

1170
ISSN 0555-2656

МИНИСТЕРСТВО ВЫСШЕГО И СРЕДНЕГО
СПЕЦИАЛЬНОГО ОБРАЗОВАНИЯ УССР
ХАРЬКОВСКИЙ ОРДЕНА ТРУДОВОГО КРАСНОГО ЗНАМЕНИ
ИНСТИТУТ РАДИОЭЛЕКТРОНИКИ им. М. К. ЯНГЕЛЯ

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

Республиканский
межведомственный
научно-технический
сборник

Основан в 1968 г.

ВЫПУСК 43

2111

ХАРЬКОВСКИЙ

УНИВЕРСИТЕТ

704620

Харьков
Издательство при Харьковском
государственном университете
издательского объединения
«Выща школа»
1989

00757601
1788
12/24
УДК 62.506.2

В сборнике представлены результаты моделирования психической деятельности человека, принципы построения специальных вычислительных и информационных систем, модели и методы построения некоторых сенсорных систем: модели языка, речи, восприятия. Рассматривается задача выбора и применения математического аппарата, минимизации, формализации базы знаний. Освещены вопросы имитационного моделирования и обработки биомедицинской информации.

Нормативные материалы приведены по состоянию на 1 января 1989 г.

Для научных работников и специалистов.

Редакционная коллегия: д-р техн. наук проф. Ю. П. Шабанов-Кушнаренко (отв. ред.), д-р техн. наук проф. М. Ф. Бондаренко (зам. отв. ред.), канд. техн. наук доц. Г. Г. Четвериков (отв. секр.), д-р техн. наук проф. В. И. Васильев, д-р техн. наук проф. Т. К. Винцюк, чл.-кор. АН БССР А. Д. Закревский, д-р биол. наук проф. К. А. Иванов-Муромский, д-р техн. наук проф. Р. Г. Котов, д-р техн. наук проф. Э. М. Куссуль, д-р техн. наук проф. Б. М. Лобанов, канд. техн. наук доц. В. А. Ловицкий, д-р техн. наук проф. Г. А. Миронов, д-р филол. наук проф. Л. Л. Нелюбин, канд. техн. наук доц. А. Ф. Осыка, д-р филол. наук проф. В. И. Перебийнос, д-р техн. наук проф. Е. П. Путятин, д-р техн. наук проф. И. Б. Сироджа, канд. техн. наук доц. В. Я. Сердюченко, д-р техн. наук проф. Г. Д. Фролов, канд. биол. наук доц. В. Г. Червов.

Адрес редакционной коллегии: 310726 Харьков, пр. Ленина, 14, институт радиоэлектроники, тел. 40-94-46

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

СБОРНИК НАУЧНЫХ ТРУДОВ

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

Выпуск 43

Редактор О. И. Григорьян
Художественный редактор Т. П. Короленко
Технический редактор Л. Т. Ена
Корректор Л. П. Сыч

ИБ № 12553

Сдано в набор 09.11.88. Подписано в печать 10.02.89. БЦ 15587. Формат 60×90/16. Бум. тип. № 2. Гарнитура литературная. Печать высокая. Печ. л. 9. Кр.-отг. 9,25. Уч.-изд. л. 10. Тираж 500 экз. Изд. № 1763. Зак. 1614. Цена 1 р. 40 к.

Издательство при Харьковском государственном университете издательского объединения «Выща школа». 310003 Харьков, ул. Университетская, 16.

Харьковская городская типография № 16.
310003 Харьков, ул. Университетская, 16.

1402080000—015
П М226(04)—89 397—89

© Издательское объединение
«Выща школа», 1989

О ЛИНЕЙНЫХ ПРЕДИКАТАХ

Пусть задано какое-нибудь непустое множество M , элементы которого будем называть векторами и обозначать строчными латинскими буквами. Предположим, что на множестве $M \times M$ задана какая-нибудь операция $a+b$ со значениями в множестве M , удовлетворяющая для всех a, b, c законам коммутативности $a+b=b+a$ (1) и ассоциативности $(a+b)+c=a+(b+c)$ (2).

Предположим также, что на множестве M задана какая-нибудь операция $-a$ со значениями в том же множестве, удовлетворяющая для всех a и b закону обращения $(a+(-a))+b=b$ (3).

Любое множество называют абелевой группой, а равенства (1)–(3) — аксиомами абелевой группы. Операцию $a+b$ будем называть сложением векторов a и b , а операцию $-a$ — обращением вектора a . Вектор $a+b$ назовем суммой векторов a и b . Вектор $-a$ назовем противоположным вектору a . Условимся писать $a+(-b)=a-b$. Закон обращения представим в виде $(a-a)+b=b$. Можно доказать, что вектор $a-a$ не зависит от выбора a . Назовем его нулевым вектором и обозначим символом 0 . Имеем $a-a=0$, $0+a=a$.

Пусть также задано какое-нибудь множество G , элементы которого назовем коэффициентами и обозначим строчными греческими буквами. Предположим, что на множестве $G \times G$ задана какая-нибудь операция $\alpha+\beta$ со значениями в множестве G , удовлетворяющая для всех α, β, γ законам коммутативности $\alpha+\beta=\beta+\alpha$ (4) и ассоциативности $(\alpha+\beta)+\gamma=\alpha+(\beta+\gamma)$ (5).

Предположим, кроме того, что на множестве G задана какая-нибудь операция $-\alpha$ со значениями в том же множестве, удовлетворяющая для всех α и β закону аддитивного обращения $(\alpha+(-\alpha))+\beta=\beta$ (6).

Операцию $\alpha+\beta$ будем называть сложением коэффициентов α и β , а операцию $-\alpha$ — аддитивным обращением коэффициента α . Коэффициент $\alpha+\beta$ назовем суммой α и β , коэффициент $-\alpha$ — противоположным коэффициенту α . Условимся писать $\alpha+(-\beta)=\alpha-\beta$. Закон аддитивного обращения запишется в виде $(\alpha-\alpha)+\beta=\beta$. Можно доказать, что коэффициент $\alpha-\alpha$ не зависит от выбора α . Назовем его нулевым коэффициентом и обозначим символом 0 . Имеем $\alpha-\alpha=0$, $0+\alpha=\alpha$.

Пусть, кроме того, на множестве $G \times G$ задана какая-нибудь операция $\alpha\beta$ со значениями в множестве G , удовлетворяющая для всех α, β, γ законам коммутативности $\alpha\beta=\beta\alpha$ (7), ассоциативности $(\alpha\beta)\gamma=\alpha(\beta\gamma)$ (8) и дистрибутивности $(\alpha+\beta)\gamma=\alpha\gamma+\beta\gamma$ (9).

Полагаем также, что на множестве $G_0 = G \setminus 0$ задана какая-нибудь операция α^{-1} со значениями в том же множестве, удовлетворяющая для всех $\alpha \in G_0$ и $\beta \in G$ закону мультипликативного обращения $(\alpha\alpha^{-1})\beta = \beta$ (10).

Операцию $\alpha\beta$ будем называть умножением коэффициентов α и β , а операцию α^{-1} — мультипликативным обращением коэффициента α . Коэффициент α^{-1} назовем обратным коэффициенту α . Условимся, что $\alpha\beta^{-1} = \alpha/\beta$. Закон мультипликативного обращения запишем в виде $\alpha/\alpha\beta = \beta$. Можно доказать, что коэффициент α/α не зависит от выбора α . Назовем его *единичным коэффициентом* и обозначим символом 1. Имеем $\alpha/\alpha = 1$, $1 \cdot \alpha = \alpha$. Любое множество G с описанными выше свойствами называют *полем*, а равенства (4) — (10) — *аксиомами поля*.

Пусть на множестве $G \times M$ задана какая-нибудь операция αa умножения коэффициента α на вектор a со значениями во множестве M , удовлетворяющая для всех a, b и α, β следующим законам: ассоциативности $(\alpha\beta)a = \alpha(\beta a)$ (11), дистрибутивности для коэффициентов $(\alpha + \beta)a = \alpha a + \beta a$ (12), дистрибутивности для векторов $\alpha(a + b) = \alpha a + \alpha b$ (13) и закону элиминации единицы $1 \cdot a = a$ (14).

Можно доказать, что для любого a имеет место равенство $0 \cdot a = 0$. При выполнении всех перечисленных законов множество называют *векторным пространством над полем* G . Аксиомы абелевой группы, аксиомы поля и законы (11) — (14), вместе взятые, называют *аксиомами векторного пространства*. Докажем, что закон коммутативности (1) выводится из остальных аксиом, поэтому исключим его из числа аксиом векторного пространства. Векторное пространство называют *конечномерным*, если в нем существует конечное число n векторов $e_1, e_2, \dots, e_n$, через которые можно представить в виде $\sum_{i=1}^n \alpha_i e_i$ (15) любой вектор x , где $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ — подходящие коэффициенты. Если имеет место равенство (15), то говорят, что вектор выражается через векторы $e_1, e_2, \dots, e_n$.

Ввиду (15) каждому вектору можно поставить в соответствие единственный набор $(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n)$ коэффициентов $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n$, называемых *координатами вектора* x в базисе $(p_1, p_2, \dots, p_n)$. Обратно, каждому набору коэффициентов $(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n)$ соответствует единственный вектор x . Если вектор x имеет координаты $(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n)$, а вектор y — координаты $(\eta_1, \eta_2, \dots, \eta_n)$, то вектор $x + y$ имеет координаты $(\xi_1 + \eta_1, \xi_2 + \eta_2, \dots, \xi_n + \eta_n)$. Таким образом, сложению векторов соответствует сложение координат исходных векторов. Вектор αx имеет координаты $(\alpha\xi_1, \alpha\xi_2, \dots, \alpha\xi_n)$. Итак, умножению коэффициента на вектор соответствует умножение того же коэффициента на координаты исходного вектора.

Векторы $e_1, e_2, \dots, e_n$ называют *линейно независимыми*, если ни один из них не выражается через совокупность остальных. Говорят, что линейно независимые векторы $e_1, e_2, \dots, e_n$ являются

базисными в векторном пространстве M и образуют в нем базис $e_1, e_2, \dots, e_n$, если через них можно выразить любой вектор из M . В этом случае говорят, что векторное пространство M n -мерно. Число n базисных векторов называют *размерностью векторного пространства*, которая не зависит от выбора базиса; из условия $\alpha_1 p_1 + \alpha_2 p_2 + \dots + \alpha_n p_n = 0$ вытекают равенства $\alpha_1 = \alpha_2 = \dots = \alpha_n = 0$ в том и только том случае, если векторы $p_1, p_2, \dots, p_n$ линейно независимы; если $(p_1, p_2, \dots, p_n)$ — базис векторного пространства M , то каждый вектор x выражается через базисные векторы p_i по формуле

$$x = \sum_{i=1}^n \xi_i p_i \quad (16)$$

с помощью единственно возможного набора коэффициентов $(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n)$.

Пусть M — какое-нибудь m -мерное векторное пространство над каким-нибудь полем G . *Линейным функционалом* на M назовем любую функцию $F: M \rightarrow G$, удовлетворяющую при произвольных x, y и α законам аддитивности $F(x+y) = F(x) + F(y)$ (17) и однородности $F(\alpha x) = \alpha F(x)$ (18).

Выразим произвольно выбранный вектор x через базисные векторы $p_1, p_2, \dots, p_n$, $x = \xi_1 p_1 + \xi_2 p_2 + \dots + \xi_n p_n$. Здесь $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n$ — координаты вектора x в базисе $(p_1, p_2, \dots, p_n)$. Для любого x имеем $F(x) = \xi_1 F(p_1) + \xi_2 F(p_2) + \dots + \xi_n F(p_n)$, где F — произвольно выбранный линейный функционал на M . Обозначая $F(p_1) = x_1, F(p_2) = x_2, \dots, F(p_n) = x_n$, последнее равенство запишем в виде $F(x) = \xi_1 x_1 + \xi_2 x_2 + \dots + \xi_n x_n$ (19).

Коэффициенты $x_1, x_2, \dots, x_n$ определяются исключительно видом линейного функционала F , они не зависят от выбора вектора x . Любой линейный функционал F может быть представлен в форме (19) при подходящем выборе коэффициентов $x_1, x_2, \dots, x_n$. Любая функция $F: M \rightarrow G$, которую можно представить в форме (19) при произвольном выборе коэффициентов $x_1, x_2, \dots, x_n$, есть линейный функционал. Линейный функционал F полностью определяется набором коэффициентов $(x_1, x_2, \dots, x_n)$. Таким образом, выражение (19) представляет собой общий вид линейного функционала F в базисе $(p_1, p_2, \dots, p_n)$. Выражение (19) задает множество всех решений относительно переменной F системы логических уравнений:

$$\forall x \vee y (F(x+y) = F(x) + F(y)) = 1;$$

$$\forall x \vee \alpha (F(\alpha x) = \alpha F(x)) = 1.$$

В результате сложения любых линейных функционалов одного и того же аргумента и умножения произвольного коэффициента на любой линейный функционал снова получаем линейный функционал того же аргумента.

Коэффициенты $x_1, x_2, \dots, x_n$, фигурирующие в выражении (19), можно рассматривать в качестве координат некоторого вектора k

в базисе $(p_1, p_2, \dots, p_n)$. Для выражения, стоящего в правой части равенства (19), введем кратное обозначение xk , называя это выражение *произведением векторов* x и k в базисе $(p_1, p_2, \dots, p_n)$. Имеем $xk = \xi_1 x_1 + \xi_2 x_2 + \dots + \xi_n x_n$ (20).

Два набора векторов $(a_1, a_2, \dots, a_n)$ и $(b_1, b_2, \dots, b_n)$ назовем взаимными в базисе $(p_1, p_2, \dots, p_n)$, если

$$a_i b_j = \begin{cases} 0, & \text{если } i \neq j \\ 1, & \text{если } i = j, \end{cases}$$

где $i, j \in \{1, 2, \dots, n\}$. При любом базисе $(p_1, p_2, \dots, p_n)$ для каждого набора линейно независимых векторов существует взаимный набор векторов. Линейные функционалы $F_1(x) = xk_1, F_2(x) = xk_2, \dots, F_n(x) = xk_n$ называют *линейно независимыми*, если линейно независимы векторы $k_1, k_2, \dots, k_n$. Линейная независимость линейных функционалов $F_1, F_2, \dots, F_n$ равносильна следующему утверждению равенств: $\alpha_1 F_1(x) + \alpha_2 F_2(x) + \dots + \alpha_n F_n(x) = 0$ и выполняется для всех x в том и только том случае, когда $\alpha_1 = \alpha_2 = \dots = \alpha_n$.

Произведение векторов в произвольном фиксированном базисе при любых x, y, z и a удовлетворяет законам коммутативности $xy = yx$ (21), ассоциативности $(ax)y = a(xy)$ (22) и дистрибутивности $(x+y)z = xz + yz$ (23).

Введенное здесь произведение векторов не следует отождествлять со скалярным произведением векторов. Это — разные понятия. Произведение векторов беднее свойствами, чем скалярное произведение векторов. Оно обладает не всеми свойствами скалярного произведения.

Пусть на декартовом квадрате произвольного m -мерного векторного пространства M над некоторым полем G задан какой-нибудь предикат E . Базис $(p_1, p_2, \dots, p_m)$ векторного пространства M произвольно фиксирован. Предикат E назовем *линейным*, если он для любых x и y может быть выражен в виде $E(x, y) = D(F(x), F(y))$ (24), где $F(x) = (xk_1, xk_2, \dots, xk_n)$ (25).

Здесь $k_1, k_2, \dots, k_n$ — какие-нибудь линейно независимые векторы; D — предикат равенства, заданный на декартовом квадрате всех наборов, составленных из n коэффициентов. Имеется в виду, что $n \leq m$. Предикат E назовем *аддитивным*, если для любых x_1, x_2, y_1, y_2 из условия $E(x_1, y_1) = E(x_2, y_2) = 1$ следует $E(x_1 + x_2, y_1 + y_2) = 1$. Предикат E назовем *однородным*, если для любых x, y и a из условия $E(x, y) = 1$ следует $E(ax, ay) = 1$. Предикат E назовем n -мерным, если существует набор векторов $(e_1, e_2, \dots, e_n)$ такой, что равенство

$$E(x, \sum_{i=1}^n F_i(x) e_i) = 1 \quad (26)$$

выполняется для каждого x при единственном наборе коэффициентов ($F_1(x)$, $F_2(x)$, ..., $F_n(x)$). Здесь $F_1, F_2, \dots, F_n$ — это некоторые функции, заданные на множестве M со значениями в множестве G .

Поступила в редколлегию 06.04.88

УДК 510.62

А. Ф. ОСЫКА, канд. техн. наук, И. В. ЗАМАРУЕВА

К ВОПРОСУ ОБ ОТОЖДЕСТВЛЕНИИ СЕМАНТИЧЕСКИХ ОТНОШЕНИЙ В СЛОВСОЧЕТАНИЯХ

Данная работа является продолжением исследований семантики двухсловных сочетаний на основе учета свободной сочетаемости входящих в них словоформ [1]. Ответы информанта о сочетаемости или несочетаемости двух предъявляемых ему словоформ А и В оформляются в виде матрицы $C = \|C_{ij}\|$ размера $m \times n$. Строки этой матрицы соответствуют значениям X_i первой словоформы А в сочетании, а столбцы — значениям Y_j словоформы В. Элемент матрицы $C_{ij}=1$, если сочетание АВ воспринимается как отвечающее норме языка, однозначно определяющее значения X_i и Y_j и задающее некоторую внеязыковую ситуацию (завинтить гайку, установить деталь и т. п.). Элемент $C_{ij}=0$, если словосочетание бессмысленно (квадратный бег, выпить камень и т. п.). $C_{ij}=2$, если значение словосочетания понятно, но противоречит некоторым нормам языка или обычному порядку вещей (жарить ягоды, стадо птиц и т. п.). Пример такой матрицы на материале словосочетаний семантического типа «действие+объект действия» представлен в таблице.

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0
2	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0
3	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0
4	1	1	1	0	1	0	2	2	2	2	2	2	2	0
5	1	1	2	1	2	2	2	2	2	2	2	2	2	0
6	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	0
7	1	1	1	1	1	1	1	2	2	2	2	2	2	0
8	1	1	1	1	1	1	1	2	2	2	2	2	2	0
9	2	1	1	2	1	2	2	2	2	2	2	2	2	0
10	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1

В этой таблице каждая строка соответствует некоторому конкретному значению X_i глагола А: X_1 =установить (на место), X_2 =закрепить (на месте), X_3 =вставить, X_4 =привинтить, X_5 =при-

клепать, X_6 =привязать, X_7 =припаять, X_8 =приварить, X_9 =за-
шплинтовать, X_{10} =ожидать ($i=1, 2, \dots, 10$). Каждый столбец со-
ответствует значению Y_j существительного В в указанной конст-
рукции: Y_1 =деталь, Y_2 =крепеж, Y_3 =чайка, Y_4 =заклепка, Y_5 =
шпонка, Y_6 =шплинт, Y_7 =винт, Y_8 =уплотнение, Y_9 =манжета,
 Y_{10} =сальник, Y_{11} =прокладка, Y_{12} =цилиндр, Y_{13} =рама, Y_{14} =ре-
корд ($j=1, 2, \dots, 14$). Для того чтобы в строке (столбце) было
учтено только одно значение X_i глагола (или существительного—
 Y_j), целесообразно в строку (столбец) помещать слова, значения
которых несовместимы с рассматриваемым значением $X_i(Y_j)$. Так,
значение X_1 =установить (на место) сочетается с Y_1 =деталь
($C_{11}=1$) и не сочетается с Y_{14} =рекорд ($C_{114}=0$). Значение суще-
ствительного Y_8 =уплотнение совместимо с X_1 =установить (C_{18}
= 1) и не совместимо с X_{10} =ожидать ($C_{108}=0$). Учет контраст-
ных по сочетаемости значений позволяет лучше контролировать
значение словоформ в сочетаниях.

Анализ показал, что некоторые отношения между строками
матрицы могут отражать взаимосвязь значений слов, соответст-
вующих этим строкам. В частности, было выявлено, что если
 $C(i) \geq C(k)$, то это может соответствовать родовидовой связи
между значениями слов X_i и X_k . Здесь $C(i) = (C_{i1}, C_{i2}, \dots, C_{in-1}, C_{in})$
 $\geq C(k) = (C_{k1}, \dots, C_{kn})$, если $C_{ij} \geq C_{kj}$ ($j=1, 2, \dots, n$).
 $C_{ij} \geq C_{kj}$, если $C_{ij} \neq 0$. И наоборот, родовидовым связям между
значениями слов X_i и Y_j всегда соответствует отношение
 $C(i) \geq C(k)$ между строками матрицы. Аналогичные наблюде-
ния справедливы и для столбцов матрицы.

