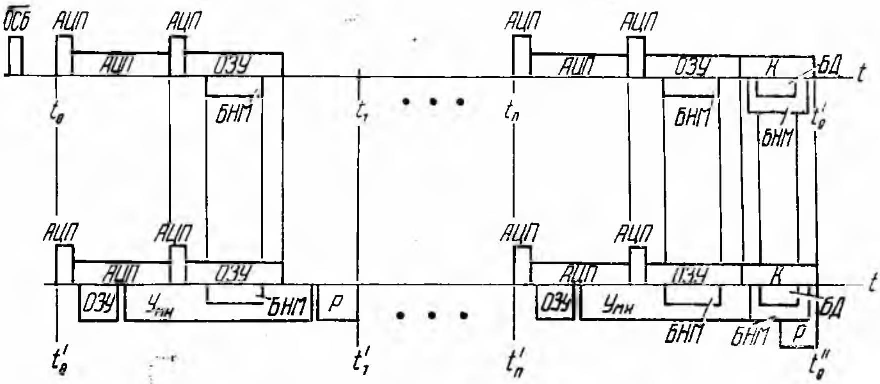


Рис. 2. Временная диаграмма работы устройства

можную длительность одного элементарного сегмента аллофона вокализованных звуков для произвольного диктора.

Устройство для нормирования речевых сигналов (рис. 1) содержит аналого-цифровой преобразователь *1* (АЦП), блок нахождения максимума *2* (БНМ), блок управления *3* (БУ), оперативно-запоминающее устройство *4* (ОЗУ), блок деления *5* (БД), блок умножения *6* (БУМ).

Нормирование речевых сигналов заключается в следующем: речевой сигнал преобразуют в последовательность n-разрядных двоичных чисел и запоминают. Емкость памяти определяют по формуле

$$P = \frac{T}{\tau} n(\text{бит}),$$

где T — время нормализации (интервал времени, на протяжении которого вырабатывается коэффициент нормирования); τ — такт преобразования. Одновременно с записью в память определяют максимальное амплитудное значение входного сигнала на заданном временном интервале (рис. 2). Временной же интервал выбирают, исходя из свойств речевого сигнала, так как на таком интервале может проявиться элементарный сегмент аллофона, который представляет собой период колебания сложной формы, несущий всю информацию о фонетическом качестве звука [4]. По окончании времени нормализации T находят коэффициент нормирования:

$$k = \frac{N_{\text{норма}}}{N_{\text{тек.мах}}}.$$

Здесь $N_{норма}$ — заданное фиксированное (максимальное) значение нормированного сигнала, причем коэффициент нормирования K находят за время $t \leqslant \tau$. После определения коэффициента K каждое предыдущее мгновенное значение считывается из памяти и умножается на коэффициент K. В результате получим пронормированный сигнал.

Устройство работает следующим образом. На вход АЦП *1* подается сигнал, который представляет собой сумму речевого сигнала и положительного постоянного напряжения, которое выбирают равным половине рабочего диапазона АЦП, т. е. речевой сигнал вынесен в положительную область и АЦП *1* работает с однополярным сигналом.

Импульсом сброса по цепи *60* устройство приводят в исходное состояние. В начальный момент времени импульс «Внешний запуск АЦП» по цепи *58* разрешает работу блока управления *3*. Блок управления *3* формирует по цепи *57* импульс запуска АЦП *1*. АЦП *1* преобразует входной сигнал и выдает на информационную шину АЦП результат преобразования. АЦП *1* формирует по цепи *61* импульс «Конец АЦП» в блок управления *3*, который формирует:

— текущий адрес ОЗУ *4* по адресной шине ОЗУ;

— импульс записи ОЗУ *4* по цепи *53*, при этом с информационной шины АЦП цифровой отсчет речевого сигнала записывается в соответствующую ячейку ОЗУ *4;*

— управляющие сигналы по цепям *19, 33, 35* для обеспечения функционирования блока нахождения максимума *2*.

Блок нахождения максимума *2* сравнивает текущий цифровой отсчет речевого сигнала на информационной шине АЦП с предыдущим отсчетом. Если текущий отсчет меньше или равен предыдущему, то на выходе блока нахождения максимума *2* на его информационной шине сохранится дополнительный код (делитель) предыдущего отсчета. И если текущий отсчет больше предыдущего, то на информационной шине блока нахождения максимума *2* формируется дополнительный код текущего отсчета. Описанный цикл повторяется на протяжении выбранного времени нормирования, которое задают величиной максимального адреса адресной шины ОЗУ.

Когда последний отсчет речевого сигнала на заданном времени нормирования записан в ОЗУ *4* и на информационной шине блока нахождения максимума 2 сформирован дополнительный код максимального значения отсчета речевого сигнала на участке нормирования, блок управления *3* разрешает работу блока деления *5*, формируя сигналы по цепям *36, 37, 46, 48*. При этом блок деления *5* вычисляет коэффициент нормирования, который получается делением максимально возможного отсчета АЦП (разрядность информационной шины АЦП) на дополнительный код максимального значения отсчета речевого сигнала, полученный на протяжении предыдущего времени нормирования. Одновременно с вычислени ем коэффициента нормирования блок управления *3* устанавливает блок нахождения максимума *2* по цепи *32* в исходное состояние.

Следующий интервал нормирования начинается с приходом импульса запуска АЦП с блока управления *3*, который разрешает преобразование АЦП. Одновременно блок управления *3* устанавливает по адресной шине ОЗУ начальный адрес. При этом на информационной шине ОЗУ находится первый отсчет речевого сигнала предыдущего интервала нормирования. Блок управления *3* разрешает работу блока умножения *6* по цепям *47, 48, 51, 52, 56*. Блок умножения *6* вычисляет произведение данного отсчета ОЗУ на коэффициент нормирования, полученного в блоке деления *5*. По окончанию операции умножения на информационной шине блока умножения *6* получаем отсчет пронормированного речевого сигнала.

По окончанию работы АЦП *1* импульс «Конец работы» по цепи *61* поступает на блок управления *3*. Блок управления *3* разрешает работу блока нахождения максимума *2* и формирует по цепи *53* импульс записи в ОЗУ *4*. Таким образом, в начальную ячейку ОЗУ *4* запишется первый отсчет речевого сигнала на новом интервале нормирования. С приходом следующего импульса «Запуск АЦП» по цепи *57* описанный цикл повторится с увеличением адреса ОЗУ *4* на единицу. По приходу последнего импульса «Запуск АЦП» с блока управления *3* по цепи *57* на втором интервале нормирования повторяется описанный цикл, но в конце которого блок управления *3* разрешает блоку деления *5* нахождение коэффициента нормирования для данного времени нормирования, и устанавливает блок нахождения максимума *2* в исходное состояние.

Дальнейшая работа устройства циклически повторяется по описанной работе устройства на втором интервале нормирования.

Предложенное техническое решение позволяет повысить качество и надежность работы устройств анализа и синтеза речи, так как учитывает свойства речевого сигнала: квазипериодичность, проявление фонетического качества звука на временном интервале, равном периоду основного тона голоса. Тем самым при нормировании речевых сигналов сохраняется информация о фонетической принадлежности речевого сигнала, а также информация, необходимая для идентификации диктора по голосу.

Список литературы: 1. *Сапожков М. А.* Речевой сигнал в кибернетике и связи. М., 1963. 564 с. 2. *Вайншток А. П., Книппер А. В., Махонин В. А., Турбович И. Т.* Анализ речи режекторными фильтрами//Речевое общение в автоматических системах. М., 1975. С. 142. 3. *Мясников Л. Л., Мясникова Е. Н.* Автоматическое распознавание звуковых образов. Л., 1970. 160 с. 4. *А. с. СССР.* № 1030840. Устройство для распознавания речевых сигналов//М. Ф. Бондаренко, А. Я. Дрюченко, А. И. Кантемир, В. Ю. Соколов. Бюл. изобрет. 1985. № 27. С. 62.

Поступила в редколлегию 27.10.86

УДК 681.3.015:003

Э. С. БОЛОТОВА, д-р техн. наук

ТЕХНОЛОГИЧЕСКИЕ АСПЕКТЫ РАЗРАБОТКИ И ЭКСПЛУАТАЦИИ БАЗ ЗНАНИЙ

В настоящее время можно говорить о том, что закончился пер
вый этап развития и разработки систем автоматизации, базирую
щихся на знаниях. Наиболее популярным типом таких систем яв
ляются экспертные системы (ЭС), отличительная черта их — на
личие базы знаний и процессов, которые могут быть реализованы
на ее основе. Эти процессы — анализ ситуаций, моделирование их
развития, выработка рекомендаций по принятию решений, объяс-
нение рекомендаций, отслеживание причинно-следственных связей
и т. п. Приобретенный опыт, а также число разработанных систем
требуют осмысливания, подведения основных итогов и определе-
ния наиболее важных проблем, которые должны быть решены на
следующем этапе развития ЭС.

Подобное обобщение можно осуществить по таким осям: об-
ласть распространения; средства реализации; тип ориентации на
пользователей; степень реализованности и подготовленности для
широкого практического использования.

Сегодня очевидно, что использование ЭС практически не огра
ничено какими-либо видами деятельности. Они одинаково могут
быть полезны и для медиков, и для химиков, их можно применять
при автоматизации исследований, проектировании, управлении
программировании, а также в других естественно-научных областях
знаний. Единственными рекомендациями здесь выступают: сферы
практической деятельности человека, к которым трудно примени
мы или вообще неприменимы формально-математические методы
и модели в чистом виде; там, где необходимы системы комплекс
ной автоматизации, включающие как традиционные процессы об
работки информации, так и сложную ее логическую обработку
там, где лабиринт поиска оптимальных решений настолько велик
что практически нереализуем либо по вычислительным мощностям
либо по соображениям ограничений на время. Еще один класс
систем, для которых ЭС неизбежны, — это управление системами
работающими в реальном масштабе времени, имеющими сложную
иерархическую, в том числе распределенную структуру.

Если говорить о средствах для реализации ЭС, то это практи
чески все типы ЭВМ — от ПЭВМ до больших универсальных
ЭВМ. Учитывая, что возможности ПЭВМ быстро подтягиваются
до уровня мини-ЭВМ и ЭВМ средних мощностей и конфигураций
в ближайшие 3—4 года следует ожидать лавинообразного процес
са появления ЭС различного назначения. Их распределение буде
лимитироваться скорее соображениями ресурсными, нежели теоре
тическими или методическими.

Рассмотрим более подробно вопрос о степени обеспеченности ЭС необходимыми инструментальными языками и средствами. В частности, выделим следующие моменты: обеспеченность технологией (технологиями) разработки; наличие хорошо апробированных систем представления знаний и данных, инструментальных языков и систем программирования, технологических комплексов поддержки проектировщика ЭС, хорошо зарекомендовавших себя систем поддержки интеллектуального интерфейса с пользователем; готовность средств аппаратной реализации ЭС.

Технологий проектирования ЭС сегодня и много, и мало. Много потому, что для тех задач, которые сегодня решаются с помощью ЭС, особенно сложные технологии не нужны. Поэтому каждый разработчик обычно строит свою технологию, исходя из соображений здравого смысла и своего понимания теории, методики и практики ЭС и систем искусственного интеллекта вообще. Это создает трудности для объективной оценки используемых направлений и технологий, да и общее количество ЭС пока не настолько велико, чтобы обобщить технологии их создания. Из наиболее апробированных следует отметить методики проектирования систем ситуационного управления, являющихся отечественными аналогами экспертных систем и появившихся не менее чем на десять лет раньше зарубежных образцов ЭС [1].

Следует также отметить, что сегодня отсутствуют технологические комплексы поддержки проектировщиков ЭС и вопросы построения баз знаний, их поддержки и развития практически решаются вручную. Поэтому создание таких комплексов является проблемой номер один. Их отсутствием можно объяснить замедленное внедрение в практику создания систем и средств автоматизации ЭС.

Вопрос о наличии достаточно апробированных систем представления данных и знаний (СПДЗ) находится в несколько лучшем положении и это естественно, поскольку они являются сердцем системно-программного комплекса ЭС, без которого обойтись невозможно. Сегодня среди систем ИИ принято выделять системы аналитических преобразований, расчетно-логические и экспертные системы, хотя все они в равной мере базируются на знаниях. Такая классификация достаточно искусственна, так как аппарат вычислительных моделей, например, может с успехом использоваться для создания ЭС проектирования ППП и вообще синтеза программ. На сегодня наиболее известными СПДЗ являются: ПРИЗ, СПОРА, ДИЛОС, а также Н—Р, реализованная как система ситуационного моделирования, а на самом деле практически независящая от областей применения [2—6].

Кроме перечисленных, есть еще ряд СПДЗ, ориентирующихся сразу на определенную предметную область. Таким образом, можно сказать, что сердце для построения и реализации ЭС можно при желании подобрать таким, какое нужно.

В качестве инструментальных языков программирования ЭС наибольшую популярность получили: ЛИСП, ФОРТРАН, ПАС-

КАЛЬ, а также языки ФРЛ, КРЛ. Сегодня язык РЕФАЛ вновь становится популярным в связи с появлением хороших трансляторов и интереса к нему со стороны промышленных организаций по разработке программного обеспечения. В целом можно было бы считать этот вопрос решенным, если бы имелись у нас средства аппаратной поддержки языков типа ЛИСП и РЕФАЛ. Однако создание ЛИСП- и РЕФАЛ- машин для широкого пользователя, по-видимому, еще долго будет оставаться делом будущего. По этой причине пока нельзя требовать высокой эффективности ЭС при больших объемах баз знаний и дефиците времени при выработке каких-либо рекомендаций. Тем не менее наличие интерпретаторов и компиляторов с этих языков делает реальным вопрос создания СПДЗ и ЭС на их основе.

Последний вопрос — это наличие апробированных теоретических и практических систем, обеспечивающих интеллектуальный интерфейс с пользователем. Здесь есть определенные успехи [7—11], но пока систем, ориентирующихся на построение ЭС непрограммирующими пользователями, нет. Отметим, что основная ориентация ЭС — это работа с ними непрограммирующих пользователей. Имеется в виду, что пользователь сам может участвовать в формировании, корректировке и развитии базы знаний, в их эксплуатации и ведении. Однако сегодня непрограммирующему пользователю остается немногое — эксплуатация ЭС и вмешательства, не связанные с изменением содержания баз знаний, так как последнее требует наличия специальных программных средств — поддержки целостности, непротиворечивости, вопросы которых не решены даже теоретически. Таким образом, системный аналитик, системный программист, программист-прикладник все еще остаются в цепочке непрограммирующий пользователь—ЭВМ.

В цепочке непрограммирующий пользователь — ЭС немаловажную роль играет система понимания естественного языка, используемая для многих целей: обучения ЭС при формировании базы знаний; развития в процессе доведения системы до требуемой полноты; эксплуатации; непосредственной реализации таких функций ЭС, как объяснение своих выводов, интерпретация входной информации и полученных результатов, информирование о своем состоянии пользователя и т. п. Здесь также можно назвать несколько систем универсального назначения, однако различающихся подходами, концептуальной ясностью и, главное, качеством реализованности. Говорить о возможности механической стыковки имеющихся лингвистических процессоров с системами представления знаний и данных для получения полнокровной системы взаимодействия и функционирования, по-видимому, еще рано. Практика создания разными разработчиками отдельных частей или блоков, необходимых для ЭС, привела к тому, что практически каждый должен делать все сам. В этой связи различные части создаваемых систем, как правило, имеют разную степень теоретической проработанности [12—13].

Таким образом, сегодня могут собираться все необходимые компоненты ЭС, реализуемых на программном уровне и для больших ЭВМ типа ЕС или БЭСМ-6, однако качество их вряд ли удовлетворит даже неприхотливого использователя.

На этом фоне системы, созданные одним коллективом, приобретают наибольшую ценность и именно они могут широко использоваться для создания ЭС проблемной ориентации. Наконец, если взять за основу классификацию ЭС, приведенную в работе [14], то имеющиеся ЭС могут быть отнесены в лучшем случае к действующим прототипам или исследовательским образцам. Практически единственной ЭС, доведенной до промышленной, является система оперативного управления авиаремонтным производством «ВГПО — Авиаремонт», базирующаяся на СПДЗ ситуационного моделирования [15].

Причины такого положения следующие: отсутствие удовлетворительной технической базы, так как ЭС являются ресурсно-емкими как по памяти, так и по быстродействию; малочисленность грамотных коллективов, способных взять на себя разработку лишь отдельных программных компонент — либо интерфейс на естественном языке, либо СПДЗ, либо создание моделей отдельных процессов; отсутствие единого заказчика с четко сформулированными потребностями в требуемом инструментарии ЭС; отсутствие ориентации у работающих коллективов на доведение разрабатываемых инструментальных средств ЭС до промышленной стадии.

Все это привело к тому, что имеющиеся ЭС ориентируются на автоматизацию какого-то узкого спектра деятельности, так как создателями экспериментальных баз знаний обычно являются сами разработчики, т. е. если говорить о стадиях жизненного цикла сложного объекта или системы как цепочки НИР — ОКР — изготовление — эксплуатация — развитие — ликвидация, то сегодня разработчики на каждой стадии видят объект только в своем спектре деятельности; проектировщики — свой, управленцы — свой, исследователи — свой. Соответственно, их ЭС будут отличаться и по языкам описания, и по системам представления знаний и данных, и по концепциям реализации. Учитывая, что основная ориентация ЭС — автоматизация сложных комплексных видов деятельности, такое «видение» объекта не позволит на базе различных ЭС, ориентирующихся каждая на свой вид деятельности, построить комплексную ЭС для управления объектом на всех стадиях его жизненного цикла.

Таким образом, первой проблемой, которая должна быть решена на втором этапе развития ЭС, является разработка ЭС под системы деятельностей, объединяющих все стадии жизненного цикла. В качестве подпроблем здесь следует назвать построение комплексных баз знаний, теоретических и инструментальных средств проектировщиков ЭС, построение моделей как под единичные, так и под комплексные виды деятельностей. Главным же звеном должна стать технология проектирования ЭС под системы деятельностей, связанных одним объектом. Ясно, что базы знаний отдельных деятельностей существенно пересекаются, что приводит к необходимости создания логики «сшивания» баз знаний, их агрегирования, дезагрегирования, развития и т. п. На основе концептуально единой базы знаний и наличия логики работы с нею можно было бы автоматизировать комплекс таких деятельностей, как исследование, проектирование, эксплуатация, управление проектированием, эксплуатацией, развитием, обучение управлению проектированием, обучение проектированию и т. п.

Вторая проблема, тесно связанная с первой, — это создание технологий коллективной работы с ЭС. Одна из основных тенденций сегодня — использование персональных ЭВМ на каждом рабочем месте — проектировщика, исследователя, управленца. При этом предполагается, что наличие ПЭВМ автоматически позволит повысить производительность труда на каждом рабочем месте, улучшит ее качество. Это в свою очередь позволит решить задачи, для решения которых и вводились ПЭВМ, ЭВМ, т. е. задачи управления народным хозяйством, его отраслями, комплексами и т. п. Это может быть при условии, если ПЭВМ будут обладать соответствующими интеллектуальными возможностями, а пользователи — будут способны использовать эти новые возможности. Далее очевидно, что ПЭВМ, связанные в сети, должны иметь сбалансированные по целям и средствам персональные ЭС, т. е. введение в состав каждого рабочего места ПЭВМ должно предполагать и наличие технологии создания сетей персональных ЭС (ПЭС), в совокупности обеспечивающих потребности всех уровней руководства, проектирования, управления. Главным компонентом такой технологии должны стать средства построения, увязки ЭС ПЭВМ, их компоновки и перекомпоновки, синтеза задачных БЗ, возникающих на рабочих местах. Следует сказать, что перечисленные проблемы пока не стоят широко и часто не понимаются. Если их не учитывать, то может возникнуть ситуация, аналогичная транспортной на заре его развития. Тогда думалось, что если каждый гражданин будет иметь персональный автомобиль, то и транспортных проблем не будет. Сегодня мы недалеки от этого идеала. А проблемы транспорта не только не упростились, но наоборот, существенно усложнились. Более того, появились сопутствующие проблемы — градостроительные, экологические, социальные и др. Нечто подобное может произойти и с повсеместным введением ПЭВМ в практику технического оснащения труда, если заблаговременно не будут продуманы вопросы коллективного решения задач на основе сетей ПЭВМ.

В этом контексте необходимо создание технологий группового проектирования и эксплуатации баз знаний под один вид деятельности, под систему деятельностей.

Наибольшее распространение в ЭС при построении баз знаний получил формализм продукционных систем. Он оказался удобным в том числе и при использовании концепции фреймов на уровне реализации декларативно-процедурного подхода к построению модели предметной области. Представляется, что это не случайно для экспертных систем. Каждое правило-продукция представляет собой минимальный модуль знания, в котором объединяются: прототип ситуации, в которой данное правило может быть применимым; целеуказание, т. е. действие, которое можно осуществить в данной ситуации; перечень преобразований, которым должна подвергнуться ситуация из данного прототипа; последствия, к которым данная ситуация приведет в случае ее реализации. Таким образом, каждая ЭС является ситуационной. Для медика в понятие ситуации входит описание состояния конкретного больного; для проектировщика — это та совокупность технических характеристик, которым должно удовлетворять проектируемое изделие; для управления — это совокупность фактов, описывающих конкретную ситуацию на объекте управления. Продукционный подход является удобным по однородности описания различной информации, по модульности ее представления, по наибольшему соответствию способам человеческого мышления и поведения.

Сегодня, наконец, понимается, что фреймы являются удобным способом структуризации знаний и не более того, на уровне же реализации продукции — наиболее естественным способом работы с конкретными ситуациями, что затруднительно в «чистых фреймах».

Самым важным моментом при создании продукционных баз знаний является, как известно, классификация ситуаций, в совокупности накрывающих все, что может происходить в моделируемой предметной области. От качества классификации зависит реакция системы, качество ее ответов, возможность ее развития, язык, интерфейс с пользователем. В ситуационном управлении разработаны два основных способа классификации: от готовых решений — к описанию прототипов ситуаций, в которых эти действия применимы; от возможных действий в изучаемой предметной области — к построению структуры решений, реализующих эти действия, затем построение сценариев реализации этих действий. Первый способ применим для простых систем, в которых число ситуаций существенно превышает число решений. Второй способ удобен в системах, в которых о характере соотношения числа ситуаций и решений неизвестно ничего определенного. Настолько они сложны. Однако на сегодня этого недостаточно. Наряду с псевдофизическими логиками — времени, пространства, действий, оценок и т. п. — сегодня необходимы ситуационные логики, на основе которых может моделироваться динамика развития и распространения ситуаций «снизу—вверх» и «сверху — вниз».

Псевдофизические логики изучают закономерности поведения какого-либо типа отношения, например времени. Связи этого отношения с другими игнорируются, т. е. каждое отношение вычленяется и изучается автономно. Информация, которая при этом «выводится», служит для пополнения исходного описания об объекте. В ситуационном подходе упор делается на обратное: совокупность отношений рассматривается единовременно и в комплексе. При этом все изменения могут касаться также различных аспектов описания объекта: топологических, функциональных и других. Сегодня логики такого типа практически не рассматриваются, хотя именно они должны стать основой создания технологии коллективных ЭС.

При этом логики времени, пространства могут сыграть большую роль на этапах классификации и построения баз знаний, чем в процессах их функционирования. Необходимость ситуационных логик особенно прослеживается для систем управления, охватывающих уровни долгосрочного, перспективного, оперативного и диспетчерского управления. Ясно, что ситуации, возникающие на уровне диспетчерского управления, далеко не все разрешимы средствами этого же уровня. Часть из них решается на уровне оперативного управления, другая часть — на следующем уровне и т. п. Аналогично, ситуация на уровне создания ресурса — уровне перспективного управления, влияют на нижележащие уровни: назначение ресурса — долгосрочного управления, распределения ресурса — оперативного управления, использования ресурса — диспетчерского управления.

Создание систем управления под каждый из уровней, как это принято сегодня, должно быть заменено системами, в которых все уровни динамически связаны по логике, решениям, ресурсам, средствам, языку.

Представляется, что решение перечисленных проблем должно составить сущность нового поколения ЭС, разрабатываемых на втором этапе их развития.

Список литературы: 1. *Загадская Л. С., Загадский В. Д., Сокольников А. И.* Методика проектирования систем ситуационного управления и организация работы с экспертами//Кибернетика. М., 1979. 40 с. (Препринт АН СССР). 2. *Бабаев И. О., Новиков Ф. А., Петрушина Т. И.* Язык ДЕКАРТ — входной язык системы СПОРА//Прикладная информатика. М., 1981. С. 35—73. 3. *Кахро М. И., Калья А. П., Тыугу Э. Х.* Инструментальная система программирования ЕС ЭВМ (ПРИЗ). М., 1981. 158 с. 4. *Брябрин В. М.* Ф-язык — формализм для представления знаний в интеллектуальной системе//Прикладная информатика. М., 1981. С. 73—103. 5. *Загадская Л. С., Лозовской В. С., Сокольников А. И., Горячук В. Ф.* Реализация базовых процессов в системе ситуационного управления// Вопр. кибернетики: Ситуационное управление. Теория и практика. М., 1980. С. 94—108. 6. *Лозовский В. С.* Экстенсиональная база данных на основе семантических сетей//Известия АН СССР: Техн. кибернетика. М., 1982. С. 23—42. 7. *Брябрин В. М.* Диалоговая информационно-логическая система//Семиотика и информатика. М., 1982. С. 47. 8. *Микулич Л. И., Червоненкис А. Я.* Специализированная диалоговая система//Вопр. разработки прикладных систем. Новосибирск, 1979. С. 111—129. 9. *Нариньяни А. С.* Проект ЗАПСИБ — серия лингвистических процессоров для взаимодействия с базами данных//Вопр. разработки прикладных систем. Новосибирск, 1979. С. 51—77. 10. *Попов Э. В.* Общение с ЭВМ на естественном языке. М., 1982. 357 с. 11. *Ловицкий В. А.* Обучаемая диалоговая естественно-языковая система ДЕСТА//Изв. АН СССР: Техн. кибернетика. М., 1983. С. 114—117. 12. *Мальковский Л. Г.* Диалог с системой искусственного интеллекта. М., 1983. 211 с. 13. *Заслоненко А. М., Кузин Е. С., Хахалин Г. К.* Лингвистический транслятор в системе общения с ЭВМ//Экспертные системы. М., 1986. С. 9—16. 14. *Кирсанов Б. С., Попов Э. В.* Экспертные системы. Состояние и перспективы//Экспертные системы. М., 1986. С. 3—9. 15. *Загадская Л. С., Морозова Л. Г.*, Ситуационный анализ//Вопр. кибернетики: Ситуационное управление и семиотическое моделирование. М., 1983. С. 97—110.

УДК 681.3.015:003

Е. Б. КАЙКОВА

СИСТЕМА АНАЛИЗА ВРЕМЕННЫХ ЕСТЕСТВЕННО-ЯЗЫКОВЫХ КОНСТРУКЦИЙ

Один из важнейших аспектов знаний в искусственных интеллектуальных диалоговых системах, понимающих естественный язык, связан с отражением динамики знаний о каждой предметной области. Без учета логики времени невозможно осуществить в искусственных системах тождественное отображение внешней среды, планирование деятельности в среде, а также организацию диалога между человеком и искусственной системой на естественном языке. В статье рассматриваются вопросы создания системы анализа временных естественно-языковых (ЕЯ) конструкций. Нобходимо прежде всего выделить все те конструкции языка, так называемые временные, которые являются отражением динамики развития во времени в языке.