Значения X_i и Y_j в словосочетании вступают в некоторые от-
ношения, образуя значение всего сочетания АВ. Такие отноше-
ния удобно задать предикатами $R_{ij}(X_i, Y_j) = C_{ij}$, которые обозна-
чают характер связи между значениями словоформ в составе
сочетания. Нет оснований полагать заранее, что связь между
значениями словоформ никак не зависит от самих значений, что
она будет одинаковой даже в пределах одной семантической кон-
струкции. Например, в словосочетаниях «установить шплинт»
и «завинтить гайку» — эта связь представляется если не одина-
ковой, то близкой, а в сочетаниях «закрепить прокладку» и «вы-
точить винт» — различной. В рамках одной конструкции не сле-
дует исключать возможность наличия целого набора семантиче-
ских отношений между значениями словоформ — $R_{ij}(X_i, Y_j)$ (i
= $1, \dots, m$; $j=1, \dots, n$). Таким образом, предикат $R_{ij}(X_i, Y_j)$ отра-
жает как тип семантической конструкции, так и характер лекси-
ческого значения словоформ.

Возникает задача отождествления одинаковых отношений меж-
ду значениями словоформ в словосочетаниях, оценки степени
близости или различия значений двух словосочетаний, представ-
ления в явном виде, в чем значения двух сочетаний различны,
а в чем — одинаковы. Рассмотрим возможный подход к решению
этой задачи на материале словосочетаний, значения соответст-
вующих компонент которых имеют родовидовую связь. Пример.

некоторой совокупности таких двухсловных сочетаний приведен в таблице. Предлагаемый подход аналогичен методу лингвистических пропорций, который используется для сравнения значений отдельных слов [2].

Обозначим родовое значение глагола через X' , видовое — через X'' , а аналогичные значения существительных — через Y' и Y'' . В таблице X_1 — родовое значение по отношению к X_2 и X_3 , в свою очередь X_2 включает X_4, X_5, X_6, X_7, X_8 и X_9 . Среди значений существительных имеются такие родовидовые отношения: Y_1 включает Y_2, Y_8, Y_{12}, Y_{13} ; Y_2 включает Y_3, Y_4, Y_5, Y_6, Y_7 ; а $Y_6—Y_9, Y_{10}, Y_{11}$. Таким образом, имеется иерархия родовидовых значений глаголов и существительных. Следует проверить совпадение или несовпадение отношений между значениями словоформ в сочетаниях, где эти значения изменяются с родового на видовое, т. е. следует попарно сравнить предикаты вида $R_{ij}(X_i, Y'_j), R_{ij}(X_i, Y''_j), R_{ij}(X'_i, Y_j), R_{ij}(X''_i, Y_j)$, где $i = 1, \dots, 10$; $j = 1, \dots, 14$.

Предикаты вида $R_{ip}(x_i, Y'_p)$ и $R_{ij}(x_i, Y''_j)$ совпадают, если справедлива лингвистическая пропорция, противопоставляющая значения соответствующих словосочетаний

$$S(X_i, Y'_p)/S(X_i, Y''_j) = S(X'_i, Y'_p)/S(X'_i, Y''_j), \quad (1)$$

где $S(X, Y)$ — значение словосочетания рассматриваемой конструкции. Для проверки справедливости пропорции возьмем словосочетания из первой строки таблицы ($i=1$); установить деталь /установить крепеж=установить деталь/ установить уплотнение. Выражение слева от знака равенства может быть представлено следующим образом: установить деталь /установить деталь и деталь есть крепеж $= S(X_1, Y'_1)/S(X_1, Y''_1) S(Y'_1 = Y''_2)$. Здесь $S(Y'_1 = Y''_2)$ — символическая запись значения высказывания: «В качестве Y' рассматривается значение Y''_2 ». $S(a) S(b)$ — интуитивно очевидная операция умножения значений. При умножении значений некоторая фраза или ее фрагмент обладает как значением $S(a)$, так и значением $S(b)$. При изолированном рассмотрении эта операция характеризуется свойствами коммутативности, ассоциативности и идемпотентности. Формальное задание этой операции зависит от способа представления операндов.

Выражение справа от знака равенства в (1) преобразуется так: установить деталь /установить деталь и деталь есть уплотнение $= S(X_1, Y'_1)/S(X_1, Y''_1) S(Y'_1 = Y''_8)$. С учетом изложенного выражение (1) преобразуется к виду

$$S(X_i, Y'_p) \cdot S(Y'_p = Y''_j) = S(X_i, Y'_p) \cdot S(Y'_p = Y''_j). \quad (2)$$

Пропорция (1) верна в той мере, в какой справедливо тождество (2). Строго говоря, в выражении (2) знак равенства между левой и правой частями не уместен, так как оттенки значения

там не совпадают. Но если нас интересует только способ образования значения словосочетания (схема взаимодействия значений словоформ), то тогда правая и левая части в (2) совершенно одинаковы: $S(x_i, Y_p) \cdot S(Y'_p = Y'')$. Это дает основание для отождествления предикатов $R_{11}(X_1, Y'_1)$ и $R_{1j}(X_1, Y'_j)$ ($j=2,8$), которые характеризуют схему взаимодействия X_1 с Y'_1 и Y'_j при образовании значений словосочетаний. С помощью аналогичных пропорций можно отождествить предикаты $R_{1j}(X_1, Y'_j)$ для $j=12, 13$, которые сравниваются напрямую $R_{11}(X_1, Y'_1)$.

Если Y' положить равным Y_2 , а Y'' — поочередно Y_4, Y_5, Y_6, Y_7 , то тогда посредством пропорции (1) приравняются предикаты $R_{12}(X_1, Y'_2)$ и $R_{1j}(X_1, Y'_j)$ для $j=3, 4, 5, 6, 7$. Используя транзитивность отношения равенства через $R_{12}(X_1, Y_2)$, приравняем все $R_{1j}(X_1, Y_j)$ для $j=1, 8, 12, 13$ и $j=3, 4, 5, 6, 7$. Аналогичным приемом отождествляем $R_{1j}(X_1, Y'_j)$ для $j=9, 10, 11$ с уже объединенной группой предикатов. Таким образом, значения словосочетаний, соответствующих отличным от нуля элементам первой строки в таблице, образуются по единой схеме и могут быть представлены единым предикатом $R(1)(X_1, Y_1)$.

Рассуждая аналогичным образом при проверке справедливости пропорции (1) на словосочетаниях из второй строки таблицы, приходим к выводу: все словосочетания образуют свои значения по единой схеме, которую можно обозначить предикатом $R(2)(X_2, Y_1)$. Нетрудно видеть, что в любой i -й строке таблицы, сходной по структуре с нашей таблицей, словосочетания, которым соответствуют элементы матрицы, не равные нулю, образуют свои значения единообразным способом $R(i)(X_i, Y_1)$ ($j=1, \dots, n$). Значение любого словосочетания в строке может быть представлено $S(X_i, Y_j) = S(X_i, Y') \cdot S(Y' = Y_j)$.

Рассмотрим вопрос о совпадении или несовпадении предикатов, соответствующих столбцам таблицы, когда значения глаголов связаны родовидовыми отношениями. Сравнению подлежат пары предикатов вида $R_{ij}(X'_i, Y_j)$ и $R_{kj}(X''_k, Y_j)$. Сходство и различие между значениями интересующих сочетаний, а также и смыслом предикатов, наглядно проявляется в пропорции

$$S(X_i, Y_j) / S(X'_k, Y_j) = S(X'_i, Y_j) / S(X''_e, Y_j). \quad (3)$$

Справедливость соотношения (3) проверим на материале словосочетаний из первого столбца ($j=1$): установить деталь /закрепить деталь, установить деталь/ вставить деталь. Выражение слева от знака равенства эквивалентно следующему: установить деталь /установить деталь и установить путем закрепления = $S(X', Y) / S(X', Y) \cdot S(Y' = X''_k)$. Выражение справа от знака равенства имеет такую же структуру. Это дает возможность, по аналогии со строками, прийти к выводу о том, что значения словосочетаний, соответствующих первому столбцу, образованы единым образом, который обозначим предикатом $R^{(1)}(X_i, Y_1)$.

Для произвольного j -го столбца (см. таблицу) можно убедиться, что его элементы являются значениями одного и того же предиката $R^{(j)}(X_i, Y_j)$. Ранее было установлено, что каждая строка (таблица) содержит значения одного и того же предиката. Теперь предикаты, соответствующие строкам, приравниваются за счет равенства между собой в столбцах (достаточно равенства в одном столбце).

Таким образом, в пределах гнезда родовидовых словосочетаний значение каждого сочетания образуется по единой схеме, которую обозначим предикатом $R(X, Y)$. Выбранная единая схема $R(X, Y)$ не налагает ограничений на способы ее реализации в конкретных моделях семантики словосочетаний, которые задают способ представления значений X и Y , а также механизм их взаимодействия при образовании значения всего словосочетания. Единственное требование заключается в том, чтобы способ взаимодействия значений в любой модели для всех таких словосочетаний был единственным.

Вместе с тем посылка о единстве предиката для всех таких словосочетаний дает основание для некоторых выводов о способе описания значения произвольного сочетания из родовидового гнезда. Эта посылка эквивалентна утверждению о справедливости соотношений (1), (2) для строк таблицы и аналогичных соотношений для ее столбцов. Отсюда имеем

$$S(X_i, Y_j) = S(X_i, Y') \cdot S(Y' = Y_j); \quad (4)$$

$$S(X_i, Y') = S(X', Y') \cdot S(X' = X_i). \quad (5)$$

Подставим выражение (5) в (4), получим

$$S(X_i, Y_j) = S(X', Y') \cdot S(X' = X_i) \cdot S(Y' = Y_j). \quad (6)$$

Из выражения (6) можно прокомментировать следующим образом. Значение любого словосочетания в родовидовом гнезде определяется через значение—генотип $S(X', Y')$, образуемое по типу $R(X', Y')$. Значения остальных словосочетаний образуются путем уточнения родовых значений X' и Y' . Для формализации семантики всего родовидового гнезда словосочетаний достаточно определить механизм взаимодействия только пары родовых значений. Для сочетаний АВ совокупности всевозможных значений словоформы А—Х и словоформы В—У можно представить в виде двух деревьев. Тогда взаимодействие Х и У в составе АВ формализуется как операция над деревьями. Семантическое расстояние между словосочетаниями A_1B_1 и A_2B_2 в гнезде удобно оценить как суммарную длину путей, ведущих в дереве из вершины X_1 в X_2 и из вершины Y_1 в Y_2 (сравни [4]).

Выполнимость пропорций типа (1), (3) является достаточным основанием для положительного ответа на вопрос о тождестве семантических отношений в различных словосочетаниях. Если пропорции не выполняются, то однозначно ответить на этот вопрос нельзя. В этом случае ответ можно получить исходя из условий

применения конкретного способа представления лексических значений и механизма их взаимодействия.

Предложенная методика отождествления семантических отношений была апробирована на родовидовых словосочетаниях различных семантических и синтаксических конструкций.

Список литературы: 1. Осыка А. Ф., Замаруева И. В., Воронина И. Н. Некоторые аспекты математического моделирования семантики русских словосочетаний//Пробл. бионики. 1988. Вып. 41. С. 111—116. 2. Апресян Ю. Д. Лексическая семантика. М., 1974. 324 с. 3. Кияк Т. Р., Котиков Ю. С., Скороходько Э. Ф. Количественные оценки соотношения между значением и смыслом лексических единиц//Науч. техн. информ. Сер. 2. 1974. № 1. С. 5—12.

Поступила в редколлегию 06.04.88

УДК 510.62

*М. Ф. БОНДАРЕНКО, д-р техн. наук, С. И. МАТОРИН,
Е. А. СОЛОВЬЕВА, канд. техн. наук*

О ФОРМАЛИЗАЦИИ СЕМАНТИКИ ДЛЯ ПРОЕКТИРОВАНИЯ ПОНЯТИЙНОЙ БАЗЫ ЗНАНИЙ

Цель работы — исследование и формализация временной семантики русского языка для последующего моделирования и применения в понятийной естественной языковой базе знаний. Математические модели могут быть представлены на языке алгебры конечных предикатов [1] и затем реализованы на ЭВМ.

Рассмотрим результаты исследований неразмытого времени. Размытые временные квантификаторы описаны ранее [2]. Основное ограничение на объект моделирования заключается в рассмотрении смысла элементов деловой прозы. Это важное для практики ограничение обосновано [3—6] на базе идей А. П. Ершова о роли деловой прозы. При моделировании не учитываются устаревшие, разговорные, диалектные элементы языка, употребление языковых конструкций в переносном смысле, которые практически не встречаются в деловой прозе, предназначенной для однозначного, буквального понимания. Рассматриваются не только отдельные слова, но и другие элементы языка, выражающие понятия, например, словосочетания. Многие временные понятия обозначены существительными, которые изучены в первую очередь. По результатам нейрофизиологии существительные занимают центральное место в лексиконе человека. По мнению А. Р. Лурии, ребенок выделяет вещественные слова—существительные—раньше других. Известны и другие данные о роли существительных, например, согласно психолингвистике, из речи при ряде заболеваний выпадают предлоги и местоимения, в тяжелых случаях — глаголы, а выпадение существительных свидетельствует об окончательном распаде личности.

Учеными выяснено, что слова с вещественным, предметным значением, т. е. существительные, возникли на первоначальной ступени развития членораздельной речи.

На основе предложенного подхода к построению понятийной базы знаний разработаны и апробированы методы формализации семантики [3—6 и др.], которые отличаются от общепринятых подходов. При формализации смысла определяемого слова следует [3—6] четко ограничивать его от смысла других слов, смысла контекста. Многочисленные толкования значений слов в толковых словарях [7 и др.], грамматиках, лингвистических описаниях зачастую относятся к контексту, но приписываются отдельному слову. Гипотеза об избыточности числа смыслов в лингвистических описаниях проверена на разнообразном лингвистическом материале [3—6 и др.]. Под контекстом в зависимости от рассматриваемых элементов деловой прозы понимаются словосочетание, предложение, текст, слово или его части.

Рассмотрим для примера ряд значений существительного *время* [7, с. 85]. Значение₇ «подходящая, удобная, благоприятная пора» («не время сидеть сложа руки») и значение₈ — «до-суг» («нет времени для прогулок») не отличаются от значения₉ «промежуток, ...в который совершается что-нибудь» («время работает на нас», «время покажет»), если не приписывать слову *время* смысла контекста-смысла других слов.

Проанализируем отдельные результаты исследований и формализации временной семантики на базе Словаря русского языка [7] и некоторых других источников. Рассмотрим сначала группу временных понятий — единиц измерения времени: *секунда, минута, час, сутки, неделя, декада, месяц, квартал, полугодие, год, век, столетие* и некоторые др. Большая часть из них относится [7] к единицам исчисления времени («исчисление» — книжный термин [7], поэтому будем применять слово «измерение», которое также годится в данном случае), например, *секунда, час, декада* и т. д.; но некоторые — *год, сутки* — трактуются как «промежутки времени». Это не соответствует действительности, так как именно *год* и *сутки* приняты в качестве основных единиц измерения времени (см., например, Малую Советскую Энциклопедию), потому что устанавливаются на базе естественных периодических процессов, которые повторяются без изменения периода и определяются вращением Земли вокруг Солнца и вокруг своей оси соответственно. Странно, что именно основные единицы измерения названы в словаре [7] промежутками. В Международной системе единиц СИ основной единицей измерения времени принята *секунда*. Не останавливаясь детально на этих вопросах, что может понадобиться при моделировании конкретной предметной области, связанной с точным измерением времени, будем считать *год, сутки* и *секунду* — основными единицами измерения времени. Дополнительными единицами измерения времени будем считать временные промежутки, имеющие конечную

определенную длительность, соотносимые с другими единицами измерения, используемые как единицы измерения времени.

Рассмотрим единицы, которым приписывается единственное значение [7]: *неделя, сутки, полугодие*. Неделя трактуется [7, с. 324] как «единица исчисления времени, равная семи дням, от понедельника до воскресенья включительно», *сутки* — как «промежуток времени, равный 24 часам, продолжительности дня и ночи» [7, с. 639], *полугодие* — «промежуток времени в полгода» [7, с. 451]. Такое понимание в принципе соответствует деловой прозе с учетом некоторых оговорок, например, *сутки* — основная единица измерения времени.

Проанализируем единицы измерения времени, которые трактуются многозначно. Значение₁ слова *квартал* — временное: «четвертая часть отчетного года» [7, с. 221], значение₂ — нет, но оно близко значению₁ по смыслу, по крайней мере этимологически. Определения [7] остальных единиц измерения отличаются неформальностью и смешиванием смыслов определяемого слова и контекста.

Рассмотрим слово *час*, которое в Словаре русского языка [7, с. 716] имеет пять толкований. Охарактеризуем каждое из них с точки зрения формального описания для модели временной семантики.

1. «Промежуток времени в 60 минут». Такое определение смысла слова *час* соответствует специфике деловой прозы, например, *опоздать на час, на два часа* [7], хотя толкование другого примера в этом же пункте (расти не по дням, а по часам — очень быстро [7]) к деловой прозе не относится.

2. «Срок в 60 минут, исчисляемый от полудня или полуночи». Например, *час ночи, два часа ночи, час дня*. Во-первых, подобные выражения в деловой прозе имеют вид 1.00, 14.00, 3.15 и т. п. Во-вторых, значение₂ эквивалентно значению₁, так как в обоих случаях говорится о промежутке, а промежуток характеризуется определенной длительностью и имеет две границы — нижнюю и верхнюю. Следовательно, значение₂ полностью подходит под значение₁ и является его частным случаем, при котором левая граница промежутка фиксируется на времени 0 часов или 12 часов. Промежуток, о котором идет речь в приведенных примерах, занимает не одно, а множество мест на временной оси, а его конкретное место, привязка к «абсолютному» времени, возможно, определится из контекста. Тот факт, что слово *час* обозначает класс промежутков, соответствует определению смысла [3—6]. Следует отметить, что смысл словосочетаний *час ночи, два часа дня* — множество точек временной оси (в конкретном контексте, может быть, единственная точка), отстоящих на определенный промежуток (указанное число часов) от точек отсчета — *полуночи* или *полуночи*. Рассматриваемые точки представляют собой верхние границы соответствующих промежутков.

3. «Промежуток времени, отводимый на урок, лекцию, занимающий с отдыхом 60 минут». Справедливости ради отметим,

что в нашем вузе такой час длится 45 мин, а вместе с отдыхом — 50 или 55, хотя суть дела не в этом. Очевидно, что в примере типа *оплата по часам*, если он взят из деловой прозы, должно быть ясно, о каком *часе* идет речь: во-первых, это может быть *час* в смысле₁, с другой стороны — эллиптическая конструкция, например, от словосочетания *академический час*. Во втором случае слово *час* является частью единого понятия, которое должно быть видом того же рода, что и *час*.

4. «Пора, время (высок.)». Например, грозный час войны. Как справедливо отмечено в [7], в этой и аналогичных конструкциях слово *час* используется в «высоком» смысле, т. е. является литературным, художественным приемом, который в деловой прозе не встречается, следовательно, эту трактовку не следует учитывать в модели понимания деловых текстов.

5. «Время, предназначенное для чего-нибудь». Например, *часы занятий, приемные часы*. Подобные (обычно эллиптические) конструкции, подразумевающие «время, предназначенное для чего-нибудь», и длительность этого «чего-нибудь» в течение нескольких часов, а не минут или дней, т. е. «часы, предназначенные для...». Значит, первоначально в таких случаях под *часом*, видимо, понимался промежуток времени в 60 мин, т. е. *час* в смысле₁, этот смысл не изменился, но появилось новое понятие, выраженное словосочетанием. Подобные конструкции могут быть учтены в модели как выражающие отдельное понятие определенной предметной области.

На основании проведенного разбора можно считать, что в деловой прозе *час* имеет единственный смысл₁, за исключением использования этого слова в словосочетаниях, выражающих другие понятия, которые следует учитывать при моделировании конкретной предметной области.

Рассмотрим временной квантификатор *год*, определяемый в [7, с. 111] также многозначно.

1. «Промежуток времени, равный периоду обращения Земли вокруг Солнца — 12 календарным месяцам». Например, *три года*. Такое толкование соответствует пониманию *года* в деловой прозе.

2. «Промежуток времени, в который завершается цикл каких-нибудь работ, занятий». Например, учебный год, сельскохозяйственный год и пр. Приведенные и другие немногочисленные примеры употребления *года* в смысле₁ в составе словосочетаний, выражающих единое понятие, могут быть учтены в модели.

3. «Период времени в некоторое количество лет». Например, *героические годы гражданской войны, детские годы*. Это толкование использует множественное число от слова *год*, которое также можно рассматривать в смысле₁. Нетребовательность к точности отсчета времени в подобных случаях характерна только для деловой прозы, поэтому нет необходимости выделять отдельное толкование *года*, отличное от смысла₁.

4. «Мн. в сочетании с порядковым числительным — промежуток времени в пределах десятилетия». Например, *40-е годы*. В данном толковании наглядно видно распространение смысла контекста на смысл слова, так как длительность временного интервала в «десятилетие» получается после учета смыслов числительного и *года*. Фактически *40-е годы* заменяются интервалом 1940—1949 гг. Само слово *год* по-прежнему может рассматриваться в смысле₁, тем более, что для деловой прозы характерна четкость выражения смысла.