Классификация временных конструкций языка. Все множество ЕЯ конструкций, отвечающих на вопрос «когда?», можно условно разбить на три подмножества. Элементы этих подмножеств характеризуют соответственно абсолютное, относительное и размытое время действия объектов. Внутри каждого подмножества выделяются временные конструкции, характеризующие одномоментные события, и временные конструкции, характеризующие континуанты или протяженные во времени события. Рассмотрим подробнее каждое из подмножеств.

1. Абсолютное представление времени для одномоментных событий задается конструкциями типа: «16 марта 1985 г.», «9 Мая 1945 г.» Характеристики континуант могут быть заданы словоформами или конструкциями типа: «с 16 ч до 21 ч 15 апреля 1985 г.», «с 1 июля по 15 августа 1983 г.» и другими подобными. Особо необходимо сказать о временных конструкциях (ВК) абсолютного представления для неявно заданных временных интервалов. Это такие конструкции, как: «в течение 7 ч, начиная с 9 ч утра 16 октября 1985 г.», «три дня подряд, начиная с 23 февраля 1986 г.».

2. Обширно подмножество ВК относительного представления времени для одномоментных событий. В это подмножество входят ВК «вчера», «сегодня», «завтра», «через две недели», «16 дней тому назад» и т. д. Аналогично задается время действия для континуант. Например, «с понедельника до четверга», «с марта по май».

3. Для характеристики размытого времени действия используются ВК типа: «недавно», «скоро», «иногда», «обычно» — для временных точек; и «с утра до вечера» и прочие — для временных интервалов.

Следует отметить, что зачастую ВК различных подмножеств используются совместно, дополняя и уточняя друг друга. Примерами могут служить следующие ВК: «вчера в 16 ч», «сегодня утром», «после обеда в течение 3 ч».

Особый класс составляют временные конструкции, характеризующие временные отношения типа эквивалентности и типа порядка. К этому классу относятся ВК: «раньше», «позже», «одновременно», «до того, как», «после того, как», «вместе с тем» и прочие.

Для обработки названных временных конструкций в диалоговой интеллектуальной системе ДЕСТА [1, 2] строится подсистема временного процессора (ВП).

Психолингвистические предпосылки создания ВП. Анализ входных естественно-языковых высказываний (ЕЯВ) в системе ДЕСТА осуществляется на основании морфолого-синтаксической информации, которая ставится в соответствие каждой из словоформ входного ЕЯВ.

В качестве морфолого-синтаксической информации (МСИ) для ВК может использоваться вопросительное слово «когда». В этом случае, казалось бы, возможна обработка ЕЯ временных конструкций по общим принципам анализа. Такая возможность действительно существует, но лишь для обработки ВК абсолютного представления времени действия объектов. Попытки использовать общие принципы анализа по МСИ в случаях, когда мы имеем дело с ВК относительного или размытого представления времени, заканчиваются неудачей.

Простой пример подобной ситуации: в базе знаний интеллектуальной системы содержится факт «Вчера студенты первого курса сдавали экзамен по технике безопасности». Если временной словоформе «вчера» соответствует МСИ «когда» и используются общие принципы анализа, диалоговая система на вопрос «Когда студенты сдавали экзамен по технике безопасности?» и через месяц, и через год после поступления факта в базу знаний будет отвечать: «Студенты сдавали экзамен вчера».

Практика подобных диалогов привела к необходимости выделения в системе ДЕСТА отдельной, относительно самостоятельной подсистемы временного процессора для обработки временных ЕЯ конструкций. Теоретическим обоснованием подобного подхода стали данные патопсихологии и нейролингвистики, касающиеся процессов обработки ВК языка человеческим мозгом [3]. Эти данные дают возможность сделать вывод о том, что у человека ВК обрабатываются относительно независимо от решения любых других лингвистических задач. Например, при некоторых локальных поражениях головного мозга человек «...не может правильно назвать число, месяц, и день...»; «...у него нарушено распределение событий во времени»; он «...дезориентирован во времени...», хотя функция речи полностью сохранена и нет нарушений интеллектуальной деятельности [3].

Основой подсистемы временного процессора является логическая псевдофизическая модель времени.

Основные положения логики времени. В качестве основополагающих отношений аксиоматики при создании логической модели выбраны: традиционное отношение логики «быть одновременно» и двойственные отношения «быть раньше», «быть позже». «Быть одновременно» является отношением типа эквивалентности, а «быть раньше», «быть позже» — отношениями типа порядка. Для описания всех существующих временных отношений достаточно и пары логических отношений (т. е. «быть одновременно» в сочетании с любым из двойственных «быть раньше», «быть позже»), но использование всех трех отношений значительно упрощает работу с естественно-языковыми высказываниями о событиях.

В действующей модели используются ЕЯВ как об одномоментных событиях, так и о континуантах. Когда речь идет о континуантах, временные отношения между интервалами сводятся к отношениям между одномоментными парными событиями начала и конца интервалов, причем «быть раньше», «быть позже» полагаются отношениями строгого порядка. Любые отношения между интервалами, такие как вложенность интервалов или их пересечение, являются производными от трех базовых логических отношений. Проиллюстрируем сказанное на примере. Пусть необходимо определить отношение совпадения интервалов, соответствующих событиям *F1* и *F2*. *F1*, протяженное во времени, заменим парой событий *HF1* и *KF1* так, что событие *HF1* представит собой начало интервала *IF1*, а *KF1* — конец этого интервала соответственно. Подобным же образом заменим рассмотрение *F2* парой событий *HF2*, *KF2*. События *HF1*, *KF1*, *HF2*, *KF2* являются одномоментными. Тогда отношение совпадения интервалов *IF1* и *IF2*, соответствующих событиям *F1* и *F2*, представится следующим образом: события *HF1*, *HF2* и *KF1*, *KF2* попарно связаны с отношением «быть одновременно». На языке внутреннего представления, так называемом языке R-выражений [1], все сказанное выше запишется в виде набора отношений:

MC1: **одновременно**

$(HF2)=(HF1)$;

MC2: **одновременно**

$(KF2)=(KF1)$;

где MC1 — метка отношения.

Новое именованное отношение «совпадение интервалов», определенное через базовое отношение «быть одновременно», на языке *R*-выражений будет выглядеть так:

MC3: **совпадение—интервалов**

$(IF1, IF2)=(MC1)\wedge(MC2)$

В качестве термов базовых логических отношений выступают события — факты базы знаний системы.

Более сложную правильно построенную формулу представит собой на языке *R*-выражений отношение вложенности интервалов *IF3*, *IF4*, соответствующих событиям *F3* и *F4*. Замена интервалов *IF3*, *IF4* парами одномоментных событий *HF3*, *KF3*, *HF4*, *KF4* осуществляется аналогично тому, как это делалось в случае определения отношения совпадения интервалов. Набор отношений для определения логического отношения вложенности интервалов через базовые имеет вид:

MC4: **раньше**
$(HF3) = (HF4)$;

MC5: **позже**
$(KF4) = (KF3)$;

MC6: **одновременно**
$(HF4) = (HF3)$;

MC7: **одновременно**
$(KF4) = (KF3)$.

Именованное отношение вложенности интервалов в общем случае записывается так:

MC8: **вложенность — интервалов** ((MC4) $\wedge$ (MC5)) ∇ ((MC6) $\wedge$ (MC5)) ∇ ((MC7) $\wedge$ (MC4)),
$(IF3, IF4) =$

где символ ∇ обозначает знак логической операции «разделительного или».

Подобным образом определяются в логической системе и отношения пересечения интервалов, независимости интервалов и т. д.

Логические отношения являются той основой, которая позволяет строить в системе неметрическую логику в виде семантической временной оси. Событиям, связанным отношением «быть одновременно», на семантической временной оси соответствует одна временная точка. События, связанные отношениями «быть раньше» — «быть позже», располагаются соответственно левее — правее на семантической временной оси. Для перехода к метрической логике осуществляется соотнесение ЕЯ высказываний о времени с интервалом времени с именем «сегодня». В этом случае именно факт, произошедший «сегодня», фигурирует в качестве одного из термов логического отношения. Реализуется метрическая логика в виде псевдофизической временной оси. Временные точки псевдофизической временной оси, соответствующие каждому событию на оси, однозначно соотнесены с физическим временем. Кроме того, строится дополнительная временная ось, события на которой располагаются в соответствии со временем поступления в базу знаний системы ЕЯВ о них. Эта временная ось также является метрической.

Все три оси и составляют, в свою очередь, псевдофизическую логическую модель времени. Проследим последовательность построения образа временных отношений в подсистеме временного процессора. Как только ЕЯВ о событии поступает в систему, на дополнительной временной оси строится временная точка, соответствующая моменту поступления ЕЯВ. Если в самом ЕЯВ есть указание на то, когда конкретно произошло это событие, в этом случае событию ставится в соответствие временная точка на псевдофизической временной оси. Зачастую прямого указания на время нет, но есть возможность вычислить его. В этом случае, после предварительных вычислений, также определяется временная точ ка (ВТ) на псевдофизической оси. Кроме того, если в ЕЯВ есть ссылки на какие-либо временные отношения, событию, о котором идет речь, дополнительно ставится в соответствие ВТ на семантической временной оси.

Формирование временных точек. Основу временной точки составляет так называемый временной маркер (ВМ). Формат ВМ позволяет учитывать всю необходимую для анализа и синтеза информацию:

MTI, *GT*, P1T, *QHT*, TP1, TPC1, ACP, *LL*, *LR*, *MF*, где MT — метка ВМ; *GT* — код грамматического времени, задаваемого в ЕЯВ глаголом; P1T — код абсолютной или относительной точки отсчета времени. Время выполнения действия соотносится с точкой отсчета с помощью временных отношений «раньше», «позже», «одновременно»; *QHT* — код четкого или нечеткого временного квантора и его характеристик; TPI — множество временных характеристик различных единиц времени; TPCI — множество временных характеристик единиц времени, представленных временной конструкцией «сегодня»; ACP — адрес связи продолжения для множества временных характеристик; *LL*, *RL* — адреса связи для указания места ВМ на временных осях; *MF* — метка факта, для которого определен данный ВМ.

Любая временная конструкция из ЕЯВ текста должна быть преобразована к формату ВМ, прежде чем соответствующая временная точка будет встроена в логическую модель времени. Преобразование к формату ВМ ВК абсолютного представления времени не составляет труда, так как в базе знаний подсистемы ВП содержатся процедуры подобного преобразования.

Рассмотрим пример. На вход системы ДЕСТА поступает ЕЯВ с ВК: «16 октября 1985 года В. А. Борисов привез две машины кирпича. Бригада А. М. Калмыкова не выполнила план». ЕЯ конструкция «16 октября 1985 года» будет опознана как временная на основании ее МСИ. Она исключается из поверхностной структуры ЕЯВ. В качестве языка внутреннего представления самого ЕЯВ используется язык *R*-выражений, основу которого составляют так называемые ССО — синтактико-семантические отношения:

M1: **кто,** он (возить, при) = (В. А. Борисов);

M2: **что—делать** (В. А. Борисов) = (возить, при);

M3: **сколько** (машина) = (два);

M4: **что—в,** они (возить, при) = (машина);

M5: **чего,** они (машина) = (кирпич);

где M1, ..., M5 — метки ССО.

ССО формируются системой автоматически на основе МСИ каждой входящей в ЕЯВ словоформы. Приведенные ССО составляют факт:

МФ1: (M1, M2, M3, M4, M5), где МФ1 — метка факта, который является внутренним представлением ЕЯВ «В. А. Борисов привез две машины кирпича». Аналогично следующее входное

ЕЯВ «Бригада А. М. Калмыкова не выполнила план» преобразуется к виду:

М6: **что,** она (не, полнять, вы) = (бригада);

М7: **кого,** он (бригада) = (А. М. Калмыков);

М8: **что—делать** (бригада) = (не, полнять, вы);

М9: **что—в,** он (не полнять, вы) = (план);

МФ2: (М6, М7, М8, М9).

Факты МФ1 и МФ2 заносятся в базу знаний системы. А исключенные из поверхностной структуры ВК передаются на вход подсистемы временного процессора, где они преобразуются к формату ВМ:

GT: «прошедшее совершенное»;

P1T: 0;

QHT: 0 (квантор отсутствует);

TP1: 16, TP2: октябрь, TP3: год (1985).

Для определения элементов TPCI в подсистеме анализируется информация о времени поступления ЕЯВ в систему. Пусть время поступления — 10 января 1986 г., среда, 15 ч 50 мин.

Тогда:

TPC1: 10, TPC2: январь, TPC3: год (1986), TPC4: среда, TPC5: часов (15), TPC6: минут (50).

Максимально возможное число составляющих элемнетов TPCI и TPI в одном временном маркере равно 6. Если число временных характеристик больше 6, заполняется еще один временной маркер. В этом случае возникает необходимость указать адрес связи продолжения — АСР.

Элементы *LL, LR* пока не заполняются, а в ячейки *MF* заносится адрес факта МФ1 (к которому относится данный ВМ) из базы знаний системы. В записи факта, в свою очередь, делается ссылка на адрес ВМ в базе знаний.

Далее для полученного ВМ строятся точки на трех временных осях логической модели.

Гораздо сложнее обстоит дело с конструкциями, которые характеризуют относительное время действия события, т. е. с конструкциями второго класса. Для них необходимо предварительное преобразование ВК второго класса во ВК первого класса — ВК абсолютного представления времени, которая затем уже будет заменена ВМ.

Преобразование по типу. Для осуществления такого преобразования к работе подключаются определенные процедурные знания базы знаний временного процессора. Все процедуры базы знаний подразделяются на «врожденные» и «сформированные». В состав «врожденных» процедурных знаний, помимо процедур преобразования к формату ВМ ВК абсолютного представления времени включены программные модули, специально написанные для преобразования во внутреннее представление определенных, так называемых базовых, ЕЯ временных конструкций относительного представления времени. К базовым ВК, в частности, можно отнести ВК «день», «минута», «год», и другие. Программные модули предварительного преобразования по типу таких конструкций (словоформ) составляют базовый набор врожденных процедурных знаний (ВПЗ).

«Сформированные» процедурные знания (СФПЗ) представляют собой процедуры, самостоятельно синтезированные системой на основании их декларативного описания с использованием ВПЗ подсистемы ВП. С помощью ВПЗ и СФПЗ и осуществляется предварительное преобразование по типу ЕЯ ВК, известных системе. Неизвестной ЕЯ конструкция считается в том случае, если временной процессор не может поставить ей в соответствие процедуру ни из СФПЗ, ни из базового набора ВПЗ. Чтобы система могла создать «сформированную» процедуру для преобразования неизвестной ВК, необходимо ввести в нее декларативное описание, с помощью которого неизвестную конструкцию можно было бы свести к одной из известных. Это наиболее эффективный способ пополнения базы знаний подсистемы. Но возможна альтернатива иногда бывает проще написать новый программный модуль для преобразования незнакомой ВК, чем дать ее декларативное описание через известные. Такая возможность предусмотрена, так как система является открытой, и в этом случае новая процедура пополняет базовый набор ВПЗ подсистемы.

Рассмотрим подробнее на примере процесс формирования СФПЗ. В базовом наборе ВПЗ в числе прочих содержатся процедуры преобразования ВК «день», «сегодня». Перечень имеющихся в подсистеме процедур (как ВПЗ, так и СФПЗ) содержится вместе с метками вызова в словаре ВК. Предположим, что из поверхностной структуры ЕЯВ была выделена и передана во ВП ВК относительного представления времени «три дня тому назад». Чтобы определить, является ли данная ВК известной, ВП пытается идентифицировать ее по словарю ВК. ЕЯ ВК отсутствует в словаре, следовательно, в базе знаний нет процедур ее обработки. Система в таком случае синтезирует запрос к пользователю в таком виде: «Временная конструкция «три дня тому назад» мне неизвестна. Пожалуйста, объясните ее значение, используя отношения «раньше», «позже», «одновременно»». Чтобы помочь пользователю составить декларативное описание новой ВК, распечатывается содержимое словаря ВК, элементы которого рекомендуется использовать в декларативном описании. Пусть фрагмент словаря ВК имеет следующий вид:

«понедельник — 19, вторник — 20, ..., час — 43, минута — 44, день — 45, ..., сегодня — 64».

Для рассматриваемого примера декларативное описание незнакомой ВК будет иметь следующий вид: «Три дня тому назад — это на три дня раньше, чем сегодня». Опознав характеристику временного отношения «раньше» подсистема подключает к работе процедуру ее обработки. Так как процедура ориентирована на работу не с ЕЯ ВК, а с их внутренним представлением, в подсистеме синтезируется внутренний запрос: «Необходимо сформировать внутреннее представление элементов отношения «раньше» — временных конструкций «день» и «сегодня»». Словарь ВК позволяет определить метки процедур, предназначенных для этого. В нашем случае это: 45 — метка процедуры формирования внутреннего представления для ВК «день» и 64 — метка процедуры формирования внутреннего представления для ВК «сегодня». Процедура с меткой 45 в качестве входных параметров использует количественные числительные. Анализ ССО декларативного описания позволяет подсистеме найти это числительное:

М10: **сколько** (дня) = (три). Процедура с меткой 64 в качестве входных параметров использует информацию о моменте поступления ЕЯВ. На основании этой информации формируются определенные временные характеристики, которые затем будут включены в состав элементов ВМ. Выходные параметры процедур — внутренние представления для ВК «день» и «сегодня» — передаются на вход процедуры обработки временного отношения «раньше». Результатом работы этой процедуры являются: 1 — интересующие нас временные характеристики в абсолютном представлении, которые затем преобразуются к формату ВМ; 2 — синтезированная системой последовательность подключения известных процедур для обработки неизвестной ВК «несколько дней тому назад». Полученной последовательности приписывается метка и ВК вместе с этой меткой заносится в словарь ВК. Если теперь на вход системы поступит, например, неизвестная ВК «позавчера», ее можно будет объяснить декларативно так: «Позавчера — это два дня тому назад». ВП сформирует семантическое отношение «синоним» и подключит уже имеющуюся процедуру с меткой 65 и параметром 2.

Таким образом, любая ЕЯ ВК относительного представления времени преобразуется ВП во ВК абсолютного представления времени действия.

Преобразованию по типу подвергаются, по возможности, и размытые временные характеристики (ВК третьего класса). Подобное преобразование возможно лишь в тех случаях, когда в базе знаний ВП есть определенный набор знаний о временной характеристике, т. е. ВП должен обладать определенным «опытом» работы с встретившейся ВК. Например, если на вход поступает ВК «к концу рабочего дня», ВП должен знать, что понятие «конец рабочего дня» соответствует времени 16 ч. 30 мин. Конкретное наполнение понятия (временной характеристики) как раз и определяется «опытом» работы системы. Если к моменту поступления ВК в базе хранилось несколько различных фактов о моменте наступления конца рабочего дня, ВП выбирает тот, который относится к данной проблемной среде. А если и таких фактов оказывается несколько, то отбирается наиболее часто встречавшийся до сих пор факт. При отсутствии «опыта» ВП приходится обращаться к пользователю с просьбой объяснить содержание размытой временной характеристики.

Этапы преобразования временных конструкций по типу, заполнения ВМ, формирования ВТ, включения их в логическую модель времени и составляют алгоритм анализа ЕЯ ВК.

Изложенные положения практически реализованы в виде набора алгоритмов процедур и программ их выполнения.

Список литературы: 1. *Ловицкий В. А.* Диалоговая естественно-языковая система принятия решений. Х., 1981. 110 с. 2. *Ловицкий В. А.* Обучаемая диалоговая естественно-языковая система ДЕСТА//Изв. АН СССР: Техн. кибернетика. М., 1983. С. 114—127. 3. *Попова Л. Т.* Память и ее нарушения при очаговых поражениях мозга. М., 1982. 208 с.

Поступила в редколлегию 29.05.86

УДК 537.6:61

Э. М. КУССУЛЬ, д-р техн. наук

МОДЕЛИРОВАНИЕ СТОХАСТИЧЕСКИХ НЕЙРОННЫХ АНСАМБЛЕЙ

При работе с системами представления знаний о внешнем мире часто возникает вопрос о том, как отразить влияние контекста на содержание используемых понятий. Иногда это влияние может быть настолько сильным, что перечислить все возможные значения одного понятия, различные оттенки этих значений очень трудно. Тем не менее в системе знаний должны быть представлены все эти оттенки, если мы хотим, чтобы модель внешнего мира, представленная системой знаний, была адекватной. Когда такая модель строится в системе управления интеллектуальным роботом, аналогичная задача возникает при создании устройств распознавания образов. Распознающее устройство разбивает объекты внешнего мира на классы. После распознавания объекты, принадлежащие одному классу, как правило, считаются неразличимыми. Многие свойства объектов, особенно те, что определяются конкретной обстановкой, в которой находился объект, теряются и уже не могут быть учтены в дальнейшем.

Вопрос о том, как совместить устойчивость основного содержания понятия с контекстной зависимостью, инвариантность образа объекта с зависимостью многих его свойств от окружающей ситуации, является очень сложным. Мы считаем, что одним из возможных путей его решения служит представление образов и понятия в виде нейронных ансамблей.

Будем рассматривать нейрон как элемент, имеющий много входов и один выход. Основной характеристикой активности нейрона будем считать среднюю частоту импульсов P_i на его выходе. Эта частота зависит от того, насколько возбужден нейрон (до какого среднего потенциала деполяризована его мембрана). Мерой возбуждения будем считать E_i полагая, что эта величина может быть вычислена при решении дифференциального уравнения

$$\frac{dE_i}{dt} = -\lambda_i E_i + \sum_{j=1}^{n+m} g_{ji} P_j, \tag{1}$$

где t — время; λ_i — константа; g_{ji} — синаптические веса передачи возбуждения; P_j — частота импульсов на выходе j-го нейрона, связанного с i-м нейроном связью, имеющей вес $g_{j,i}$.

Зависимость P_i от E_i нелинейная, ее примерный вид представлен на рис. 1, *а*. Будем аппроксимировать эту зависимость кусоч-

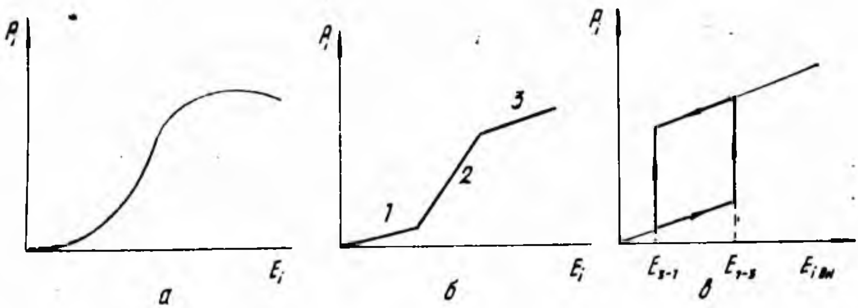


Рис. 1. Вид нелинейной зависимости: *а* — примерный вид зависимости частоты импульсов на выходе нейрона от его возбуждения; *б* — приближенное представление зависимости (характеристика нейрона); *в* — характеристика нейрона в составе ансамбля

но-линейной функцией, изображенной на рис. 1, *б* и содержащей три линейных участка. Если представляющая точка находится на первом участке, будем говорить, что нейрон находится на нижнем уровне активности, если же она переходит на третий участок, будем говорить, что нейрон переходит на верхний уровень активности.

При обучении нейронной сети происходит изменение синаптических весовых коэффициентов. Будем считать, что обучение происходит в те моменты времени, когда приходит сигнал подкрепления (либо от учителя, либо от системы оценки собственной деятельности). Значение Δg_{ji}, на которое изменяется синаптический вес g_{ji}, определяется в зависимости от закона обучения. Один из таких законов определяет Δg_{ji} как функцию трех переменных:

$$\Delta g_{ji} = \varphi\,(P_i^{(t_0-\tau)},\ P_j^{(t_0-\tau)},\ Q^{(t_0)}), \tag{2}$$

где t_0 — момент обучения; $P_i^{(t_0-\tau)}$, $P_j^{(t_0-\tau)}$ — частота импульсов на выходе нейронов i, j в момент времени, предшествующий появлению сигнала подкрепления; $Q^{(t_0)}$ — сигнал подкрепления.

Примером зависимости (2) может служить функция

$$\Delta g_{ij} = [\mathrm{sign}\,(P_i - P_0)\ \&\ \mathrm{sign}\,(P_j - P_0)]\, Q. \tag{3}$$

Здесь

$$\operatorname{sign}(x)=\begin{cases}1 & \text{при } x\geqslant 0;\\ 0 & \text{при } x<0,\end{cases}$$

P_0 — пороговое значение частоты импульсов при обучении.

Значение P_0 можно выбрать таким образом, чтобы в обучении участвовали только те нейроны, которые оказались на верхнем уровне возбуждения.

Д. О. Хебб [1] выдвинул гипотезу, в соответствии с которой описанные выше законы обучения приводят к появлению в сети нейронных ансамблей. Ансамблем Д. О. Хебб считал такое подмножество нейронов, внутри которого нейроны связаны друг с другом преимущественно возбуждающими связями. Одним из основных свойств ансамбля является способность к самовозбуждению, т. е. к переходу всех его нейронов на верхний уровень активности, если предварительно возбудить только часть нейронов, входящих в состав ансамбля.

Рассмотрим некоторое подмножество нейронов $A=\{a_i\}(i\in R_A)$. Здесь R_A — множество номеров нейронов, которые являются элементами подмножества A. Введем S_A:

$$S_A=\min_i\sum_j g_{ji};\quad i,\ j\in R_A. \tag{4}$$

Будем называть ансамблем такое подмножество нейронов A, для которого

$$S_A>S_0, \tag{5}$$

где S_0 — заданная положительная величина.

Чем больше S_A, тем более возбуждающие связи внутри ансамбля преобладают над тормозными. Мы будем называть S_A *мерой сформированности ансамбля.*

Рассмотрим квазистационарный режим работы сети, т. е. такой режим, при котором переходные процессы в сети происходят намного быстрее, чем изменяются внешние воздействия. Тогда в уравнении (1) можно приравнять к нулю производную от возбуждения нейрона по времени и оно примет вид

$$E_i=\frac{1}{\lambda_i}\sum_{j=1}^{n+m}g_{j,i}P_j. \tag{6}$$

Разобьем сумму в уравнении (6) на две части по признаку принадлежности индекса j к множеству R_A:

$$E_i=\frac{1}{\lambda}\sum_{j\bar{\in}R_A}g_{j,i}P_j+\frac{1}{\lambda}\sum_{j\in R_A}g_{j,i}P_j=E_{i_{\text{вн}}}+E_{A_i}. \tag{7}$$

Здесь E_{A_i} — доля возбуждения i-го нейрона, которая обусловлена внутриансамблевыми связями; $E_{i_{\text{вн}}}$ — доля возбуждения, обусловленная внешними по отношению к ансамблю связями.