5. «Возраст». Например, *он уже в годах*. Подобные выражения в деловой прозе не встречаются, хотя и они могут быть проанализированы с применением толкования₁.

Обобщим аналогичные исследования смысла временных единиц *секунда*, *минута*, *декада*, *месяц*, *век*. Значение₁ этих слов [7] соответствует, как и значение₁ *часа* и *года*, деловой прозе. Остальные одно-два толкования [7] можно обобщенно охарактеризовать так.

1. Смыслы, которые не используются в деловых текстах. Например, трактовки: *минута* — «короткий промежуток времени, мгновение» (придет с минуты на минуту); *век* — «жизнь, существование» (много повидал на своем веку, век живи, век учись) и *месяц* — «диск луны или его часть».

2. Смыслы, относящиеся к узкой области знания и которые следует учесть при ее моделировании. Сюда мы отнесли употребление *секунды* и *минуты* в качестве специальных математических терминов — единиц измерения углов.

3. Смыслы, которые характеризуют другие понятия, выраженные словосочетаниями, например, *каменный век*. Приведенный пример, кроме того, можно отнести и к специальным терминам.

4. Смыслы, которые характеризуют контекст, но приписаны слову. Например, *декада* — «промежуток времени, посвященный чему-нибудь» (декада грузинского искусства). «Посвященный чему-нибудь» здесь обозначается не *декадой*, а остальными словами.

Результаты проведенных исследований применены при моделировании семантики единиц измерения времени.

Рассмотрим лексическую группу *день*, *ночь*, *утро*, *вечер*. В толковании этих слов в [7] имеется ряд противоречий. Так, временной смысл *утра* — «начало дня» [7, с. 689], смысл₁ *дня* [7, с. 130] — «часть суток от утра до вечера, т. е. исходя из первого определения, — *утро* — часть *дня*, а следуя второму — *утро* — часть суток, не входящая в *день*, а предшествующая ему».

Из определений *вечера* и *ночи* ясно, что это части суток, следующие друг за другом: *ночь* — «часть суток от вечера до утра» [7, с. 338], *вечер* — «часть суток перед наступлением ночи, следующая после окончания дня» [7, с. 64]. Смысл₂ *вечера* и *утра* и смысл₄ *дня* [7] относятся к словосочетаниям, например: *танцевальный вечер*, *литературное утро*, *день рождения* и являются примерами перенесения смысла контекста на смысл слова.

Смысл₂ дня — «сутки», применяется в деловой прозе, и является, на наш взгляд, основным смыслом, выражаемым этим словом. В неделовой прозе день употребляется также в смысле₁ и в смысле₃ [7] — «промежуток времени, занятый какой-нибудь деятельностью», например рабочий день, если не забывать, что смысл₃ выражается не одним словом, а словосочетанием. Следует учесть, что даже в смысле₁ («часть суток») день входит в сутки один раз, т. е. число дней всегда совпадает с числом суток.

Смысл₅ дня — «время, период» (дни юности) не употребляется в деловой прозе, но в принципе может быть сведен к смыслу₂.

Понимание дня как светлой части суток между восходом и заходом Солнца и аналогичное понимание ночи учитывает полярный день (ночь), длительность которого может быть больше 24 ч, а на полюсах день длится полгода (см.: Большую Советскую Энциклопедию). Учесть этот момент при работе с соответствующей предметной областью можно, рассматривая понятия, выраженные словосочетаниями.

В результате проведенных исследований сделан вывод, что понятие утро, вечер и ночь не применяются в деловой прозе. Эти слова не вошли, например, в Малую Советскую Энциклопедию. При необходимости можно учесть их как временные интервалы определенной длительности (например, по 4 ч или 8 ч) или рассмотреть понятия, которые обозначены словосочетаниями, включающими одно из этих слов. День в деловой прозе применяется в смысле₂ «сутки» или как эллипсис от рабочий день и т. п.

Число таких дней будет соответствовать числу прошедших суток, следовательно, можно рассматривать день в смысле₂, при необходимости учитывая словосочетания с этим словом как отдельные понятия. При необходимости, учитывая привычность понимания дня как части суток, можно рассматривать день в таком понимании.

Проанализируем такие однотипные временные понятия, как месяцы года (сентябрь — девятый месяц года [7, с. 581]), дни недели (вторник — второй день недели [7, с. 88]) и времена года. Определения времен года (лето — самое теплое время года, следующее за весной) [7, с. 261]) не будет соответствовать, например, пониманию лета в южном полушарии, но главное, что эти определения не соответствуют деловой прозе. Если времена года понадобится учесть в модели, то естественно приписать им общепринятое понимание, связанное с их длительностью в месяцах и конкретными границами.

В отличие от единиц измерения, конкретные месяцы года, дни недели, времена года можно привязать к шкале с постоянной точкой отсчета, которую принято называть абсолютной. На такой шкале каждый из рассмотренных промежутков времени, например сентябрь, вторник, лето, изобразится любым элементом множества периодически повторяющихся промежутков соответ-

ствующей длительности. О каком именно из этих элементов идет речь, в большинстве случаев становится ясно из контекста.

Аналогичным образом можно понимать *дату* и *годовщину*. Рассмотрим эти слова подробнее. *Дата* трактуется [7, с. 123] следующим образом.

1. «Календарное время какого-нибудь события. Исторические даты».

2. «Помета, указывающая время (год, месяц, число) написания чего-нибудь...».

Эти определения аналогичны, если не учитывать, что второе характеризует не саму *дату*, как время, а ее обозначения.

Каждая конкретная *дата* (в контексте) обозначает конкретные *сутки*, т. е. конкретный отрезок временной оси такой длительности, а *дата* вообще — любой отрезок абсолютной временной шкалы с границами, соответствующими границам суток и длительностью в сутки (любые сутки). Поэтому родом *даты* будем считать *сутки*. Родом *годовщины* указывается [7, с. 111] «календарная дата, отмечающая, что со времени какого-нибудь события прошел очередной год». *Годовщину* можно представить как *дату*, но не любую, а отстоящую от некоторой даты, как точки отсчета на некоторое число лет.

Рассмотрим слово *сезон*, которому приписывается два значения [7, с. 578].

1. «Одно из четырех времен года. Летний сезон... Моды сезона».

2. «Часть года, характеризующаяся какими-нибудь явлениями природы или подходящая для какой-нибудь деятельности, работы ...театральный сезон. Купальный сезон».

Первое определение не годится для деловой прозы, если *время года* (см. выше *лето*) понимать так, как в [7]. Здесь, видимо, в противоречии с определениями *времен года* [7], *время года* понимается четко, но в приведенных примерах это не является необходимостью. В примерах определения₂ также видно перенесение смысла контекста на смысл слова. *Сезон* можно определить как промежуток времени, длительность которого не превышает год. Конкретная длительность словосочетания со словом *сезон* обычно определяется из контекста.

Ряд определений из [7] соответствует родовидовым отношениям между понятиями. Так, *перерыв* определяется как промежуток, на время которого прекращается какая-нибудь деятельность [7, с. 412], а *перемена*, *пауза* и *антракт* определяются через *перерыв*. Отметим, что значение₂ *антракта*, как музыкального произведения, относится только к конкретной предметной области, а первые три смысла *перемены* необходимо рассмотреть детально, тем более, что *перемена*, как перерыв между уроками [7, с. 409], видимо, произошла от первых значений.

Известны временные существительные, которые обозначают не промежутки времени, а точки временной оси, например *полдень*. В деловой прозе используется *срок*, который можно трак-

товать и как промежуток времени и как временную точку. Значения же *срока* в [7, с. 621] определяются через *промежуток* и *момент*, который, в свою очередь, определяется через *промежуток*.

Проведенные исследования по формализации понятий временной семантики русского языка, примеры которых описаны выше, являются составной частью исследований, необходимых для моделирования системы понятий деловой прозы [5 и др.]. Существование, необходимость моделирования, структура и форма представления системы понятий обоснованы в системном бионическом подходе к моделированию понимания, разработанном [4—7 и др.] на основе системологии [8]. Разработанные методы [4—7 и др.] позволяют определить достаточность исследований смысла. Модель системы понятий является основой понятийной естественно-языковой базы знаний [5, 6 и др.].

При описании исследований использованы термины «значение», «смысл» и некоторые другие в одном и том же общепринятом смысле. Уточнение их определений как объектов моделирования дано в работах [3—6 и др.]. Формализованные описания смысла могут быть представлены в виде графовых структур, таблиц смысловых признаков и их значений (с большой избыточностью), совокупности различных классификаций. Нетрудно показать, что родовидовая классификация (даже без учета видовых различий) является наиболее общей, включающей любые понятия. В классификацию типа «часть—целое» временной лексики войдут только те слова, которые имеют количественные характеристики времени и могут сравниваться между собой по длительности обозначаемых временных промежутков. Ситуативные классификации, которые часто применяются в системах искусственного интеллекта, не являются порождением логики, словесного мышления, а опираются, как известно, на наглядный опыт человека.

Математические модели, полученные на основе проведенной формализации, реализованы на ЭВМ, исследованы и могут применяться на практике после сравнительно быстрой настройки на конкретную предметную область.

Список литературы: 1. Шабанов-Кушнаренок Ю. П. Теория интеллекта. Математические средства. Х., 1984. 144 с. 2. Бондаренко М. Ф., Маторин С. И., Соловьева Е. А. О моделировании времени в некоторых ситуациях с неполной информацией//Пробл. бионики. 1988. Вып. 42. С. 3—6. 3. Соловьева Е. А., Маторин С. И. О смысле слов как объекте моделирования//Уч. зап. Тартуского ун-та. Тр. по искусств. интеллекту. Тарту. 1987. Вып. 751. С. 150—160. 4. Соловьева Е. А., Маторин С. И. Об одном подходе к моделированию понятийной структуры базы знаний. К., 1987. 13 с. Деп. в УкрНИИНТИ 05.05.87. № 1374. 5. Соловьева Е. А., Маторин С. И. О построении базы знаний для модели понимания деловой прозы. К., 1987. 27 с. Деп. в УкрНИИНТИ 01.03.88. № 601. 6. Соловьева Е. А., Маторин С. И. О моделировании системы понятий деловой прозы//Базы данных и знаний в автоматизированных региональных системах. К., 1988. С. 25—28. 7. Ожегов С. И. Словарь русского языка. М., 1987. 749 с. 8. Мельников Г. П. Системология и языковые аспекты кибернетики. М., 1978. 368 с.

Поступила в редколлегия 28.03.88

**О НЕКОТОРЫХ ВОПРОСАХ МАТЕМАТИЧЕСКОГО МОДЕЛИРОВАНИЯ
СМЫСЛА СУФФИКСАЛЬНЫХ МОРФЕМ**

Решение задачи естественной языковой коммуникации человека и ЭВМ немыслимо без автоматизированной обработки текстовой информации. Настоящая статья посвящена задаче моделирования смысла имен существительных со значением «лица», получаемых в процессе словообразования от всех частей речи.

Как известно, существительные со значением лица могут быть образованы путем аффиксации от глаголов (*писатель*), прилагательных (*толстяк*), существительных (*химик*). Имеют место также образования, семантически мотивированные словосочетаниями с мотивирующими прилагательными в качестве определения (*буровой рабочий — буровик*). Будем придерживаться мнения [1], что производные существительные со значением лица, соотносимые со словосочетаниями, удобнее рассматривать как семантически образованные от существительных (глаголов), мотивирующих соответствующие прилагательные. Целесообразность данного подхода подтверждается, например, следующими доводами [1]: только таким образом может быть поставлена на практике задача синтеза значения слова на основе значений составляющих его морфов. Так, в слове *буровик* нет никаких следов значения «мастер», зато налицо морфемы, обозначающие лицо и характер действия, определяющего это лицо; некоторые производные существительные со значением лица могут рассматриваться и как семантически мотивированные соответствующими существительными или глаголами. Например, *портовый рабочий — портовик; рабочий порта — портовик; работник рыбной промышленности — рыбак; специалист по рыбе — рыбак*. Остановимся на ряде обстоятельств в поддержку изложенного подхода и дополняющих техническую сторону вопроса.

При решении задачи анализа деривата часто приходится сталкиваться с многослойными производными структурами, т. е. с дериватами, получаемыми в результате многократной суффиксации. Русский язык, как известно, весьма богат подобными словообразовательными средствами. Для определения смысла такого рода сложной структуры дериват необходимо препарировать, причем начинать процесс с аффикса, прикрепленного последним. В результате проведенных действий (отсечение словообразующего морфа) мы должны получить мотивирующую основу и словообразующий аффикс. Для определения дополнительной семантики, возникающей в результате подключения этого аффикса, необходимо знать семантику основы и ее частеречную принадлеж-

ность. Поскольку основа сложная, не совпадающая с корнем (рассматривается многослойный дериват), то в машинном словаре корневых морфов она отсутствует, и процесс препарации придется продолжить. В этом случае возможна некоторая минимизация описанного алгоритма, а, следовательно, и всей стратегии анализа смысла. Например, рассмотрим две равноправные дефиниции: «*портовый работник*», «*работник порта*», за которыми, тем не менее, стоят разные формально-семантические связи с производными а) *портов-ик* и б) *порт-овик* соответственно. Основа (б) *порт-* совпадает с корневым морфом и ее можно найти в машинном словаре. С основой (а) *портов-* дело обстоит иначе, тут придется продолжить процесс препарации. Отсекаем еще один аффикс *порт-ов*. Суффикс *-ов/-ев*, соединяясь с основами существительных (в данном случае *порт-*), имеет значение «принадлежащий тому, что названо мотивирующим словом». Суффикс *-ик*, соединяясь с основой (*портов-*), раскрывает смысл принадлежности. Итак, имеем полный смысл «лицо, профессионально занимается, место деятельности». Рассмотрим теперь дефиницию «*работник порта*». Она соответствует словообразовательной структуре *порт-овик* и заключает в себе семантическую трансформацию *порт* — *портовик*. Во втором случае имеем *порт* — *портовый* — *портовик*, т. е. налицо лишняя словообразовательная ступень при одинаковом толковании.

Из сказанного выше можно сделать вывод, что если деривату присуща множественность словообразовательной структуры, то его следует толковать производящим структурно менее сложным. И действительно, ведь морфы *-овик*, *-евик*, *-ник*, *-ик* можно объединить в одну морфему, ибо все перечисленные морфы способны актуализировать одинаковую дополнительную семантику. Можно привести пример уравнивания алгебры конечных предикатов [2], описывающего формальную модель морфемы <ник> с помощью лингвистического регистра [3]:

$$s_{11}^s s_{12}^s s_{13}^s s_{21}^s s_{22}^s s_{23}^s s_{31}^s s_{32}^s s_{33}^s s_4^- \vee s_{11}^s s_{12}^s s_{13}^s s_{21}^s s_{22}^s s_{23}^s s_{31}^s s_{32}^s \wedge s_{33}^s s_4^- \vee \\ \vee s_1^- s_{21}^s s_{22}^s s_{23}^s s_{31}^s s_{32}^s s_{33}^s s_4^- \sim M^3. \quad (1)$$

Таким образом, система должна быть ориентирована на узнавание суффикса, как можно большей длины. Остановимся еще на некоторых аспектах проблемы толкования смысла существительных со значением лица.

Основу называния производного слова «...составляют главные ономаσιологические категории языка, и среди них категории предметности, процессуальности и признаковости» [4]. Можно привести примеры работ [3, 5], в которых авторы успешно членили главные понятийные ономаσιологические категории на субкатегории, еще раз подтверждая этим то обстоятельство, что словообразовательное значение — упорядоченная и сложно организованная структура.

Наша задача состоит в том, чтобы на основе предлагаемых уровней абстракции сконструировать модель словообразовательного значения того или иного деривата; рассмотреть дериваты, ономаσιологический базис которых приходится на формантную (аффиксальную) часть мотивированного слова, т. е. на тот или иной суффиксальный морф. Последний, соединяясь с основой, выполняет задачу категоризации семантики деривата. Считая словообразовательное значение продуктом взаимодействия смыслов основы и словообразующего аффикса, авторы все же из чисто практических соображений основной объем словообразовательного значения переложили на аффикс. В результате такой операции суффикс перестал нести одну лишь чисто категориальную нагрузку (ономаσιологический базис) и стал вместилищем смысла, учитывающим все субкатегориальные членения (той или иной категории). Все дополнительные (субкатегориальные) элементы смысла, характерные лишь для конкретной словообразовательной модели, удобно было назвать дополнительной семантикой. Смысл этого понятия очевиден из формул

$$C_{сл} = C_{осн} + C_{суф} + C_{доп}; \quad r = C_{суф} + C_{доп}, \quad (2)$$

где $C_{сл}$, $C_{осн}$ — смысл слова и основы; $C_{суф}$ — инвариантный смысл суффикса; $C_{доп}$ — дополнительный элемент смысла, продукт семантического взаимодействия основы и аффикса; r — полная семантика суффикса, семантическая роль.

Ранее [6] была получена формула для определения полной семантики словообразовательной морфемы $M^i k^i \sim r^i$ (3), где $r^i = \bigwedge_{l=1}^n x_l^{\sigma} e$, x_l^{σ} — l -й оттенок смысла в значении σ , k_l^i — коэффициент, идентифицирующий j -й семантический класс основ для i -й словообразовательной морфемы M^i .

Рассмотрев 49 деривационных аффиксов, образующих существительные со значением лица, авторы обнаружили, что для многих суффиксов в качестве мотивирующих могут выступать основы двух (*арест-ант*, *музык-ант*) и даже трех (*бег-ун*, *толст-ун*, *горб-ун*) частей речи. Последнее обстоятельство значительно влияет на категориальную принадлежность деривата. Все исследуемые производные, имея общий элемент смысла в зависимости от частеречной принадлежности основы, разделились на три большие группы (признак x_1): x_1^n — «лицо, характеризваемое отношением к признаку», x_1^o — «лицо, характеризваемое отношением к предмету», x_1^a — «лицо, характеризваемое отношением к действию». Область определения этого признака запишем с помощью уравнения $x_1^n \vee x_1^o \vee x_1^a = 1$ (4).

Тип отношения «лицо, характеризваемое отношением к...» конкретизируют признаки $x_2, x_3, \dots, x_{20}$, определяющие дополнительную семантику. Группы основ по частеречной принадлежности выделены в объеме «Грамматического словаря русского языка»

7]. Далее, внутри каждой из групп выделены классы основ с тем, чтобы любая основа класса была способна соединяться лишь с одной из 49 морфем. Всего таких классов 49. Однако среди основ встречались и такие, которые могли сочетаться с разными словообразовательными морфемами, например, *краснодерев-ец*, *краснодерев-щик*; *атом-ник*, *атом-щик* и т. д. Внутри каждого класса основ (пронумерованных в соответствии с рассматриваемым множеством суффиксов) выделены дополнительные группы по их семантическим свойствам — семантические классы. Особенностью семантического класса является то, что любая его основа способна актуализировать одну и ту же дополнительную семантику в пределах словообразовательной модели. В результате проведенных таким образом группировок основ алгоритм определения дополнительной семантики модифицировался следующим образом (остановимся на примере однослойных суффиксальных структур). 1. Исследуемая лексическая единица членится на словообразовательный аффикс и мотивирующую основу. 2. Имея текст суффиксального морфа, определяем, к какой морфеме он принадлежит. 3. По тексту морфемы находим номер группы основ, с которыми она может контактировать. 4. Пользуясь текстом основы, определяем ее принадлежность семантическому классу внутри группы. 5. Зная семантический класс основы и текст суффиксальной морфемы, вычисляем набор семантических компонентов роли. Приведенный вариант алгоритма упрощен: опущен ряд шагов, например распределение букв суффиксального морфа в лингвистическом регистре сегментированных суффиксов; шаг распределения букв корневого морфа; коррекция ошибок и т. д. Однако общая картина определения дополнительной семантики ясна.

В процессе построения математической модели авторам пришлось столкнуться с проблемой лексической многозначности дериватов, исследовать ее источники. Если производная единица обладает множественностью словообразовательной структуры, значит в процессе членения можно выделить несколько формантных частей и несколько производящих частей (см. приведенный выше пример: *портовик*). Очевидно, что варианты формального членения влекут за собой и некоторые семантические вариации деривата (назовем такие дериваты полиструктурными). Рассмотрим примеры: *туберкулез-ник* — «лицо; характеризуется отношением к предмету/явлению; профессионально занимается», либо «лицо; характеризуется отношением к предмету/явлению; находится в состоянии (болеет)»; *туберкулезн-ик* — «лицо; характеризующееся свойством (болезнь)». Явление многозначности можно наблюдать и у моноструктурных дериватов, но в последнем случае причина многозначности в множественности мотивации; *клеветать* — *клевет-ник* — «лицо; характеризуется отношением к действию; субъект действия; склонно производить действие»; *клевета* — *клевет-ник* — «лицо; характеризуется отношением к предмету; склонно заниматься предметом».