Если теперь изобразить характеристику нейрона, входящего в ансамбль, в координатах $E_{вн}P$, то в случае достаточно хорошей сформированности ансамбля (при большом значении S_A) вместо кусочно-линейной получится релейная характеристика с петлей гистерезиса, изображенная на рис. 1, *в*, причем разность $E_{1-3}—E_{3-1}$ увеличивается с ростом S_A. Надо иметь в виду, что понятие характеристики нейрона, входящего в ансамбль, вводится при условии, что все нейроны одновременно находятся на одном и том же участке кривой возбуждения (рис. 1, *б*). В случае перехода отдельных нейронов с участка на участок поведение всех нейронов, входящих в ансамбль, становится более сложным.

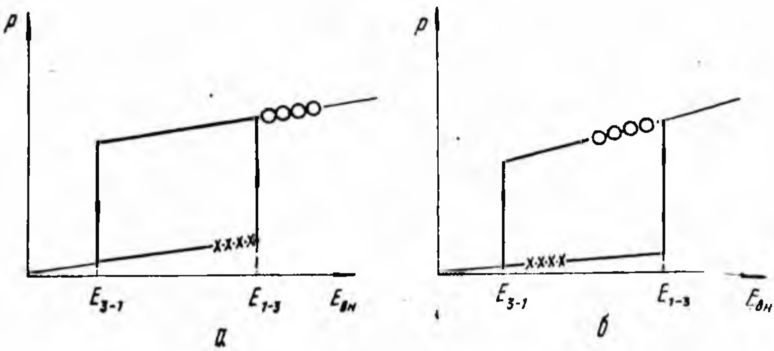


Рис. 2. Работа сети с СУТ: *а* — до подачи тормозного воздействия; *б* — после подачи тормозного воздействия

При обучении нейронной сети каждый нейрон может оказаться включенным в несколько различных ансамблей, т. е. подмножества нейронов, образующих ансамбли, пересекаются. Пересечение ансамблей может привести к неконтролируемому распространению возбуждения, которое может охватить либо всю сеть, либо значительную ее часть. Такой процесс возбуждения нежелателен.

В ранних моделях ансамблевых структур пытались решить эту проблему путем балансировки общего количества возбуждающих и тормозных связей, возникающих в сети при обучении, однако при этом возникли большие трудности. Проблема была решена в модели А. Д. Гольцева [2], путем использования системы усиления и торможения (СУТ), предложенной Н. М. Амосовым [3] в качестве аналога механизма внимания.

В простейшем случае СУТ имеет связи со всеми нейронами. Она измеряет общую активность всей сети, и когда эта активность превышает некоторую величину, СУТ дает общее тормозное воздействие на всю сеть, снижая возбуждение E всех нейронов на одинаковое значение ΔE_C. Пример состояния нейронов до и после подачи тормозного воздействия СУТ показан на рис. 2, откуда видно, что тормозное воздействие СУТ препятствует переходу новых нейронов на верхний уровень активности. В то же время нейроны, возбудившиеся раньше, могут остаться в этом состоянии. Все з висит от соотношения ΔE_c и $(E_{1-3}—E_{3-1})$. Поскольку $(E_{1-3}—E_{3-1})$ зависит от сформированности S_A, ансамбли, которые сформированы при обучении лучше, оказываются более устойчивыми к тормозному воздействию СУТ. Изменяя ΔE_c, можно задавать меру сформированности ансамблей, на которых задерживается «внимание» модели нейронной сети.

Для удаления нейрона с верхнего уровня активности можно постепенно увеличивать тормозное воздействие СУТ. Тогда в момент перехода нейронов на нижний уровень возбуждения оно может служить подходящей мерой для оценки сформированности ансамбля, поскольку непосредственное определение S_A требует больших вычислений.

Как правило, любой стимул, поступающий в центральную нервную систему от органов чувств, приводит к возбуждению некоторого множества нейронов. При восприятии объекта внешнего мира одновременно действует целое множество стимулов и при этом образуется некоторая мозаика возбужденных нейронов, соответствующая воспринимаемому объекту. Если вслед за этим приходит сигнал подкрепления, то возникают условия, необходимые для формирования ансамбля. При многократном восприятии этого объекта ансамбль становится все более сформированным, однако не все стимулы повторяются. Некоторые из них зависят от обстановки (например, от освещения, угла зрения, стоящих рядом предметов). Другие встречаются чаще в неизменном виде. Могут быть и такие стимулы, которые всегда появляются вместе с объектом. При этом в ансамбле формируются различные области. Комбинации возбужденных нейронов, встречающиеся часто, связаны сильными возбуждающими связями. Они образуют ядро ансамбля. Другие нейроны связаны с ансамблем не так сильно. Они образуют бахрому. Аналогичный процесс происходит, когда многократно воспринимается не один, а несколько объектов, имеющих какое-нибудь сходство, либо когда формируется понятие, содержание которого зависит от контекста. Таким образом, в структуре ансамбля отражается достаточно сложная зависимость между элементами, входящими в состав образа или понятия. Ядро оказывается относительно устойчивым и возбуждается чаще всего целиком, в то время как бахрома ансамбля больше зависит от общего распределения возбуждений в сети.

Поскольку каждый нейрон имеет индивидуальную картину распределения связей в сети, влияние возбужденного ансамбля на дальнейший процесс обработки информации зависит от того, какой набор нейронов возбудился в составе ансамбля. Для краткости будем говорить, что «смысл» ансамбля определяется составом его возбужденной части, а «смысл» ситуации или контекста — распределением возбуждений во всей сети. В этом случае получаем структуру, в которой каждому образу, каждому понятию соответствует достаточно устойчивый эквивалент в виде ядра ансамбля. В то же время все богатство значений и их оттенков отражается в множестве возможных комбинаций возбуждения бахромы. Можно представить ансамбли, имеющие два или несколько ядер. Если такой ансамбль будет соответствовать понятию, то возникнет омонимия. Расшифровка смысла омонима будет происходить при возбуждении многоядерного ансамбля в результате конкуренции ядер.

Нейронная сеть с ансамблевой структурой представляет интерес тогда, когда она содержит достаточное количество нейронов. Только тогда могут в достаточной мере проявиться все особенности структуры ансамбля и его взаимодействия с другими ансамблями в сети. Это обстоятельство затрудняет построение содержательных моделей нейронных сетей с ансамблевой структурой. Численное решение дифференциальных уравнений (1) оказывается очень трудоемким, поскольку при вычислении правых частей приходится выполнять большое количество попарных умножений.

Для ускорения процесса моделирования было решено использовать в модели стохастический двоичный код. Пусть задан набор случайных двоичных величин α_k $(k=1, ..., N)$, и пусть вероятность p того, что $\alpha_k=1$, не зависит от индекса k. Будем говорить, что число задано в стохастическом коде, если определено взаимно-однозначное соответствие между x и p во всем интервале допустимых значений. N будем называть длиной кода. Выделим особый случай, когда кодирование производится по формуле $p=Cx$, где C — константа. Назовем это кодирование линейным.

Нетрудно убедиться, что при линейном кодировании операцию умножения в стохастическом коде можно заменить конъюнкцией, а при малом значении p операцию сложения можно с достаточной точностью заменить дизъюнкцией. Операции вычитания и деления получаются более сложными. Поскольку все вычислительные машины могут выполнять логические операции одновременно над многими разрядами, и сами эти операции, как правило, выполняются значительно быстрее, чем арифметические (особенно умножение), при таком моделировании можно получить большой выигрыш во времени счета. Однако здесь необходимо учитывать требуемую точность моделирования. Относительная погрешность стохастического кода определяется по формуле

$$\delta = C^* \frac{\sqrt{p(1-p)}}{\sqrt{N}}, \tag{8}$$

где C^* — константа, зависящая от доверительной вероятности, выбранной для определения погрешности; p — вероятность появления 1 в каждом разряде стохастического кода; N — длина кода.

Если принять правило 3σ и учесть, что $p(1-p) \leqslant 0{,}25$, получим

$$\delta \leqslant \frac{1{,}5}{\sqrt{N}}. \tag{9}$$

Значит, чтобы получить точность 5 %, длина кода должна быть около 1000. Если точность 0,5 %, требуемая длина кода будет 100 000. При моделировании отдельного нейрона для получения стохастического кода такой длины нужно, чтобы в программе шло соответствующее количество циклов. Поэтому, моделируя один нейрон, мы не получаем особых преимуществ от применения стохастического кода. Но при моделировании нейронного ансамбля нас интересует погрешность в определении активности всего ансамбля, а не отдельных нейронов. Так, если ансамбль содержит 1000 нейронов, то за один цикл можно определить его активность с точностью до 5 %. Поэтому пользоваться стохастическим кодом имеет смысл при моделировании сравнительно больших ансамблей.

На основе изложенных представлений Т. В. Федосеевой была разработана модель нейронной сети с ансамблевой структурой объемом до 384 нейронов. Модель реализована в виде программы для ЭВМ «СОУ-1» (выполняющей до 300 тыс. операций в секунду над 16-разрядными словами). На модели будут экспериментально изучаться основные свойства ансамблевых структур, включая закономерности формирования ансамблей при обучении. Время выполнения одного цикла программы составляет около 0,5—0,8 с. Это соответствует максимальной частоте импульсации моделируемых нейронов немного больше 1 Гц. Максимальная частота импульсации реальных нейронов составляет сотни герц, поэтому, чтобы программа работала в реальном времени, нужны более экономные алгоритмы и большее быстродействие вычислительных устройств.

Таким образом, нейронные ансамбли позволяют решить некоторые задачи, связанные с распознаванием сложных объектов, с формированием и использованием понятий в системах знаний интеллектуальных роботов. При моделировании нейронных ансамблей целесообразно использовать стохастический код, который позволяет существенно повысить скорость работы модели. Но для получения реального времени нужно использовать вычислительные средства с очень большим быстродействием, которое может быть достигнуто в многопроцессорных устройствах.

Список литературы: 1. *Hebb D. O.* The organization of behavior. N. Y. Welley. 1949. 319 p. 2. *Гольцев А. Д.* Устойчивость системы ансамблей в нейроподобной сети с СУТ//Нейроподобные сети в робототехнике. К., 1979. С. 19—26. 3. *Амосов Н. М.* Моделирование мышления и психики. К., 1965. 303 с.

Поступила в редколлегию 05.02.87

УДК 331.101.1+519.68:007.5

Б. П. КОЗАДАЕВ

БИОНИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ ПОЗНАНИЯ—РАЗВИТИЯ КАК СИСТЕМНОЕ МЕТОДОЛОГИЧЕСКОЕ СРЕДСТВО В ВОПРОСАХ ВЗАИМОДЕЙСТВИЯ ЧЕЛОВЕК—МАШИНА

Многие исследователи занимаются созданием устройств, моделирующих способность человека решать широкий круг разнообразных задач. Этими вопросами занимается бионика, которая изучает принципы построения и функционирования биологических систем с целью применения их для создания новых машин, приборов, механизмов. При этом исследуются аналогии между живыми и искусственными системами, сопоставляются их важнейшие параметры для поиска оптимальных путей решения проблем.

Сложившиеся бионические представления, средства и модели, с одной стороны, еще не получили у нас всесторонней оценки и внимания, с другой — пока не отражают категориальный уровень знаний для создания необходимых в практике человека технических аналогов: речевых терминалов, диктофонов, ЭВМ 5-го поколения, робототехнических систем, САПР и др. К общим недостаткам можно отнести отсутствие разработки методологических оснований бионической проблемы, в результате чего происходит смешение или разобщение понятий и границ таких проблем как автоматическое распознавание речи, понимание речи, искусственный интеллект, синтез речи, узнавание — восприятие речи, речеобразование и др.

Так, в области автоматического распознавания речи в большинстве случаев при разработке практических систем, с одной стороны, основное внимание уделяется техническим аспектам обработки сигнала и методам информатики. Такие системы сами по себе являются эмпирической попыткой воплощения метода «проб и ошибок», хотя должна существовать более гибкая основа для поиска новых типов анализа и исследования новых идей. С другой стороны, работы в области слухового восприятия и психофизики слуха направлены на выявление психологических аспектов восприятия вне всякой связи с характеристиками реальных систем. Отсюда возникает проблема единства подхода на построение искусственных систем распознавания, базирующихся на знаниях о принципах восприятия.

В области узнавания—восприятия речи и проблемы понимания большинство специалистов (инженеры и психологи, физики и врачи, математики и физиологи) сталкиваются с необходимостью понять или промоделировать такие функции мозга, как способность «различать» или «находить сходство», «обобщать», «создавать абстрактные понятия», «действовать на основе интуиции» и т. п. Попытки формализовать постановку вопроса в проблеме приводили к подмене задачи более примитивной задачей или к малоплодотворным определениям.

В работе предполагается, что для поиска оптимальных решений данных проблем целесообразно предварительно обобщать знания, методологически разрабатывать саму проблему, как бы наперед задавать научный метод на основе процессов моделирования и системного подхода. Источник таких процессов автор видит в развитии диалектики познания на основе законов материалистической диалектики, единства субъекта и объекта в процессе познания и практики.

Здесь разрабатывается гипотетическая бионическая модель познания—развития (БМПР) на основе закона перехода количества в качество и наоборот, субъект-объектного отношения, принципов отражения, фиксации, противоречия, наблюдаемости, простоты, форм психического отражения и метода аналогии, а также потребности практики (рисунок). Далее автор, опираясь на БМПР как методологическое средство, систематизирует взаимосвязь категории восприятия, мышления и понимания как форм отражения,

Проблема СОВ—СЧПрирода — объективная реальность (элементы взаимодействия, присущие закону перехода количества в качество и обратно)		Проблема СОВ—СЧ-Человек—формы психического отражения		Проблема СОВ—СЧТеория—общенаучные принципы
Противоположность как элемент, сторона, объект, процесс взаимодействия	→	Восприятие	→	Принцип фиксации
Взаимодействие противоположностей	→	Формирование образов отраженного как снятого	→	Принцип противоречия
Противоположность нового качества соответствующего количества	→	Наблюдение	→	Принцип наблюдаемости
Противоположность наименьшего количества нового качества	→	Целеполагание	→	Принцип простоты
↑		↕		↕
Проблема СОВ—СЧПрактика — принципы опыта				

Структурная схема субъект-объектного взаимодействия, на основании которой формируется гипотетическая бионическая модель познания—развития (БМПР) как системное методологическое средство

между ними и элементами информатики проводит аналогию для возможного построеия человекоподобных устройств и систем, формируя технические производные БМПР в виде моделей субъект-объектного взаимодействия систем человек—машина (СОВ—СЧМ).

1. **Бионическая модель познания—развития.** *Формирование бионической модели познания — развития.* Анализ методологических вопросов философского, общенаучного, частно-научного направлений и основных достижений науки и практики, описанных в работах [1—6], позволяет выделить четыре вопроса в ранг обобщенных проблем (рисунок): изучение природы (элементов и форм

природного взаимодействия — проблема СОВ — СЧПрирода), человека (психофизических процессов и взаимосвязанных с ними форм психического отражения на уровне деятельностного аспекта общего и частного характера — проблема СОВ — СЧЧеловек), общенаучных принципов (проблема СОВ — СЧТеория), а также принципов опыта, общественной практики (проблема СОВ — СЧПрактика).

По проблеме СОВ—СЧПрирода к основным элементам объективной реальности в работе отнесены элементы взаимодействия, присущие закону перехода количества в качество, и наоборот.

Терминология элементов взаимодействия, предлагаемая автором, определена на основе форм психического отражения с учетом целеполагания в познании, а также общенаучных принципов (рисунок).

По проблеме СОВ—СЧЧеловек к психофизическим процессам и формам психического отражения на уровне деятельностного аспекта частного характера отнесены феномены: «слуховое — зрительное восприятие», «ассоциации и резонансная настройка», «осознание», «память», «непосредственное и опосредствованное отражение», «целевое наблюдение и форма результата» и др. [1—4].

По проблеме СОВ—СЧЧеловек и качестве психофизических процессов и форм психического отражения на уровне деятельностного аспекта общего характера [1—4] в работе приняты четыре феномена:

— восприятие (фиксация) в виде «образов аналогии» отражаемого;

— формирование образов отраженного как снятого, являющихся результатом взаимодействия образов, воспроизводимых из памяти;

— наблюдение как выявление и выражение характера изменений видимых процессов и явлений посредством фактофиксирующих образов;

— целеполагание как конкретная форма получения результата на уровне оптимального простого решения.

По проблеме СОВ—СЧТеория анализ методологических вопросов науки [1—6] позволил выделить четыре общенаучных принципа — фиксации, противоречия, наблюдаемости, простоты, выработанных временем развивающейся науки и имеющих непосредственное отношение к приведенным формам психического отражения.

По проблеме СОВ—СЧПрактика принципы опыта, общественной практики выражены в работе одним понятием «практической потребности».

Взаимосвязь названных проблем, связующая отражаемое, психофизические процессы и последовательность форм психического отражения, получена в работе на основе принятого понятия «образа аналогии», характеризующего процесс познания и развития познания по методу аналогии познаваемой или относительно познанной сущности объекта (явления), их составных частей, элементов и закономерных связей на основании проявления первичности материи и вторичности сознания. Сознание в этом случае понимается как постоянный накопитель «образов аналогии» — трансформируемых в процессе познания в форму знаний об объектах (явлениях) как о «неизвестных природных аналогах» (или участвующих в познании известных «образах-аналогах»). Здесь подчеркивается подобиеобразность элементов природного взаимодействия и самого взаимодействия, зависимость познания от объективных форм движения материи и законов природы.

Таким образом, применяя при этом принцип отражения и наделяя все входящие в него формы отражения свойством качественно-количественной определенности и перехода, БМПР может быть представлена последовательностью четырех, переходящих одна в другую, диалектико-познавательных противоположностей с характеристиками:

$$\to \overset{\mathrm{I}}{\boxed{Q_{i(j)}2xQ_{i(j)}1}} \to \overset{\mathrm{II}}{\left|\overset{x}{Q'_{ij}}2x\overset{x}{Q'_{ij}}1\right|} \xRightarrow{f(Q2,Q1)} \overset{\mathrm{III}}{\left|Q_{i(j)}3\right|} \to \overset{\mathrm{IV}}{\left|\,Q4\,\right|}, \qquad (1)$$

где $Q_{i(j)}$ — „образ аналогии“, при котором $i = 1, 2, \ldots n$, $j = (n+1), \ldots m$; $\overset{n}{|\ldots|}$ — номер и знак наличия диалектико-познавательной противоположности (n=I, II, III, IV), под которой понимается форма отражения как конкретный этап последовательно-периодического процесса познавания; $\Rightarrow$ — знак перехода (отрицания) одной противоположности в другую; $\to$ — знак функциональной связи;

$$|\,Q_{i(j)}2xQ_{i(j)}1\,| = \|\,Q_{i(j)}2xQ^{t}_{i(j)}1\,| \underset{\leftarrow}{\Rightarrow} |\,\Pi\,| \to |\,Q^{0}_{i(j)}1\,\|\,—$$

противоположность как процесс фиксации, выраженный процессом восприятия образов; $\times$—знак условного—безусловного, избирательного взаимодействия; $Q_{i(j)}2$ — образ внешней аналогии, первичного, не прошедшего фиксации в форме естественных и искусственных языков как общественной адаптации; $Q_{i(j)}1$, $Q^{0}_{i(j)}1$ — образы внутренней аналогии, вторичного, воспроизводимого, прошедшие этап общественной адаптации, где $Q^{t}_{i(j)}1$ — субъективный образ объективного мира как единичного, а $Q^{0}_{i(j)}1$ — субъективный образ субъективного (содержательного) как общего; П — момент процессуального; $|\overset{x}{Q'_{ij}}2 \times \overset{x}{Q'_{ij}}1|$ — противоположность как процесс противоречия, выраженного взаимодействием образов, характеризующих один из видов взаимодействия, взаимопроникновения, взаимовлияния образов как процесса мышления; „$\times$“ — знак условного, логического взаимодействия; $Q'_{i}2$, $Q'_{j}2$ — образы первично-отраженного как часть (целое) образа $Q_{i(j)}2$; $Q'_{i}1$, $Q'_{j}1$ — образы вторично-отраженного как часть (целое) образа $Q_{i(j)}1$;

$f(Q2, Q1)$ — образ функциональной аналогии, образ первично-вторично-отраженного как снятого при определенных видах взаимодействия образов Q'_i2, Q'_j2, O'_i1, Q'_j1 и т. п.; является образом опосредованного отражения — мыслью, идеей, фантазией и т. д.;

$|Q_{i(j)}3|$ — противоположность как процесс наблюдаемости, выраженный формированием объектного (субъектного) образа информации: объектный образ — характеризуется мерой и своей структурой как объекта исследования (например звук речи); субъектный образ — фиксируемый образ действия, нацеленный на выполнение этого действия, характеризуется мерой деятельности, которую можно наблюдать, анализировать; например «речь», «направленное действие»;

$|Q4|$ — противоположность как процесс получения образа результата цели, опосредованного сознанием, теорией и практикой, а также инвариантного для целей практической потребности; примером образа может служить «вопрос — ответ» в форме «деловой прозы».

Особенности бионической модели познания — развития. С точки зрения идеального аспекта образ $Q_{i(j)}3$ несет нагрузку «текущего целеполагания», образ $Q4$ — «совершенного целеполагания». С точки зрения материального аспекта тот и другой образ может характеризоваться одним и тем же моментом преобразования, например, «звуковая волна в воздушной среде (речь) — электрический сигнал». При этом всякое достижение значения образа $Q_{i(j)}3$ есть результат обращения к процессу:

$$\Rightarrow |\mathrm{I}| \Rightarrow |\mathrm{II}| \xrightarrow{f(Q2,Q1)} |Q_{i(j)}3| \Rightarrow |Q4|, \qquad (2)$$

где 1 — обратная связь общего (внешнего) контура спиралевидного процесса отражения (познания—развития), определяемая центральной нервной системой и органами чувств; 2 — обратная связь частного (внутреннего) контура спиралевидного процесса отражения (контура интеллектуального процесса-мышления), определяемая центральной нервной системой и нейрофизиологическими процессами. Такое формирование образа результата цели $Q4$ можно назвать процессом «системного обобщения познания—развития».

Предполагается, что БМПР позволяет определять границы пассивных (взаимодействие противоположностей $|\mathrm{I}| \rightarrow |\mathrm{III}|$) и активных (взаимодействие противоположностей $|\mathrm{I}| \Rightarrow |\mathrm{II}| \Rightarrow |\mathrm{III}| \Rightarrow |\mathrm{IV}|$) подходов в познании, конкретизировать исследования и получение апостериорной информации, определять «по аналогии» методы в системах распознавания и понимания речи с точки зрения непосредственного $|\mathrm{I}| \rightarrow |\mathrm{III}|$ или опосредованного ($|\mathrm{I}| \Rightarrow |\mathrm{II}| \Rightarrow |\mathrm{III}| \Rightarrow |\mathrm{IV}|$) отражения и др. При этом системно-методологическая роль БМПР с точки зрения упомянутых проблем (СОВ—СЧПрирода, СОВ—СЧЧеловек), СОВ—СЧТеория — рисунок) может быть выражена получением определенных видов производных, создающих аналитико-синтетический вид знаний: философско-исторический, логический, физический, химический, биологический, статистический, математический, кибернетический, системологический.

С точки зрения проблемы СОВ—СЧПрактика, детерминирующей развитие и обогащение истинности знаний о сущностях названных проблем, к производным БМПР можно отнести технический вид производных, представленных проблемой СОВ—СЧМашина и носящих как прикладной, так и практический характер.

2. Технические производные бионической модели познания—развития. 2.1. Общая модель СОВ—СЧМ. Общая модель СОВ—СЧМ получена на основе БМПР. Если определенным образом в бионической модели трансформировать «образы аналогии» $Q3$ и $Q4$, т. е. задать функцию преобразования, то можно получить общую модель СОВ—СЧМ (в нашем случае с уклоном общения человека с машиной на естественном языке). При этом модель будет иметь идентичный вид с описанием бионической модели, только характеристики $Q3$ и $Q4$ будут носить специально-научный характер — информационно-измерительный. Принимая это условие, общую модель СОВ—СЧМ для цели общения можно выразить так:

$$\to \boxed{\mathrm{I}} \to |\mathrm{II}| \xrightarrow{f(Q2,Q1)} (\,|Q_{i(j)}3| \to |Q4|\,), \qquad (3)$$

где $|\mathrm{I}|$, $|\mathrm{II}|$, $f(Q2,\ Q1)$ — характеристики, идентичные характеристикам БМПР; $Q_{i(j)}3$ — объектный образ информации (образ преобразования «звуковая волна» — «электрический сигнал»), отвечающий требованию качественно-количественной меры измерения ($i=1,\ 2 \ldots n$; $j=(n+1) \ldots m$); $Q4$ — образ результата цели, опосредованный сознанием, теорией и практикой, детерминированный исследованиями, характеризуется желаемой направленностью отображать свойства объекта, явления наименьшим числом на уровне технической единицы информации, а также инвариантен для целей практической потребности.

2.2. Частная модель СОВ—СЧМ. Частная модель СОВ—СЧМ получена на основе БМПР, форм аналогии СОВ—СЧМ для цели общения на естественном языке (таблица), а также сопоставления, с одной стороны, психофизического свойства восприятия, выражаемого пространственно-временной нормализацией (локализацией) внешних источников (отражаемых «образами», «понятиями»), с другой — пространственно-временных форм (признаков, приравниваемых к «образам-эталонам», «понятиям») обработки сигналов в области измерений.

Пространственно-временные признаки электрических сигналов. К вопросу выявления пространственно-временных признаков в области обработки электрических сигналов отнесено измерение фи-

Формы аналогии СОВ—СЧМ для общения на естественном языке и характеристики частной модели СОВ—СЧМ									
Формы аналогии системы „человек" для познания-развития				Общенаучные принципы	Формы аналогии системы „машина" для распознавания-понимания речи				
отражение	Восприятие слуховое-зрительное	Характер формирования	Образ		Характер формирования	Признак	Аналитическая форма обработки сигнала		
		Запоминание отражаемого посредством образов слухового- зрительного восприятия	$Q2$ — образ внешней аналогии	Принцип фиксации	Процесс выделения смыслоразличительного признака: $P_c \to \{(S_н \to D_н \to P_н) \times \overset{N_p}{} \times K_p \to$	N_p — смыслоразличительный признак			
		Процесс воспроизведения содержательного (понятия) — „процесс узнавания": $\|Q2 \times Q^e 1\| \Rightarrow \|П\| \Rightarrow \|Q^0 1\|$	$Q1$ — образ внутренней аналогии (знания)		Процесс распознавания: $N_p \times n_p 1\| \Rightarrow \|A1 \Rightarrow \|n'_p 1\|$	$n_p 1$, $A1$, $n'_p 1$ — признаки унификации			

Непосредственное-опосредованное	Отражение отраженного	Формирование образов отражения как снятого—форма мышления: $\lvert \mathrm{I} \rvert \rightarrow \lvert \mathrm{II} \rvert \xRightarrow{f(Q2,Q1)}$	$f(Q2, Q1)$ — образ функциональной аналогии	Принцип противоречия	Процесс математического моделирования (математические формы аналогии на основе базы знаний): $\lvert A2 \rvert \rightarrow$!? | формула понимания |	$A2$ — алгоритм-программа подсистемы искусственного интеллекта	Синтетическая форма обработки сигнала	Формы информатики
		Непосредственное отражение образов речеобразования „фонема—речь“: $\lvert \mathrm{I} \rvert \quad \lvert Q3 = Q4 \rvert$	$Q3$ — объектный (субъектный) образ информации	Принцип наблюдаемости	Процесс синтеза речи по алгоритму А3: $\lvert \mathrm{I} \rvert \quad \lvert n_p3 = P_{\text{ц}} \rvert$	n_p3 — объектный образ информации		
		Опосредованное отражение — „обычная речь“, „деловая проза“: $\lvert \mathrm{I} \rvert \rightarrow \lvert \mathrm{II} \rvert \rightarrow \lvert \mathrm{III} \rvert \Rightarrow \lvert Q4 \rvert$	$Q4$ — образ результата цели (вопроса — ответа)	Принцип простоты	Процесс диалога по алгоритмам $A1$, $A2$, $A3$: $\lvert \mathrm{I} \rvert \Rightarrow \lvert \mathrm{II} \rvert \Rightarrow \lvert \mathrm{III} \rvert \Rightarrow \lvert P_{\text{ц}} \rvert$	$P_{\text{ц}}$ — образ результата цели (вопроса—ответа)		

зических величин, которые могут быть квантифицированы и приведены в изоморфное соответствие с множеством чисел. В работе приняты следующие суждения.