К основным источникам лексической многозначности производных единиц можно отнести множественность словообразовательной структуры, множественность мотивации, омонимию и полисемию аффиксов. Модель лексической многозначности можно получить, не затрагивая причин этого явления, а изучив их, промоделировать следствие, т. е. воспроизвести результат (многозначность) в виде предикатов, исчисляющих смыслы. Покажем на примере, как можно определить несколько наборов семантических ролей r^i . Рассмотрим фрагмент машинного словаря корневых морфем, соединяющихся с морфемой <ник>:

туберкулез-	k_3^{54}	k_3^{65}
клеввет-	k_3^1	

Для наглядности примера будем считать, что основа туберкулез- хранится в машинном словаре, хотя на самом деле это производная единица: *туберкул-ез*.

Каждая основа словаря содержит набор семантических коэффициентов. Верхний индекс коэффициента класса основы определяет номер семантической роли, которую может актуализировать эта основа, соединившись с морфем (в нашем примере <ник>). Нижний индекс — это порядковый номер словообразовательной морфемы. Наличие у одного корневого морфа или основы нескольких коэффициентов говорит о лексической многозначности будущей производной единицы. Морфема <ник> имеет в своем составе следующие морфы: -ник(-еник) -ик в отглагольных образованиях; -ник/-атник/арник/-овник в отсубстантивных образованиях. Формальная модель морфемы -ник будет выглядеть следующим образом:

$$\begin{aligned} & S_1^- s_{21}^- s_{22}^n s_{23}^n s_{31}^n s_{32}^n s_{33}^- S_4^- \vee s_{11}^e s_{12}^- s_{13}^- s_{21}^- s_{22}^n s_{23}^n s_{31}^n s_{32}^- s_{33}^- S_4^+ \vee \\ & \vee S_1^- S_2^- s_{31}^n s_{32}^n s_{33}^- S_4^- \vee s_{11}^a s_{12}^t s_{13}^- s_{21}^- s_{22}^n s_{23}^n s_{31}^n s_{32}^- s_{33}^- S_4^- \vee \\ & \vee s_{11}^a s_{12}^p s_{13}^- s_{21}^- s_{22}^n s_{23}^- s_{31}^n s_{32}^n s_{33}^- S_4^- \vee s_{11}^0 s_{12}^n s_{13}^- s_{21}^- s_{22}^n s_{23}^- s_{31}^n s_{32}^- s_{33}^- S_4^- \end{aligned} \quad (5)$$

Поскольку основа *туберкулез* — входит в два семантических класса, то уравнения смысла для лексемы *туберкулезник*, описывающие две семантические роли «больной», «врач», соответственно можно записать

$$M^3 k_3^{65} \sim x_0^l x_1^o x_3^m x_5^b \quad (6), \quad M^3 k_3^{54} \sim x_0^l x_1^o x_2^p x_3^m x_4^n \quad (7)$$

Расшифруем значения оттенков смысла, фигурирующих в выражениях (6), (7): x_0^l — «лицо»; x_1^o — «характеризуется отношением к предмету/явлению»; x_2^p — «профессионально занимается»; x_3^m — «предмет, объект занятий»; x_4^n — «мужской пол»; x_5^b — «болеет».

Таким образом, построены наборы смысловых компонентов, характеризующих семантические проявления морфемы <ник> в двух различных случаях, т. е. получена модель лексической многозначности деривата. Толкование словообразовательной структуры *туберкулезн-ик* опущено, так как такое членение влечет лишнюю ступень деривационного анализа. Рассмотрим дериват *клевет-ник*. Считаем, что лексема мотивирована субстантивной основой *клевет-* по двум причинам. Во-первых, *клевет-а-ть* производное от *клевет(а)*, во-вторых, поскольку различные дефиниции заключают в себе одну и ту же семантику, нет смысла скрывать обе.

Рассмотренные приемы позволяют минимизировать обобщенный алгоритм формирования смысла суффиксальных морфов; использование предложенного варианта машинного словаря и алгормы конечных предикатов в качестве математического аппарата формализации языковых закономерностей дает возможность построения модели лексической многозначности.

Источники литературы: 1. Милославский И. Г. Вопросы словообразовательного анализа. М., 1980. 296 с. 2. Шабанов-Кушнарченко Ю. П. Теория интеллекта. Математические средства. Х., 1984. 144 с. 3. Шаронова Н. В. Математические модели суффиксального словообразования и их использование для автоматизированной обработки отглагольных имен существительных в текстах русского языка. Х., 1984. 213 с. 4. Улукханов И. С. Словообразовательная семантика русского языка и принципы ее описания. М., 1977. 256 с. 5. Бондаренко М. Ф. Математические модели морфологических и фонетических отношений и их применение для автоматизации обработки речевых сообщений. Х., 1984. 350 с. 6. Левицкий А. С., Шаронова Н. В., Рябова Н. В. О математическом моделировании деривационного анализа суффиксальных существительных со значением лица. К., 1988. 15 с. Деп. в УкрНИИТИ. 15.03.88. № 1313 — Ук88. 7. Зализняк А. А. Грамматический словарь русского языка. М., 1977. 880 с.

Поступила в редколлегию 11.04.88

ДК 510.62

Ю. ШАБАНОВ-КУШНАРЕНКО, Н. Е. ШАРОНОВА, канд. техн. наук,
И. Ю. ШУБИН

АЛГОРИТМЫ КАНОНИЧЕСКОЙ ДИЗЬЮНКТИВНОЙ МИНИМИЗАЦИИ ФОРМУЛ АЛГЕБРЫ КОНЕЧНЫХ ПРЕДИКАТОВ

В работе [1] введено понятие теории интеллекта и разработан ее формальный аппарат: конечные предикаты, конечные алгебраические операторы, алгебра конечных предикатов. Установлена универсальность алгебры конечных предикатов для целей математического описания детерминированных, дискретных и конечных информационных объектов. Были введены такие двуместные операции над конечными предикатами, как дизъюнкция, конъюнкция и импликация, которая определялась как $A \supset B \equiv A \vee \neg B$ (1), где A, B — произвольные формулы алгебры конечных предикатов. Заменой в базисе алгебры операции дизъюнкции на

операцию импликации была получена новая алгебра конечных предикатов с базисом, состоящим из операций конъюнкции, импликации и всевозможных узнаваний символов. Такая алгебра названа *импликативной алгеброй конечных предикатов* [1, с. 39]. Ранее [1] введено понятие импликанты конечного предиката следующим образом: предикат g является *импликантой* предиката f , если для любого набора значений аргументов, при котором $g=1$, выполняется $f=1$. Говорят, что импликанта g накрывает своими единицами единицы предиката f .

Данная работа продолжает указанные выше и развивает понятие импликанты, описывает некоторые свойства импликант. Цель работы — теоретическое обоснование применения алгоритмов минимизации алгебры логики, обобщенных на случай алгебры конечных предикатов, при введенной операции импликации.

x	y	d	e	a
a	1	0	1	
b	0	1	0	
c	1	1	1	

f

x	y	d	e	a
a	0	0	1	
b	0	1	0	
c	1	0	0	

g

x	y	d	e	a
a	1	1	0	
b	1	1	0	
c	0	0	1	

h

Рассмотрим пример. Пусть $A_1=\{a, b, c\}$; $A_2=\{d, e, a\}$ — два непустых алфавита букв и $B=\{x, y\}$ — алфавит переменных. Предикаты f, g, h заданы таблицей. Требуется определить являются ли предикаты g и h импликантами предиката. По определению импликанты, чисто визуально, определяет, что предикат g является импликантой предиката f , а предикат h — нет.

Теорема 1. Для того чтобы конечный предикат g был импликантой конечного предиката f , необходимо и достаточно выполнение условия $g \supset f \equiv 1$ (2).

Доказательство. Необходимость. Пусть предикат g является импликантой предиката f . Тогда для любого набора $(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)$, если $g(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)=1$, то $f(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)=1$. Это означает, что $g(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n) \supset f(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)=1$. Следовательно, $g \supset f \equiv 1$.

Достаточность. Предположим, что справедливо тождество (2), т. е. на любом наборе $\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n$ справедливо $g(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n) \supset f(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)=1$. Предположим, что $g(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)=1$, тогда $1 \supset f(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)=1$, откуда согласно тождеству (1) $0 \vee f(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)=1$. Следовательно, $f(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)=1$. Это означает, что предикат g является импликантой предиката f . Теорема доказана.

Рассмотрим пример применения теоремы. Пусть $A_1=\{a, b, c\}$, $A_2=\{d, e, f\}$, $A_3=\{a, d, g\}$, $B=\{x, y, z\}$. Заданы предикаты f и h : $f \equiv x^a \vee y^e z^g$, $h \equiv x^b y^e \cdot z^g$.

Требуется выяснить, является ли предикат h импликантой предиката f . Проверяем выполнение условия (2):

$$\begin{aligned} h \supset f &\equiv x^b y^e z^e \supset x^a \vee y^e z^e \equiv \overline{x^b y^e z^e} \vee x^a \vee y^e z^e \equiv \\ &\equiv \overline{x^b} \vee \overline{y^e z^e} \vee x^a \vee y^e z^e \equiv \overline{x^b} \vee x^a \vee 1 \equiv 1. \end{aligned}$$

Таким образом, предикат h является импликантой предиката f .

Теорема 2. Если f, g, h — произвольные конечные предикаты, связанные тождеством $f \equiv g \vee h$ (3), то предикат g является импликантой f .

Доказательство. Пусть $f \equiv g \vee h$. Если $g(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n) = 1$, то $f(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n) = g(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n) \vee h(\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n) = 1 \vee h \times (\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n) \equiv 1$.

Теорема доказана.

Рассмотрим пример применения теорем 1 и 2. Выберем следующие области определения: $A_1 = \{a, b, c\}$, $A_2 = \{d, e, a\}$, $A_3 = \{a, c\}$, $B = \{x, y, z\}$; предикат f имеет вид $f \equiv x^a \vee y^e z^e$. Элементарная конъюнкция $g = y^e z^e$ согласно теореме 2 есть импликанта предиката f . Требуется выяснить, является ли предикат g простой импликантой предиката f . В работе [1] дано определение простой импликанты как элементарной конъюнкции, обладающей такими свойствами: она импликанта предиката f и никакая ее собственная часть не может быть импликантой предиката f . Собственными частями элементарной конъюнкции g служат предикаты $g_1 = y^e$ и $g_2 = z^e$. Проверяем, являются ли эти предикаты импликантами предиката f . Имеем

$$g_1 \supset f \equiv y^e \supset x^a \vee y^e z^e \equiv \overline{y^e} \vee x^a \vee y^e z^e \equiv x^a \vee \overline{y^e} \vee z^e \neq 1;$$

$$g_2 \supset f \equiv z^e \supset x^a \vee y^e z^e \equiv \overline{z^e} \vee x^a \vee y^e z^e \equiv x^a \vee y^e \vee \overline{z^e} \neq 1.$$

Итак, g_1 и g_2 не являются импликантами предиката f . Отсюда следует, что предикат $g = y^e z^e$ есть простая импликанта предиката f .

Теорема 3. Дизъюнкция любого числа импликант конечного предиката является импликантой этого предиката.

Доказательство. Пусть $g_1, g_2, \dots, g_p$ — импликанты конечного предиката f . Это означает, что $g_1 \supset f \equiv 1$, $g_2 \supset f \equiv 1, \dots, g_p \supset f \equiv 1$. Тогда

$$\begin{aligned} g_1 \vee g_2 \vee \dots \vee g_p \supset f &\equiv \overline{g_1 \vee g_2 \vee \dots \vee g_p} \vee f \equiv \overline{g_1} \cdot \overline{g_2} \cdot \dots \cdot \overline{g_p} \vee f \equiv \\ &\equiv (\overline{g_1} \vee f)(\overline{g_2} \vee f) \dots (\overline{g_p} \vee f) \equiv (g_1 \supset f)(g_2 \supset f) \dots (g_p \supset f) \equiv 1. \end{aligned}$$

Теорема доказана.

При решении уравнений алгебры конечных предикатов особое значение имеет проблема минимизации формул алгебры конечных предикатов. Была поставлена каноническая задача минимизации — выбрать из множества такую форму, в которую входит наименьшее число узнаваний букв [1]. Так как проблема кано-

нической минимизации в алгебре конечных предикатов имеет много общего с одноименной проблемой в алгебре логики, то методы минимизации алгебры конечных предикатов можно рассматривать как обобщение известных в алгебре логики методов канонической минимизации. Такими методами явились обобщенные алгоритмы канонической минимизации Квайна—Мак-Класки, Порецкого-Блейка, Нельсона [1, 2].

Утверждение 1. Для любого конечного предиката f результатом применения алгоритма Квайна—Мак-Класки, распространенного на случай алгебры конечных предикатов к его совершенной ДНФ является сокращенная ДНФ этого предиката.

Доказательство. Представим окончательную форму записи предиката f в виде $q \vee Q$, где q — одно из элементарных произведений, составляющих f , а Q — дизъюнкция всех остальных членов ДНФ. Отождествляя полученную форму f с заданным предикатом f , заметим, что q является импликантой f . Это следует из определения дизъюнкции непосредственно. Запись $f_i = q \vee Q$ указывает также на полноту системы импликант q и Q .

Предположим, что q не простая импликанта предиката f , тогда найдется элементарное произведение g , составленное из части элементарного произведения q и являющееся импликантой предиката f . По свойствам произведения импликанта g также обращается в единицу на тех наборах, на которых $q=1$, система импликант g и Q — полная система, и справедливо, что $f = g \vee Q$. Поскольку к исходной форме $f = g \vee Q$ может быть применена одна из операций алгоритма Квайна—Мак-Класки, то приходим к противоречию, так как предполагалось, что g — не простая импликанта. Ввиду произвольности выбора элементарного произведения g , можно сделать вывод, что применение алгоритма Квайна—Мак-Класки к исходной совершенной дизъюнктивной нормальной форме конечного предиката f представляет собой дизъюнкцию некоторого множества ее простых импликант, т. е. сокращенную ДНФ предиката f .

Утверждение 2. Если в произвольном ДНФ предиката f произвести операции, предусмотренные алгоритмом минимизации Порецкого-Блейка (все возможные обобщенные склеивания и устранить затем все элементарные поглощения), то в результате получится сокращенная ДНФ предиката f .

Сформулированное утверждение докажем многократным применением операции обобщенного склеивания из произвольной ДНФ предиката, в результате чего может быть получена любая простая импликанта этой функции. В самом деле, в случае применения к ДНФ операции обобщенного склеивания мы снова имеем некоторую ДНФ. Каждый же член ДНФ является элементарным произведением и импликантой предиката f , поэтому он поглощается какой-либо простой импликантой предиката f . Таким образом, после получения всех простых импликант устранение всех элементарных поглощений обязательно приведет нас к сокращенной ДНФ.

Для доказательства того, что в результате обобщенных склеиваний из произвольной ДНФ предиката f могут быть получены все ее простые импликанты, проведем индукцию по числу переменных n , от которых зависит предикат f . Для $n=1$ это утверждение очевидно. Предположим, что оно справедливо для всех $n < t$, и докажем его для $n=t$. Заметим прежде всего, что простая импликанта p — конституэнта единицы, входит во всякую ДНФ F и, следовательно, получается из нее в результате воздействия на ДНФ F пустого множества обобщенных склеиваний. Действительно, в ДНФ F обязательно найдется элементарное произведение r , которое обращается в единицу на наборе, соответствующем конституэнту p . Но тогда, очевидно, $p = rl$, где l — некоторое элементарное произведение, и поскольку r — импликанта предиката f , а p — ее простая импликанта, то $l=1$ и, следовательно, $p=r$.

Итак, когда простая импликанта p является конституэнтой единицы, она обязательно войдет в любую ДНФ предиката f , в том числе и в ту ДНФ, которая получается в результате применения операции обобщенного склеивания к любой данной исходной ДНФ F предиката f . Предположим, что p не является конституэнтой единицы, тогда в p не входит хотя бы одна из переменных, от которых зависит предикат f ; этой переменной может быть, например, переменная x . В этом случае представим ДНФ в виде $F = Ax \vee Bx \vee C$, группируя члены, содержащие x и x , и вынося x и x за скобки. Являясь импликантой функции F и не завися от x , элементарное произведение p будет, очевидно, и импликантой функций, которые получаются из функции F в результате приравнивания x к нулю и единице, иными словами, p является импликантой функций $A \vee C$ и $B \vee C$. Но тогда p будет, очевидно, импликантой и произведения этих функций $(A \vee C) \times (B \vee C) = AB \vee C$. Обозначим это произведение через F_1 — импликанту функции F , поскольку, применяя к F операцию обобщенного склеивания, получим

$$F = Ax \vee Bx \vee A = Ax \vee Bx \vee AB \vee C = Ax \vee Bx \vee F_1 \quad (4)$$

Теперь ясно, что никакая собственная часть элементарного произведения p не может быть импликантой функции F_1 , так как в противном случае она была бы импликантой функции F , что исключено ввиду простоты импликанты p . Следовательно, p представляет собой простую импликанту функции F_1 . Поскольку функция F_1 зависит от меньшего числа переменных, чем функция F , к ней можно применить индуктивное предположение. Поэтому можно считать, что простая импликанта p получается из любой ДНФ функции F_1 в результате некоторого числа обобщенных склеиваний. Но согласно (4) некоторая ДНФ функции F_1 получается при обобщенных склеиваниях (по x) из исходной ДНФ F . Следовательно, простая импликанта p возникает из ДНФ F предиката в результате применения операции обобщенного склеи-

вания, повторенной некоторое число раз. Ввиду произвольности выбора p и F утверждение доказано.

Исходной информацией при минимизации формул алгебры конечных предикатов по обобщенному алгоритму Нельсона служит произвольно выбранная КНФ предиката. Если в произвольной КНФ предиката 1) раскрыть все скобки в соответствии с первым законом дистрибутивности, 2) устранить и объединить соответственно (где это возможно) нулевые и равные дизъюнктивные члены, 3) применить операцию элементарного поглощения, т. е. выполнить шаги алгоритма Нельсона, то в результате получится сокращенная ДНФ данного предиката.

Для доказательства данного утверждения достаточно показать, что при раскрытии скобок и выполнении пунктов 2) и 3) в произвольной КНФ $H = H_1, H_2, \dots, H_s$ предиката f может быть получена любая простая импликанта q этого предиката (где H_i — элементарная дизъюнкция, $1 \leq i \leq s$). При этом исходим из того, что рассматриваемая форма предиката не является тривиальной, т. е. исходный предикат отличен от константы. Тогда, не нарушая общности рассуждений, представим простую импликанту q данного предиката в виде произведения некоторого (непустого) множества узнаваний. В силу закона ложности оно будет сведено к нулю (при наличии в произведении двух различных узнаваний по одной буквенной переменной) либо к элементарному произведению узнаваний

$$q = x_{j_1}^{a_{j_1 i_1}} x_{j_2}^{a_{j_2 i_2}} \dots x_{j_r}^{a_{j_r i_r}} \quad (l \geq 1, 1 \leq i, k, \dots, r \leq p) \quad (5)$$

Нетрудно убедиться в том, что предположение о простоте импликанты q не позволяет обратить исходный предикат f в тождественную единицу, когда $x_{j_1}^{a_{j_1 i_1}} = 1, x_{j_2}^{a_{j_2 i_2}} = 1, \dots, x_{j_r}^{a_{j_r i_r}} = 1$, поскольку произведение узнаваний

$$x_{j_2}^{a_{j_2 k}} x_{j_3}^{a_{j_3 m}} \dots x_{j_l}^{a_{j_l r}}$$

также было бы импликантой предиката f . Это означает, что в форме H предиката f найдется такая элементарная дизъюнкция (хоть одна), которая не содержит узнаваний $x_{j_2}^{a_{j_2 k}}, x_{j_3}^{a_{j_3 m}}, \dots, x_{j_l}^{a_{j_l r}}$.

Сохраняя при этом общность рассуждений, считаем, что такой элементарной дизъюнкцией является H_1 . Далее, полагая, что $x_{j_1}^{a_{j_1 i_1}} = 1, x_{j_2}^{a_{j_2 i_2}} = 1, \dots, x_{j_l}^{a_{j_l i_l}} = 1$, получим тождественное равенство единице и самого предиката f . С другой стороны, это возможно, когда в каждую элементарную дизъюнкцию входит хотя бы одно из рассматриваемых узнаваний (так как вся форма равна единице, при $f \equiv 1$). Из предположения, что элементарная дизъюнкция не содержит узнаваний

$$x_{j_2}^{a_{j_2 k}}, x_{j_3}^{a_{j_3 m}}, \dots, x_{j_l}^{a_{j_l r}},$$

следует, что она содержит узнавание $x_{j_1}^{a_{j_1 i_1}}$, т. е. представима в виде $H_1 = x_{j_1}^{a_{j_1 i_1}} \vee H_1^*$.

Аналогичным образом, не нарушая общности доказательства, имеем

$$H_2 = x_{j_2}^{a_{jk}} \vee H_2^*, \dots, H_l = x_{j_l}^{a_{lr}} \vee H_l^*.$$

В каждую из остальных $(s-l)$ элементарных дизъюнкций входит, по крайней мере, одно из узнаваний вида

$$x_{j_l}^{a_{jl}}, x_{j_2}^{a_{jk}}, \dots, x_{j_l}^{a_{lr}}.$$

Нетрудно убедиться, что раскрытие скобок в КНФ и выполнение всех, где это возможно, операций устранения нулевых и объединения одинаковых дизъюнктивных членов и элементарного поглощения частот в полученной таким образом дизъюнктивной форме член

$$q = x_{j_1}^{a_{ji}} x_{j_2}^{a_{jk}} \dots x_{j_l}^{a_{lr}}.$$

Ввиду произвольности выбора исходной конъюнктивной нормальной формы и получения любой наперед заданной простой импликанты предиката f приходим к выводу о том, что полученная дизъюнктивная нормальная форма содержит все простые импликанты рассматриваемого предиката, т. е. является его сокращенной ДНФ.

Доказанные утверждения показывают, что обобщенные на случай алгебры конечных предикатов алгоритмы алгебры логики эффективны при решении проблемы канонической минимизации формул, что является актуальным вопросом при построении процессоров обработки информации в человеко-машинных интерфейсах.

Список литературы: 1. Шабанов-Кушнаренко Ю. П. Теория интеллекта. Математические средства. Х., 1984. 144 с. 2. Глушков В. М. Синтез цифровых автоматов. М., 1962. 196 с.

Поступила в редколлегию 12.03.87

УДК 002.53:681.3.06

С. П. ТИМОФЕЕВ, О. Я. ЛАЗАРЕВА

АССОЦИАТИВНЫЙ ДОСТУП К ТЕКСТОВЫМ БАЗАМ ДАННЫХ

Важнейшей задачей реализации интеллектуальных систем является организация ассоциативного доступа к данным во внешней памяти.

Разработчики интеллектуальных систем могут использовать для этой цели либо готовые пакеты прикладных программ (ППП), либо имеющиеся в ОС ассоциативные (индексные) методы доступа.

Благодаря ППП значительно уменьшается трудоемкость работки, однако при достижении объемов базы данных (БД) 200 Мб и выше возникает проблема эффективности хранения данных во внешней памяти.

Опыт эксплуатации больших БД с текстовым наполнением во Всесоюзном научно-исследовательском институте технической информации, классификации и кодирования (ВНИИКИ) Госстандарта СССР показал недостаточную эффективность доступных ППП [1].

Предлагаемая нами структура позволяет эффективно использовать внешнюю память за счет особого способа сжатия ключей в индексе; уменьшить время обработки наиболее часто встречающихся запросов за счет помещения в элементы инвертированных списков поисковых элементов данных.

Опишем концепции программного комплекса «Специальный индексный метод доступа» (СИМД), реализующего инвертированные индексы для текстовых БД [2—4].

Концепции и возможности СИМД. С помощью СИМД реализуются инвертированные индексы — ссылочный аппарат инвертированных файлов. Данный метод ориентирован на использование в информационных системах с текстовым наполнением.

Инвертированным индексом в логическом плане служит множество инвертированных списков, которые состоят из ключа переменной длины и переменного числа элементов данных фиксированной длины, возможно, различной в отдельных списках; стандартной является реализация элементов как 3-байтовых адресов хранения записей БД, содержащих данное значение ключа.

Отличительная особенность организации хранения индексов — отказ от обязательной физической смежности блоков индекса. Это значительно упрощает управление внешней памятью и является перспективным, поскольку уже появились образцы накопителей на магнитный диск (НМД) с неподвижными многодорожечными головками.

Реализация СИМД базируется на специальном базисном методе доступа (СБМД), разработанном в рамках сотрудничества ХГУ и ВНИИКИ. Язык реализации — ПЛ/1, оптимизирующий и Ассемблер ОС ЕС.

СБМД позволяет получить прямой доступ к записям переменной длины, поддерживая концепцию статического адреса хранения [1], и использует Базисный прямой метод доступа ОС ЕС.

СИМД функционирует в операционной системе ОС ЕС версии 6.1 и выше.

СИМД предоставляет следующие возможности: ключ переменной длины 1...255 байт; прямой (по ключу) и последовательный доступы, начиная с указанного ключа; обработку по неполному ключу; инвертированные списки с переменным числом (0...2**31—1) элементов заданной длины; размещение в инвертированных списках поисковых элементов данных, что ускоряет обработку наиболее часто встречающихся запросов. Данная воз-

возможность отсутствует в других СУБД — наиболее широко используемой системе обработки инвертированных файлов; автономное создание и манипулирование линейными списками в БД, необязательно интерпретируемыми как инвертированные; одновременный доступ к индексу со стороны одного или нескольких процессов; параллельная обработка произвольного числа индексов (реентерабельные модули); динамическое восстановление внешней памяти, в связи с чем отпадает необходимость в регулярной реорганизации файлов.

СИМД состоит из двух компонентов — оперативной обработки и утилиты базы данных.

СИМД имеет два уровня команд: 1 — позволяет отдельно манипулировать индексными деревьями и инвертированными списками. Пользователь может организовать нестандартную структуру хранения, однако ему должно быть известно детальное представление хранимых структур; 2 — дает возможность манипулировать инвертированными индексами как единым целым. Реализован один из возможных способов стыковки индексных деревьев и инвертированных списков. От пользователя скрыта структура хранения, однако теряется гибкость в организации хранения. Настоящая версия команд 2-го уровня поддерживает только 3-байтовые элементы списков.

Структура индекса

Концептуальная структура индекса описывает представление, реализуемое системой команд СИМД уровня 2. Ее знанием может ограничиться пользователь этого уровня. Пользователю уровня 1 приходится учитывать структуру хранения (физическую структуру).

Индекс является упорядоченным по возрастанию ключа множеством подындексов; дубликаты ключей не допускаются. Подындекс состоит из одного экземпляра ключа и соответствующего ему инвертированного списка (ИС). Ключ является строкой переменной длины 1...255. ИС может отсутствовать. Элементы ИС (ЭИС) имеют фиксированную длину в пределах списка, различную в разных списках. Внутри ЭИС выделяется «поле сортировки», длина и позиция которого фиксируются для каждого списка. ИС упорядочен по возрастанию поля сортировки, дубликаты не допускаются. Структурные параметры ИС (длина ЭИС, длина и позиция поля сортировки) не хранятся в индексе с целью экономии ВП. Они являются параметрами команд СИМД. Предполагается наличие внешних средств, позволяющих получить параметры ИС по значению ключа.

Структура поля ключа интерпретируется пользователем СИМД и может быть самой различной. Например, первые два байта отводятся под тип ключа, а остальные — под значение. Аналогично, интерпретация структуры ЭИС остается на усмотрение пользователя. Обычно поле сортировки содержит адрес хранения (АХР) записи.

Инвертированный индекс состоит из двух типов структур: индексного (поискового) дерева; линейных списков частного вида, которые реализуют инвертированные списки.

Типы структур, описанные выше, реализуются соответствующими модулями (процессорами абстрактных типов данных): модулем индексных деревьев и модулем списков.

Индексная запись может содержать произвольную информацию; управлять ею можно посредством команд первого уровня. Аналогично можно управлять структурой и содержимым элементов списка. Инвертированный индекс в целом как тип данных реализуется «интерфейсным модулем СИМД». Он организует следующий способ подсоединения списков к индексному дереву.

Поле данных индексной записи имеет вариантную структуру: двоичные единицы во всех разрядах, если список пуст; двоичные единицы в разрядах 1—16 и 3-байтовый элемент одноэлементного списка;

АХР многоэлементного списка: номер страницы, 4 байта, и номер сегмента, 1 байт.

Индексное дерево и инвертированные списки могут храниться в различных областях, однако команды уровня 2 ограничивают хранение в одной области.

Физическая структура индексных деревьев. Индексное дерево (ИД) целиком хранится в одной области, которая не может содержать других ИД. Оно сбалансировано с произвольным числом уровней, нумеруемых от листьев с нуля, и является вариантом В*-дерева.

Каждая индексная таблица занимает отдельную страницу области и в настоящей реализации является единственным «максимальным сегментом» на странице.

Номер корневой страницы указывается в префиксе области, в первой версии — в неиспользованном ранее элементе «приращение числа страниц».

Таблицы верхних уровней содержат переменное число упорядоченных по ключу пар: максимальный ключ в таблице лежащего ниже уровня; номер страницы, содержащей эту таблицу.

Терминальные таблицы отличаются тем, что вместо номеров страниц содержат поля данных индексных записей.

Все таблицы имеют префикс: тег, определяющий тип таблицы, 2 байта, и поле номера уровня, 2 байта.

Значения тега: ХК — корневая таблица, ХМ — промежуточная таблица, ХО — терминальная таблица.

Детальная структура таблиц скрыта в соответствующем модуле и не влияет на пользователя.

Физическая структура списков. Список хранится в виде однонаправленной цепочки сегментов переменной длины. Число сегментов произвольное. Все списки для отдельного индексного дерева хранятся в одной области. Область может содержать списки для различных деревьев, а также другую информацию. Сегмент списка состоит из 12-байтового префикса (вторичного пре-

фикса, первичный скрыт системой прямого метода доступа) и блока, представляющего собой последовательность элементов списка. Структура блока списка не является самоопределенной: длина элемента, длина и позиция поля сортировки являются параметрами команд обработки.

Команды манипулирования индексом. Команды обработки инвертированных индексов: открыть индекс; закрыть индекс; построить блок доступа; читать по ключу; читать следующий; отменить чтение; модифицировать индекс.

Команды обработки индексных деревьев: построить блок доступа к индексному дереву; уничтожить блок доступа к индексному дереву; получить индексную запись; добавить индексную запись; удалить индексную запись; модифицировать поле данных индексной записи.

Команды обработки списков: построить блок доступа к списку; уничтожить блок доступа к списку; создать список; найти элемент списка; получить следующий сегмент списка; добавить элемент; удалить элемент; уничтожить список.

Настоящая работа преследовала, прежде всего, исследовательские цели в области оптимизации структуры хранения.

Почти все модули написаны на ПЛ/1; ожидается значительное ускорение работы после перехода на Ассемблер, в первую очередь, после перепрограммирования модулей таблиц. Результаты работы могут быть полезны разработчикам ППП, осуществляющих поддержку больших баз данных с текстовым наполнением.

Список литературы: 1. Ц51.804.006—001 Д110 ЕС ЭВМ. Операционная система. Виртуальный метод доступа. Руководство программиста. 85 с. 2. Дейт К. Введение в системы баз данных. М., 1980. 314 с. 3. Олле Т. В. Предложения КОДАСИЛ по управлению базами данных. М., 1981. 286 с. 4. Системы управления базами данных для ЕС ЭВМ. Справочник. М., 1985. 250 с.

Поступила в редколлегию 04.04.88

УДК 510.62

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

ОБ ИМПЛИКАТИВНОЙ АЛГЕБРЕ КОНЕЧНЫХ ПРЕДИКАТОВ ПРОИЗВОЛЬНОГО ПОРЯДКА

Получив универсальную алгебру конечных предикатов произвольного порядка*, были введены двуместные операции над конечными предикатами: дизъюнкция и конъюнкция. Введем одноместную операцию отрицания. Наличие операции отрицания конечного предиката произвольного порядка позволит в ряде слу-

* Шабанов-Кушнаренко Ю. П. Теория интеллекта: Математические средства. Х., 1984. 114 с.

чаев записывать выражения в более компактной форме. Определим операцию отрицания аксиоматически, задав ее тождествами:

$$\overline{\overline{A \vee B}} \equiv \overline{A \vee B}; \quad (1)$$

$$\overline{AB} \equiv \overline{A} \vee \overline{B}; \quad (2)$$

$$\overline{x_j^{a_j}} \equiv x_j^{a_j} \vee x_j^{a_j} \vee \dots \vee x_j^{a_{j-1}} \vee x_j^{a_{j+1}} \vee \dots \vee x_j^{a_k}. \quad (3)$$

Здесь A, B — произвольные тождества универсальной АКП произвольного порядка, $a_i (i=1, 2, \dots, k)$ — произвольные элементы множества A_j ($j=1, 2, \dots, n$). Справедливость аксиом отрицания подтверждается проверкой тождеств для всевозможных вариантов значений тождеств A, B .

Введем также двуместную операцию в универсальной АКП произвольного порядка — *импликацию предикатов* $\supset$, определив ее следующим образом:

$$A \supset B \equiv \overline{A} \vee B. \quad (4)$$

Буквы A и B обозначают произвольные формулы универсальной алгебры. Операцию импликации будем считать младшей по отношению к операциям конъюнкции и дизъюнкции. Заменой в базисе универсальной АКП операции дизъюнкции на операцию импликации получим новую универсальную алгебру произвольного порядка с базисом, состоящим из операций конъюнкции, импликации и элементарных предикатов. Назовем такую алгебру универсальной импликативной алгеброй конечных предикатов произвольного порядка.

Введем следующим образом понятие импликанты: предикат g является *импликантой* предиката f , если для любого набора значений аргументов, при котором $g=1$, выполняется $f=1$.

Опишем некоторые свойства импликант конечных предикатов произвольного порядка.

Теорема 1. Для того чтобы конечный предикат произвольного порядка g был импликантой конечного предиката f , необходимо и достаточно выполнение условия $g \supset f \equiv 1$ (5).

Доказательство. *Необходимость.* Пусть предикат g является импликантой предиката f . Тогда для любого фиксированного набора значений переменных $\sigma = (s_1, s_2, \dots, s_r)$, где $x_1=s_1, x_2=s_2, \dots, x_r=s_r$, ($s_1, s_2, \dots, s_r$ — значения переменных), если $g(s_1, s_2, \dots, s_r)=1$, то $f(s_1, s_2, \dots, s_r)=1$.

Это означает, что $g(s_1, s_2, \dots, s_r) \supset f(s_1, s_2, \dots, s_r) \equiv 1$. Следовательно, $g \supset f \equiv 1$.

Достаточность. Предположим, что справедливо тождество (5). Это означает, что при любом наборе $\sigma = (s_1, s_2, \dots, s_r)$ справедливо $g(s_1, s_2, \dots, s_r) \supset f(s_1, s_2, \dots, s_r) = 1$. Предположим теперь $g(s_1, s_2, \dots, s_r) = 1$, тогда $1 \supset f(s_1, s_2, \dots, s_r) = 1$, откуда (согласно тождеству (4)) $0 \vee f(s_1, s_2, \dots, s_r) = 1$. Следовательно, $f(s_1, s_2, \dots, s_r) = 1$. Отсюда следует, что предикат g является импликантой предиката f . Теорема доказана.

Теорема 2. Если f, g, h — произвольные конечные предикаты, связанные тождеством $f \equiv g \vee h$, то предикат g является импликантой предиката f .

Доказательство. Пусть $f \equiv g \vee h$. Если $g(s_1, s_2, \dots, s_n) = 1$, то $f(s_1, s_2, \dots, s_n) = g(s_1, s_2, \dots, s_n) \vee h(s_1, s_2, \dots, s_n) = 1 \vee h(s_1, s_2, \dots, s_n) = 1$. Теорема доказана.

Простой импликантой предиката произвольного порядка f назовем элементарную конъюнкцию, обладающую следующими свойствами: она является импликантой предиката f и никакая ее собственная часть, т. е. элементарная конъюнкция, полученная из исходной выбрасыванием некоторых предикатов узнавания, не является импликантой предиката f .

Теорема 3. Дизъюнкция любого числа импликант конечного предиката произвольного порядка является импликантой этого предиката.

Доказательство. Пусть $g_1, g_2, \dots, g_r$ — импликанты конечного предиката f . Это означает, что

$$g_1 \supset f \equiv 1; g_2 \supset f \equiv 1, \dots; g_r \supset f \equiv 1,$$

тогда

$$\begin{aligned} g_1 \vee g_2 \vee \dots \vee g_r \supset f &\equiv \overline{g_1 \vee g_2 \vee \dots \vee g_r} \vee f \equiv \\ &\equiv \overline{g_1} \overline{g_2} \dots \overline{g_r} \vee f \equiv (\overline{g_1} \vee f)(\overline{g_2} \vee f) \dots (\overline{g_r} \vee f) \equiv \\ &\equiv (g_1 \supset f)(g_2 \supset f) \dots (g_r \supset f) \equiv 1. \end{aligned}$$

Теорема доказана.

Под **имплицентой** конечного предиката произвольного порядка будем понимать такой конечный предикат соответствующего порядка, что если для любого набора переменных, на котором конечный предикат $g = 0$, имеет место $f = 0$, то говорят, что предикат g есть имплицента предиката f и что имплицента g накрывает своими нулями нули предиката f .

Если конечный предикат g есть имплицента предиката f , то предикат g есть импликанта $\overline{f}$, и наоборот. Предикат g является имплицентой предиката f в том, и только в том случае, когда $f \supset g \equiv 1$. В самом деле, если g есть имплицента предиката f , то $\overline{g} \supset f \equiv 1$, откуда $\overline{g} \vee f \equiv 1$, $\overline{f} \vee g \equiv 1$, и окончательно, $f \supset g \equiv 1$. Двигаясь тем же путем в противоположную сторону, получим обратное утверждение.

Элементарную дизъюнкцию d назовем **собственной частью** элементарной дизъюнкции δ , если d можно получить из δ выбрасыванием каких-либо предикатов узнавания. Назовем **простой имплицентой** предиката f любую элементарную дизъюнкцию, обладающую следующими свойствами: она является имплицентой предиката f и никакая ее собственная часть не является имплицентой предиката f . Если $f \equiv gh$, где f, g, h — некоторые конечные предикаты, то предикат g — имплицента предиката f . Действительно, пусть $f \equiv gh$, если $g(s_1, s_2, \dots, s_n) = 0$, то $f(s_1, s_2, \dots, s_n) = g(s_1, s_2, \dots, s_n) \wedge h(s_1, s_2, \dots, s_n) = 0 \cdot h(s_1, s_2, \dots, s_n) = 0$.

Конъюнкция любого числа имплицент конечного предиката является имплицентой этого предиката. Пусть $g_1, g_2, \dots, g_r$ — имплиценты предиката f . Это означает $f \supset g_1 \equiv 1, f \supset g_2 \equiv 1, \dots, f \supset g_r \equiv 1$. Тогда $f \supset g_1 g_2 \dots g_r \equiv \bar{f} \vee g_1 g_2 \dots g_r \equiv (\bar{f} \vee g_1)(\bar{f} \vee g_2) \dots (\bar{f} \vee g_r) \equiv (f \supset g_1)(f \supset g_2) \dots (f \supset g_r) \equiv 1$.

Систему S имплицент конечного предиката произвольного порядка назовем *полной*, если любой нуль из таблицы значений предиката f накрывается нулями хотя бы одной имплиценты системы S . Предикат может иметь несколько различных полных систем имплицент. Конъюнкция всех имплицент полной системы S конечного предиката совпадает с этим предикатом. Система всех простых имплицент любого конечного предиката называется сокращенной КНФ.

Конъюнктивным ядром конечного предиката назовем множество всех таких его простых имплицент, исключение каждой из которых из системы всех простых имплицент делает эту систему неполной. Элементы конъюнктивного ядра входят в состав любой полной системы простых имплицент. Система простых имплицент конечного предиката называется приведенной, если она полна и никакое ее собственное подмножество не является полной системой. Конъюнкция всех простых имплицент приведенной системы называется тупиковой КНФ конечного предиката. Предикат может иметь не более одной различной тупиковой формы. Тупиковая КНФ предиката с наименьшим числом узнаваний называется минимальной КНФ. Каждому конечному предикату соответствует множество обозначающих его конъюнктивных нормальных форм. Отыскание в этом множестве формулы с наименьшим числом предикатов узнаваний (то есть минимальной КНФ) назовем канонической задачей конъюнктивной минимизации.

Введенная импликативная алгебра конечных предикатов произвольного порядка по своим выразительным возможностям является аналогичной дизъюнктивной АКП произвольного порядка. Введенная алгебра полна, так как с помощью приведенных тождеств и доказанных теорем можно средствами импликативной алгебры записать любой конечный предикат произвольного порядка. К тому же на основании тождеств импликации и свойств импликанты и имплиценты можно строить алгоритмы минимизации нормальных форм представления конечных предикатов, что дает мощный инструмент построения систем распознавания, основанных на теории алгебры конечных предикатов.

Поступила в редколлегию 13.04.88

О СИСТЕМЕ ХАРАКТЕРИСТИЧЕСКИХ СВОЙСТВ ЛИНЕЙНО СДВИНУТЫХ ПРЕДИКАТОВ

Применение метода сравнения при решении задач идентификации динамических систем приводит к необходимости изучения бинарных отношений (предикатов). В частности, предикатам эквивалентности посвящен ряд работ [1—3]. Однако подобные предикаты можно использовать в качестве математической модели не во всех реальных ситуациях, например, когда пара входных сигналов подается на различные преобразователи. В этом случае мы приходим к необходимости исследования так называемых предикатов дифункциональности. Такой класс предикатов имеет интересные приложения при систематическом моделировании работы органов чувств человека, а также играет важную роль в теории идентификации динамических систем методом сравнения.