Измерительная информация в тракте первичного преобразования может быть заключена в относительно фиксированном во времени и пространстве, уровне величины (признак S, характеризующий значение амплитуд напряжения или тока), в определенном распределении величины во времени (признак D, характеризующий длительность — интервал времени, период, фазу, частоту напряжения или тока) либо в определенном распределении величины в пространстве (признак P, характеризующий протяженность — длину, положение в пространстве оптических или электрических сигналов).

В тракте вторичного преобразования выполняются преобразования типа квантования, дискретизации и кодирования, в результате чего сигналы-носители этих признаков приобретают модифицированную форму представления, например, в виде позиционных (N_s, N_D, N_p) или унитарных кодов (n_s, n_D, n_p), над которыми выполняются дальнейшие функциональные преобразования.

Формы аналогии СОВ—СЧМ для общения на естественном языке. Под формой аналогии понимается прототип отношения (объект), модель прототипа или само отношение. Характеристики форм аналогии субъект-объектного взаимодействия системы человек-машина для общения на естественном языке представлены в таблице. Аналогия между человеком и машиной проводилась на уровне феноменов — {слуховое (зрительное) восприятие — непосредственное (опосредованное) отражение} и {предварительная обработка сигнала — измерение (сравнение)}. Тому и другому феномену на основе БМПР поставлены в соответствие общенаучные принципы: фиксации, противоречия, наблюдаемости, простоты. Это позволило структурно представить взаимосвязь человека с системой человек-машина.

Частная модель СОВ—СЧМ и ее характеристики. Модель получена на основе методологических средств: БМПР, общей модели СОВ—СЧМ, пространственно-временных признаков, форм аналогии СОВ—СЧМ для общения на естественном языке (рисунок, таблица).

Если частной модели СОВ—СЧМ в соответствие ставится проблема автоматического распознавания речи, то такая модель будет называться моделью системы распознавания речи, т. е. СРР, если проблема понимания речи (в нашем случае на уровне разумного ответа) — моделью системы понимания речи, т. е. СПР.

Таким образом, частную модель СОВ—СЧМ для общения на естественном языке, объединяющую по форме упомянутые выше модели системы, можно представить в виде

$$\Rightarrow |\mathrm{I} \Rightarrow |\mathrm{II}| \Rightarrow (\mathrm{III} \Rightarrow |\mathrm{IV}) \xrightarrow{P_{c}\,\mathrm{I}} |N_p \times \overline{n_p 1}| \Rightarrow |A1| \Rightarrow \overline{n'_p 1}|| \xrightarrow{\mathrm{II}} |A2| \xrightarrow{\mathrm{III}} |\overline{n_p 3}| \xrightarrow{\mathrm{IV}} |P_{\text{ц}}$$

где $|I|$, $|II|$, $|III|$, $|IV|$ — образы бионической модели, в которой $|III|$ и $|IV|$ преобразуются из формы речеобразования «фонема-речь» в форму «образ преобразования»; $P_с$ — образ преобразования (речевой сигнал); N_p — смыслоразличительный признак (позиционный код) как результат анализа признаков для случая аналогии по коррекции «звук⇒звучание⇒значение», характеризуемого свойством нормализации природных процессов, что позволяет воспринимать последовательность и периодичность элементов форм движения материи (ЭФДМ):

$$P_с \rightarrow \{(S_н \rightarrow D_н \rightarrow P_н) \times K_p\} \overset{N_p}{\rightarrow},$$

$$|\text{звук} \Rightarrow| \ \text{звучание} \ | \Rightarrow |\text{к значению}|$$

Здесь $S_н$ — признак нормализации процесса последовательности ЭФДМ, характеризуемый стабилизацией сигнала по амплитуде; форма аналогии — свойство регуляторной системы среднего уха; $D_н$ — признак нормализации процесса периодичности ЭФДМ, характеризуемый выбором информативных частот сигнала, частотных областей; форма аналогии — избирательное свойство внутреннего уха; $P_н$ — признак пространственно-временной нормализации ЭФДМ (признак формы, выявления закономерности); частным видом такой нормализации является локальность признака $P_п$, определяемого признаками $S_н$, $D_н$ в данном подпространстве сигнала; форма аналогии — способ и вид формирования сигнала в волосковых клетках слуховой системы; K_p — признак квантования ЭФДМ по энергии, характеризуемый выбором кванта энергии и средства аналого-цифрового преобразования; форма аналогии — свойство «элементарного отражения», присущее человеку как природному существу и характеризуемое передачей энергии от волосковой клетки в нейрон; $\times$ — знак квантования; $\|N_p \times n_p 1| \rightleftarrows |A1| \Rightarrow |n'1||$ — процесс распознавания, понимаемого как аналог процесса «узнавания» (оба процесса имеют структуру, принятую по аналогии со структурой БМПР; здесь применен метод познания — восхождение от абстрактного к конкретному), где N_p — смысло-различительный признак (форма аналогии — характеристика психофизического процесса в нейронах); $n_p 1$ — образ-эталон (форма аналогии — образ статичности восприятия, например ,образ фонемы); $A1$ — алгоритм-программа распознавания ввода-вывода и коррекции (форма аналогии — психическое отражение как процессуальный момент динамичности процесса восприятия); $n'_p 1$ — образ коррекции как признак смыслового обозначения (форма аналогии знаковое представление и значение: «фонемы», «слова», «понятия» и т. п.); $\times$ — знак сравнения; $A2$ — алгоритм-программа подсистемы искусственного интеллекта; форма аналогии — процесс мышления; $A3$ — алгоритм-программа синтеза речи; форма аналогии — процесс речеобразования; $n_p 3$ — объектный образ информации; форма аналогии — звук речи; $P_ц$ — образ результата цели, отображаемого в знаковой форме; форма аналогии — вопрос-ответ.

В данной модели система СРР определяется формой аналогии: {слуховое восприятие — непосредственное отражение} — {предварительная обработка сигнала — распознавание-коррекция по алгоритму $A1$}. Система СПР, включающая подсистемы ССР, искусственного интеллекта и синтеза речи, определяется формой аналогии: {слуховое восприятие — опосредованное отражение} — {предварительная обработка сигнала — распознавание — коррекция — диалог по алгоритмам $A1$, $A2$, $A3$. Подсистема синтеза речи повышает практическую ценность системы СПР.

Гипотетические аспекты БМПР. *Частные аспекты.* Частная модель СОВ—СЧМ, как производная БМПР, позволяет выделить следующие прогностические характеристики: а) процесс выделения физического кода единицы речи (N_p) с последующим распознаванием с помощью признаков унификации (n_p1, $A1, n_p1$) осуществляется на этапе технического моделирования восприятия речи по аналогии с функциональным контуром взаимодействия основных психофизических частей слухового анализатора. Процесс такого моделирования характеризуется формированием пространственно-временной структуры $P_ц$ речевого сегмента (например, физической структуры фонемы), получаемого из исходного сигнала P_c; б) в режиме синтеза речи, представленного в работе схемой $|I|\quad|n_p3=P_ц|$ по аналогии с формой непосредственного отражения, предполагается функциональное управление процессом синтеза речи (III) на основе алгоритма $A3$; в) в режиме диалога человек-машина, представленного схемой $|I|\Rightarrow|II|\Rightarrow|III\Rightarrow P_ц|$ по аналогии с формой опосредованного отражения, предполагается более сложное управление — на основе алгоритмов $A1$, $A2$, $A3$, занимающих ведущее место по аналогии с сознанием человека $Q1$, социальной памятью $Q1$, значением категории «понимание». В случаях б), в) общим моментом является необязательным функционально копировать процесс речеобразования для получения объектного образа информации (n_p3 — аналога $Q3$) как единицы речи ввиду возможности простыми аппаратными средствами получать и запоминать эти единицы из исходного сигнала P_c как образца-аналога для последующего синтеза.

Общие аспекты. Современное понимание технического знания и технической деятельности связано с традиционным кругом проблем и, в частности, с техникой сложных вычислительных систем. В этом смысле БМПР и ее производные представляют собой систему модельных представлений и методов в рамках развития проблем СОВ—СЧМашина и бионики с учетом метода познания—восхождения от абстрактного к конкретному.

Список литературы: 1. *Энгельс Ф.* Диалектика природы. М., 1982. 237 с. 2. *Лекторский В. А.* Субъект, объект, познание. М., 1980. 302 с. 3. *Платонов К. К.* Система психологии и теории отражения. М., 1982. 228 с. 4. *Кратин Ю. Г.* Нейрофизиология и теория отражения. Л., 1982. 78 с. 5. *Методологические* принципы физики/Под ред. Кедрова Б. М., Овчинникова Н. Ф. М., 1975. 476 с. 6. *Шептулин А. П.* Диалектический метод познания. М., 1983. 216 с.

Поступила в редколлегию 11.12.86

УДК 510.62

Ф. А. НИКИТИНА, д-р филол. наук

МОДЕЛИРОВАНИЕ ЯЗЫКОВОЙ ДЕЙСТВИТЕЛЬНОСТИ С ПОМОЩЬЮ ФУНКЦИОНАЛЬНО-СЕМАНТИЧЕСКИХ ПОЛЕЙ

Современная лингвистика характеризуется значительным интересом к функциональному описанию языка, ориентацией не на язык «в себе и для себя», а на постижение языка как «действительного практического сознания» [1], важнейшего средства, предназначеного для обеспечения коммуникации в человеческом обществе.

Принятый в современной лингвистике порядок выделения языковых уровней связывает каждый уровень со способом репрезентации семантики. При этом лингвистические уровни рассматриваются как средства парадигматизации семантики, орудие иерархической классификации значений. Так, морфологический и словообразовательный уровни передают элементы смысла, лексический — элементы, а также определенные блоки смысла, синтаксический уровень (или уровни — это зависит от особенностей классификации) — блоки смысла.

Функционально-семантические поля (их еще называют лексико-семантическими или просто семантическими) занимают в этой парадигматизации особое место. Поскольку они формируются из лексического материала, их можно рассматривать в качестве структурной единицы внутри лексического уровня. Эта единица объединяет группы лексем в синтагматике в зависимости от той селекции значений лексем, которая осуществляется в речи и эксплицирование которой было проведено Кацем и Фодором [2].

Понятие лексико-семантического, или функционально-семантического поля, выделенного еще в так называемых идеологических словарях XIX в., прошло интересную эволюцию. Оно было критически переосмыслено прикладной лингвистикой для формализованного описания семантики в системах автоматического перевода. В теоретической лингвистике семантические поля получили развитие в трудах немецких лингвистов, представителей теории словообразования, «ориентированного к содержанию» [3; 4].

В последние годы функционально-семантические поля из субъективной единицы лингвистического анализа превратились в объективную: их существование, группировка лексических единиц в памяти человека по функционально-семантическим принципам получили подтверждение в трудах коллектива Института экспериментальной медицины АН СССР под руководством Н. П. Бехтеревой. Однако, несмотря на это, они не являются лексико-семантическим классом, обладающим непротиворечивой и подробно разработанной методикой выделения.

У определенных исследователей этот термин получает различное наполнение, разный объем — от образа части действительно до микрополя или квазиполя. У некоторых исследователей [3; 4] в такой роли выступают «семантические ниши», объединяемые одинаковым аффиксом и общими категориально-лексическими значениями. Так, префикс be- в немецком языке, по мнению этих лингвистов, объединяет глаголы со значением «снабжения». Л. Вайсгербер [4] насчитывает свыше 300 таких глаголов: beflügeln, bewaffnen и др. Есть и описание функционально-семантического поля как семантической парадигмы (например, семантическое поле долженствования, возможности, вынужденности, единичности и др.). Существует представление о семантическом поле как о синонимическом ряде (глаголы говорения, движения и пр.).

Выделение функционально-семантических полей отличается субъективизмом (несмотря на объективный характер их существования), потому что они выступают как средство семантической селекции и парадигматизации лексики — очень динамичного, лабильного и даже в определенной мере противоречивого языкового уровня. Следует вспомнить, что этот уровень непосредственно связывает языковую действительность с внеязыковой, т. е. передает в словесной форме изменения экстралингвистического плана.

В силу этих обстоятельств функционально-семантическое поле можно лишь в известном приближении рассматривать как способ объективного представления семантики текста в лексике.

О том, насколько субъективно установление лексико-семантических (или функционально-семантических) полей в синтагматике, можно судить на примере попыток выделять такие поля в стихотворных текстах. Как известно, в поэзии находят отражение творческие способности человека. А. Н. Колмогоров, изучая в 60-е годы механизм творческой деятельности человека, обращался к процессам поэтического творчества.

По-видимому, уже априори, до анализа тех или иных стихотворных текстов, можно признать, что любое стихотворение передает микрообраз мира, следовательно, в нем представлено, по крайней мере, одно функционально-семантическое поле. Но семантику «глубоких» стихотворений, т. е. передающих сложность окружающего мира, обладающих зачастую подтекстом, тонкой экспрессией, невозможно рассматривать только как набор или развертывание семантических полей. Такое представление приводит к примитивизации смысла стихотворения, к снятию тех смысловых и эмоциональных нюансов, которые обеспечивают его неповторимость и силу воздействия на читателя или слушателя. Хорошие стихи не только эмоционально, но и семантически многоплановы. Поэтому столь удачными и острыми бывают пародии на неглубокие, «одноплановые» стихотворения.

С помощью функционально-семантических полей трудно объективировать семантику даже чисто «пейзажных» стихотворений (например, И. Бунина или С. Есенина). Многоплановость содержательных стихов невозможно втиснуть в набор лексико-семантических картинок даже в связи со спецификой структурной организации смысла: изложение развертывается в них не всегда последовательно или целесообразно (при пересечении, наложении друг на друга частей текста) и даже большей частью не циклически (путем постепенного развертывания). Подобные виды подачи материала характерны для научного и научно-популярного стиля. Это отражается и на принципах семантико-синтаксической связности таких текстов. Представить стихи в виде набора функционально-семантических полей или составить тезаурус стихотворения — пока дело сложное.

Поскольку полевая методика позволяет кодировать текст не только и не столько синтагматически (пофразно, поабзацно), но в известной мере и парадигматически (можно проследить отражение определенного семантического поля во всем тексте — статье, поэтическом сборнике и пр.), в последнее время делаются попытки наложения этой методики на все творчество какого-либо поэта или на его определенный период (например, изучение проблемы доминирующего цвета в поэзии А. Блока или С. Есенина). Есть исследования, анализирующие определенные функционально-семантические поля в творчестве различных поэтов. При языковой действительности, отражающейся в поэзии, представляется перспективным анализ не только собственно семантических полей, но и полей экспрессивности. Исследование таких полей, передающих не только смысл, но и эмоции, воздействующих на душевное состояние читателей или слушателей, представляется перспективным для изучения и моделирования как творческих способностей, так и эмоциональных состояний.

Экскурс в сторону полевого исследования поэтических текстов показывает, что художественный и научный тексты (в том случае, если последний не оформлен специально «под» художественный) отличаются не только лексикой или стилистикой, но и большим или меньшим разнообразием синтаксических форм. В поэтических и научных текстах присутствуют два вида представления семантики (или два вида изложения). В поэзии это неканонизированное представление, отражающее более непосредственно структуру процесса мышления с ее одновременным наличием множества ассоциативных связей. В научных текстах это канонизированная передача материала в строго организованном (линейном или концентрическом) порядке, рассчитанном не на его немедленное «поглощение», а на некоторое «вколачивание» в память.

При том виде изложения, который мы называем канонизированным, отсутствует, несмотря на сложность излагаемого материала, многоярусность или хотя бы двухъярусность структурирования семантики, характерная для процесса мышления и находящая отражение в художественной литературе, в частности в поэзии.

Говоря о препарированной специально для ввода в ЭВМ подаче материала, кибернетики иногда употребяют слово «заглупление»: при введении данных в машину они излагаюся подробнейшим образом, без сокращений, эллипсисов, скачкообразных переходов от одного объекта к другому (минуя промежуточные), т. е. без обычных приемов экономии и лаконизации, свойственных мышлению и речи. Такого вида «заглупление», представляющее подробное эксплицирование излагаемого материала, в определенной мере характерно для структуры изложения научных и научно-популярных трудов.

Исследования коллектива нейрофизиологов, руководимого Н. П. Бехтеревой, показали, что семантические поля не являются чем-то придуманным лингвистами, — в человеческой памяти лексика запечатлевается ассоциативно, по принципу общности семантики. При этом одно слово в силу своей многозначности может входить в состав нескольких семантических полей: «стол» как 1) вид мебели, 2) хирургический стол, 3) пищевой рацион и др. [5].

Отражая объективную реальность, функционально-семантическое поле не представляет (в силу множественности ассоциативных связей, характерных для каждого входящего в его состав слова) однозначно выделяемой лингвистической единицы. Его смысловое наполнение часто зависит от общей лингвистической концепции того или иного исследователя либо от конкретных целей, которыми он в данное время руководствуется. Таким образом, в трудах различных лингвистов функционально-семантическое поле представлено и как тезаурус текста или его части, и как синонимический ряд (глаголы движения, говорения и пр.), и как мини-реферат текста, и даже как совокупность дополнительных лексико-семантических средств (семантическое поле модальности, возможности, вынужденности, долженствования и пр.). Следует все же признать, что при требовании однозначного определения лексико-семантического поля некоторый субъективизм в выделении таких полей неизбежен, хотя бы как следствие неоднозначности слов, входящих в их состав, о чем мы уже говорили выше.

Какое реальное языковое наполнение имеет функционально-семантическое поле? Независимо от той интерпретации, которую получает само понятие поля, чаще всего оно бывает представлено набором существительных. При этом, по-видимому, подсознательно (или осознанно) предполагается, что любое существительное или совокупность нескольких существительных может восприниматься как эллиптированное назывное предложение. Если исходить из этой точки зрения, то функционально-семантическое поле представляет микрообраз мира, составленный из совокупности эллиптированных назывных предложений типа блоковского «Улица. Фонарь. Аптека». В функционально-семантических полях, представленных синонимическими рядами, членами ФСП могут быть глаголы, прилагательные, числительные, но может быть и смешанное «представительство». Так, ФСП квантитативности предполагает вхождение и существительных, и числительных.

Структура семантических полей, способы их выделения, адекватность отражения ими смысла текста, их возможная вариативность, пересечение различных ФСП — все это нуждается в серьезном изучении. При этом несомненную пользу принесло бы проведение ряда психолингвистических экспериментов с последующим лингвистическим и психологическим анализом их результатов. Такое углубленное изучение требуется потому, что функционально-семантические поля, будучи средством парадигматизации семантики, в большинстве случаев отражают важные категории бытия и познания.

Выработка непротиворечивых процедур для выделения лексико-семантических, или, как их теперь чаще называют, функционально-семантических полей имеет не только теоретическое, но и определенное практическое значение. Так, при компрессии естественного языка, осуществляемой в различных прикладных целях, естественным представляется выделение наиболее информативных блоков текста. Такие информативные блоки могут формироваться из слов, обладающих максимальной семантической нагрузкой, рассматриваемых как ключевые. Представляется возможным и полезным экстрагировать ключевые слова из лексико-семантических полей текста для формирования (на следующем этапе) суперсемантического поля ключевых слов. Из наиболее репрезентативных членов этого поля (а вопрос о такой репрезентативности следует также решить особо) предполагается формировать реферативные блоки текста. Идеалом было бы такое уточнение статуса ФСП, при котором любой осмысленный текст (особенно относящийся к научному стилю) можно было бы достаточно непротиворечиво «распределить» по ФСП (с учетом их пересечения) для последующей организации суперсемантических полей.

При изучении логической структуры семантических полей можно использовать теорию нечетких, или размытых, множеств, выдвинутую Л. Заде [6], по крайней мере, ее основные положения.

Список литературы: 1. *Маркс К., Энгельс Ф.* Соч. 2 изд. Т. 3. С. 29. 2. *Katz J. J. and Fodor J. A.* The structure of a semantic theory//Language. 1963. 39.—120 c. 3. *Weisgerber L.* Grundzüge der inhaltbezogenen Grammatik//Düsseldorf. 1962. 127 C. 4. *Weisderber L.* Die vier Stufen in der Erforschung der Sprachen//Dusseldorf, 1963. 139 c. 5. *Бехтерева Н. П., Бундзен П. В., Гоголицын Ю. Л.* Мозговые коды психической деятельности. Л., 1977. 165 с. 6. *Заде Л. А.* Основы нового подхода к анализу сложных систем и процессов принятия решений// Математика сегодня. М., 1974. Вып. 7. 44 с.

Поступила в редколлегию 24.03.87

УДК 656.012.011.56:681.3.015

В. В. АРАКСЯН, Л. Л. БЕСЕДНАЯ

ЛИНГВИСТИЧЕСКИЕ АСПЕКТЫ ИНТЕРАКТИВНОГО ЧЕЛОВЕКО-МАШИННОГО ВЗАИМОДЕЙСТВИЯ В СИСТЕМАХ РАСПОЗНАВАНИЯ

Современные системы автоматического распознавания образов, в том числе речевых, представляют собой достаточно сложные комплексы, для проектирования которых необходимо использовать методы сравнительного анализа, структурной и параметрической оптимизации, имитационного моделирования процесса функционирования системы, экспертного оценивания программного обеспечения по различным критериям и т. п. При решении задач моделирования перспективной является ориентация на наиболее полное и эффективное использование эвристики человека. В связи с этим возникает необходимость организации человеко-машинных диалоговых процедур, оптимизирующих, с одной стороны, взаимодействие разработчика с распознающей средой, с другой — определяющих качественно новый уровень функционирования системы [1]. Кроме того, на этапе обучения распознающей системы необходимы интерактивные процедуры, позволяющие в диалоговом режиме идентифицировать признаки объекта с учетом специфики внешней среды, полноты и релевантности информации в базе данных системы, эвристики «учителя» и т. п.

Структура и характер интерактивного взаимодействия, адекватного информационно-распознающему процессу в системе, достаточно полно описываются графовой моделью, основой которой служит граф диалоговых процедур (ГДП) $G(X, F)$ [2—4]. Здесь X — счетное множество законченных актов диалога (шагов диалога), включающих обмен сообщениями и процедуры обработки данных: $F{:}X\to X\cup\varnothing$ — многозначное отображение, характеризующее полную схему связей между всеми шагами диалога. Дальнейшее развитие модели показало, что можно выделить базовые (простейшие) ГДП, позволяющие синтезировать, а также генерировать в автоматизированном режиме в виде схемы любую последовательность шагов диалога, допустимых в конкретной проблемной области. И, наоборот, схема диалога любой сложности допускает декомпозицию на базовые составляющие, легко реализуемые программно [4—6].

На практике, когда партнеры диалога начинают обмениваться диалоговыми сообщениями, возникает весьма актуальная проблема семантической классификации возможных действий человека в вычислительной среде [1]. Ниже рассмотрены некоторые концепции и пути решения этой проблемы. Выделим в множестве X ГДП $G(X, F)$ следующие типы переходов: информационные (i), программные (p), управляющие (u). Кроме того, возможны смешанные переходы с комбинированными возможностями: управляюще-информационные (ui), управляюще-программные (up), программно-информационные (pi) и управляюще-программно-информационные (upi). Таким образом, ГДП $G(F, X)$ фактически преобразуется в мультиграф диалоговых процедур (МДП) $G(X, \{F\})$. Рассмотрим характерные особенности указанных переходов.

В управляющих вершинах реализуется такая стратегия продвижения по схеме диалога, которая требует анализа определенного выбора констант (коррекция информационных массивов, поиск, ввод, вывод и т. п.).

В информационых вершинах производится выбор управляющих воздействий на основе интеракции с базой данных системы, например, выбор глубины поиска на основе предварительной оценки мощности соответствующих информационных массивов.

В программных вершинах в автоматизированном режиме выполняются операции, не требующие вмешательства человека.

В комбинированых вершинах решения, принимаемые разработчиком, возможны только на основе анализа информационно-распознающего процесса предыдущего шага диалога. Например, продолжение операции коррекции фрагмента базы данных в случае неполного ее завершения на предыдущем этапе.

Образуем далее на элементах u, p, i, ui, pi, up, upi коммутативную полугруппу P без единицы с соотношениями следующего типа [7, 8]:

$$u^2 = u,\ p^2 = p,\ i^2 = i,\ up = pu,\ ui = iu,\ ip = pi.$$

Построим кольцоид K над полугруппой P из элементов вида [7, 8]:

$$Au + Bp + Ci + Dup + Eui + Fpi + Qupi.$$

Определим операции сложения и умножения в K. Для операции сложения выделим два варианта:

обычное сложение матриц, где результирующий элемент равен

$$c_{ij} = a'_{ij} + a''_{ij};$$

сложение множеств из идентичных элементов, где результирующий элемент равен

$$c_{ij} = \max\{a'_{ij},\ a''_{ij}\}.$$

Для операции умножения возможны две мультипликативные операции: обычное матричное умножение, где результирующий элемент равен

$$c_{ij} = \sum_k a_{ik} b_{kj},\quad k = \overline{1, n};$$

операция умножения $*$ где результирующий элемент равен

$$c_{ij} = \max_k \{a_{ik},\ b_{kj}\},\ k = \overline{1, n}.$$

Предложение 1. Введенная алгебраическая структура на классе МДП $G(X, \{F\})$ образует два кольцоида по операциям над матрицами: стандартного сложения и умножения; объединения и умножения $*$.

Построенная алгебраическая модель значительно упрощает проблему декомпозиции «сложных» многофакторных диалоговых процедур на «чистые» процедуры. Например, требуется декомпозировать процедуру вида $Qupi$ на составляющие Au, Bp, Ci. Используя указанные операции, можно предложить два варианта декомпозиции:

$$Q_{upi} = \{(Au) * (Bp) * (Ci)\} \cup \{(A'_u * (B'_p) * (C'_i)\};$$

$$Q_{upi} = \{(Au) \cdot (Bp) \cdot (Ci)\} + \{(A'_u)(B'_p)(C'_i)\}.$$

Возможность реализации таких разложений фактически означает, что путем композирования сложных многофакторных процедур из простых можно типизировать математическое обеспечение распознающих систем. Приведенная алгебраическая модель дает возможность по одному и тому же сценарию интерактивного взаимодействия получить альтернативные сценарии по управляющим, информационным и прочим параметрам. Рассмотрим теперь лингвистические аспекты человеко-машинного взаимодействия, характеризующие гибкость диалоговых процедур в процессе разработки распознающих систем и их обучения. Будем исследовать проблему свободности набора сообщений, которым обмениваются разработчик и распознающая система в процесес диалога [7, 8].