Среди предикатов дифункциональности особый интерес для исследования представляют так называемые линейно сдвинутые предикаты с ограничениями на множестве входных сигналов — в данном случае на декартовом квадрате положительного конуса K гильбертова пространства H . Они являются хорошей математической моделью, описывающей работу органов зрения человека, поскольку с физической точки зрения входные сигналы в данном случае можно интерпретировать как строго положительные.

Определение. Предикат $E(x, y)$, заданный на множестве $K \times K$, где K — положительный конус гильбертова пространства H , назовем n -мерным линейно сдвинутым, если он может быть представлен в виде

$$E(x, y) = D_B(F(x) + a, F(y)), \quad (1)$$

где $F(x) = \{f_i(x)\}_{i=1}^n$ — набор линейных линейно независимых функционалов в H , $a \in R^{n+}$ — положительный конус в R^n .

Цель настоящей работы — нахождение экспериментально проверяемых условий, которые обеспечили бы существование линейно сдвинутых предикатов. Исходя из этого, докажем следующую теорему.

Теорема. Для того чтобы предикат $E(x, y)$, определенный на декартовом квадрате положительного конуса K гильбертова пространства H , был n -мерным линейно сдвинутым предикатом, необходимо и достаточно, чтобы он имел следующие свойства:

- 1) квазитранзитивность: если $E(x, y) = E(z, y) = E(z, t) = 1$, то $E(x, t) = 1$;
- 2) полуаддитивность: если $E(x+z, y+z) = 1$, то $E(x, y) = 1$;
- 3) n -мерность: существует такая система векторов $\{e_i\}_{i=1}^n$, принадлежащая положительному конусу K , что для любого элемента

$x \in K$ найдутся векторы $m_1(x)$ и $m_2(x)$, принадлежащие множеству линейных комбинаций $\{e_i\}_{i=1}^n$ с неотрицательными коэффициентами — $L^+(\{e_i\}_{i=1}^n)$, для которых $E(x + m_1(x), m_2(x)) = 1$ и $m(x) = m_2(x) - m_1(x)$ определяется единственным образом по элементу x ;

4) непрерывность: предикат $E(x, y)$ вида (1) обладает свойством непрерывности, если отображение $\varphi: x \rightarrow m(x)$, где $x \in K$ непрерывно в метрике H ;

для предиката $E(x, y)$ вида (1) существуют такие векторы h_1 и h_2 , принадлежащие множеству линейных комбинаций $\{e_i\}_{i=1}^n$ с неотрицательными коэффициентами — $L^+(\{e_i\}_{i=1}^n)$, что

5) псевдорефлексивность: для любого элемента $x \in K$ выполняется $E(x + h_1, x + h_2) = 1$;

6) псевдосимметричность: если $E(x, y) = 1$, то $E(y + 2h_1, x + 2h_2) = 1$;

7) псевдоаддитивность: если $E(x_1, y_1) = 1$ и $E(x_2, y_2) = 1$, то $E(x_1 + x_2 + h_2, y_1 + y_2 + h_1) = 1$.

Доказательство. Необходимость. Пусть предикат $E(x, y)$ представим в виде (1). Необходимо доказать выполнение указанных выше свойств.

С помощью несложной проверки легко убедиться в том, что предикат $E(x, y)$ обладает свойством квазитранзитивности, а также свойством полуаддитивности.

Проверим выполнение свойства n -мерности. Для начала опишем процедуру выбора системы элементов $\{e_i\}_{i=1}^n$. Из данного набора линейных линейно независимых функционалов зафиксируем какой-либо функционал, для определенности — f_1 . Коразмерность его ядра ($\text{Ker } f_1$) равна 1. С другой стороны, аффинная оболочка положительного конуса K : $\text{aff}(K) = H$, поэтому $\text{aff}(K \setminus \text{Ker } f_1) = H$. Это означает, что в $K \setminus \text{Ker } f_1$ можно выбрать n линейно независимых векторов $\{e_i\}_{i=1}^n$, для которых $L^+(\{e_i\}_{i=1}^n) \subset H \setminus \text{Ker } f_1$.

Теперь для произвольного $x \in K$ рассмотрим систему

$$f_k(x) a_k = \sum_{i=1}^n a_i(x) + f_k(e_i), \quad k = 1, 2, \dots, n.$$

Матрица ее имеет вид $A = (f_i(e_j))$. Поскольку $L^+(\{e_i\}_{i=1}^n) \subset H \setminus \text{Ker } f_1$, то определитель $|A| \neq 0$. Действительно, пусть $\det A = 0$. Это означает, что столбцы матрицы линейно зависимы, т. е.

$$\sum_{j=1}^n \lambda_j f_i(e_j) = 0, \quad i = 1, 2, \dots, n.$$

При $i = 1$, с учетом линейности функционала, получаем $f_1\left(\sum_{j=1}^n \lambda_j e_j\right) = 0$ или же $\sum_{j=1}^n \lambda_j e_j \in \text{Ker } f_1$. Но это противоречит пос-

строению $\{e_i\}_{i=1}^n$, так как $L^+(\{e_i\}_{i=1}^n) \subset H \setminus \text{Ker } f_1$, т. е. $L^+(\{e_i\}_{i=1}^n) \cap \text{Ker } f_1 = \emptyset$.

Таким образом, мы можем найти систему линейно независимых векторов из положительного конуса K , для которых $\det(f_i(e_j)) \neq 0$. В этом случае для любого $x \in K$ система линейных уравнений вида

$$f_k(x) + a_k = \sum_{i=1}^n \alpha_i(x) f_k(e_i), \quad \text{где } k = 1, 2, \dots, n, \quad (2)$$

имеет единственное решение. Следовательно, вектор $m(x) = \sum_{i=1}^n \alpha_i(x) e_i$ определяется единственным образом по элементу x .

Поскольку положительный конус K гильбертова пространства H является воспроизводящим, то найдутся векторы $m_1(x)$ и $m_2(x)$, принадлежащие множеству линейных комбинаций $\{e_i\}_{i=1}^n$ с неотрицательными коэффициентами — $L^+(\{e_i\}_{i=1}^n)$, и не обязательно единственным образом, для которых $m(x) = m_2(x) - m_1(x)$. Например, возьмем

$$m_1(x) = - \sum_{i \in I(x)} \alpha_i(x) e_i \quad (3)$$

и

$$m_2(x) = \sum_{i \in I(x)} \alpha_i(x) e_i, \quad (4)$$

где $I(x) = \{i: i = \{1, 2, \dots, n\}; \alpha_i(x) \leq 0\}$.

Тогда для любого k из равенств (2) — (4) с учетом линейности функционала f_k вытекает

$$f_k(x + m_1(x)) + a_k = f_k(m_2(x)). \quad (5)$$

Но так как предикат $E(x, y)$ представим в виде (1), то равенство (5) означает, что $E(x + m_1(x), m_2(x)) = 1$. Таким образом, n -мерность доказана.

Построение вектора $m(x)$ по данному $x \in K$ свидетельствует о том, что отображение φ , при котором $x \rightarrow m(x)$, непрерывно в метрике H . Это означает выполнение свойства непрерывности для предиката $E(x, y)$ вида (1).

Теперь остановимся на доказательстве свойств псевдорефлексивности, псевдосимметричности и псевдоаддитивности. Построим векторы h_1 и h_2 , принадлежащие $L^+(\{e_i\}_{i=1}^n)$, и рассмотрим систему линейных уравнений (6) относительно $\{h^i\}_{i=1}^n$:

$$\sum_{i=1}^n h^i f_k(e_i) = a_k, \quad \text{где } k = 1, 2, \dots, n. \quad (6)$$

Эта система имеет единственное решение, так как $\det(f_k(e_i)) \neq 0$. Обозначим через

$$h_1 = - \sum_{i \in I} h^i f_k(e_i), \quad (7)$$

$$h_2 = \sum_{i \in I} h^i f_k(e_i), \quad (8)$$

где $I = \{i: i = \{1, 2, \dots, n\}; a_i(x) \leq 0\}$.

Тогда $h_1, h_2 \in L^+(\{e_i\}_{i=1}^n)$, и для любого $x \in K$ справедливо

$$f_k(x) + a_k = f_k(x) + \sum_{i \in I} h^i f_k(e_i). \quad (9)$$

С учетом (6) — (9) запишем

$$f_k(x) + a_k - \sum_{i \in I} h^i f_k(e_i) = f_k(x) + \sum_{i \in I} h^i f_k(e_i).$$

Используя линейность функционала f_k имеем

$$f_k(x - \sum_{i \in I} h^i e_i) + a_k = f_k(x + \sum_{i \in I} h^i e_i)$$

и

$$f_k(x + h_1) + a_k = f_k(x + h_2).$$

Но последнее равенство означает, что $E(x + h_1, x + h_2) = 1$. Псевдорефлексивность доказана.

Псевдосимметричность. Пусть $E(x, y) = 1$. Тогда $f_k(x) + a_k = f_k(y)$, $k = 1, 2, \dots, n$. Учитывая (6) — (8), имеем

$$f_k(y) + a_k = f_k(x) + 2a_k;$$

$$f_k(y) + a_k = f_k(x) + 2f_k(h_2 - h_1);$$

$$f_k(y + 2h_1) + a_k = f_k(x + 2h_2).$$

И, наконец, выполнение свойства псевдоаддитивности завершает доказательство необходимости условий, сформулированных в теореме.

Пусть $E(x_1, y_1) = E(x_2, y_2) = 1$. Тогда из вида предиката (1) вытекает

$$f_k(x_1) + a_k = f_k(y_1) \quad (10)$$

и

$$f_k(x_2) + a_k = f_k(y_2). \quad (11)$$

Просуммировав (10) и (11), получим

$$f_k(x_1 + x_2) + 2a_k = f_k(y_1 + y_2).$$

Воспользовавшись (6), запишем

$$f_k(x_1 + x_2) + \sum_{i=1}^n f_k(e_i) h^i + a_k = f_k(y_1 + y_2).$$

И, принимая во внимание (7) — (9):

$$f_k(x_1 + x_2 + h_2) + a_k = f_k(y_1 + y_2 + h_1).$$

Последнее равенство означает, что $E(x_1 + x_2 + h_2, y_1 + y_2 + h_1) = 1$.

На этом доказательство необходимости завершается.

Достаточность. Нам необходимо доказать, что предикат $E(x, y)$, определенный на декартовом квадрате положительного конуса K гильбертова пространства H и удовлетворяющий условиям 1)–7), может быть представлен в виде (1).

Если предикат $E(x, y) = 1$, то он по условию удовлетворяет свойствам n -мерности и псевдосимметричности, т. е.

$$E(x_1 + m_1(x), m_2(x)) = 1; \quad E(y + 2h_1, x + 2h_2) = 1.$$

Теперь воспользуемся свойствами псевдоаддитивности и полуаддитивности. В результате получим

$$E(x + y + m_1(x) + 2h_1 + h_2, m_2(x) + x + 2h_2 + h_1) = 1;$$

$$E(y + m_1(x) + h_1, m_2(x) + h_2) = 1.$$

Пусть $m_1(x) + h_1 = m_1(y)$ (12), и $m_2(x) + h_2 = m_2(y)$ (13) соответственно. Тогда для любого элемента $y \in K$ выполняется $E(y + m_1(y), m_2(y)) = 1$, где $m(y) = m_2(y) - m_1(y)$, и определяется единственным образом по элементу y . Используя (12) и (13), запишем $m(y) = m_2(x) - m_1(x) + h_2 - h_1$. В свою очередь, $m_2(x) - m_1(x) = m(x)$, а $h_2 - h_1 = h$. Отсюда $m(y) = m(x) + h$.

Следовательно, можно сделать вывод, что $E(x, y) = 1 \Leftrightarrow m(x) + h = m(y)$.

Так как мы доказали, что любые элементы x и y , принадлежащие положительному конусу K , удовлетворяют свойству n -мерности, то выполняется

$$E(x + m_1(x), m_2(x)) = 1; \quad E(y + m_1(y), m_2(y)) = 1.$$

Воспользуемся еще раз свойством псевдоаддитивности. В результате получим

$$E(x + y + m_1(x) + m_1(y) + h_2, m_2(x) + m_2(y) + h_1) = 1. \quad (14)$$

С другой стороны, для элемента $x + y$ условие n -мерности

$$E(x + y + m_1(x + y), m_2(x + y)) = 1, \quad (15)$$

где $m_2(x + y) - m_1(x + y) = m(x + y)$ и $m(x + y)$ определяется единственным образом по элементу $x + y$.

Сравнив (14) и (15), находим, что

$$\begin{aligned} m_2(x + y) - m_1(x + y) &= m_2(x) + m_2(y) + h_2 - m_1(x) - m_1(y) - h_1 = \\ &= m_2(x) + m_2(y) - m_1(y) + h_2 - h_1. \end{aligned}$$

В результате $m(x + y) = m(x) + m(y) + h$ (16). По условию под вектором $m(x)$ мы подразумевали систему $L^+(\{e_i\}_{i=1}^n)$ линейных комбинаций векторов $\{e_i\}_{i=1}^n$ с неотрицательными коэффициентами $\alpha_i(x)$:

$$m(x) = \sum_{i=1}^n \alpha_i(x) e_i.$$

Следовательно, учитывая (16), имеем $\alpha_i(x + y) = \alpha_i(x) + \alpha_i(y) + h$.

Рассмотрим $f(x) = \alpha(x) + h$. Тогда для любого элемента $x + y$ выполняется

$$f(x + y) = \alpha(x + y) + h = \alpha(x) + \alpha(y) + 2h = f(x) + f(y).$$

Отсюда $f(x + y) = f(x) + f(y)$, т. е. $f_i(x)$ — линейный функционал в H , и для любого i справедливо равенство $\alpha_i(x) = f_i(x) + h_i$ (17). Так как

$$E(x, y) = 1; m(x) + h = m(y); m(x) = \sum_{i=1}^n \alpha_i(x) e_i;$$

$$m(y) = \sum_{i=1}^n \alpha_i(y) e_i; h = \sum_{i=1}^n h_i e_i,$$

получим

$$\sum_{i=1}^n \alpha_i(x) e_i + \sum_{i=1}^n h_i e_i = \sum_{i=1}^n \alpha_i(y) e_i.$$

Сократим обе части равенства на $\sum_{i=1}^n e_i$ и воспользуемся (17):

$$\alpha_i(x) + h_i = \alpha_i(y); f_i(x) + 2h_i = f_i(y) + h.$$

В результате получим $f_i(x) + h_i = f_i(y)$.

Обозначим

$$F(x) = \begin{pmatrix} f_1(x) \\ \vdots \\ f_n(x) \end{pmatrix}; F(y) = \begin{pmatrix} f_1(y) \\ \vdots \\ f_n(y) \end{pmatrix}; a = \begin{pmatrix} h_1 \\ \vdots \\ h_n \end{pmatrix},$$

после чего имеем $F(x) + a = F(y)$, а это, в свою очередь, означает, что данный предикат $E(x, y)$ представим в виде $E(x, y) = D_B(F(x) + a, F(y))$, здесь D_B — стандартный предикат равенства на $H \times H$; $F(x) = \{f_i(x)\}_{i=1}^n$ — набор линейных функционалов в H ; $a \in R^{n+}$, где a — положительный конус в R^n . Теорема доказана.

Список литературы: 1. Гроп Д. Методы идентификации систем. М., 1979. 302 с.
2. Эдвардс Р. Функциональный анализ. Теория и приложения. М., 1969. 1072 с.
3. Шабанов-Кушнаренко Ю. П. Аксиоматическое построение модели цветового зрения // Пробл. бионики. 1970. Вып. 4. С. 45—58.

Поступила в редколлегию 28.03.88

УДК 519.7

В. Н. КАЛЮЖНЫЙ, канд. физ.-мат. наук

КАНОНИЗАЦИЯ ИСЧИСЛЕНИЯ ФУНКЦИОНАЛЬНЫХ ЗАВИСИМОСТЕЙ

Основным математическим средством моделирования интеллектуальных процессов являются формальные системы (исчисления), к числу которых относятся различные логические языки, исчисления зависимостей в базах данных [1, 2], формальные грамматики. Формальные системы служат для выявления синтаксического ас-

пекта моделируемого языка. Вместе с тем для них математически строго определяется понятие семантики.

В данной работе вводятся понятие канонической (в определенном смысле простейшей) семантики и понятие канонизации формальной системы (в какой-то мере устраняющей ее избыточность). Они иллюстрируются на примерах исчисления функциональных зависимостей (ИФЗ), играющего фундаментальную роль в теории баз данных, исчисления следований (ИС), которое может рассматриваться как модификация ИФЗ на случай зависимостей с одноэлементными правыми частями, и исчисления строгих следований (ИСС), отличающегося от ИС удалением тривиальных зависимостей.

Ниже U будет обозначать конечное множество, $P(U)$ — его булеан (т. е. семейство всех подмножеств множества U), $\times$ — знак декартова произведения, $\subset$ — знак нестрогого включения.

1. Основными рабочими терминами для дальнейшего будут известные из общей алгебры понятия системы замыканий и оператора замыкания.

Системой замыканий на U называется такая система подмножеств $F \subset P(U)$, что 1) $U \in F$; 2) $Z_1, Z_2 \in F \Rightarrow Z_1 \cap Z_2 \in F$. Примеры систем замыканий: 1) $\{U\}$, 2) $\{U, A\}$, 3) $P_A(U) = \{X \in P(U) : A \subset X\}$, 4) $P(U)$. Всякую систему замыканий можно рассматривать как решетку с операциями $\inf(Z_1, Z_2) = Z_1 \cap Z_2$, $\sup(Z_1, Z_2) = \bigcap \{Z \in F : Z_1 \cup Z_2 \subset Z\}$. Обозначим через $F < H >$ систему замыканий, порожденную семейством $H \subset P(U)$.

Множество всех систем замыканий на U образует решетку $Cl(U)$ с операциями $\inf(F_1, F_2) = F_1 \cap F_2$; $\sup(F_1, F_2) = \{Z_1 \cap Z_2 : Z_1 \in F_1, Z_2 \in F_2\}$. Соответственно, $Cl(U) \subset P(P(U))$ само является системой замыканий.

Оператором замыкания называется отображение $I: P(U) \rightarrow P(U)$, обладающее свойствами 1) $I(X) \supset X$, 2) $X_1 \subset X_2 \Rightarrow I(X_1) \subset I(X_2)$, 3) $I(I(X)) = I(X)$. Множество всех операторов замыкания образует решетку $Ferm(U)$.

Указанные понятия тесно связаны. Для $I \in Ferm(U)$ семейство $F_I = \{Z \subset U : I(Z) = Z\}$ является системой замыканий. Наоборот, при $F \in Cl(U)$ функция $I_F(X) = \bigcap \{Z \in F : X \subset Z\}$ служит оператором замыкания. Отображения $I \rightarrow F_I$, $F \rightarrow I_F$ представляет собой взаимно обратные антиизоморфизмы решеток $Cl(U)$ и $Ferm(U)$.

Заметим также, что $I_{F < H >}(X) = \bigcap \{Y \in H : X \subset Y\}$.

Пусть G_F — семейство подмножеств $Y \in F$, которые не представляются в виде пересечения других подмножеств $Z \in F$. В терминологии теории решеток G_F — система корнеразложимых элементов решетки F . Известно, что G_F — система образующих F по пересечению, содержащаяся в любой другой такой системе обра-

зующих [3]. Легко видеть, что $G_F = \emptyset \leftrightarrow F = \{U\}$, $G_F = \{A\} \leftrightarrow F = \{U, A\}$ ($U \neq A$). В примере 3) $G_F = \{U \setminus \{b\} : b \in U \setminus A\}$.

Представляет интерес система замыканий $(P(U) \setminus P_A(U)) \cup P_B(U)$. Особую роль она играет при $B = A \cup \{b\}$ ($b \notin A$). Обозначим такую систему $F_{A,b}$. Можно проверить, что $F_{A,b} = (P(U) \setminus P_A(U)) \cup P_{\{b\}}(U)$ и что $F_{A,b_1} = F_{A,b_2} \leftrightarrow (A_1 = A_2, b_1 = b_2)$.

Лемма 1 [4]. В решетке $Cl(U)$ система F допускает лишь тривиальное представление в виде $F = F_1 \cap F_2$ тогда и только тогда, когда F имеет вид $F_{A,b}$.

2. Пусть множество L интерпретируется как язык, его элементы — как слова или предложения, а подмножества L — как тексты.

Отношением выводимости (синтаксического следования) называется отношение $\vdash \subset P(L) \times L$, обладающее свойствами: 1) $x \in X \Rightarrow \Rightarrow X \vdash x$; 2) $X_1 \subset X_2, X_1 \vdash y \Rightarrow X_2 \vdash y$; 3) $(\forall y \in Y) (X \vdash y), Y \vdash z \Rightarrow X \vdash z$.