Обозначим через $\sum = \{\alpha_i\}$, $i = \overline{1, n}$ — исходный алфавит, а через $\sum^* = \bigcup\limits_k \sum^k$ — полугруппу сообщений, где $\sum^c = \varnothing$, а $k = \overline{0, n}$.

Зададим также на $\sum^*$ отношение эквивалентности ρ, обладающее следующим свойством:

$$\{x \rho y \, 8 \, \{\alpha_1, \alpha_2\} \in \sum^*\} \Rightarrow \alpha_1 x \alpha_2 \rho \alpha_1 y \alpha_2.$$

Приведенное свойство характеризует независимость сообщений от лингвистического контекста цепочки сообщений, в которую оно погружено. Это, в свою очередь, означает наличие единой синонимии сообщений для всех актов диалога.

Предложение 2. Моноидное пространство $\sum^\rho = \sum^* / \rho$ можно представить в виде набора интерпретирующих сообщений.

При исследовании лингвистических аспектов интерактивного взаимодействия центральное место занимает также проблема определения отношения следования сообщений.

Определим следующую топологию на цепочках сообщений, которыми обмениваются между собой пользователь и система.

Назовем окрестностью $D(\gamma)$ элемента $\gamma \in \sum^\rho$ всевозможные символьно расширенные цепочки, приводящие в γ. Далее, поскольку на практике следование цепочек имеет соответствующее ограничение, то введем в рассмотрение понятие R-структуры.

Определение. Сужение окрестности элемента γ, $d(\gamma) < D(\gamma)$ такое, что цепочки вида σ_n принадлежат к классу допустимых, т. е. если γ — допустима, а $\sigma_{n_\gamma} \in d(\gamma)$, то совокупность допустимых сообщений с возможными левыми расширениями является R-структурой.

С учетом отношения следования сообщений такая цепочка интерпретируется R-траекторией. Это такие цепочки сообщений σ_1, σ_2, ..., σ_m, у которых $\sigma_{i+1} \in d(\sigma_i)$, так как для пары соседних элементов соблюдено отношение следования.

Обратимся к стадии инициализации интерактивного взаимодействия. Очевидным требованием к этой стадии является то, чтобы от сообщения инициализации к любому допустимому сообщению можно было перейти по некоторой цепочке. Если отождествить сообщение инициализации с нейтральным элементом $\{1\}$ полугруппы Σ^*, то набор сообщений интерактивного взаимодействия будет составлять некоторую структуру на исходном моноидном пространстве Σ^{ρ}.

Такую структуру назовем S-структурой. Отметим, в частности, что терминальные сообщения, циркулирующие в процессе интерактивного взаимодействия, интерпретируются граничными точками на S-структуре.

Если задаться целью нахождения таких сообщений интерактивного взаимодействия, в которые можно перейти только путем изменения цепочки сообщений, то этому обстоятельству будут соответствовать понятие предграничных точек на S-структурах [9].

Допустим теперь, что в процессе интерактивного взаимодействия возникла необходимость изменения цепочек сообщений. В простейшем случае эта процедура будет соответствовать добавлению новых терминальных сообщений к уже имеющимся цепочкам. Очевидно, что эти добавления должны быть согласованы с отношением следования сообщений.

Такого рода конструкция расширения лингвистического аспекта интерактивного взаимодействия приводит к понятию префиксного отношения между S-структурами π_1 и π_2, выражающих, соответственно, исходный и расширенный вариант человеко-машинного общения.

Заметим, что указанные аспекты отражают в основном «автоматные» свойства интерактивного взаимодействия [9], что соответствует схеме реализации диалоговых процедур из простейших путем последовательного наращивания многообразия свойств интерактивного процесса.

Для дальнейшего развития этих положений необходимо ввести понятие S-покрытия как частичного отображения моноидного пространства Σ^{ρ} на некоторое конечное подмножество S. В терминах интерактивного взаимодействия это соответствует расслоению полугруппы сообщений по множеству X МДП $G(X, \{F\})$ [8—9].

Введем также понятие системы-акцептора: существует класс диалоговых процедур, в которых каждому элементу $x \in X$ МДП $G(X, \{F\})$ ставится в соответствие переключающая функция; действия же разработчика фактически сводятся к выбору переключающей метки. Используя методы, разработанные в теории автоматов, можно свести p-переключающие функции к 2-переключающим. Это означает, что соответствующие МДП можно свести к бинарным деревьям. Более того, введенные выше префиксные отношения позволяют задать частичное упорядочение для этого класса диалоговых процедур при их отображении в базе данных системы. В таком случае правомерен метод отображения сложных диалоговых процедур, основанный на процедуре линеаризации. Иначе говоря, это отображение сложных процедур путем последовательного наращивания возможностей некоторой исходной простой процедуры.

Рассмотрим еще один аспект интерактивного взаимодействия, непосредственно связанный с представлением МДП $G(X, \{F\})$ в базе данных системы. Это связано с тем, что ориентации разработчика в базе данных обеспечивается, как правило, при помощи системы подсказок типа «меню». Однако такой подход, являясь более доступным, имеет тот основной недостаток, что максимально отслеживает так называемые «вертикальные» связи с МДП, т. е. допустимые переходы — шаги интерактивного взаимодействия от элемента x_i и x_j. Между тем «горизонтальные» переходы, т. е. характеристика глубины продвижения в МДП никак не отражается в этих подсказках.

В то же время в ряде задач, особенно в таких, где нет полной формализации возможных переходов по МДП, полезно иметь средства, позволяющие констатировать текущее положение в рамках базы данных.

Это приводит к концепции рассмотрения процесса движения по МДП, как срабатывание системы переходов-актов, увеличивающих глубину продвижения. В частности, для указанного подхода удобна «автоматная» концепция МДП, т. е. концепция, аналогичная машине Тьюринга, где в метрах ленты состояний находятся не стринги над исходным алфавитом, а некоторые бинарные отношения. Подобная концепция позволяет интерпретировать МДП как систему эволюционизирующих графов, а последующая автоматизация описанного подхода позволило бы реализовать схему «горизонтальной» ориентации разработчика в процессе интерактивного взаимодействия без введения новых траекторий в МДП.

Указанное весьма актуально и с точки зрения организации реляционной базы даных. Такими средствами можно было бы реализовать большую гибкость интерактивного взаимодействия за счет автоматизации цепочек переходов как автоматных операций над МДП.

В частности, интерактивный процесс можно представить в виде цепочки:

$$G_0 \xrightarrow{z_1} G_2 \xrightarrow{z_2} \ldots \xrightarrow{z_n} G_n = \boldsymbol{G}_n;$$

где G_0 — МДП, инициализирующий диалоговые процедуры человеко-машинного общения; G_n — n-полный МДП распознающей системы [7].

Очевидно, что в зависимости от уровня решаемой задачи система может предлагать ускоренные схемы реализации диалога. Кроме того, храня в системе протокол операций развертки процесса интерактивного взаимодействия, всегда по мере необходимости можно вернуть систему к одному из исходных состояний:

$$G_0 \xrightarrow{s_1 \ldots s_m} G_m.$$

Это обстоятельство может оказаться решающим, если на каком-то этапе интерактивного взаимодействия разработчик обнаружит, что для него существенна та или иная информация, которая содержалась на более ранних этапах интерактивного взаимодействия.

Сделаем еще ряд замечаний относительно характера элементов $x \in X$ МДП $G(X, \{F\})$. Заметим, что в первом приближении, элементы X можно разделить на два больших класса: функциональные и управляющие.

В управляющих вершинах разработчик в ответ на вопрос системы вводит сообщения из некоторого фиксированного конечного множества сообщений $\{\theta_1, \ldots, \theta_n\}$, соответствующих сценарию человеко-машинного общения типа «меню». Для вершин этого типа набор ответов «меню» всегда можно свести к двум элементам (да, нет) путем преобразования МДП. Иначе говоря, соответствующим образом преобразуется система переключающих функций, определяющих логику переходов.

В функциональных же вершинах разработчик вводит определенную информацию, необходимую для поддержания интерактивного процесса, например: запросы к базе данных, вновь вводимые данные, корректирующие значения, некоторые характеристики выдачи информации и т. п.

Конструкция МДП с дифференцированными вершинами удобна для перехода к сетям Петри [10, 11] как средства представления интерактивного процесса взаимодействия. В этом случае управляющие вершины МДП трактуются как переходы в смысле сети Петри, а функциональные вершины — как места [10, 11]. В свою очередь разметка сети Петри может определять некоторую стадию реализации диалоговых процедур, а веса переходов есть одно из возможных средств управления на МДП. Именно, варьируя веса переходов, можно разрешать или запрещать те или иные траектории в МДП.

Для представления интерактивного процесса может оказаться более удобным не исходное определение сети Петри, а одно из многочисленных модификаций типа сети-процессы, конкурентные сети и т. п. [10, 11]. Фактически переход к сетям Петри для представления интерактивного процесса означает выделение в самостоятельную часть подкомплекса управляющих вершин МДП с развитием соответствующего аппарата для оперирования им в рамках двух групп элементов X МДП $G(X, \{F\})$.

Список литературы: 1. *Фу К.* Структурные методы в распознавании образов. М., 1977. 319 с. 2. *Араксян В. В.* Алгоритмическая структуризация графа диалоговых процессов//Изв. АН СССР: Техн. кибернетика. 1984. № 3. С. 134—139. 3. *Араксян В. В.* О топологических обобщениях графа диалоговых процессов// Изв. АН СССР: Техн. кибернетика, 1985. № 1. С. 144—146. 4. *Араксян В. В.* Алгоритм декомпозиции вероятностного графа диалоговых процедур//Изв. АН СССР: Техн. кибернетика. 1986. № 2. С. 209—213. 5. *Араксян В. В.* Построение гибкого диалога в обучающих системах//Мат. модели и вычислительная техника в управлении учебным процессом. 1986. С. 156. 6. *Араксян В. В.* Инструментальные средства реализации графов диалоговых процедур в интерактивных системах//УСИМ. 1986. № 4. С. 15—18. 7. *Клиффорд Л., Престон Г.* Алгебраическая теория полугрупп. М., 1982. Т. 1. 360 с. 8. *Фейс К.* Алгебра: кольца, модули и категории. М., 1977. Т. 1. 688 с. 9. *Бурбаки Н.* Теория множеств. М., 1968. 455 с. 10. *Свами М., Тхуласираман К.* Графы, сети и алгоритмы. М., 1984. 455 с. 11. *Майника Э.* Алгоритмы оптимизации на сетях и графах. М., 1981. 323 с.

Поступила в редколлегию 1.02.86

УДК 510.62

Б. В. ДЗЮНДЗЮК, канд. техн. наук, *Т. И. СТЕПАНОВА*

ГИГИЕНИЧЕСКОЕ НОРМИРОВАНИЕ ВРЕДНЫХ ПРОИЗВОДСТВЕННЫХ ФАКТОРОВ С УЧЕТОМ ДИНАМИКИ ФУНКЦИОНАЛЬНОГО СОСТОЯНИЯ

Если рассмотреть задачу оптимизации эргатических систем, то в качестве критерия оптимизации чаще всего выбирается экономический или технико-экономический показатель (прибыль, производительность труда и т. п.), а гигиенические и эргономические требования порождают ограничения на переменные. Часто в качестве таких ограничений выступают гигиенические нормы. Рассмотрим подход к гигиеническому нормированию с точки зрения функционального состояния организма.

Анализ существующих гигиенических норм [1] показывает, что предметом нормирования является обычно уровень (ПДУ, ПДК), допустимый для параметра вреднего производственного фактора в течение определенной части t заданного периода T. Чаще всего $t=8$, $T=24$ ч. Таким образом, определенные нормы для электромагнитного излучения с частотой 60—300 МГц, для характеристик микроклимата, производственного шума, промышленной пыли, промышленных ядов. Однако для некоторых других факторов, наряду с указанными, применяются более точные подходы. Одним из таких подходов является дозовый, определяющий гигиенический предел $D=\int_0^T P(t)dt$, где $P(t)$ — уровень вредного фактора. Такой подход широко применяется для нормирования ионизирующих излучений [2] и получил в последнее время распространение на ЭМИ с частотой 0,3—300 ГГц при условии повышенной температуры воздуха ($t>28$ °С).

На основании дозового подхода можно получить связь между уровнем вредного фактора и допустимой продолжительностью его воздействия. Эта зависимость, очевидно, имеет вид

$$P_{\max}(t) = \frac{D_{\max}}{t},$$

$P_{\max}(t)$ — максимально допустимое значение уровня вредного фактора, воздействующего в течение времени t, при этом ситуация может повторяться в течение следующего периода T; $D_{\max}$ — максимальная доза за период t.

В других случаях функция $P_{\max}(t)$ не определяется из дозовой нормы, а непосредственно табулируется. Так нормируются производственная вибрация, ультразвук, ЭМИ промышленной частоты.

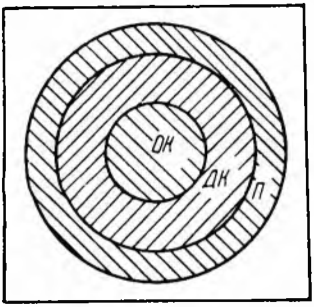
Таким образом, в качестве результата нормирования можно рассматривать комплекс $(T, \{P_{\max}(t), t\})$. При этом составляющая $\{P_{\max}(t), t\}$ представляет собой множество, состоящее из одного (при нормировании ПДК, ПДУ), нескольких (при табличном нормировании уровня и времени) или континуума (при дозовом нормировании) элемента.

Естественным является желание получить более гибкие нормы, дающие оценку $P_{\max}(t)$ при континууме значений t. В качестве одного из подходов к выработке таких норм авторами предлагается метод, учитывающий динамику функционального состояния работника.

Под функциональным состоянием будем понимать комплекс параметров организма (вообще говоря, физиологических, психофизиологических и психологических), характеризующих его способность к выполнению возложенных на него функций. В ряде случаев удается характеризовать функциональное состояние одним параметром, либо выделив ведущий из группы параметров, либо комплексировав рассматриваемые параметры. В любом случае в пространстве функциональных состояний можно выделить области относительного комфорта, дискомфорта [3] и патологических состояний (рис. 1).

В качестве цели нормирования вредных производственных факторов можно поставить выбор такого ограничения на состояние среды, чтобы функциональное состояние оставалось (с заданной вероятностью) в пределах области комфорта или дискомфорта. Конкретные границы областей функционального состояния и допустимая вероятность выхода за эти границы определяются в зависимости от таких факторов, как конкретный характер деятельности, цели работы человека-оператора. Так, работа по спасению жизни других людей может проводиться с высоким напряжением сил организма, с повышенным риском патологического состояния. С другой стороны, при ответственной операторской деятельности даже незначительный дискомфорт функционального состояния может привести к аварии с тяжелыми последствиями.

Формализованно задачу нормирования можно поставить следующим образом. Пусть функциональное состояние организма



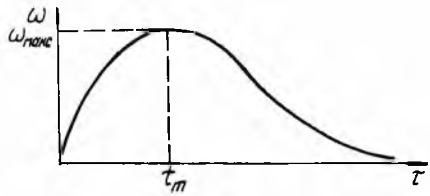


Рис. 1. Пространство функциональных состояний с областями относительного комфорта, дискомфорта и патологических состояний

Рис. 2. График зависимости импульсной переходной функции от времени

характеризуется вектором $y(t)$. Обозначим через Y класс значений вектора $y(t)$, соответствующий допустимому состоянию организма. Пусть $x(t)$ — вектор параметров вредных факторов окружающей среды. Вектор-функции $x(t)$, $y(t)$ целесообразно рассматривать как реализации случайных процессов. Тогда можно считать, что существует некоторый оператор A, ставящий в соответствие условиям труда состояние организма $y(t)$, т. е. $y=Ax$.

Задача нормирования состоит в выборе такого класса состояний среды X, что если для всех t из заданного периода времени $[t_1, t_2]$ функция $x(t)\in X$, то вероятность того, что $y(t)\in Y$ при $t\in[t_1, t_2]$ и $y(t_1)\in Y$ будет меньше заданного значения P_0.

Рассмотрим одномерный случай. Тогда $x(t)$ и $y(t)$ — одномерные случайные функции. Пусть класс Y определяется ограничением $y(t)<y_{\text{норм}}$. Для дальнейшего нормирования необходимо определить оператор A. Как указано в работе [4], в ряде случаев оправдано применение линейной динамической стохастической модели в виде

$$y(t)=y_0+\int\limits_0^{T_w} w(\tau)\,x(t-\tau)\,d\tau+\varepsilon_y(t),$$

где y_0 — нормальное (среднее) значение y; $w(\tau)$ — импульсная переходная функция; T_w — эвристически определяемый предел интегрирования; при $\tau>T_w$ значения $w(\tau)$ статистически незначимы; ε_y — стохастическая составляющая y.

Обоснование приведенной модели и методы получения значений функций $w(\tau)$ приведены в работе [4].

Пусть ε_y — стационарный гауссовый случайный процесс, $M\varepsilon_y = 0$; $D\varepsilon_y = \sigma^2$. Тогда

$$P_{\text{чов}}(y(t) > y_{\text{норм}}) = P_{\text{чов}}\left(y_0 + \int_0^{T_w} w(\tau)\, x(t-\tau)\, d\tau + \varepsilon_y > y_{\text{норм}}\right) =$$

$$= P_{\text{чов}}\left(\varepsilon_y > y_{\text{норм}} - y_0 - \int_0^{T_w} w(\tau)\, x(t-\tau)\, d\tau\right) =$$

$$= \frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi}} \int_{\Delta y}^{\infty} e^{-\frac{\zeta^2}{2\sigma^2}}\, d\zeta,$$

где
$$\Delta y = y_{\text{норм}} - y_0 - \int_0^{T_w} w(\tau)\, x(t-\tau)\, d\tau.$$

Если пренебречь ε_y, то задача нормирования сведется к нахождению условий, накладываемых на $x(t)$, обеспечивающих выполнение соотношения

$$y_{\text{норм}} - y_0 > \int_0^{T_w} w(\tau)\, x(t-\tau)\, d\tau.$$

Будем искать ограничения на $x(t)$ в виде комплекса $(T, \{P_{\max}(t_i),\ t_i\})$. В качестве T можно выбрать любую величину, большую T_w. Пусть $w(\tau)$ — монотонно убывающая функция. Тогда

$$\int_0^{T_w} w(\tau)\, x(t-\tau)\, d\tau \leqslant \int_0^{t_i} w(\tau)\, P_{\max}(t_i)\, d\tau =$$

$$= P_{\max}(t_i) \int_0^{t_i} w(\tau)\, d\tau.$$

Таким образом,

$$P_{\max}(t_i) = \frac{y_{\text{норм}} - y_0}{\int_0^{t_i} w(\tau)\, d\tau}.$$

Учет стохастической добавки ε_y даст выражение

$$P_{\max} = \frac{y_{\text{норм}} - y_0 - \delta}{\int_0^{t_i} w(\tau)\, d\tau},$$

где δ определяется из соотношения

$$P_{\text{чов}}(\varepsilon_y > \delta) = \frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi}} \int\limits_{\delta}^{\infty} e^{-\frac{\zeta^2}{2\sigma^2}} d\zeta = P_0.$$

Если $w(\tau)$ состоит из участка возрастания (при $0<\tau<\tau_m$) и участка убывания (при $\tau_m<\tau$) (рис. 2), то

$$\int\limits_0^{T_w} w(\tau)\, x(t-\tau)\, d\tau \leqslant \int\limits_{\tau_m}^{t_i+\tau_m} w(\tau)\, P_{\max}(t_i)\, d\tau.$$

При этом

$$P_{\max} = \frac{y_{\text{норм}} - y_0 - \delta}{\int\limits_{\tau_m}^{t_i+\tau_m} w(\tau)\, d\tau}$$

или, если пренебречь δ, $P_{\max} = \dfrac{y_{\text{норм}} - y_0}{\int\limits_{\tau_m}^{t_i+\tau_m} w(\tau)\, d\tau}$.

Отметим, что наиболее распространенное выражение для импульсной переходной функции $w(\tau) = ae^{-\lambda\tau}$.

Это выражение широко применяется в литературе для описания реакции биологических систем на стрессоры и подтверждено исследованиями для случая воздействия ЭМИ и тепла на организм оператора.

Рассмотрим теперь случай воздействия нескольких факторов на организм человека. В настоящее время нормируется совместное действие ЭМИ и температуры воздуха, ЭМИ и рентгеновского излучения, а также концентрации химических веществ однонаправленного действия.

Ограничимся рассмотрением действия двух факторов $x_1(t)$ и $x_2(t)$ на один параметр функционального состояния человека $y(t)$. Пусть при фиксированном значении другого параметра получены оценки для функций w:

$$w_1(\tau) = a_1 e^{-\lambda_1\tau}; \quad w_2(\tau) = a_2 e^{-\lambda_2\tau}.$$

В этом случае возможны следующие варианты: 1) $\lambda_1 \approx \lambda_2$; 2) $\lambda_1 > \lambda_2$.

В первом случае мы можем построить модель Гаммерштейна

$$y(t) = y_0 + \int\limits_0^{T_w} e^{-\lambda\tau} f(x_1(t-\tau);\ x_2(t-\tau))\, d\tau.$$

При этом часто можно ограничиться линейной функцией $f(x_1, x_2) = b_1x_1 + b_2x_2$. Методы идентификации таких моделей приводятся в [5]. Построив такую модель, мы получаем возможность заме нить нормирование пары факторов x_1, x_2 нормированием одного фактора $x_3=f(x_1, x_2)$. Методы нормирования x_3 аналогичны указанным выше для нормирования одного воздействующего фактора.

Во втором случае следует построить линейную модель

$$y(t)=y_0+\int_0^{T_w}(a_1e^{-\lambda_1\tau}x_1(t-\tau)+a_2e^{-\lambda_2\tau}x_2(t-\tau))\,d\tau=$$

$$=y_0+\int_0^{T_w}a_1e^{-\lambda\tau}x_1(t-\tau)\,d\tau+\int_0^{T_w}a_2e^{-\lambda\tau}x_2(t-\tau)\,d\tau.$$

Подставляя вместо x_1 и x_2 функции, равные $P_{1,\max}(t_i)$ и $P_{2,\max}(t_i)$ в течение интервала времени $[t-t_i;\ t]$ и 0 при других t, получаем условие

$$y_{\text{норм}}>y_0+\frac{a_1(1-e^{-\lambda_1 t_i})P_{1,\max}(t_i)}{\lambda_1}+\frac{a_2(1-e^{-\lambda_2 t_i})P_{2,\max}(t_i)}{\lambda_2}.$$

Указанным выше способом можно выработать гибкие нормы, применимые для комплекса вредных производственных факторов. Эти нормы после тщательной всесторонней проверки могут быть применены в качестве ограничений при оптимизации по экономическому или технологическому критерию.

Список литературы: 1. *Справочник* по гигиене труда/Под ред. В. Д. Карпова, В. Е. Ковшило. Л., 1979. 446 с. 2. *Давыдов Б. И., Тихончук В. С., Антипов В. В.* Биологическое действие, нормирование и защита от электромагнитных излучений. М., 1984. 176 с. 3. *Платонов Г. А.* Эргономика на железнодорожном транспорте. М., 1986. 296 с. 4. *Дзюндзюк Б. В., Степанова Т. И.* Идентификация реакции человеческого организма на воздействие условий труда и оптимизация технологических процессов с точки зрения охраны труда//Пробл. бионики. 1987. Вып. 39. С. 87—91. 5. *Растригин Л. А., Маджаров Н. Е.* Введение в идентификацию объектов управления. М., 1977. 216 с.

Поступила в редколлегию 16.03.87

УДК 881.3.06

В. В. СЕМЕНЕЦ, канд. техн. наук, *В. Г. МАЛЮК*

АЛГОРИТМ ТРАССИРОВКИ ЦЕПЕЙ МНОГОСЛОЙНЫХ СТРУКТУР

При трассировке многослойных коммутационных схем на практике часто используются различные процедуры с послойной организацией поиска пути. Известно, что применение методов объемной трассировки существенно расширяет возможности повышения процента разведенных трасс. Область практического применения этих методов, однако, до настоящего времени была весьма узкой из-за значительных затрат времени и памяти при реализации их на ЭВМ.

Авторы существующих алгоритмов объемной трассировки многослойных соединений [1, 2] уделяли основное внимание проблеме памяти, остро стоявшей для ЭВМ старых поколений. Попытка преодолеть это ограничение приводила либо к большим затратам времени на обмен с внешней памятью ЭВМ [1], либо к значительному усложнению и повышению трудоемкости алгоритмов [2]. Развитие современных технических средств вычислительной техники в большинстве практических случаев позволяет снять жесткие ограничения на память. В связи с этим интересы разработчиков программного обеспечения этапов конструкторского проектирования сместились в сторону уменьшения трудоемкости алгоритмов трассировки и увеличения процента трассировки.

В данной статье описывается алгоритм построения соединений в многослойном дискретном поле (ДРП) в виде минимальных штейнеровских деревьев с помощью модификации волнового алгоритма, вычислительная сложность которого меньше, чем в известных процедурах объемной трассировки.

Пусть необходимо объединить некоторое множество контактов $M=\{m_1, ..., m_n\}$ в одну цепь с минимальной длиной. Для решения данной задачи применим алгоритм (в дальнейшем он будет именоваться алгоритмом 1):

Шаг 1. В качестве источника волны выбирается произвольный контакт $m_i \in M$.

Шаг 2. Волна распространяется до встречи с любым контактом $m_j \in M$, и между контактами m_i и m_j строится фрагмент цепи (m_i, m_j).

Шаг 3. Волна распространяется одновременно от всех ячеек $p \in (m_i, m_j)$ до встречи с очередным контактом данной цепи $m_\alpha \in M$.

Шаг 4. Проводится фрагмент цепи между контактом m_α и ранее проведенным фрагментом.

Последние два шага алгоритма повторяются до тех пор, пока все контакты данной цепи не будут соединены в цепь.

Введем понятие трудоемкости алгоритма. Так как в процедуре трассировки цепи около 80 % уходит на распространение волны, то критерием трудоемкости алгоритма может быть количество ячеек ДРП, которые являются источниками волны.

Алгоритм 1 имеет значительную трудоемкость уже при $n \geqslant 3$, так как после очередного пдосоединения контакта к цепи распространение волны осуществляется от всей цепи. Пусть за k этапов работы алгоритма построен фрагмент цепи длиной L_{k+1}. На $(k+1)$-м этапе к проведенному фрагменту будет добавлен фрагмент длиной L_{k+1}. Тогда трудоемкость $(k+1)$-го этапа выражается зависимостью

$$T_{k+1} = \int (L_k, L_{k+1}).$$

Полная трудоемкость алгоритма 1 будет равна

$$T_1 = \sum_{k=1}^{n} T_k.$$

Принцип работы алгоритма 1 показан на рис. 1. В верхней части ячейки ДРП указан номер фронта волны при распространении ее от контакта A, в нижней — от фрагмента AB.

Для уменьшения трудоемкости процесса построения минимальных связывающих деревьев разработан следующий метод (в дальнейшем он будет именоваться алгоритмом 2).

Шаг 1. В качестве источника волны выбирается произвольный контакт $m_i \in M$. Положить $k=1$.

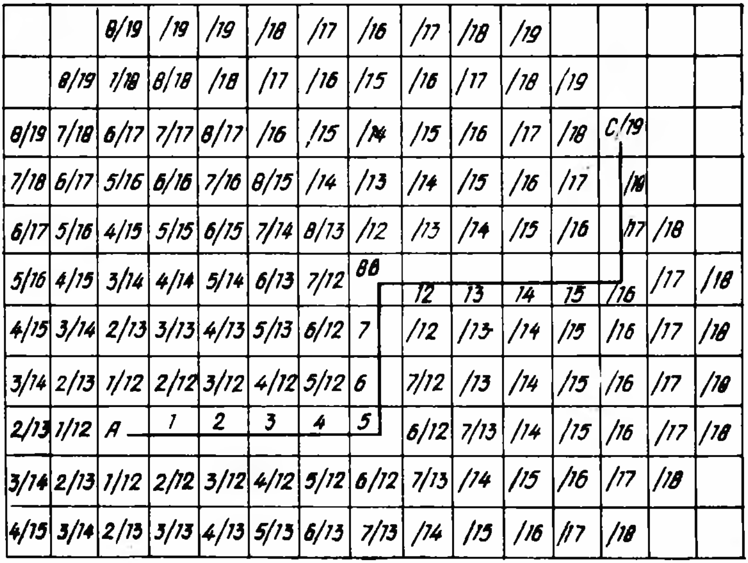


Рис. 1. Принцип работы алгоритма 1

Шаг 2. Волна распространяется до тех пор, пока не достигнет всех контактов множества M или не заполнит полностью объем, охватывающий все контакты данной цепи. При этом, если волна достигает контакта $m_j \in M$, то в массив $D(1, k)$ записываются координаты x, y, z контакта, а массив $D(2, k)$ — номер фронта волны. Положить $k=k+1$.

Шаг 3. Проводится фрагмент цепи между контактами m_i и m_j, координаты которого хранятся в $D(1, 1)$. Положить $k=2$.

Шаг 4. Распространение вторичной объемной числовой волны по ячейкам ДРП, масса которых меньше, чем значение $D(2, k)$. Источником волны является контакт m_a с координатами x, y, z, взятыми из массива $D(1, k)$.

Шаг 5. При достижении ранее проведенного фрагмента строится путь минимальной длины между контактом m_a и данным фрагментом. Положить $k=k+1$. Если $k \leqslant n-1$, то идти к пункту 4, иначе КОНЕЦ.

В отличие от описанного выше алгоритма 1 процедуры распространения волны и проводки фрагмента цепи здесь разнесены.

Этап распространения вторичной волны является вспомогательным и существенно сокращает общую трудоемкость алгоритма.

На рис. 2 показан пример трассировки цепи, которой инцидентны три контакта — *A, B, C*. В качестве источника волны на первом этапе работы алгоритма выбран контакт *A*. Фрагмент (*A, B*) построен согласно шагу *3*. Контакт *C* является источником волны на втором этапе. В верхней части ячейки ДРП указан номер фронта волны при распространении ее от контакта *A*, в нижней — от контакта *C*.

Трудоемкость алгоритма 2 определяется выражением

$$T_{II} = T_0 + \sum_{k=2}^{n-1} T_k,$$

где T_0 — трудоемкость шагов 1—3: $T_0 \approx a \times b \times c$; a, b, c — размеры параллелепипеда, охватывающего все контакты данной цепи; T_k— трудоемкость k-го этапа. Очевидно, что трудоемкость $(m+1)$-го фронта волны равна $T_{m+1} = T_{m-1} + 4$, тогда

$$T_k = \begin{cases} (4p^2 + 3p + 1) \times c, & \text{если } L_k \text{ четное число;} \\ (4p^2 + 7p + 3) \times c, & \text{если } L_k \text{ нечетное число,} \end{cases}$$

где L_k — длина фрагмента цепи, который подсоединяется на k-м этапе к ранее проведенному фрагменту, $p = [L_k/2]$ — ближайшее целое.

Проиллюстрируем работу алгоритмов на следующих примерах:

Пример 1. Необходимо построить трассу цепи, которой инцидентны 20 контактов с координатами x и y соответственно: (45, 72), (61, 55), (22, 45), (18, 59), (7, 53), (11, 64), (13, 70), (8, 68), (2, 64), (36, 52), (45, 62), (50, 27), (37, 31), (24, 41), (11, 23), (13, 37), (35, 5), (53, 5), (55, 13), (59, 14). Размеры охватывающего параллелепипеда: $a = 63$, $b = 78$, $c = 10$. Результаты работы алгоритмов сведены в табл. 1. Время решения данного примера на ЭВМ ЕС 1050 алгоритмами 1 и 2 составило 62 с и 9 с соответственно.

Как видно из табл. 1, трудоемкость i-й итерации алгоритма 1 зависит от номера итерации. Так, на 1, 10, 16, 19 итерациях проводятся фрагмент длиной $L_1 = 18$, но $T_1 = 5530$, а $T_{19} = 46220$. Общая трудоемкость $T_I = 395560$, $L_I = 258$. Трудоемкость алгоритма 2 не зависит от номера итерации, а определяется только длиной фрагмента, который добавляется к ранее проведенной трассе: $T_{II} = 85240$, $L_{II} = 265$.

Пример 2. Необходимо построить цепь, которой инцидентны 10 контактов с координатами x и y соответственно: (3, 3), (8, 8), (6, 26), (14, 12), (14, 16), (20, 19), (27, 17), (32, 17), (26, 11), (29, 7). Определим трудоемкость каждого алгоритма при изменении начальной точки трассировки. Координаты запрещенных точек для трассировки: (6, 14), (29, 14), (16, 15)—(16, 25), (23, 15)—(23, 24), (5, 13)—(19, 13). Размеры обрамляющегося параллелепипеда: $a = 34$, $b = 29$, $c = 4$.

Результаты расчета сведены в табл. 2. Как видно из нее, трудоемкость каждого алгоритма практически не зависит от выбора

Таблица 1

Этап трассировки	Алгоритм 1			Алгоритм 2		
	Трудоемкость i-го этапа в дискретах	Номер контакта, включенного в цепь	Длина фрагмента, подсоединяемого к цепи в дискретах	Трудоемкость i-го этапа в дискретах	Номер контакта, включенного в цепь	Длина фрагмента, подсоединяемого к цепи в дискретах
0	—	1	—	48080	1	—
1	5530	2	18	—	2	18
2	5500	3	11	3240	16	19
3	6740	4	12	1960	8	14
4	4420	5	6	2100	3	16
5	3980	6	5	1980	14	18
6	7810	7	9	1320	4	12
7	11850	6	14	1820	13	13
8	14870	15	16	720	5	8
9	18200	14	15	1820	15	13
10	24010	8	18	180	6	4
11	28710	9	19	660	7	9
12	20690	10	10	3800	9	19
13	31880	11	16	3060	12	17
14	38730	13	21	2040	11	16
15	37400	12	17	1100	10	10
16	41620	19	18	6250	17	26
17	11650	20	4	3420	19	18
18	35750	18	11	180	20	4
19	46220	17	18	1510	18	11

Таблица 2

Начальная точка трассировки	Алгоритм 1		Алгоритм 2	
	Трудоемкость в дискретах	Длина трассы в дискретах	Трудоемкость в дискретах	Длина трассы в дискретах
1	42540	113	18040	123
2	43600	117	17120	125
3	42320	109	17930	123
4	44570	108	14570	106
5	44500	108	13840	106
6	45090	118	15160	107
7	43100	110	15540	114
8	42600	108	17120	123

начальной точки трассировки, однако алгоритм 2 в зависимости от выбора стартовой точки может построить трассу меньшей длины.

Следует заметить, что предлагаемый алгоритм объемной трассировки может быть использован как самостоятельно, так и в комбинации с процедурой плоской трассировки. В последнем варианте, сформировав объемное ДРП по результатам работы плоской трассировки, с помощью алгоритма 2 можно осуществить доразводку непроведенных соединений.

Алгоритм 2 реализован в виде программного модуля, предназначенного для работы в составе подсистемы конструкторского проектирования комплекса программ сквозного проектирования (КСПРЭА). Средства динамического резервирования памяти, используемые в комплексе, позволяют снять явные ограничения на длины рабочих массивов. Размерность проектируемой схемы лимитируется при этом лишь общим объемом памяти, распределяемой для решения задачи. В базовом варианте комплекса при объеме ОЗУ в 480 Кбайт с помощью данной программы объемной трассировки могут быть спроектированы до 4-х слоев платы размером 240×240 дискретов.

Список литературы: 1. *Heiss S.* A path connections algorithm for multilayer boards//Proc. of the 8-th Annual. 1969. P. 86—96. 2. *Geyer I. M.* Connection routing algorithm for printed circuit boards//IEEE Trans. 1971. CT-18. P. 95—100.

Поступила в редколлегию 21.07.86

УДК 681.32.06

С. А. КАЛЮЖНАЯ

СИСТЕМЫ ЗАМЫКАНИЙ, СВЯЗАННЫЕ С НЕРАЗЛОЖИМЫМИ МНОЖЕСТВАМИ АТРИБУТОВ РЕЛЯЦИОННЫХ БАЗ ДАННЫХ

Логическое проектирование баз данных [1, 2] является составной частью бионики интеллекта. Важным направлением изучения логической схемы реляционной базы данных выступает теория функциональных зависимостей. Существенным шагом формирования этой теории стало введение Армстронгом [3] понятия замкнутого подмножества атрибутов. В работе [4] была вскрыта его связь с известными в общей алгебре конструкциями систем замыканий и операторов замыкания. Дальнейшее продвижение в этой теории связано с рассмотрением неразложимых замкнутых подмножеств [5]. Неразложимость определялась в терминах функциональных зависимостей. В настоящей работе решается задача характеризации неразложимых подмножеств на языке одних лишь замкнутых подмножеств. Возникающий в связи с этим класс систем замыканий может представить и чисто алгебраический интерес. Результаты данной работы были сформулированы в [6].

Мы будем пользоваться следующими обозначениями: U — конечное множество, $P_A(U) = \{X \subset U : A \subset X\}$, $P(U) = P_\varnothing(U)$ — булеан множества U, $|X|$ — число элементов множества X, $\bigcup\{X : X \in H\}$ — объединение подмножеств семейства H. Знак включения понимается в нестрогом смысле.

1. Напомним ряд необходимых понятий.

1.1. Системой замыканий на множестве U называется такое семейство $F \subset P(U)$, что 1) $U \in F$, 2) $Z_1, Z_2 \in F \Rightarrow Z_1 \cap Z_2 \in F$ [7]. Элементы F называются замкнутыми подмножествами. В F существует наименьшее замкнутое подмножество $O = \bigcap\{Z : Z \in F\}$.

Объединение замкнутых подмножеств, вообще говоря, не замкнуто.

Обозначим через $\mathrm{Cl}(U)$ совокупность всех систем замыканий на множестве U. Решетка $\mathrm{Cl}(U)$ исследовалась в статьях [8, 9].

Положим $F|_V = \{Z \in F : Z \subset V\} = F \cap P(V)$. Если $V \in F$, то $F|_V \in \mathrm{Cl}(V)$ и называется ограничением F на V.

1.2. Дальнейшее изложение будет иллюстрироваться следующими примерами систем замыканий: 1) $\{U\}$, 2) $\{U, A\}$, 3) $P_B(U)$, 4) $P(U)$, 5) $(P(U) \setminus P_A(U)) \cup \{U\}$, 6) $(P(U) \setminus P_A(U)) \cup \cup P_B(U)$, $(A \subset B,\ A \neq B)$, 7) $(P(A) \setminus \{A\}) \cup \{U\}$ $(A \neq U)$, 8) $\{U, \varnothing, \{a\}\ (a \in A)\}$ $(A \neq \varnothing)$.

1.3. Оператором замыкания называется отображение $I: P(U) \to P(U)$, обладающее свойствами: 1) $I(X) \supset X$, 2) $X_1 \subset X_2 \Rightarrow I(X_1) \subset I(X_2)$, 3) $I(I(X)) = I(X)$.

Всякая система замыканий F определяет оператор замыкания по правилу $I_F(X) = \bigcap \{Z \in F : X \subset Z\}$. Наоборот, при заданном I множество $F_I = \{Z \subset U : I(Z) = Z\}$ является системой замыканий. Приведенные построения взаимно обратны [8]. В дальнейшем замыкание множества X, отвечающее системе F, будем обозначать $\overline{X}$, сохраняя символ I для использования ниже.

1.4. Пусть $\mathrm{Max}(F)$ — семейство максимальных по включению подмножеств в $F \setminus \{U\}$. Это семейство оказалось полезным в работах [9, 10]. В [11] показано, что подмножества из $\mathrm{Max}(F)$ совпадают с антиключами.

В рассмотренных выше примерах множество $\mathrm{Max}\,(F)$ равно: 1) $\varnothing$, 2) $\{A\}$ $(U \neq A)$, 3) $\{U \setminus \{x\} : x \in U \setminus B\}$, 4) $\{U \setminus \{x\} : x \in U\}$, 7) $\{A \setminus \{a\} : a \in A\}$, 8) $\{\{a\} : a \in A\}$.

2. Приведем основную конструкцию данной работы.

2.1. Для произвольной системы $H \subset P(U)$ положим $H^* = \{L \subset U : (\forall Z \in H \setminus \{U\})(Z \cap L \in H)\} \subset P(U)$.

2.2. Следствие определения $H \subset H^*$.

2.3. В примерах из п. 1.2 семейство H^* имеет вид: 1) $P(U)$, 2) $P_A(U)$ $(A \neq U)$, 3) $P_B(U)$ $(B \neq U)$, 6) H $(B \neq U)$. Убедимся в последнем равенстве. В соответствии с п. 2.2 достаточно показать, что из $L \overline{\in} H$ вытекает $L \overline{\in} H^*$. Имеем $L \in H \Rightarrow L \supset A$, $L \overline{\supset} B \Rightarrow L \cap B \supset A$, $L \cap B \overline{\supset} B \Rightarrow L \cap B \in H$. Но в то же время $B \in H \setminus \{U\}$. Следовательно, $L \overline{\in} H^*$. В остальных примерах $H^* = P(U)$.

2.4. ***Лемма***. *H^* является системой замыканий.*

Доказательство. Непосредственно по определению $U \in H^*$. Далее, пусть $L_1, L_2 \in H^*$. Тогда для любого $Z \in H \setminus \{U\}$ имеем $Z \cap L_1 \in H$, а значит, и $Z \cap (L_1 \cap L_2) = (Z \cap L_1) \cap L_2 \in H$. Поэтому $L_1 \cap L_2 \in H^*$.

2.5. **Предложение.** Выполняется равенство $H^{**} = H^*$.

Доказательство. Включение $H^* \subset H^{**}$ вытекает из п. 2.2.

Наоборот, пусть $N \in H^{**}$. Тогда $N \cap L \in H^*$ для любого

$L \in H^* \setminus \{U\}$ и, следовательно, $(N \cap L) \cap Z \in H$ для всякого $Z \in H \setminus \{U\}$. В силу того что $H \subset H^*$, можно взять $L = Z$, откуда $N \cap Z \in H$. Таким образом, $N \in H^*$.

2.6. Следствие. *Система подмножеств F представима в виде $F = H^*$, где $H \subset P(U)$, тогда и только тогда, когда $F \in \mathrm{Cl}(U)$, $F^* = F$.*

2.7. *Замечание.* Рассмотренные примеры показывают, что отображение $F \to F^*$ не монотонно относительно включения систем замыканий. Следовательно, оно не является оператором замыкания на $\mathrm{Cl}(U)$.

2.8. **Предложение**. $L \in F^* \leftrightarrow (\forall X)(\overline{X} \neq U,\ X \subset L \Rightarrow \overline{X} \subset L)$.

Доказательство. Пусть вначале $L \in F^*$. Возьмем $X \subset L$, такое, что $\overline{X} \neq U$. Тогда $\overline{X} \cap L \in F$. Из включения $X \subset \overline{X} \cap L$ в таком случае следует, что $\overline{X} \subset \overline{X} \cap L \subset L$.

Наоборот, пусть для L выполняется указанное свойство. Проверим, что $L \in F^*$. Возьмем $Z \in F \setminus \{U\}$. Положим $X = Z \cap L$. Тогда $\overline{X} \subset Z$, и значит, $\overline{X} \neq U$, а также $X \subset L$. В таком случае по условию $\overline{X} \subset L$. Следовательно, $\overline{X} \subset Z \cap L = X$, т. е. $X = \overline{X}$. Тем самым $Z \cap L = X \in F$.

2.9. Пусть $I(X) = \bigcap \{L \in F^* : L \supset X\}$ — оператор замыкания, отвечающий системе замыканий F^*. Очевидно, $I(X) \subset \overline{X}$.

2.10. Следствие. Если $\overline{X} \neq U$, то $I(X) = \overline{X}$.

Доказательство. Возьмем $L \in F^*$, такой, что $L \supset X$. По предложению 2.8 $\overline{X} \subset L$. В силу произвольности L получаем $\overline{X} \subset I(X)$. Значит, $\overline{X} = I(X)$.

2.11. **Предложение.** Если $F \neq \{U\}$, то наименьший элемент O_* в F^* совпадает с O.

Доказательство. Из включения $F \subset F^*$ вытекает, что $O \supset O_*$. По определению F^* имеем $O \cap O_* \in F$, откуда $O \subset O \cap O_* \subset O_*$. Следовательно, $O = O_*$.

2.12. Будем говорить, что система замыканий F находится в нормальной форме Бойса—Кодда (БКНФ), если из того, что $X \in F$, $X \neq U$, $Z \subset X$ вытекает $Z \in F$. Для соответствующего оператора замыкания это означает, что для любого $X \subset U$ выполняется либо $\overline{X} = X$, либо $\overline{X} = U$ [8]. Наконец, для связанной с F системы функциональных зависимостей эти определения превращаются в стандартную формулировку БКНФ [1, 2].

В БКНФ находятся примеры 1), 4), 5), 7), 8).

Если F находится в БКНФ, $V \in F$, то и $F|_V$ находится в БКНФ.

2.13. **Предложение**. F находится в БКНФ $\leftrightarrow F^* = P(U)$.

Доказательство. Пусть вначале F находится в БКНФ. Если L — произвольное подмножество в U, $X \in F \setminus \{U\}$, то $X \cap L \subset X$, и значит, $X \cap L \in F$. Поэтому $L \in F^*$. Итак, $F^* = P(U)$.

Наоборот, пусть $F^*=P(U)$. Предположим, что $X\in F\setminus\{U\}$, $Y\subset X$. По условию $Y\in F^*$, откуда $Y=Y\cap X\in F$. Тем самым выполняется определение БКНФ.

В следующих ниже п. 3, 4 будут выяснены условия, при которых $F^*=F$.

3. Для формулировки ответа понадобится следующее образование.

3.1. Положим $T=T_F=\bigcup\{Z\in F: Z\neq U\}=\{Z: Z\in \mathrm{Max}(F)\}\subset U$. Очевидно, $T_F\in F^*$ и $F_T=F\setminus\{U\}$, если $T_F\neq U$.

3.2. ***Лемма***. *$T_F\in F\setminus\{U\}\leftrightarrow \mathrm{Max}(F)=\{T_F\}\leftrightarrow|\mathrm{Max}(F)|=1\leftrightarrow$ $\leftrightarrow F\setminus\{U\}$ содержит наибольший элемент.*

3.3. Следствие. *Если $T_F=U$, то $|\mathrm{Max}(F)|>1$.*

Обратное, вообще говоря, не верно.

3.4. Пусть $U=U_1\cup U_2$, $U_1\cap U_2=\varnothing$, $H_i\subset P(U_i)$ $(i=1, 2)$. Положим $H_1\sqcup H_2=\{Z_1\cup Z_2: Z_1\in H_1, Z_2\in H_2\}$. Легко видеть, что если F_1, F_2 — системы замыкания, то $F_1\sqcup F_2\in \mathrm{Cl}(U)$.

В доказательстве следующих двух предложений мы будем пользоваться однозначным представлением произвольного подмножества $L\subset U$ в виде $L=N\cup X$, где $N=L\cap T$, $X\subset U\setminus T$.

3.5. **Предложение**. Если $T\overline{\in} F$, то $F^*=(F|_T)^*\sqcup P(U\setminus T)$.

Доказательство. Заметим вначале, что по условию $T\neq U$, $T\in F|_T$. По определению 2.1 имеем: $L\in F^*\leftrightarrow(\forall Z\in F\setminus\{U\})(L\cap$ $\cap Z\in F)\leftrightarrow(\forall Z\in F|_T\setminus\{T\})(N\cap Z\in F_T)\leftrightarrow N\in(F|_T)^*$.

Предложение 3.5 иллюстрируют примеры 7), 8), в которых $T=A$ $(F|_A)^*=P(A)$, $(F|_T)^*\sqcup P(U\setminus T)=P(A)\sqcup P(U\setminus A)=$ $=P(U)=F^*$.

3.6. **Предложение**. Если $T\in F\setminus\{U\}$, то $F^*=(F|_T)\sqcup P(U\setminus T)$.

Доказательство. Предположим, что $L\in F^*$. Тогда $N=$ $=L\cap T\in F|_T$, т. е. L входит в правую часть.

Пусть теперь L принадлежит правой части, т. е. $N\in F|_T$. Для любого $Z\in F\setminus\{U\}=F|_T$ имеем $L\cap Z=N\cap Z\in F$, откуда $L\in F^*$.

Механизм действия предложения 3.6 виден на примере 2), где $T=A$, $(F|_T)\sqcup P(U\setminus T)=\{A\}\sqcup P(U\setminus A)=P_A(U)=F^*$ $(A\neq U)$.

3.7. **Теорема.** Пусть $T_F\neq U$. Тогда $F^*=F$ *в том и только том случае, когда $F=\{U, U\setminus\{a\}\}$ для некоторого $a\in U$.*

Доказательство. Заметим вначале, что для системы $F=$ $=\{U, T\}$ при $|U\setminus T|=1$ выполняется $F^*=F$ в соответствии с примерами 2), 3).

Пусть теперь $F^*=F$. Тогда $T\in F$, так как $T\in F^*$. Предположим, что существует $Y\in F|_T$, такое, что $Y\neq T$. Рассмотрим $X=Y\cup(U\setminus T)\neq U$. В силу предложения 3.6 $X\in(F|_T)\sqcup P(U\setminus T)=$

$=F^*=F$, откуда $X\subset T$ — противоречие. Следовательно, $Y=T$ и значит, $F_T=\{T\}$. По предложению 3.6 теперь находим $F=$ $=P_T(U)$. Учитывая, что T — наибольшее замкнутое подмножество, отличное от U, получаем $|U\setminus T|=1$, $F=\{U, T\}$.

3.8. Следствие. *Пусть* $F: A_1 \subset \ldots \subset A_{n-1} \subset A_n = U$ — *цепь (состоящая из попарно различных подмножеств). Равенство* $(F|_{A_i})^* = F|_{A_i}$ *выполняется тогда и только тогда, когда* $i=2$ и $|A_2 \setminus A_1| = 1$ *или* $i=1$ *и* $A_1 = \varnothing$.

4. Для дальнейшего нам понадобится следующее определение.

4.1. Пусть $\mathrm{Max}(F) = \{M_1, \ldots, M_n\}$ $(n \geqslant 2)$. Семейство $\{Z_1, \ldots, Z_n\} \subset F$ подмножеств, таких, что $Z_i \subset M_i (1 \leqslant i \leqslant n)$, назовем согласованным, если $Z_i \cap M_j = Z_j \cap M_i$ для всех $i, j \in \{1, \ldots, n\}$.

Напомним, что по следствию 3.3 $|\mathrm{Max}(F)| > 1$, если $T_F = U$.

4.2. **Предложение.** Пусть $T_F = U$. Тогда $L \in F^*$ в том и только том случае, когда L представимо в виде объединения согласованного семейства замкнутых подмножеств.

Доказательство. Пусть вначале $L = \bigcup \{Z_i : 1 \leqslant i \leqslant n\}$, где $\{Z_1, \ldots, Z_n\}$ — согласованное семейство. Для всякого $Z \in F \setminus \{U\}$ найдется такое $M_j \in \mathrm{Max}(F)$, что $Z \subset M_j$. Поэтому $Z \cap L = Z \cap (\bigcup \{M_j \cap Z_i : 1 \leqslant i \leqslant n\} = Z \cap (\bigcup \{M_i \cap Z_j : 1 \leqslant i \leqslant n\} = Z \cap Z_j \cap T_F = Z \cap Z_j \in F$. Следовательно, $L \in F^*$.

Наоборот, пусть $L \in F^*$. Положим $Z_i = L \cap M_i$. Тогда $L = L \cap (\bigcup \{M_i : 1 \leqslant i \leqslant n\}) = \bigcup \{Z_i : 1 \leqslant i \leqslant n\}$, причем $Z_i \cap M_j = L \cap M_i \cap M_j = Z_j \cap M_i$, т. е. семейство $\{Z_1, \ldots, Z_n\}$ согласованно.

4.3. В качестве приложения проверим, что в примере 5 $F^* = P(U)$ при $|A| \geqslant 2$. Имеем: $\mathrm{Max}(F) = \{U \setminus \{a\} : a \in A\}$, $T_F = U$. Для произвольного $X \subset U$ положим $X_a = X \setminus \{a\} \subset U \setminus \{a\}$. Тогда $X = \bigcup \{X_a : a \in A\}$, и семейство $\{X_a : a \in A\}$ согласованно. По предложению 4.2 $F^* = P(U)$.

4.4. **Теорема.** *Пусть* $T_F = U$. *Тогда* $F^* = F$ *в том и только том случае, когда* F *содержит объединение любой согласованной системы замкнутых подмножеств.*

Доказательство немедленно следует из предложения 4.2.

4.5. Следствие. *Если* $T_F = U$ *и* F *замкнуто по объединению, то* $F^* = F$.

В частности, это справедливо для примера 3 при $|U \setminus B| \geqslant 2$.

4.6. Покажем, что пример 6 удовлетворяет условию теоремы 4.4 при $\varnothing \neq A \subset B \neq U$. В этом случае $\mathrm{Max}(F) = \{U \setminus \{c\} : c \in C\}$, где $C = (U \setminus B) \cup A$, $T_F = U$. Рассмотрим произвольную согласованную систему $Z_c \subset U \setminus \{c\} (c \in C)$ замкнутых подмножеств. Положим $R = \bigcup \{Z_c : c \in C\}$, и покажем, что $R \in F$.

Если найдется такой $c \in C$, что $Z_c \in P_B(U)$, то $R \supset Z_c \supset B$, т. е. $R \in P_B(U) \subset F$. Предположим теперь, что $Z_c \in P(U) \setminus P_A(U)$ для всякого $c \in C$. По определению согласованного семейства $Z_{c_1} \cap (U \setminus \{c_2\}) = Z_{c_2} \cap (U \setminus \{c_1\})$. Отсюда $c \overline{\in} Z_c$ и $Z_{c_1} \subset (Z_{c_2} \cup \{c_2\}) \setminus \{c_1\}$. Зафиксируем $c_0 \in C$. Тогда $R \subset \bigcup \{(Z_{c_0} \cup \{c_0\}) \setminus \{c\} : c \in C\} = Z_{c_0} \cup \{c_0\}$. По предположению $A \overline{\subset} Z_{c_0}$. Если к тому же выбрать $c_0 \in U \setminus B$, то $A \overline{\subset} Z_{c_0} \cup \{c_0\}$. Следовательно, $A \overline{\subset} R$, и значит, $R \in P(U) \setminus P_A(U) \subset F$.