Оператор присоединения следствий определяется равенством

$$I_{\vdash}(X) = \{y \in L : X \vdash y\}. \quad (2.1)$$

Отметим для дальнейшего, что

$$X \vdash y \leftrightarrow I_{\vdash}(X) \vdash y. \quad (2.2)$$

Подмножество $Z \subset L$ называется замкнутым относительно вывода, если $(\forall x \in L) (Z \vdash x \Rightarrow x \in Z)$. Множество всех таких Z обозначим $F_{\vdash}$. Это — система замыканий, отвечающая оператору $I_{\vdash}$.

Формальной системой будем называть пару $(L, \vdash)$, состоящую из множества L и заданного на нем отношения выводимости $\vdash$.

Дедуктивной системой (исчислением) назовем множество L с заданным на нем набором правил вывода $\vdash_{R_i}$ ($i=1, \dots, k$). Процедура многошагового вывода, основанного на этих правилах, порождает отношение выводимости. Тем самым дедуктивная система превращается в формальную систему.

2.1. Исчислением функциональных зависимостей (ИФЗ) называется множество $P(U)^2$, снабженное правилами вывода: 1) $X \supset Y \Rightarrow \vdash (X, Y)$; 2) $(X, Y_1), (X, Y_2) \vdash (X, Y_1 \cup Y_2)$; 3) $(X, Y), (Y, Z) \vdash (X, Z)$.

Система пар $\varphi \subset P(U)^2$, замкнутая относительно вывода, представляет собой отношение функциональной зависимости (ОФЗ) [4]. Примером ОФЗ служит $\varphi_A = \{(X, Y) : X \subset A \Rightarrow Y \subset A\}$.

Множество всех ОФЗ на U обозначается $\text{Argm}(U)$. Оно является решеткой с наименьшим элементом $\varphi_{\min} = \{(X, Y) : X \supset Y\}$. В работе [4] описан антиизоморфизм между решетками $\text{Argm}(U)$ и $Cl(U)$. ОФЗ φ_A он сопоставляет систему замыканий $\{U, A\}$.

2.2. Исчисление следований (ИС) задается на множестве $P(U) \times U$ с помощью правил вывода 1) $x \in X \Rightarrow \vdash (X, x)$; 2) $X_1 \subset X_2 \Rightarrow \Rightarrow (X_1, y) \vdash (X_2, y)$; 3) $\{(X, y): y \in Y\}, (Y, z) \vdash (X, z)$.

Отношением следования (ОС) на U назовем подмножество $\tau \subset P(U) \times U$, обладающее свойствами τ 1) $x \in X \Rightarrow (X, x) \in \tau$; τ 2) $X_1 \subset X_2, (X_1, y) \in \tau \Rightarrow (X_2, y) \in \tau$; τ 3) $(\forall y \in Y)((X, y) \in \tau), (Y, z) \in \tau \Rightarrow (X, z) \in \tau$, т. е. замкнутое относительно вывода в ИС. В сущности это определение совпадает с приведенным в п. 2; здесь же мы подчеркиваем вариативный характер ОС τ . Пример $\text{ОС } \tau_A = \{(X, y): X \subset A \Rightarrow y \in A\}$.

Множество всех ОС на U обозначим $\text{Ent}(U)$. Оно является решеткой с наименьшим элементом $\tau_{\min} = \{(X, x): x \in X\}$, состоящим из тривиальных следований.

С каждым ОС τ связывается оператор замыкания $I_\tau(X) = \{y \in U: (X, y) \in \tau\}$ и система замыканий $F_\tau = F_{I_\tau} = \{Z \in P(U): (\forall (X, y) \in \tau)(X \subset Z \Rightarrow y \in Z)\}$. По оператору I_τ ОС τ восстанавливается с помощью соотношения $(X, y) \in \tau \Leftrightarrow y \in I_\tau(X)$.

Отображение $\tau \rightarrow I_\tau$ является изоморфизмом решеток $\text{Ent}(U) \rightarrow \text{Ferm}(U)$. Отображение $\tau \rightarrow F_\tau$ — антиизоморфизм решеток $\text{Ent}(U) \rightarrow \text{Cl}(U)$. Отметим, что $F_{\tau_A} = \{U, A\}$.

2.3. Исчислением строгих следований (ИСС) назовем множество $L^s = \{(X, y): X \subset U, y \in U \setminus X\} = (P(U) \times U) \setminus \tau_{\min}$, снабженное правилами вывода 1) $X_1 \subset X_2, y \in X_2 \Rightarrow (X_1, y) \vdash (X_2, y)$; 2) $z \in XUY \Rightarrow \Rightarrow \{(X, y): y \in Y \setminus X\}, (Y, z) \vdash (X, z)$. Соответственно, отношением строгого следования (ОСС) назовем подмножество $\sigma \subset L^s$, обладающее свойствами σ 1) $X_1 \subset X_2, y \in X_2, (X_1, y) \in \sigma \Rightarrow (X_2, y) \in \sigma$;

σ 2) $z \in XUY, (\forall y \in Y \setminus X)((X, y) \in \sigma), (Y, z) \in \sigma \Rightarrow (X, z) \in \sigma$. Множество всех ОСС на U обозначим $\text{SEnt}(U)$. Очевидно, $\sigma \in \text{SEnt}(U) \Leftrightarrow \sigma$ замкнуто относительно вывода в ИСС. Множество $\text{SEnt}(U)$ является решеткой с наименьшим элементом $\emptyset$. Пример $\text{ОСС } \sigma_A = \{(X, y) \in L^s: X \subset A \Rightarrow y \in A \setminus X\}$.

Между ОС и ОСС существует тесная связь. Для $\tau \in \text{Ent}(U)$ положим $\sigma_\tau = \{(X, y) \in \tau: y \notin X\} = \tau \setminus \tau_{\min}$.

Лемма 2. $\tau \in \text{Ent}(U) \Rightarrow \sigma_\tau \in \text{SEnt}(U)$.

Доказательство. Свойство σ 1) вытекает из τ 2). Проверим σ 2). Пусть $(\forall y \in Y \setminus X)((X, y) \in \sigma_\tau), (Y, z) \in \sigma_\tau (z \in XUY)$. Тогда, учитывая τ 1), имеем $(\forall y \in Y)((X, y) \in \tau), (Y, z) \in \tau$, откуда согласно τ 3) $(X, z) \in \tau$, а так как $z \notin X$, то и $(X, z) \in \sigma_\tau$.

Для $\sigma \in \text{SEnt}(U)$ положим $\tau_\sigma = \sigma \cup \tau_{\min}$.

Лемма 3. $\sigma \in \text{SEnt}(U) \Rightarrow \tau_\sigma \in \text{Ent}(U)$.

Доказательство. Свойство τ 1) справедливо, поскольку $\tau_{\min} \subset \tau_\sigma$. Пусть выполняется посылка свойства τ 2). Если $y \in X_2$, то $(X_2, y) \in \tau_{\min} \subset \tau_\sigma$. Если же $y \notin X_2$, то в силу σ 1) $(X_2, y) \in \sigma \subset \tau_\sigma$.

Пусть теперь для τ_σ выполняется посылка $\tau 3$). Если $z \in X$, то $(X, z) \in \tau_{\min} \subset \tau_\sigma$. Далее будем считать, что $z \in X$. Итак, пусть $(\forall y \in Y)((X, y) \in \tau_\sigma), (Y, z) \in \tau_\sigma$. Если $z \in Y$, то полагая здесь $y := z$, получим $(X, z) \in \tau_\sigma$. Если же $z \notin Y$, то $(Y, z) \in \sigma$. В то же время из предположения следует $(\forall y \in Y/X)((X, y) \in \sigma)$. Последние два соотношения на основании $\sigma 2$) дают $(X, z) \in \sigma \subset \tau_\sigma$.

Следствие. *Отображения $\tau \mapsto \sigma_\tau, \sigma \mapsto \tau_\sigma$ являются взаимно-обратными изоморфизмами решеток $\text{Ent}(U)$ и $\text{SEnt}(U)$.*

Положим далее $I_\sigma(X) = X \cup \{y \in U \setminus X : (X, y) \in \sigma\} = I_{\tau_\sigma}(X)$. Тогда $I_\tau = I_{\sigma_\tau}$. Отображение $\sigma \mapsto I_\sigma$ — изоморфизм решеток $\text{SEnt}(U) \rightarrow \text{Ferm}(U)$. Положим $F_\sigma = \{Z \subset U : (\forall (X, y) \in \sigma)(X \subset Z \Rightarrow y \in Z \setminus X)\} = F_{\tau_\sigma}$. Отсюда $F_\tau = F_{\sigma_\tau}$. Можно показать, что $F_\sigma = F_{I_\sigma}, I_\sigma = I_{F_\sigma}$.

Отображение $\sigma \mapsto F_\sigma$ является антиизоморфизмом решеток $\text{SEnt}(U) \rightarrow \mathcal{C}(U)$. При этом $\sigma_A \mapsto \{U, A\}$.

Для $\Sigma \subset L^s$ обозначим через Σ^+ множество всех $(X, y) \in L^s$, выводимых из Σ в ИСС. По аналогии с ИФЗ [5, Предложение 2.2] имеем

$$Z \in F_{\Sigma^+} \leftrightarrow (\forall (A, b) \in \Sigma)(A \subset Z \Rightarrow b \in Z \setminus A). \quad (2.3)$$

2.4. Исчисление пересечений (ИП) задается на множестве $P(U)$ правилами вывода 1) $\vdash U$; 2) $X_1, X_2 \vdash X_1 \cap X_2$. Очевидно, $H \vdash X \leftrightarrow X \in F(H)$. Семейство $F \subset P(U)$ замкнуто относительно вывода в ИП тогда и только тогда, когда F — система замыканий.

3.1. Пусть $\mathcal{W}$ — множество, представляющее предметную область («внешнюю реальность») языка L . Элементы $w \in \mathcal{W}$ могут называться моделями, мирами, ситуациями. Пусть также задано отношение выполнимости $\models \subset \mathcal{W} \times L$. Запись $w \models x (w \in \mathcal{W}, x \in L)$, отражает факт справедливости высказывания x в мире w . Будем писать $w \models X$, когда $(\forall x \in X)(w \models x)$. Последнее означает что текст $X \subset L$ правильно описывает мир (ситуацию) w .

Отношение выполнимости порождает отношение семантического следования по правилу $X \models y \leftrightarrow (\forall w \in \mathcal{W})(w \models X \Rightarrow w \models y)$. [6]. Отношение семантического следования обладает всеми свойствами отношения следования и задает на L структуру формальной системы.

3.2. Семантикой формальной системы $(L, \vdash)$ будем называть пару $\langle \mathcal{W}, \models \rangle$, где отношение выполнимости $\models$ обладает свойством

$$w \models X, X \vdash y \Rightarrow w \models y. \quad (3.1)$$

Содержательно это условие означает, что синтаксическое следствие y текста X , адекватно описывающего мир w , также справедливо в этом мире. Определение 3.1 перепишем в виде

$$w \models X \leftrightarrow w \models I_\vdash(X), \quad (3.2)$$

откуда для семантического следования получим

$$X \models y \leftrightarrow I_{\vdash}(X) \models y. \quad (3.3)$$

Нетрудно убедиться в том, что приведенное определение семантики равносильно справедливости теоремы корректности (непротиворечивости):

$$X \vdash y \Rightarrow X \models y \quad (X \subseteq L, y \in L).$$

3.3. Особый интерес представляют семантики, обладающие свойством полноты: $(\forall X \subseteq L)(\forall y \in L)(X \models y \Rightarrow X \vdash y)$. С помощью соотношений (3.3), (2.2) определение полноты преобразуется к виду

$$(\forall Z \in F_{\vdash})(\forall y \in L)(Z \models y \Rightarrow y \in Z). \quad (3.4)$$

3.4. Семантики $\langle W_1, \models_1 \rangle, \langle W_2, \models_2 \rangle$ формальной системы $(L, \vdash)$ будем считать изоморфными, если существует биективное отображение $f: W_1 \rightarrow W_2$, такое что $(\forall x \in L)(\forall w_1 \in W_1)(w_1 \models_1 x \leftrightarrow f(w_1) \models_2 x)$.

3.5. Семантика дедуктивной системы (см. п. 2) будет определяться как пара $\langle W, \models \rangle$, для которой выполняются условия

$$w \models X, X \vdash_{R_i} y \Rightarrow w \models y \quad (i = 1, \dots, k).$$

Легко видеть, что семантика дедуктивной системы является семантикой порожденной ею формальной системы.

3.6. Семантику, предметной областью которой служит булеан, можно назвать булеановой. Построим подобную семантику для исчислений, описанных в пп. 2.1—2.3. Положим $W = P(U)$. Отношение выполнимости для ИФЗ, ИС, ИСС соответственно зададим соотношениями

$$A \models (X, Y) \leftrightarrow (X \subseteq A \Rightarrow Y \subseteq A) \leftrightarrow (X, Y) \in \varphi_A; \quad (3.5)$$

$$A \models (X, y) \leftrightarrow (X \subseteq A \Rightarrow y \in A) \leftrightarrow (X, y) \in \tau_A; \quad (3.6)$$

$$A \models (X, y) \leftrightarrow (X \subseteq A \Rightarrow y \in A \setminus X) \leftrightarrow (X, y) \in \sigma_A. \quad (3.7)$$

В соответствии с определением из п. 3.5 проверяется, что тем самым получена семантика исчислений. В частности, для ИСС нужно убедиться в справедливости импликаций

$$1) A \models (X_1, y), X_1 \subseteq X_2, y \notin X_2 \Rightarrow A \models (X_2, y);$$

$$2) z \notin X \cup Y, (\forall y \in Y \setminus X)(A \models (X, y)), A \models (Y, z) \Rightarrow A \models (X, z).$$

Булеанова семантика всех этих исчислений полна. Доказательства этого факта однотипны. Проведем его для ИСС (ср. [1, с. 58]).

Лемма 4. $(\forall Z \in F_{\sigma})(Z \models_{\sigma})$.

Доказательство. Для любого $Z \in F_{\sigma}$ выполняется $I_{\sigma}(Z) = Z$.

При $(X, y) \in \sigma$ имеем $y \in I_{\sigma}(X)$. Если выполняется посылка импликации (3.7), т. е. $X \subseteq Z$, то $y \in I_{\sigma}(X) \subseteq I_{\sigma}(Z) = Z$. Тем самым $Z \models (X, y)$, что и требуется.

Теорема 1. Булеанова семантика ИСС полна.

Доказательство. В силу критерия (3.4) достаточно проверить, что $\sigma \models (X, y) \Rightarrow (X, y) \in \sigma$ для любых $\sigma \in \text{SEnt}(U)$, $(X, y) \in L^s$. Итак, пусть $\sigma \models (X, y)$, т. е. $(\forall A \in P(U)) (A \models \sigma \Rightarrow A \models (X, y))$. По лемме 4 для $A = I_\sigma(X) \in F_\sigma$ выполняется $A \models \sigma$. Следовательно, $A \models (X, y)$, т. е. $X \subset A \Rightarrow y \in A$. Но поскольку $X \subset A$, то $y \in A = I_\sigma(X)$, откуда $(X, y) \in \sigma$.

3.7. Для исчисления пересечений рассмотрим три семантики:

$$W_1 = P(U)^2, (A, B) \models X \Leftrightarrow (A \subset X \Rightarrow B \subset X); \quad (3.8)$$

$$W_2 = P(U) \times U, (A, b) \models X \Leftrightarrow (A \subset X \Rightarrow b \in X); \quad (3.9)$$

$$W_3 = L^s, (A, b) \models X \Leftrightarrow (A \subset X \Rightarrow b \in X \setminus A). \quad (3.10)$$

Фигурирующие здесь отношения выполнимости являются обратными бинарными отношениями к отношениям выполнимости, определенным в (3.5) — (3.7).

Теорема 2. Семантики (3.8) — (3.10) полны.

Доказательство проведем для третьей из этих семантик. Заметим, что для $H \subset P(U)$ и $(A, b) \in W_3$ выполняется

$$\begin{aligned} (A, b) \models H &\Leftrightarrow (\forall X \in H) (A \subset X \Rightarrow b \in X) \Leftrightarrow \\ &\Leftrightarrow b \in \bigcap \{X \in H : A \subset X\} \Leftrightarrow b \in I_{F \langle H \rangle}(A) \setminus A. \end{aligned}$$

Покажем, что отношения семантического и синтаксического следований совпадают

$$\begin{aligned} H \models X &\Leftrightarrow (\forall (A, b) \in W_3) ((A, b) \models H \Rightarrow (A, b) \models X) \Leftrightarrow \\ &\Leftrightarrow (\forall A \subset U) (\forall b \in U \setminus A) (b \in I_{F \langle H \rangle}(A) \Rightarrow (A \subset X \Rightarrow b \in X)) \Leftrightarrow \\ &\Leftrightarrow (\forall A \subset U) (A \subset X \Rightarrow I_{F \langle H \rangle}(A) \setminus A \subset X) \Leftrightarrow \\ &\Leftrightarrow (\forall A) (A \subset X \Rightarrow I_{F \langle H \rangle}(A) \subset X) \Leftrightarrow I_{F \langle H \rangle}(X) \subset X \Leftrightarrow X \in F \langle H \rangle \Leftrightarrow H \vdash X. \end{aligned}$$

4. Канонической семантикой формальной системы $(L, \vdash)$ назовем семантику, в которой $W = G_F$, где $F = F_\vdash$, а отношение выполнимости совпадает с отношением принадлежности $Y \models x \Leftrightarrow x \in Y$ ($Y \in G_F$). В этом случае $Y \models X \Leftrightarrow X \subset Y$. Найдем соответствующее отношение семантического следования. Имеем

$$\begin{aligned} X \vdash y &\Leftrightarrow (\forall Y \in G_F) (Y \models X \Rightarrow Y \models y) \Leftrightarrow (\forall Y \in G_F) (X \subset Y \Rightarrow y \in Y) \Leftrightarrow \\ &\Leftrightarrow y \in \bigcap \{Y \in G_F : X \subset Y\} \Leftrightarrow y \in \bigcap \{Z \in F : X \subset Z\} \Leftrightarrow y \in I_F(X) \Leftrightarrow X \vdash y. \end{aligned}$$

Результат говорит о том, что каноническая семантика полна.

Теорема 3. Каноническая семантика формальных систем ИФЗ, ИС, ИСС изоморфна булеановой.

Доказательство должно начинаться с описания замкнутых относительно вывода подмножеств этих исчислений, которые не представляются в виде нетривиальных пересечений, т. е. с описания элементов решеток $\text{Arm}(U)$, $\text{Ent}(U)$, $\text{SEnt}(U)$, не представимых

в виде нетривиальных инфимумов. Для этого удобно перейти от данных решеток к антиизоморфной им решетке систем замыканий и искать $F \in Cl(U)$, для которых не существует отличных от F систем замыканий F_1, F_2 таких, что $F = \sup(F_1, F_2)$. Очевидно, системы вида $\{U, A\}$ обладают этим свойством. Всякая иная система допускает нетривиальное представление $F = \sup\{\{U, A : A \in G_F\}\}$. Антиизоморфизмы сопоставляют системе $\{U, A\}$ соответственно отношения $\varphi_A \in \text{Arm}(U)$, $\tau_A \in \text{Ent}(U)$, $\sigma_A \in \text{SEnt}(U)$, которые и представляют общий вид искомых элементов. Отображения, сопоставляющие этим отношениям подмножество $A \subset U$, взаимнооднозначны. В силу сквозных равносильностей в определениях (3.5) — (3.7) эти отображения являются изоморфизмами канонических семантик с булевой.

Последняя теорема делает естественным возникновение булевых функций в теории функциональных зависимостей и, в частности, существование семантик булевого характера [7].

Теорема 4. *Каноническая семантика исчисления пересечений изоморфна семантике, описанной в (3.10).*

Доказательство. В соответствии со сказанным в п. 2.4 множество замкнутых относительно вывода семейств в ИП совпадает с $Cl(U)$. По лемме 1 $G_{Cl(U)} = \{F_{A,b} : (A, b) \in L^s\}$, вследствие чего отображение $F_{A,b} \mapsto (A, b)$ канонической семантики на W , биективно. Оно является изоморфизмом семантик в силу равносильности

$$\begin{aligned} F_{A,b} \models X &\leftrightarrow X \in F_{A,b} \leftrightarrow (\overline{A} \subset \overline{X} \vee b \in X) \leftrightarrow \\ &\leftrightarrow (A \subset X \Rightarrow b \in X) \leftrightarrow (A, b) \models X. \end{aligned}$$

5. Определим двойственное к отношению семантического следования в языке отношение «предметного следования» на предметной области. Для отношения выполнимости $\models \subset W \times L$ положим $V \models x \leftrightarrow (\forall v \in V)(v \models x) \cdot (V \subset W, x \in L)$. Будем считать, что

$$V \models w \leftrightarrow (\forall x \in L)(V \models x \Rightarrow w \models x). \quad (5.1)$$

Снабженное отношением следования (5.1) множество W превращается в формальную систему, т. е. получает тот же статус, что и исходная система $(L, \vdash)$. Более того, с формально-математической точки зрения можно изменить первоначальную интерпретацию и рассматривать W как систему языковой, а L как систему объектной природы. При этом от начального отношения выполнимости $\models$ нужно перейти к обратному отношению $\models^{-1} = \{(x, w) \in L \times W : (w, x) \in \models\} \subset L \times W$. Приведенные выше определения запишутся в виде $V \models x \leftrightarrow x \models^{-1} V$, $V \models w \leftrightarrow V \models^{-1} w$, где в последней записи фигурирует отношение семантического следования для «обратного» отношения выполнимости. Таким образом, предметное следование — это семантическое следование, порожденное отношением выполнимости, обратным к исходному.