Используем предыдущие построения для характеризации системы замыканий из примера 4.

4.7. **Предложение.** Если система замыканий F на U такова, что $(F|_Z)^*=F|_Z$ для всех $Z\in F$, то $F=P(U)$.

Доказательство. Заметим вначале, что $\varnothing\in F$. Действительно, при $Z=O$ имеем $\{O\}=F|_O=(F|_O)^*=\{O\}^*=P(O)$, откуда $\varnothing=O\in F$.

Покажем, что для любого $Z\in F$ справедливо утверждение

$$(\forall X\subset Z)(X\in F). \qquad (*)$$

Сделаем это индукцией по порядку подмножеств из F. Если $|Z|=0$, то $Z=\varnothing$, и утверждение (*), очевидно, справедливо.

Предположим, что (*) выполняется для всех $Z\in F$ при условии $|Z|\leqslant k$. Возьмем $S\in F$ с $|S|=k+1$. Обозначим $T=T_{F|_S}$.

Рассмотрим вначале случай, когда $T\neq S$. По теореме 3.7 $F|_S=\{S,\ T\}$, $|T|=|S|-1$. Но так как $\varnothing\in F|_S$, получаем $T=\varnothing$, $|S|=1$, и свойство (*) выполняется автоматически.

Пусть теперь $T=S$. Рассмотрим $\mathrm{Max}(F|_S)=\{M_1,\ \dots,\ M_n\}$ $(n\geqslant 2)$. По предположению $\bigcup\{M_i{:}1\leqslant i\leqslant n\}=S$. Возьмем $X\subset S$. Положим $X_i=X\cap M_i\subset M_i$. Поскольку $|M_i|\leqslant k$, предположение индукции дает $X_i\in F$. Очевидно, семейство $\{X_i{:}1\leqslant i\leqslant n\}$ согласованно. Следовательно, по теореме 4.4 $X=X\cap S=\bigcup\{X_i{:}1\leqslant i\leqslant n\}\in F$.

Наконец, применяя (*) к $Z=U$, получим $P(U)=F$.

5. Применим разработанный аппарат к теории баз данных.

5.1. Отношением функциональной зависимости (ОФЗ) называется такая система φ пар $(X,\ Y)\in P(U)\times P(U)$, что 1) $X\supset Y\Rightarrow(X,\ Y)\in\varphi$, 2) $(X,\ Y_1)$, $(X,\ Y_2)\in\varphi\Rightarrow(X,\ Y_1\cup Y_2)\in\varphi$, 3) $(X,\ Y)\in\varphi$, $(Y,\ Z)\in\varphi\Rightarrow(X,\ Z)\in\varphi$ [4, 8, 9]. По ОФЗ φ определяется оператор замыкания $\overline{X}=\{y\in U:(X,\ \{y\})\in\varphi\}$ и соответственно система замыканий F_φ. Ограничение $\varphi|_V=\varphi\cap P(V)^2$ ОФЗ φ на $V\in F_\varphi$ является ОФЗ на V. Легко видеть, что $F_\varphi|_V=F_{(\varphi|_V)}$.

Рассмотрим следующее видоизменение понятия ограничения ОФЗ: $\varphi\|_V=\{(X,\ Y)\in\varphi|_V:\overline{X}\neq V\}=\{(X,\ Y):Y\subset\overline{X}\subset V,$ $\overline{X}\neq V\}$. Построенное семейство пар не является ОФЗ на V. Пусть $\varphi\|_V^+$ — наименьшее ОФЗ на V, содержащее $\varphi\|_V$. Очевидно, $\varphi\|_V^+\subset\varphi|_V$.

5.2. ***Лемма***. *Имеет место равенство* $F_{\varphi\|_V^+}=(F_\varphi|_V)^*$.

Доказательство. Отправляясь от предложения 2.2 [5], получаем $L\in F_{\varphi\|_V^+}\leftrightarrow(\forall\ (X,\ Y)\in\varphi\|_V)(X\subset L\Rightarrow Y\subset L)\leftrightarrow(\forall X,\ Y\subset$ $\subset V)(Y\subset\overline{X},\ \ \overline{X}\neq V,\ \ X\subset L\Rightarrow Y\subset L)\leftrightarrow(\forall X\subset V)(\overline{X}\neq V,\ \ X\subset$ $\subset L\Rightarrow\overline{X}\subset L)\leftrightarrow L\in(F_\varphi|_V)^*$. В последнем переходе использовано предложение 2.8.

5.3. Подмножество $N\in F_\varphi$ называется неразложимым, если $\varphi\|_N^+\neq\varphi|_N$, и разложимым — в противном случае [5]. Неразложимые подмножества играют важную роль при построении базисов [2, с. 83] семейств функциональных зависимостей [5]. Обозначим через $\mathrm{ND}(\varphi)$ множество всех неразложимых подмножеств из F_φ.

5.4. **Теорема**. $N \in \mathrm{ND}(\varphi) \Rightarrow (F_\varphi|_N)^* \neq F_\varphi|_N$.

Доказательство вытекает из определения 5.3, леммы 5.2 и взаимно однозначного соответствия между ОФЗ и системами замыканий [4, 8.]

Таким образом, теоремы 3.7 и 4.4 посредством теоремы 5.4 описывают «внутреннюю структуру» разложимых подмножеств. Предложение 4.7 характеризует ОФЗ, у которых все замкнутые подмножества разложимы. Следствие 3.8 позволяет указать неразложимые подмножества системы замыканий, являющейся цепью. С помощью следующего утверждения определяется $\mathrm{ND}(\varphi)$ у ОФЗ φ, соответствующих примерам 1), 5), 7), 8).

5.5. **Предложение.** $\mathrm{ND}(\varphi) = \{U\}$ тогда и только тогда, когда φ находится в БКНФ, но $F_\varphi \neq P(U)$.

Доказательство. По определению 2.12 φ находится в БКНФ $\leftrightarrow (\forall Z \in F_\varphi \diagdown \{U\})(F_{(\varphi_Z)} = F_\varphi|_Z = P(Z))$, т. е. в силу предложения 4.7 $\mathrm{ND}(\varphi|_Z) = \varnothing$. Это равносильно тому, что $\mathrm{ND}(\varphi) \subset \{U\}$. При этом $\mathrm{ND}(\varphi) \neq \varnothing \leftrightarrow F_\varphi \neq P(U)$.

5.6. Нетрудно показать, что для остальных примеров семейство $\mathrm{ND}(\varphi)$ равно: 2) $\{U, A\}(|U \diagdown A| > 1,\ A \neq \varnothing)$; $\{U\}(|U| > 1,\ A \neq \varnothing)$; $\{A\}$ $(|U \diagdown A| = 1,\ A \neq \varnothing)$, 3) $\{B\}$ $(\varnothing \neq B \neq U)$, 6) $\{B\}$ $(U \neq B)$.

Список литературы: 1. *Ульман Дж.* Основы систем баз данных. М., 1983. 334 с. 2. *Цаленко М. Ш.* Семантические и математические модели баз данных. М., 1985. 208 с. 3. *Armstrong W. W.* Dependency structures of data base relationships//Information Processing—74. Amsterdam, 1974. P. 580—583. 4. *Борщев В. Б., Брудно В. А., Хомяков М. В.* Алгебраическое описание структуры зависимостей на базах данных//Научно-техн. информ. Сер. 2. 1977. № 3. С. 17—18. 5. *Синявский В. В.* Инвариантные подмножества структуры функциональных зависимостей//Кибернетика. 1984. № 6. С. 38—41. 6. *Калюжная С. А.* Об одном классе систем замыканий и его роли в теории функциональных зависимостей//Тез. докл. IX Всесоюз. совещания по логике, методологии и философии науки. 1986. С. 6—7. 7. *Кон П.* Универсальная алгебра. М., 1986. 352 с. 8. *Калюжная С. А.* Решетка отношений абстрактной функциональной зависимости//Вестн. Харьк. ун-та. 1985. № 277. С. 91—101. 9. *Калюжная С. А.* Системы функциональных зависимостей с единственным ключом//Научно-техн. информ. 1986. № 9. С. 20—22. 10. *Калюжный В. Н.* Алгебраическая трактовка третьей нормальной формы// Теорет. и прикл. вопр. математики. Тарту, 1985. С. 9—11. 11. *Vu Dic Thi.* Remarks on closure operations//MTA. 1984. N 30. P. 73—88.

Поступила в редколлегию 15.01.87

УДК 519.95

С. В. СУРЖКО, канд. физ.-мат. наук

ФИЛЬТРАЦИЯ ДИСКРЕТНЫХ ПРОЦЕССОВ

Рассмотрим процессы порождения последовательностей сигналов конечным устройством на основе некоторой его модели. Модель носит весьма общий характер и позволяет формализовать важную задачу о существовании устройства, порождающего наперед заданную последовательность сигналов. Решение этой задачи в рамках предлагаемого подхода дается ниже. В случае конечного множества возможных значений выходных сигналов задача тривиальна: соответствующее устройство описывается конечным автоматом. При бесконечном множестве перекодирование сигналов символами конечного алфавита приводит к автомату, который не способен выдать на выходе код, соответствующий любому заданному значению сигнала, за ограниченное сверху время (измеряемое числом тактов работы автомата). Поэтому основные трудности при решении данной задачи возникают именно в этом случае.

1. Пусть A — некоторый алфавит; A^* — свободный моноид слов на A; A^{**} — совокупность сверхслов над A. Через A_n^* обозначаем множество слов длиной n; $F(m, n)$ — совокупность всевозможных отображений A_m^* в A_n^*. i-я буква слова $\alpha \in A^*$ обозначается $i(\alpha)$, $i \in N = \{1, 2, 3 \ldots\}$. N° (N_n) означает совокупность всех (соответственно длиной не более n) непустых кортежей $(i, j, \ldots, k)$, где $i < j < \ldots < k$, $i, j, \ldots, k \in N$. Если α — непустое слово из A_n^* и $V \in N_n$, $V = (i, j, \ldots, k)$, то $V(\alpha)$ — слово вида $i(\alpha) j(\alpha) \ldots k(\alpha)$. Если x — последовательность (конечная или бесконечная) слов из A^*, то через cat x обозначается (сверх-) слово, полученное в результате последовательной конкатенации слов из x (в порядке их расположения в x). При этом $i(x)$ есть i-е слово последовательности.

2. Пусть $n \in N$, $f \in F(k, l)$, $kl \leqslant n$, V, $W \in N_n$ — кортежи длины k и l соответственно. Построим отображение $g \in F(n, n)$ так. Для $\alpha \in A_n^*$ вычислим $f(V(\alpha)) = \beta$. Если результат — пустое слово, то полагаем пустым и $g(\alpha)$. В противном случае $g(\alpha)$ считаем равным слову, полученному из α заменой букв $i(\alpha)$, $j(\alpha)$, ... $l(\alpha)$ на $1(\beta)$, $2(\beta)$, ..., $l(\beta)$ соответственно (здесь $(i, j, \ldots, l) = W$). Отображение $g \in F(n, n)$, определенное таким образом, обозначим тройкой $g = \langle V, f, W \rangle$ и назовем элементарным преобразователем (ЭП), элементы кортежей V, W — входами и выходами ЭП соответственно.

Пусть $G = \{g_1, \ldots, g_m\}$, где $g_i = \langle V_i, f_i, W_i \rangle$, $\alpha \in A_n^*$. Пара $\Gamma = \langle G, \alpha \rangle$ называется генератором дискретных процессов (ГДП) типа (n, m); α — начальным состоянием (процесса). G называем схемой ГДП.

Данное определение следует дополнить правилами функционирования ГДП. В каждый момент может сработать любой из ЭП, значение которого отличается от пустого слова. Срабатывание происходит мгновенно и состоит в вычислении значения ЭП на «текущем» слове. Если возможность срабатывания ЭП исключена, ГДП прекращает работу. С ГДП может быть связан формальный язык алфавитом G, правила распознавания слов которого традиционны. По представимости языков и по вычислимости функций класс ГДП эквивалентен классу машин Тьюринга *.

Таким образом, функционирование генератора приводит к последовательности слов, которая либо обрывается, либо бесконечна. Заметим, что нам будет удобно рассматривать совокупность Γ_n всех этих последовательностей как совокупность сверхслов над алфавитом A_n^* считая любую конечную последовательность бесконечностей, в которой все слова, начиная с некоторого, пустые.

3. Исследуя введенное понятие, можно заметить, что всякий инициальный автомат с конечным входным алфавитом есть ГДП. Наоборот, любой ГДП можно рассматривать как инициальный автомат со структурированными состояниями, в котором функции перехода и выхода зависят от многих переменных (описывающих состояния) и учитываются лишь существенные зависимости функций от переменных.

Итак, ГДП можно рассматривать как модель некоторого устройства, порождающего дискретные сигналы. На каждом такте (при срабатывании ЭП) выдается порция последовательных сигналов, соответствующих тем или иным выходам, номера которых могут изменяться со временем. Это обстоятельство, отличающее ГДП от классической модели автомата, приводит к следующему определению.

Рассмотрим ГДП $\Gamma=\langle G, \alpha\rangle$ типа (n, m) и отображение $\pi{:}N\to N_n$. Пусть $y\in\Gamma_n$, $i(y)=\alpha_i$, $i\in N$. Построим последовательность z слов из A^* (длины не более n), в которой $i(z)=\pi(i)(\alpha_i)$. Отображение π называем фильтром ГДП Γ, последовательность z — предпроцессом, а $\mathrm{cat}\, z$ — процессом, порожденным ГДП Γ с фильтром π. Порождение дискретного процесса ГДП с фильтром называем фильтрацией.

Заметим, что значения фильтра могут не задаваться заранее, а формироваться (недетерминированным образом) в ходе работы ГДП. С практической точки зрения основное значение, по-видимому, имеют следующие специальные случаи:

1) значение фильтра не зависит от $i\in N$. В этом случае фильтр называем постоянным (пассивным). Если фильтр постоянен и его значение есть $(1, 2, ..., n)$, то он называется псевдофильтром;

2) значение фильтра совпадает с выходами того ЭП, который срабатывает в соответствующий момент времени. Такой фильтр называем активным. Заметим, что псевдофильтр можно рассматривать как активный фильтр.

---

* *Романов А. Н., Суржко С. В.* Генераторы дискретных процессов: модели и приложения//Первый Всемирный Конгресс Общества математической статистики и теории вероятностей им. Бернулли: Тез. докл. М., 1986. Т. 3. С. 993.

4. Рассматривая ГДП как абстрактную модель некоторого устройства, мы должны формализовать понятие режима работы ГДП, т. е. совокупности правил, регламентирующих срабатывания ЭП. В данной статье ограничимся ГДП с циклическим режимом работы или, короче, циклическим ГДП (сокращенно ЦГ).

ГДП называется циклическим, если срабатывание ЭП g возможно вслед за срабатыванием ЭП h лишь тогда, когда входы g принадлежат к множеству выходов.

Режим работы реального устройства должен быть определенным образом согласован с его структурой. Далее сокращение ЦГАФ относится к ЦГ с активным фильтром.

5. Пусть L_n состоит из таких $y\in(A^*)^{**}$, что для любого $i\in N$ длина слова $i(y)$ не превосходит n, $L_nx=\{y\in L_n{:}\mathrm{cat}\ y=x$, где $x\in A^{**}$. Для $y\in L_n$, $v\in A^*$ $Z(y, v)$ есть совокупность таких попарно различных $w\in A^*$, что $i(y)=v$, $(i+1)(y)=w$ для некоторого $i\in N$.

Теорема 1. *$x\in A^{**}$ является процессом, порожденным ЦГАФ типа (n_1, m_1) тогда и только тогда, когда для некоторых n, $m\in N$ найдется такое $y\in L_n(x)$, что $|Z(y, v)|\leqslant m$ при любом $v\in A^*$. При этом $n_1\leqslant n$, $m_1\leqslant m$.*

Доказательство. *Необходимость.* Поскольку ГДП имеет тип (n_1, m_1), то некоторый $y\in L_n(x)$ является предпроцессом, порожденным ЦГАФ. Если при $i\in Ni(y)=v$, то в силу определения ЦГАФ число попарно различных слов, следующих в y непосредственно за v, не может превосходить m_1, так как срабатывание одного и того же ЭП вслед за v всегда приводит к одному и тому же слову, откуда и получаем искомое неравенство.

Достаточность. Выберем ЭП $g_i=\langle V, f_iV\rangle$, где $V=(1, ..., n)$, из условий: $f_i(V)=Wi$, $i=1, 2, ..., l$. Здесь $W_1, ..., W_l$ образуют множество $Z(g, v)$. Так как $l\leqslant m$ и определенный таким образом ЦГАФ (с псевдофильтром) порождает предпроцесс y, то теорема доказана.

6. Возникает вопрос о существовании сверхслов, не порождаемых ЦГАФ. Если алфавит A конечен, то с помощью доказанной теоремы нетрудно показать, что сверхслова порождаются ЦГАФ типа $(1, |A|)$ (с псевдофильтром). Но в ином случае существует бесконечное множество сверхслов, не порождаемых ЦГАФ. Мы докажем большее.

Пусть v, $w\in A^*$ и v непусто. Будем писать $v<w$, если найдется такое $V\in N^0$, что $v=V(w)$. Для y, $z\in L_n$ пишем $y<z$, если $i(y)<i(z)$ для любого $i\in N$.

Теорема 2. *Пусть A не менее чем счетно. Существует такое сверхслово x, что для любых $n\in N$, $y\in L_n(x)$ и $s<y$ s не порождается никаким ЦГАФ.*

Доказательство. Можем считать, что A счетно. Выделим символ a и $A-\{a\}$ представим в виде счетного объединения попарно дизъюнктных счетных множеств B_j. Далее, каждое B_j представим в виде объединения попарно дизъюнктных множеств B_j^l, каждое из которых включает ровно j элементов, $l\in N$. Приступим к построению x.

Выберем такую возрастную последовательность $n_1^1, n_2^1 \ldots$ в N, что $n_{i+1}^1 - n_i^1 > n_i^1 - n_{i-1}^1$. Положим $n_i^1 x = a$, $(n_i^1 + 1)(x) = b_1^i$, где $\{b_1^i\} = B_1^i$, $i \in N$. Полагая $n_i^2 = n_i^1 + 2$, разместим, где это возможно, попарно различные слова вида $aab_2^1 b_2^2 : n_i^2 (x) = (n_i^2 + 1)(x) = a$, $(n_i^2 + 2)(x) = b_2^1$, $(n_1^2 + 3)(x) = b_2^2$ и $\{b_2^1, b_2^2\}$ совпадает с B_2^i. Очевидно, будет размещено счетное множество таких слов. Далее полагаем $n_i^3 = n_1^2 + 4$, размещаем слова вида $aaab_3^1 b_3^2 b_3^3$ и т. д. После того, как будут размещены всевозможные слова вида $v(k, i) = aa \ldots ab_k^1 b_k^2 \ldots b_k^k$, где $\{b_k^1, \ldots, b_k^k\} = B_k^i$, пустые „позиции" заполняются произвольным образом. Покажем, что построенное сверхслово удовлетворяет теореме 2.

Пусть $n \in N$, $y \in L_n(x)$. Докажем существование такого бесконечного множества индексов $J \subset N$, что:

1) $j(y) = a^k$ (т. е. $aa \ldots a$ k раз) для любого $j \in J$ при некотором $k \leqslant n$;

2) при каждом $j \in J$ любое слово $(j+1)(y)$ содержит хотя бы один символ из B_{2n}^i при некотором $i \in N$.

Действительно, в префиксе каждого слова $v(2n, i)$, имеющем вид a^{2n}, при некотором $j \in N$ всегда содержится хотя бы одно подслово $j(y)$. Рассмотрим при этих же j слова $(\alpha+1)(y)$. Либо среди них найдется счетное множество таких слов, что каждое из них содержит символы из B_{2n}^k, и существование J установлено, либо счетное множество одинаковых слов вида a^p, где $p \leqslant n$. При соответствующих α рассматриваем слова $(\alpha+2)(y)$ и т. д. Не более чем через $2n - 1$ шаг приходим к выводу о существовании множества индексов с перечисленными свойствами.

Применяя теорему 1, видим, что y не порождается ЦГАФ. Пусть $s < y$. Тогда при $j \in J$ $j(y) = a^k$ и среди $j(s)$ найдется счетное множество одинаковых слов вида a^l при $j \in J_1 \subset J$ и некотором $l \leqslant k$. Рассмотрим слова $(j+1)(s)$, $j \in J_1$. Возможны все ситуации. В первой из них среди этих слов найдется счетное подмножество попарно различных и, следовательно, теорема верна, так как $Z(y, a^l)$ бесконечно. Во второй ситуации число различных слов конечно, поэтому среди $(j+1)(s)$, $j \in J_1$ бесконечно много совпадающих при $j \in J_2$ (очевидно, что возможно лишь в том случае, когда каждое из них имеет вид a^p). Но в силу выбора J и вследствие того, что каждое слово $(j_2+2)(y)$ имеет длину не более n, каждое $(j+2)(y)$ и тем более $(j+2)(s)$ состоит только из символов некоторого B_{2n}^l. Поэтому слова $(j+2)(s)$ попарно различны при $j \in J_2$, что и доказывает теорему.

Отметим, что множество сверхслов, удовлетворяющих условиям теоремы, не менее чем счетно: для построения различных слов достаточно каждый раз выбирать новый символ a.

7. Как видим, фильтрация дискретного процесса с применением активных фильтров имеет ограниченные возможности. Покажем, что любое сверхслово может быть порождено ЦГ с посто-

яиным фильтром, отличающимся по своим значениям от псевдофильтра единственным элементом.

Теорема 3. *Для всякого $x \in A^{**}$ и любого $n \geqslant 2$ найдется ЦГ типа $(n, 1)$ с постоянным фильтром $\pi: i \to (2, 3, \ldots, n)$, порождающих x.*

Доказательство. В силу предыдущего достаточно рассмотреть случай бесконечного алфавита. Разобьем x на последовательные отрезки (слова) длиной $n-1$, образуя $y \in L_{n-1}(x)$. Словам $i(y)$ припишем в качестве однобуквенных префиксов различные символы из A. Полученная последовательность z содержится в L_n, и слова $i(z)$ попарно различны, поэтому z есть предпроцесс, порожденный ЦГ типа $(n, 1)$ с псевдофильтром. Фильтрация z с применением фильтра π, описанного в теореме, дает y, что и доказывает теорему.

Следует отметить, что постоянный фильтр мог быть выбран иначе, т. е. мог отличаться от псевдофильтра другими элементами.

Сформулируем более общее утверждение, доказательство которого опускается в силу его простоты.

Теорема 4. *Для любого $x \in A^{**}$, $n \leqslant 2$, $m \in N$ найдется порождающий x ЦГ типа (n, m) с фильтром, образованным из активного фильтра устранением первого символа в его значениях.*

Поступила в редколлегию 15.01.87

УДК 519.95

Н. Г. МИРОНОВА, НГУЕН НЬИ ЗУНГ, М. В. ПАРХОМЕНКО,
канд. физ.-мат. наук, *Л. Д. СТЕПИН*

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ ФОРМИРОВАНИЯ ИЗОБРАЖЕНИЙ ИДЕАЛЬНО ПРОВОДЯЩИХ ОБЪЕКТОВ В ЭЛЕКТРОСЕНСОРНОЙ СИСТЕМЕ СЛАБОЭЛЕКТРИЧЕСКИХ РЫБ

Электросенсорная система слабоэлектрических рыб представляет собой интересный объект для физического и математического моделирования. Использование особенностей этой системы может улучшить характеристики технических устройств аналогичного назначения. К сожалению, данная система довольно «близорука» — обнаружение и идентификация объектов возможны на расстоянии, не превышающем 1—2 максимального размера рыбы [1]. Причина этого явления заключается в относительно небольшой «мощности» разряда электрического органа (РЭО) (амплитуда РЭО у большинства видов не превышает 1 В), а также в особенностях излучения энергии электрическим органом.

Как показано в работе [2], неизолированная дипольная антенна теряет большую часть своей энергии на токи проводимости в ближайшей окрестности, в силу чего она непригодна в качестве передающей системы. Поскольку РЭО слабоэлектрических рыб можно моделировать электрическим диполем, то сказанное выше относится и к нему. Еще одна особенность электросенсорной системы связана с малыми размерами «приемной антенны» — площадью размещения рецепторов электрического поля, что также ограничивает дальность распознавания объектов.

Несмотря на указанную ограниченность действия, электросенсорная система представляет интерес с точки зрения переработки в ней информации: наличие у некоторых видов сотен тысяч рецепторов электрического поля, пространственное накопление за счет конвергенции рецепторов на меньшее число нервных волокон, сложное устройство высших отделов электроанализа — акустико-латеральной области продолговатого мозга, мозжечка и среднего мозга.

Для изучения любой сенсорной системы прежде всего необходимо определить вид изображений объектов, фиксируемых периферийными окончаниями нервной системы — рецепторами (в электрорецептивной системе —ампулами Лоренцини, либо бугорковыми органами), так называемыми проксимальными образами. Проксимальный образ можно определить экспериментально, записывая отклик каждого рецептора на предъявленный предмет [1], либо с помощью математического моделирования. В работе [3] РЭО моделируется статическим диполем, а искажение поля проводящим предметом вычисляется с помощью теории электростатического потенциала.

В целом эта задача весьма сложна, кроме того, не существует общих методов для нахождения проксимальных образов проводящих тел произвольной формы. Диапазон действия модели ограничен «ближней зоной» излучателя из-за статического приближения (менее толщины скин-слоя среды δ). Таким образом, указанный метод малопригоден для анализа физических моделей, имеющих диапазон действия, который превышает размер скин-слоя среды, способных идентифицировать тела различной формы и с различными электрическими свойствами.

Предлагается математическая модель электрорецепции слабоэлектрических рыб, основанная на явлении рассеяния электромагнитных волн элементарного электрического диполя в проводящей среде на различных объектах с последующей регистрацией отраженного электрического поля в области расположения рецепторов. Излучение диполя имитирует при этом разряд электрического органа. Для анализа подобных задач имеется хорошо развитый математический аппарат [4]. В силу поглощающих свойств среды для вычисления рассеянных полей от идеально проводящих объектов с размерами толщины скин-слоя от 0,1 и выше достаточно использовать приближение физической оптики. С целью увеличения точности расчетов для объектов с малыми размерами нами применен модифицированный метод физической оптики [5]. В этом случае устраняется ошибка, связанная с пренебрежением токами на неосвещенной части объекта. Уравнение наведенного тока записывается в виде [5]

$$\vec{J}_s = \begin{cases} 2\vec{n} \times \vec{H}_i \quad \text{в} \quad A \\ 2\vec{n} \times \vec{H}_i + \dfrac{1}{2\pi}\vec{n} \times \left[\int\limits_A \vec{J}_s \times \operatorname{grad}' \varphi dS' + \right. \\ \qquad \left. + \int\limits_B \vec{J}_s \times \operatorname{grad}' \varphi dS' \right] \quad \text{в} \quad B, \end{cases} \tag{1}$$

где $\vec{n}$ — внешняя нормаль к объекту; $\vec{H}_i$ — падающее внешнее магнитное поле, компоненты которого приведены в работе [3]:

$$\varphi = e^{-ik|\vec{r}-\vec{r}'|}/|\vec{r}-\vec{r}'|, \quad k = \omega(\varepsilon\mu)^{1/2}[f(p_e) - ig(p_e)],$$

$$f(p_e) = \left[\frac{1}{2}(\sqrt{1+p_e^2}+1\right]^{1/2}, g(p_e) = \left[\frac{1}{2}(\sqrt{1+p_e^2}-1)\right]^{1/2},$$

$$p_e = \sigma/\omega\varepsilon_e, \quad \varepsilon_e = \varepsilon_0\varepsilon_{er},$$

$\vec{r}'$ — радиус-вектор точки на объекте; $\vec{r}$ — радиус-вектор точки регистрации; σ, ε_{er} — проводимость и диэлектрическая проницаемость воды; A — освещенная часть объекта; B — неосвещенная часть.

Несмотря на то что выражение (1) использовалось для вычисления наведенного тока в воздушной среде, оно легко обобщается для случая среды с комплексным k.

Далее предполагают, что поверхностные токи, в свою очередь, индуцируют отраженное электромагнитное поле, векторный потенциал которого имеет вид

$$\vec{A} = \mu \int \vec{J}_s \varphi dS. \tag{2}$$

Электрическое поле при этом определяется следующим образом:

$$\vec{E} = -\frac{i}{\omega\mu\varepsilon_{ek}}(\operatorname{grad}\operatorname{div} + k^2)\vec{A}, \tag{3}$$

где $\varepsilon_{ek} = \varepsilon_e - i\sigma/\omega$.

Для рассчета рассеянного поля от идеально проводящих объектов (эллипсоидов с размерами a, b, c) был выполнен численный эксперимент на ЭВМ.

Электрическое поле вычислялось на «рецептивном поле» (РП), которое имеет вид квадратной матрицы, находящейся в плоскости расположения электрического диполя.

Решение интегрального уравнения (1) производилось методом последовательных приближений с помощью квадратурной формулы Гаусса, которая не требует тщательного исследования подынтегральной функции.

Были рассмотрены проксимальные образы идеально проводящих объектов с размерами (0,2—1) δ, находящихся на расстоянии от плоскости РП (1—3) δ. Размер РП составлял (2×2) δ, электропроводность воды $\sigma=4$ см/м, частота излучения — 100 Гц.

Результаты расчетов представлены на рис. 1 в виде зависимости z-й компоненты электрического поля от одной из координат РП при фиксированной другой (*1, 3* — метод физической оптики;

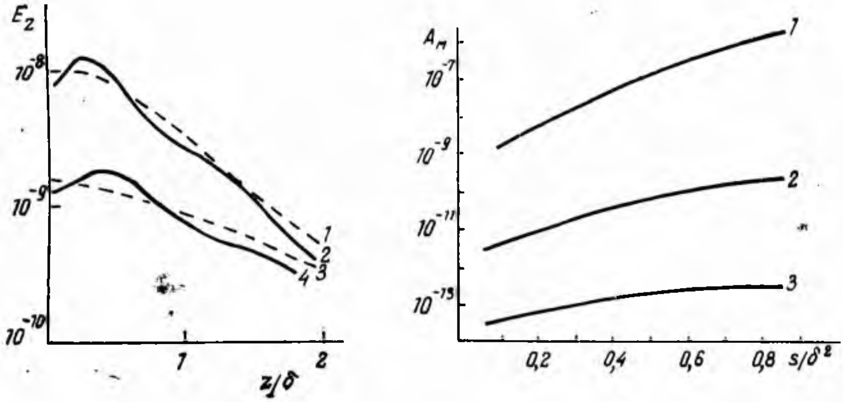


Рис. 1. Результаты расчетов

Рис. 2. Алгоритм распознавания образов

2, 4 — модифицированный метод; *1, 2* — расстояние до РП $x_2=\delta$; *3, 4* — $x_2=2\delta$; $a=b=c=0{,}2\,\delta$, $y=0{,}04\,\delta$). При размерах объекта более 0,4 δ отличия между модификациями метода физической оптики не превышает 1 %, что дает возможность использовать для крупных рассеивателей более простое приближение работы [4]. Электролокационные изображения характеризуются избыточностью относительно размеров, расстояния и ориентации объекта, причем в отличие от оптических они уширяются с увеличением расстояния. Фаза отраженного поля меняется слабо монотонно по РП, а в зависимости от расстояния периодически меняет знак (период равен 2δ).

Для разработки алгоритмов распознавания указанных образов либо для создания математических моделей переработки информации в высших отделах электроанализа слабоэлектрических рыб определено сходство между рассчитанными значениями обобщенных векторов изображений по формуле

$$\cos\varphi_{ik}=\frac{\vec{E}_i\vec{E}_k}{|\vec{E}_i|\,\vec{E}_k|}. \qquad (4)$$

Значения косинусов углов между различными векторами приведены в табл. 1. Цифрами 1—6 обозначены изображения эллипсоидов с размерами полуосей, кратными 0,2 δ, и расстоянием их центра тяжести до РП x_2, кратным δ. Первый размер определяется по оси, соединяющей источник излучения с объектом: 1 — 1, 1, 1; 1, 2 — 3, 1, 1; 1, 3 — 4, 1, 1; 1, 4 — 1, 1, 1; 2, 5 — 3, 1, 1; 2, 6 — 1, 1, 1; 3.

Таблица 1

Номера изображений	1	2	3	4	5	6
1	1	0,975	0,950	0,924	0,943	0,839
2	0,975	1	0,962	0,835	0,960	0,737
3	0,950	0,962	1	—	—	—
4	0,924	0,835	—	1	0,998	0,980
5	0,943	0,860	—	0,998	1	0,967
6	0,839	0,737	—	0,980	0,987	1

Из табл. 1 видно, что изображения шаров и эллипсоидов несходны между собой лишь в случае, когда x_2 меньше размера РП. Проксимальные образы объектов на различных расстояниях имеют большие отличия ($\cos\varphi < 0{,}9$) и могут формировать класс изображений. Следовательно, распознавание проксимального образа идеально проводящего объекта может начинаться с определения расстояния x_2 с последующей оценкой площади поверхности, поскольку длина обобщенного вектора почти линейно зависит от последней (рис. 2) ($1 - x_2 = \delta$; $2 - x_2 = 2\delta$; $3 - x_2 = 3\delta$). Указанная закономерность имеет место также при увеличении размеров идеально проводящего объекта с одновременным увеличением расстояния до РП.

В целом, как видно из табл. 1, для создания успешных алгоритмов распознавания таких образов необходимо уменьшить их сходство.

Данная задача может решаться в электрорецептивной системе слабоэлектрических рыб с помощью процессов латерального торможения в акустико-латеральной области продолговатого мозга [1]. Если моделировать функцию синаптических весов нейронов этой области, описывающую концентрическое РП (в центре — возбуждающее, по периферии — тормозящее), выражением вида

$$f(y, z) = A_1 e^{-\beta_1^2 (y^2+z^2)} - A_2 e^{-\beta_2^2 (y^2+z^2)}, \tag{5}$$

то можно получить отклик такой системы на возбуждение (3)

$$R(y, z) = \int\limits_{РП} E_z(y_0 z_0)\, f(z - z_0,\; y - y_0)\, dy_0 dz_0. \tag{6}$$

Учитывая многослойную соматропическую структуру акустико-латеральной области [1], можно предположить, что в первых ее слоях производится отстройка от фона, условием чего является

$$\int\limits_{РП} f(y, z)\, dy dz = 0. \tag{7}$$

Из (5) и (7) следует $A_1/\beta_1 = A_2/\beta_2$.

Такая отстройка особенно важна для электрорецептивной системы слабоэлектрических рыб, которая воспринимает слабый неоднородный сигнал на фоне собственного мощного однородного разряда электрического органа.

В последующих слоях акустико-латеральной области могут происходить процессы, аналогичные выделению контраста в зрительном анализаторе. В этом случае $f(y, z)$ должна удовлетворять условию [6]

$$\int_{\text{РП}} f(y, z)\, dydz < 1. \qquad (8)$$

Таблица 2

Преобразованные	Исходные изображения					
	1	2	3	4	5	6
1	0,920	0,870	0,830	0,815	0,820	0,720
2	0,851	0,895	0,841	0,710	0,722	0,614
3	0,830	0,848	0,915	—	—	—
4	0,845	0,850	—	0,870	0,865	0,862
5	0,820	0,722	—	0,845	0,894	0,858
6	0,832	0,638	—	0,862	0,832	0,907

В табл. 2 приведены косинусы углов между векторами изображений 1—6 и тех же изображений, преобразованных с помощью выражения (6). Функция синаптических весов моделировалась выражением

$$f(y, z) = \beta/\pi e^{-\beta(y^2+z^2)},$$

где $\beta = (5/2\delta)^2$.

При этом $\int_{\text{РП}} f(y, z)\, dydz = 0{,}25$.

Из табл. 2 видно, что преобразование (6) уменьшило сходство изображений идеально проводящих объектов, а это может улучшить распознавание электролокационных изображений.

Таким образом, предложена математическая модель формирования изображений идеально проводящих предметов в электрорецептивной системе слабоэлектрических рыб, основанная на явлении рассеяния электромагнитных волн в проводящих средах. С помощью применения модифицированного метода физической оптики определены изображения малоразмерных объектов (менее 0,4 скин-слоя среды). Проксимальные образы более крупных объектов вычислялись обычным методом физической оптики.

При изучении сходства полученных изображений отмечено, что проксимальные образы идеально проводящих объектов на одинаковых расстояниях от рецептивного поля отличаются только в том случае, если это расстояние не превышает размер рецептивного поля. Подобная закономерность характера также для электрорецептивной системы слабоэлектрических рыб и объясняется, очевидно, рассеивающими свойствами воды. Изображения объекта на различных расстояниях (кратных размеру РП) могут отличаться друг от друга (косинусы углов между обобщенными векторами менее 0,9) и образовывать класс.

Список литературы: 1. *Heiligenberg W.* Principles of electroreception and jamming avoidance in electric fish. Berlin, 1977. 124 p. 2. *Кинг Р., Смит Г.* Антенны в материальных средах. М.: Мир, 1984. 416 с. 3. *Протасов В. Р., Бондарчук А. И., Ольшанский В. М.* Введение в электроэкологию. М.: Наука, 1982. 336 с. 4. *Bolle D. M., Bowden R. A.* The low frequency electromagnetic signatures of conducting objects in the ocean//IEEE Int. Conf. Eng. Ocean Environ., Seattle. 1973. P. 202—205. 5. *Миттра Р.* Вычислительные методы в электродинамике. М.: Мир, 1977. 475 с. 6. *Алешин Г. В., Грабина В. А.* Основные особенности системы контрастирования контуров изображений//Пробл. бионики. 1978. Вып. 21. С. 55—60.

Поступила в редколлегию 15.01.86

УДК 510.62

А. Ф. ОСЫКА, канд. техн. наук, *И. В. ЗАМАРУЕВА*, *И. Н. ВОРОНИНА*

НЕКОТОРЫЕ АСПЕКТЫ МАТЕМАТИЧЕСКОГО МОДЕЛИРОВАНИЯ СЕМАНТИКИ РУССКИХ СЛОВОСОЧЕТАНИЙ

Автоматизация анализа и синтеза текстов на естественном языке требует построения формальных моделей семантики языка [1—3]. Необходимым этапом построения таких моделей является выбор исходных семантических элементов и отношений, в которые вступают между собой эти элементы. Существуют различные подходы к решению задачи нахождения семантических элементов при анализе связных текстов: выделяются единицы значения, соответствующие некоторым объектам реального мира [2]:

— априорно вводятся элементарные единицы значения связанных текстов [1];

— в качестве единицы значения берется лексическое значение слова [4].

Ни один из таких подходов не обеспечивает адекватного моделирования семантики естественного языка. Одна из причин этого состоит в том, что объектом анализа при выделении семантических элементов и отношений являются либо связные тексты [1, 2], либо предложения [4]. Объект слишком сложный, в котором переплетаются явления самых различных уровней языковой системы. Поэтому при его анализе не обойтись без заранее выбранных схем логического, математического или иного характера. В связи с этим представляется целесообразным в качестве исходного объекта анализа с целью выявления элементарных единиц семантического языка и отношений между такими единицами использовать словосочетания минимальной длины, характерные тем, что они однозначно определяют значение входящих в него слов и описывают некоторый фрагмент реальной действительности. Такой подход используется в некоторых работах для изучения значения отдельных слов [5, 6].

Множество подобных словосочетаний следует разбить на подмножества в соответствии с некоторыми признаками. Внутри каждого подмножества задача выявления семантических элементов и отношений между ними, которые используются в естественном языке, представляется более обозримой, чем в случае анализа связных текстов или предложений. При объединении семантических элементов и отношений, полученных для каждого подмножества, можно получить полный перечень исходных элементов и отношений, реализуемых в текстах интересующего подъязыка.

Рассмотрим случай двухсловных сочетаний. Его состав минимален, поэтому оптимален для анализа, если только значения обоих слов в нем определены полностью. Например, такая ситуация имеет место в словосочетаниях «зеленый мяч», «варить суп», «ножка стула». В словосочетаниях «выпить стакан», «мальчик видит» значения входящих слов и (или) фрагмент реальной действительности, обозначаемый соответствующим словосочетанием, не ясны, причем эта неясность не сводится к незаполненности лексических валентностей слов. В сочетании «варить суп» ситуация ясна, хотя субъект действия неопределен: «некто варит суп». Эта лексическая и, возможно, семантическая валентность заполняется стандартным образом. В случае «вылить стакан» не ясно лексическое значение слова «вылить», и в какой роли используется слово «стакан» — как предмет — объект литья или мера количества жидкости. Для анализа следует отбирать словосочетания первого типа и не отбирать — второго. Но зачастую трудно с уверенностью установить, полно или неполно определены значения слов в словосочетании, так как для этого нет объективных критериев. Вопрос о возможном критерии будет рассмотрен ниже.

В двухсловных словосочетаниях АВ значение первого слова А предполагает наличие некоторых семантических черт у слова В, и наоборот. Проследить взаимное влияние значений слов А и В в составе словосочетания удобно, используя матрицу сочетаемости $C=\|C_{ij}\|$ размера $m\times n$. Элементы C_{ij} получают с помощью информанта. Рассмотрим пример такой матрицы на материале словосочетаний АВ типа «глагол+существительное в винительном падеже». В качестве значений словоформы А выбраны значения следующих глаголов: 1) готовить, 2) варить, 3) кипятить, 4) жарить, 5) тушить, 6) печь, 7) выпекать, 8) фаршировать, 9) греть, 10) есть, 11) пить. Словоформа В принимает значения таких существительных: 1) еда, 2) борщ, 3) суп, 4) рассольник, 5) компот, 6) чай, 7) кофе, 8) каша, 9) толокно, 10) картофель, 11) морковь, 12) свекла, 13) перец, 14) овощи, 15) мясо, 16) пироги, 17) торт, 18) печенье, 19) хворост, 20) утка, 21) гусь, 22) теленок, 23) животное, 24) птица, 25) обед, 26)завтрак, 27) ужин, 28) трапеза, 29) застолье, 30) угощенье, 31) закуска, 32) десерт, 33) коктейль, 34) питье, 35) бульон, 36) напиток.

Сочетаемость перечисленных глаголов и существительных в значениях, связанных с пищей, может быть передана посредством такой матрицы, строки которой соответствуют существительным, а столбцы — глаголам. Элементы C_{ij} матрицы принимают три значения. Элемент равен 1, если соответствующие глагол и существительное в указанных значениях образуют осмысленное словосочетание (готовить еду, варить картофель и т. д.). $C_{ij}=0$, если глагол и существительное не образуют осмысленное словосочетание (кипятить торт, печь бульон и т. д.). Элемент равен 2, если информант не уверен, можно ли употребить вместе эти два слова с точки зрения стиля, нормы. Но смысл словосочетания вполне понятен (варить десерт, жарить печенье и т. п.).

При образовании всего словосочетания значение X_j некоторого глагола А и значение Y_i конкретного существительного В вступают между собой в определенное отношение, задаваемое предикатом $R_p(X_j, Y_i)$. Способ представления значений X_j и Y_i. реализация механизма взаимодействия между X_j и Y_i по типу R_p на данном этапе исследования не являются существенными. Предикаты $R_p(X_j, Y_i)$ принимают свои значения из множества $\{0, 1, 2\}$. В приведенной матрице смежностей указаны конкретные значения предикатов $R_p(X_j, Y_i)=C_{ij}$ ($p=1, 2, 3, ..., j=1, 2, ..., 9, i=1, 2, ..., 36$) для каждой пары значений X_j и Y_i.

Нет оснований изначально считать, что из приведенных выше 9 глаголов и 36 существительных в заданных значениях всегда реализуется одно и то же отношение между значениями X_j и Y_i. Поэтому введено множество отношений $R_p(X_j, Y_i)$ ($p=1, 2, 3...$). Например, с точки зрения носителя языка одинаковы отношения между X_2=«варить» и Y_{10}=«картофель» в словосочетании «варить картофель» и X_5=«тушить (пищу)» и Y_{11}=«морковь» в словосочетании «тушить морковь», т. е. $R_p(X_2, Y_{10})=1$ и $R_p(X_5, X_{11})=1$.

Для других пар X_j и Y_i эти отношения воспринимаются как различные: X_8=«фаршировать» и Y_{13}=«перец» в словосочетании «фаршировать перец» в отличие от X_{11}=«пить», Y_6=«чай» в — «пить чай». Здесь $R_q(X_8, Y_{13})=1$ и $R_k(X_{11}, X_6)=1$, $q\neq k$.

Важен вопрос о том, какие сведения о значениях X_j и Y_i и связях между ними можно получить из факта сочетаемости этих значений, т. е. наличия этих значений у синтаксически связанных слов (или просто рядом расположенных). Иными словами, важно выявить, в какой мере интуитивные представления о значениях X_j и Y_i и отношениях между ними $R_p(X_i, Y_j)$ проявляются через сочетаемость этих значений в составе словосочетаний минимальной длины. Рассмотрим этот вопрос на материале приведенной матрицы сочетаемости. Естественно предположить, что если несколько существительных сочетается с некоторым глаголом со значением X_j, то специфика значений этих существительных обуславливает наличие определенных семантических элементов в значении X_j. Например, X_2=«варить» сочетается с «суп», «рассоль-

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
1	1	1	0	1	1	2	2	2	1	1	0
2	1	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0
3	1	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0
4	1	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0
5	1	1	1	0	0	0	0	0	1	0	1
6	1	1	1	0	0	0	0	0	1	0	1
7	1	1	1	0	0	0	0	0	1	0	1
8	1	1	0	0	0	0	0	0	1	1	0
9	1	1	0	0	0	0	0	0	1	1	0
10	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0
11	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0
12	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0
13	1	1	0	1	1	2	0	1	1	1	0
14	1	1	0	1	1	2	0	2	1	1	0
15	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0
16	1	0	0	2	0	1	1	2	1	1	0
17	1	0	0	0	0	1	1	0	2	1	0
18	1	0	0	2	0	1	1	0	2	1	0
19	1	0	0	2	0	1	1	0	2	1	0
20	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0
21	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0
22	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0
23	1	1	0	2	2	1	0	1	1	1	0
24	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0
25	1	1	0	1	0	0	0	0	1	1	0

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
26	1	1	0	1	0	0	0	0	1	1	0
27	1	1	0	1	0	0	0	0	1	1	0
28	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
29	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
30	1	1	0	1	2	2	2	0	1	1	1
31	1	2	0	2	2	2	2	0	1	1	0
32	1	2	0	2	2	2	2	0	1	1	0
33	1	2	2	0	0	0	0	0	1	0	1
34	1	1	1	0	0	0	0	0	1	0	1
35	1	1	1	0	0	0	0	0	1	2	1
36	1	1	1	0	0	0	0	0	1	0	1

ник», «чай», «кофе», «картофель» и др. При этом в значении X_2 выделяются такие элементы: «изготовление пищи», «изготовление путем нагревания», «кипячение жидкости» и др. Существительное со значением Y_{10}=«картофель» сочетается, в частности, с глаголами «варить», «жарить», «тушить», «печь», которые выделяют в значении Y_{10} такие элементы: «пищевой полуфабрикат», «изготовление путем нагревания» и т. п. Таким образом, с некоторой долей условности можно считать, что если $C=\|C_{ij}\|$ — матрица сочетаемости размера $m\times n$, то ее j-й столбец $(C_{1j}, C_{2j}, ..., C_{mj})$ — это характеристика значения X_j соответствующего глагола, а i-я строка $(C_i, C_{i2}, ..., C_{in})$ — характеристика значения Y_i соответствующего существительного.

Чем больше элементов C_{ij} в столбце j равно 1 или 2 для глагола со значением X_j, тем более широким лексическим значением, как правило, обладает данный глагол, тем меньше специфических черт — элементарных единиц значения входит в значение X_j, чтобы не ограничивать сочетаемость с разнообразными существительными. В приведенной матрице наибольшее количество единиц и двоек имеется в 1, 2, 9 и 10 столбцах, которые соответствуют значениям глаголов «готовить», «варить», «греть», «есть».

Аналогичное замечание можно сделать относительно строк матрицы. Наибольшее количество единиц и двоек имеется в строках 1, 12, 14, 21, 24, которые соответствуют значениям существительных «еда», «свекла», «овощи», «гусь». Если имеются значения двух глаголов X_j и X_q, причем X_j сочетается только с частью значений существительных, с которыми сочетается X_q, и только с ними, то можно предположить, что X_q является более общим значением в сравнении с X_j. Иными словами, X_q можно рассматривать как родовое значение по отношению к видовому $X_j (X_j \Rightarrow X_q)$. В терминах элементов матрицы сочетаемости это предположение формулируется так:

$$\exists (C_{1j}, C_{2j}, \dots C_{nj}), \ \exists (C_{1q}, \ C_{2q}, \dots C_{nq}), \ \forall i (C_{ij} = \overline{0} \supset C_{iq} = 1) \supset \\ \supset X_j \Rightarrow X_q.$$

Аналогичное замечание правомерно и относительно связи между строками матрицы сочетаемости и значениями Y_i и Y_k существительных:

$$\exists (C_{i1}, C_{i2}, \dots C_{im}), \ \exists (C_{k1}, C_{k2}, \dots C_{km}), \ \forall j (C_{ij} = \overline{0} \supset C_{kj} = 1) \supset \\ \supset Y_i \Rightarrow Y_k.$$

Проверим, насколько значение элементов матрицы сочетаемости согласуется с этими предположениями. Единичные элементы столбца 1 («готовить») полностью включают в себя ненулевые элементы столбцов 2, 4, 5, 6, 7, 8 («варить», «жарить», «тушить», «печь», «выпекать», «фаршировать»). Это вполне согласуется с представлениями информанта о соотношении значений как видовое и соответствующее родовое: X_2 = «варить» $\Rightarrow X_1$ = «готовить», ..., X_8 = «фаршировать» $\Rightarrow X_1$ = «готовить».

Имеются и другие случаи вложения всех ненулевых элементов одних столбцов в единичные элементы других столбцов, которые сопровождаются родо-видовыми соотношениями между значениями глаголов. Например, столбец 5 («тушить») полностью вкладывается в столбец 4 («жарить») и 2 («варить»), а столбец 7 («выпекать») — в 6 («печь»). Важно отметить, что нет случаев, когда родо-видовые соотношения между значениями глаголов не сопровождаются вложением соответствующих столбцов матрицы сочетаемости.

Вместе с тем имеются случаи вложения столбцов, которым не соответствует родо-видовая связь между значениями глаголов. Например, столбец 1 («готовить») включает в себя столбцы 9 («греть»), 3 («кипятить») и 11 («пить»), а столбец 8 («фаршировать») входит в столбцы 1 («готовить»), 2 («варить»), 4 («жарить»), 5 («тушить»), 6 («печь»), 9 («греть»), 10 («есть»). Эти случаи рассогласования сочетаемости и значений глаголов можно разбить на два типа в зависимости от того, какими средствами это несоответствие устраняется. Ложное вложение столбцов первого типа возникает из-за того, что учтены не все существительные, специфицирующие значения глаголов. Например, включение столбца 9 в столбец 1 устраняется добавлением к списку существительных слова «камень». Тогда получаем «готовить камень» — не сочетается, а «греть камень» — сочетается. При этом элемент значения «приготовление пищи» выводится из значения глагола «греть». Вложение 3-го столбца в 1-й устраняется добавлением существительного «кислота», а в 1-й — добавлением «вода», Неадекватное вложение столбца второго типа не может быть устранено путем пополнения списка существительных. Например, любой продукт, который можно фаршировать, можно вместе с тем и готовить, и варить, и жарить, и тушить и т. п. Необходимо расширение контекста для уточнения значения глагола. Такие случаи вполне естественны, так как исходный материал для семантического анализа отбирался по синтаксическому критерию. Вовсе не обязательно, чтобы выбранная синтаксическая конструкция минимальной длины содержала все слова, существенные для спецификации значения данного глагола.

Устранить ложное вложение столбца 8 в столбцы 1, 2, 4, 5, 6, 9 и 10 можно при рассмотрении расширенного словосочетания типа «фаршировать мясо овощами». С таким распространением ни один из глаголов 1, 2, 4, 5, 6, 9 и 10 не сочетается. Глаголы, подобные «фаршировать», необходимо анализировать в составе сочетаний, содержащих три или более слов. Для описания семантики таких словосочетаний следует использовать трех (или более)-местные элементарные предикаты.

Все наблюдения, касающиеся связи значений глаголов и соответствующих столбцов в матрице сочетаемости, в равной мере справедливы и для значений существительных, и связанных с ними строк матрицы. Дальнейшие сведения о соотношениях между значениями слов могут быть получены в результате анализа случаев, когда ненулевые элементы двух столбцов (строк) совпадают частично или не совпадают вовсе.

Таким образом, необходимым этапом формального описания семантики слов по их взаимной сочетаемости и семантики словосочетаний является правильный отбор исходного материала для анализа. Критерий отбора словосочетаний — соответствие строк и столбцов в матрице сочетаемости интуитивным представлениям носителя языка о соотношении между значениями слов.

Если в матрице имеется вложение столбцов (строк) и нет родо-видовых отношений между значениями соответствующих слов, то необходимо либо расширить список сочетающихся слов для устранения ложного вложения, либо описание семантики словосочетания двухместным предикатом невозможно.

Между некоторыми значениями глаголов, существительных устанавливаются родо-видовые отношения. В таком случае они могут рассматриваться в качестве семантической переменной, используемой в записи предиката словосочетания, а соответствующие видовые значения — в качестве значений переменной.

Полученные выводы проверены на материале некоторых других совокупностей словосочетаний.

Список литературы: 1. *Шенк Р.* Обработка концептуальной информации. М., 1980. 358 с. 2. *Новиков А. И.* Семантика текста и ее формализация. М., 1983, 214 с. 3. *Кузнецов И. П.* Механизм обработки семантической информации. М., 1978. 174 с. 4. *Арутюнова Н. Д.* Предложение и его смысл. М., 1976. 356 с. 5. *Апресян Ю. Д.* Экспериментальное исследование семантики русского глагола. М., 1976. 262 с. 6. *Апресян Ю. Д.* Лексическая семантика. М., 1974. 324 с.

Поступила в редколлегию 30.03.87