Наделение предметной области отношением предметного следования будем называть ее логизацией (синтактизацией).

Теорема 5. *Отношение предметного следования на $W_1(W_2, W_3)$, индуцированное соответственно отношениями выполнимости (3.8), ((3.9), (3.10)), совпадает с отношением выводимости в ИФЗ (ИС, ИСС).*

Доказательство проведем для случая W_3 . В силу (3.10) и (2.3) для $\Sigma \subset L^s$, $(A, b) \in L^s$ имеем $\Sigma \models X \leftrightarrow (\forall (A, b) \in \Sigma) ((A, b) \models X) \leftrightarrow X \in F_\Sigma^+$. Отсюда на основании (5.1) и построений п. 2.3 получаем

$$\begin{aligned} \Sigma \models (A, b) &\leftrightarrow (\forall X \subset U) (\Sigma \models X \Rightarrow (A, b) \models X) \leftrightarrow \\ &\leftrightarrow (\forall X) (X \in F_\Sigma^+ \Rightarrow (A, b) \models X) \leftrightarrow (\forall X \in F_\Sigma^+) (A \subset X \Rightarrow b \in X) \leftrightarrow \\ &\leftrightarrow b \in \bigcap \{X \in F_\Sigma^+ : A \subset X\} \leftrightarrow b \in I_\Sigma^+(A) \leftrightarrow (A, b) \in \Sigma^+ \leftrightarrow \Sigma \vdash (A, b). \end{aligned}$$

Замечание. Если от отношения выполнимости, описанного в (3.10), перейти к обратному отношению, рассмотренному в (3.7), то выводимость $\Sigma \models (A, b)$ превратится в соответствии со сказанным выше в отношение семантического следования, порожденное булевой семантикой. Приведенное доказательство в таком случае еще раз устанавливает теорему полноты.

Теорема 6. *Отношение предметного следования на $P(U)$, порожденное отношением выполнимости (3.5) — (3.7), совпадает с отношением следования в исчислении пересечений.*

Фактически теорема 6 эквивалентна теореме 2, поскольку предметное следование на $P(U)$ в условиях теоремы 6 совпадает с семантическим следованием на $P(U)$ в смысле теоремы 2.

На наш взгляд, теорема 6 объясняет происхождение систем замыканий в теории двойственности Армстронга [3].

6. Объединим результаты пп. 4 и 5. Логизацию канонической семантики некоторой формальной системы будем рассматривать как двойственную формальную систему («первое сопряженное»). Из теорем 3 и 6 вытекает, что ИП является формальной системой, двойственной к ИФЗ, ИС, ИСС. Из теорем же 4 и 5 следует, что системой, двойственной к ИП, является ИСС.

6.1. Канонизацией формальной системы назовем систему двойственную к двойственной формальной системе («второе сопряженное»). Формальную систему назовем канонизированной, если она изоморфна своей канонизации. Из предыдущего следует.

Теорема 7. *Канонизацией ИФЗ, ИС, ИСС служит ИСС.*

Теорема 8. *Системы ИСС и ИП являются канонизированными.*

Список литературы: 1. *Мейер Д.* Теория реляционных баз данных. М., 1987. 608 с. 2. *Паленко М. Ш.* Семантические и математические модели баз данных. М., 1985. 208 с. 3. *Armstrong W. W., Delobel C.* Decompositions and functional dependencies in relations//ACM TODS. 1980. 5, N 4. P. 404—430. 4. *Калужная С. А.* Решетка отношений абстрактной функциональной зависимости//Вестн. Харьк. ун-та. 1985. № 277. С. 91—101. 5. *Синяевский В. В.* Инвариантные подмножества структуры функциональных зависимостей//Кибернетика. 1984. № 6. С. 38—41. 6. *Линдон Р.* Заметки по логике. М., 1968. 128 с. 7. *Breazu V.* Semantics in complete lattices for relational database functional dependencies//An. Sti. Univ. Iasi. 1982. Sec. 1a, 28, N 1. P. 177—182.

Поступила в редколлегию 15.03.88

А. М. МАНУЙЛОВА, канд. физ.-мат. наук, Л. П. ДОИЛЬНИЦИНА,

канд. техн. наук, Н. А. ЧИКИНА

СЕМИОТИЧЕСКОЕ ОБЕСПЕЧЕНИЕ МАШИННОГО ДИАГНОЗА

Системно-информационный анализ медицинских информационно-поисковых систем позволил построить семиотическое обеспечение машинного диагноза [1]. Введение методов искусственного интеллекта в системное программирование служит базой для новой информационной технологии программирования [2].

Подход, основанный на знании, дает возможность исключить из рассмотрения значительное количество заведомо неперспективных для установления диагноза данных и проводить обследование больного с большей селективностью. Организм рассматривается как система, состоящая из множества функционирующих элементов вместе с совокупностью отношений между этими элементами. При этом система — организм — расчленяется на множество подсистем, упорядоченных в соответствии с иерархическим принципом декомпозиции.

Областью применения метода декомпозиции могут быть задачи, часть ограничений и переменных которых обладают какими-либо специфическими свойствами. Последние позволяют применить для решения таких частных задач методы, являющиеся наиболее эффективными в каждом отдельном случае. При этом исходная задача сводится к решению последовательности задач меньшей размерности, каждая из которых решается с учетом ее специфических свойств (специфической информации).

Обозначим основную задачу через A . В каждой конкретной ситуации такую задачу можно заменить конечным числом элементарных задач A_i , $i = \overline{1, n}$, композиция которых в некотором приближении удовлетворяет всем условиям исходной задачи.

Для каждой подзадачи A_i можно подобрать соответствующий алгоритм $\eta(A_i)$ и выдаваемое им решение η_i , по совокупности которых можно составить представление о решении исходной задачи A .

В пространстве решений $\{\eta_i\}$ вводится метрика $\rho(\eta_i, \eta_j)$, удовлетворяющая следующим аксиомам; 1) $\rho(\eta_i, \eta_j) \geq 0$ при $\eta_i \neq \eta_j$; 2) $\rho(\eta_i, \eta_i) = 0$; 3) $\rho(\eta_i, \eta_j) \leq \epsilon \wedge \rho(\eta_j, \eta_k) \leq \epsilon \Rightarrow \rho(\eta_i, \eta_k) \leq \epsilon$, $\forall \epsilon > 0$.

Две первые аксиомы совпадают с обычными аксиомами теории мер. Аксиома транзитивности преобразуется с целью использования критерия компактности к подзадачам A_i . Естественно ввести такое определение.

Решения η_i и η_j , удовлетворяющие неравенству $\rho(\eta_i, \eta_j) \leq \epsilon$ для $\forall \epsilon > 0$, называются эквивалентными.

Множество решений $\{\eta_i\}$ отношением $R_*(\varepsilon - \text{эквивалентности})$ разбивается на классы $K_i \cap K_j \emptyset, i \neq j, \{\eta_i\} = \bigcup_{j=1}^m K_j$ с числом элементов в классе K_j , равным $|K_j|$.

Выбирается класс решений K_{j_0} , имеющий максимальное число элементов: $|K_{j_0}| \geq |K_j|, j = (1, m)$. В качестве решения задачи A можно принять любое решение $\eta_i \in K_{j_0}$, выдаваемое алгоритмом $\eta(A_i)$, или решение, рекомендованное большинством алгоритмов.

Ввиду того, что данный метод принятия решений разработан для слабо формализованных задач, не все подзадачи A_i и не все алгоритмы $\eta(A_i)$ корректны. Для устранения слабых или даже ошибочных алгоритмов $\eta(A_i)$ можно использовать метод Ю. И. Журавлева [3]. Достаточно построить совокупность нестрогих (эвристических) алгоритмов $\{\eta(A_i)\}$, затем ввести σ -алгебру на множестве подзадач $\{A_i\}$ и построить алгебраическое замыкание эвристического семейства алгоритмов. В этом замыкании оказывается принципиально разрешимой любая подзадача A_i .

Одна из главных задач при реализации новой диагностической системы (НДС) — создание семантического описания математических зависимостей. Это необходимо для того, чтобы сформулировать задачу в терминах такого описания, а также для внутреннего представления знаний о математических моделях (ММ).

Для построения семантического описания необходимо рассмотреть некоторое множество термов B и семейство предикатов различной местности $(S_i)_{i \in I}$. Абстрагируясь от конкретной предметной области, термы интерпретируем как переменные и параметры математических зависимостей, а предикаты — как свойства и отношения математических зависимостей. Таким образом, носителями семантики математических образов в НДС являются предикаты. Семейство $(S_i)_{i \in I}$ — это описание математической зависимости в терминах моделируемой ею закономерности. Знания системы о математических зависимостях представим в виде объединения описаний отдельных математических зависимостей:

$$V = \langle B, (S_i)_{i \in I} \rangle. \quad (1)$$

Выражение (1) содержит все предикаты, описывающие математические зависимости, заложенные в подсистему. «Знание» в НДС. Текст понимается как упорядоченная пара $\langle T, \theta \rangle$, где T — множество предложений текста, θ — отображение множества слов M текста в тезаурус системы. В состав тезауруса входят словари терминов по всему множеству фасетов, принятых в системе; схемы структурно-функциональных элементов (СФЭ) для каждого термина главного фасета, в которых закреплена номенклатура фасетов, соответствующих данному подлежащему; подсистемы терминов, отображающие взаимосвязи терминов различных фасетов.

В НДС используется нечеткий тезаурус, который позволяет проводить разбиение терминов на классы. Мера близости классов определяется по непрерывной шкале измерений, что невозможно в традиционных диагностических системах (ТДС).

Под нечетким тезаурусом понимаем множество терминов T , удовлетворяющих следующим условиям.

1. На множестве T определено отношение $\tilde{S}$, являющееся нечетким отношением, которое обусловлено функцией принадлежности $\mu_{\tilde{S}}: T \times T \rightarrow [0, 1]$ и обладает такими свойствами:

$$а) (\forall t \in T) (\mu_{\tilde{S}}(t, t) = 1);$$

$$б) (\forall t', t'' \in T) (\mu_{\tilde{S}}(t', t'') = \mu_{\tilde{S}}(t'', t'));$$

$$в) (\forall t', t'', t''' \in T) (\mu_{\tilde{S}}(t', t''') \geq \max \{ \min(\mu_{\tilde{S}}(t', t''), \mu_{\tilde{S}}(t'', t''')) \}).$$

Отношение подобия позволяет производить первоначальную разбивку терминов на классы, что соответствует заданию ассоциативной связи в обычном тезаурусе.

2. Имеется непустое подмножество $T_{\alpha} \subseteq T$, называемое множеством элементарных дескрипторов, и на множестве T определено λ -синонимичное отношение $\tilde{S}_{\lambda} \subset T \times T$, удовлетворяющее условиям:

$$а) (\forall t', t'' \in T) (<t', t''> \in \tilde{S}_{\lambda} \leftrightarrow \mu_{\tilde{S}}(t', t'') \geq \lambda);$$

$$б) (\forall t', t'' \in T_{\alpha}) (t' \neq t'' \Rightarrow <t', t''> \notin \tilde{S}_{\lambda});$$

$$в) (\forall t' \in T) (T_{\alpha}) (\exists t'' \in T_{\alpha}) (<t', t''> \in \tilde{S}_{\lambda}).$$

Отсюда следует, что $\tilde{S}$ является отношением эквивалентности и обобщением отношения синонимии, так как позволяет дифференцировать по силе связи все синонимы некоторого фиксированного термина t , что невозможно в обычных моделях.

3. На множестве дескрипторов $T_{\alpha} \subset T$ определяется отношение обобщения β -уровня $G_{T_{\alpha(\beta)}}$.

Если дескриптор t' более общего значения, чем дескриптор t'' и $<t', t''> \in \tilde{S}_{\beta}$, то t' находится в отношении $G_{T_{\alpha(\beta)}}$ к t'' , т. е.

$$t' G_{T_{\alpha(\beta)}} t'', \text{ где } t' \neq t'', \beta < \alpha. \quad (2)$$

Из отношения (2) следует, что оно нереплексивно, так как бинарное отношение G на множестве $T_{\alpha(\beta)}$ рефлексивно, если $t' G_{T_{\alpha(\beta)}} t'$. $\times G_{T_{\alpha(\beta)}}$ — антисимметрично, так как из $t' G_{T_{\alpha(\beta)}} t''$ и $t'' G_{T_{\alpha(\beta)}} t'$ следует $t' = t''$ для $\forall t', t'' \in T_{\alpha(\beta)}$.

Отношение моделирует родовидовые отношения. Задание на построение ММ поступает на вход системы в форме предложений текста

$$T = \{T_i\}; T_i = \langle M_i; (R_n) n \in N \rangle; M_i \in M. \quad (3)$$

Каждое предложение T_i задается набором слов M_i и грамматических отношений $(R_n)_{n \in N}$ между ними. Каждому слову m_k предложения ставится в соответствие набор синтаксических признаков P_{m_k} тезауруса

$$0: \forall m_k \in M_i \rightarrow P_{m_k}, \quad P_{m_k} = \{P_{m_k}^i\},$$

где $P_{m_k}^i$ — конкретный синтаксический признак слова m_k . Синтаксис языка задает отношение эквивалентности на T . Каждому классу эквивалентности (предложениям одной грамматической конструкции) ставится в соответствие дерево синтаксического подчинения, имеющее выделенную предикатную вершину:

$$W = \langle M_i^*, \{P_{m_k}\}_{m_k \in M_i}, m_{s_i} \rangle, \quad (4)$$

где M_i^* — множество цепочек слов предложения T , m_{s_i} — предикатная (корневая) вершина дерева. С помощью $Gr_{\alpha(\beta)}$ можно установить линейный порядок на каждом уровне иерархии дерева зависимости.

Семантический анализ сообщения (3) представляет собой его интерпретацию в терминах знаний системы о предметной области и ММ (1). При этом выделенной предикатной вершине (m_{s_i} — предложения T_i в форме (4)) соответствует одноименная (или синонимичная) семантическая структура отношения, т. е. фрейм. В результате суперпозиции фреймов на входные тексты (после проверки условий входа в фрейм) смысл текста обогащается дополнительными уровнями представления его семантики, осуществляется синтез информации, передаваемой текстом, и знаний, необходимых для адекватного понимания этой информации, которые не могут быть извлечены из входной информации.

Подсистема «Знание», входящая в НДС, должна содержать семантический базис, представляющий знание подсистемы о понятиях, используемых при решении того или иного класса задач, причем семантический базис должен быть расширяющимся.

Фреймы могут быть двух видов: N -фреймы, являющиеся моделями индивидуальных объектов и понятий предметной области; R -фреймы, являющиеся моделями динамически возникающих отношений на множестве объектов предметной области или на множестве различных ситуаций.

Семантика каждого отношения в некоторой предметной области считается полностью определенной, если:

в соответствующем фрейме задан набор аргументов с указанием каждого из них; для каждого аргумента определено с помощью эвристически заданной функции множество подстановок; описаны некоторые эвристические правила, определяющие конкретный вид постановок.

Системные свойства R -фреймов служат для организации их поиска в базе данных, порождения описаний конкретных фактов, а также для «сцепления» их с другими R -фреймами (посредством

ссылок) и образования, таким образом, семантической сети, отражающей смысл входного (выходного) сообщения.

Рассмотренный подход — основа алгоритмического наполнения модуля построения ММ.

Основными типами объектов диагностического знания считаем факт, признак, нозологическую форму (НФ), СФЭ. Факт определяется особенностями организма пациента и внешними воздействиями и имеет название либо область допустимых значений, либо набор свойств. Признаки соответствуют признакам в ТДС и состоят из названия, набора свойств и нормы. НФ соответствует классу заболеваний, имеет название и список уровней (слоев). У каждого уровня (слой) есть название и значение, которым является высказывание о свойствах одного признака или конъюнкции признаков.

Объектами конкретного знания являются значения признаков, значения фактов, информационные автомодели (ИАМ) и СФЭ. Значение признака или факта состоит из названия и списка пар свойство — значение. ИАМ состоит из идентификатора (номер истории болезни, ф. и. о. пациента) и списка значений признаков (градаций признаков) и фактов.

СФЭ определяется как класс заболеваний и его алгоритмическое обеспечение, что ведет к программной реализации структурно-функциональных элементов (СФЭ) разных подсистем НДС.

Семантика объектов обусловлена отношениями, в которых участвуют объекты. Отношения между НФ и признаками могут быть причинно-следственные, ожидания, доказательства и несовместимости. В слой некоторой НФ включаются те уровни, для которых данная НФ может рассматриваться как причина, вызывающая отклонения значений признаков от нормы. Если признак и НФ находятся в причинно-следственных отношениях, то признак упоминается хотя бы на одном уровне слоя НФ. С каждым уровнем связана оценка ожидания истинности высказывания уровня, в предположении, что у пациента имеется заболевание, соответствующее НФ. Отдельные признаки обладают большим диагностическим весом, таким, что попадание значения признака в некоторую фиксированную область значений служит доказательством наличия у пациента данного заболевания; такие признаки называем доминантами и говорим, что они находятся в отношении доказательства с НФ, в пользу которых свидетельствуют. Доминанта является объектом прагматического знания; значения признаков, несовместимые с данной НФ, называем отвергающими. Высказывание о них также включается в слой НФ.

Вводится понятие скалярного вида как объекта с атрибутами экстенсионал и атрибутом интенционал. Значением его служит односторонний предикат, принимающий значение истина на всех константах, являющихся элементами значения атрибута экстенсионал, и значение ложь в противном случае. Алгебра видов вводится следующим образом. Всякий скалярный вид является видом. На видах определены операции объединения, пересечения, декартово-

произведение и условное сочленение. Вид, получаемый как результат операции объединения, в качестве значения атрибута экстенсионал имеет множество, которое представляет собой теоретико-множественное объединение значений экстенсионалов операндов. Значение атрибута интенционал в этом случае равно дизъюнкции значений интенсионалов операндов [4].

Фундаментальными алгоритмами, входящими в качестве ключевой части в большинство других, является алгоритм сопоставления вида со значением [5].

В сложных ситуациях невозможно или чрезвычайно трудно обеспечить полностью автоматическую работу фундаментального алгоритма. Выходом из положения может быть участие человека на отдельных этапах процесса распознавания: в алгоритме локального вычисления признака; в алгоритме локального вычисления факта и в алгоритме локального вычисления НФ, входящего в СФЭ.

Опишем интерактивный лингвистический фундаментальный алгоритм (ИЛФА).

Пусть в этом алгоритме ЛПР привлекается на каждом шаге для установления соответствия вида со значениями скалярных целевых функций $f_i(X^k)$, $i = (\overline{1, N})$ с помощью лингвистических ограничителей для базисных терминов протокола (X^k — решение скалярной задачи в пространстве переменных решения). Предполагается также, что множество допустимых решений компактно. Каждое решающее правило протокола может быть вычислено на основе сопоставления определения значения с соответствующим конкретным значением, представляющим информацию о значении факта. Например, ЛПР доказывает по $f_i(X^k)$, что значение f_i — хорошее, а значение f_i — менее приемлемое. Композиционное правило вывода Заде позволяет получить нечеткое множество C_i , соответствующее данному правилу. Итак, лингвистические термины для C_i определяются эвристически как размытые (нечеткие) подмножества их возможных значений с конечной опорой в замкнутом интервале $[0, 1]$. Протокол состоит из множества лингвистических правил вывода каждого C_i по f_i и f_i . Выбирается начальный весовой вектор $\alpha = (1, \alpha_2, \dots, \alpha_N)$, $\alpha_i > 0$, $i = 2, \dots, N$. Задача сводится к многокритериальной задаче оптимизации при данном α :

$$\min_{x \in X} [\alpha_1 f_1(x) + \dots + \alpha_N f_N(x)];$$

$$Ax = b; \alpha \in \Omega = \{\alpha_i | \alpha_i \geq 0; \sqrt{\sum (\alpha_i)^2} = 1\},$$

где $f_i(x)$, X — выпуклы, $x \in R^n$ — вектор переменных решений, $X =$

$$X = \{x | x_i^- \leq x_i \leq x_i^+, i = (\overline{1, n})\}.$$

Программное обеспечение НДС распадается на два слоя, опирающиеся на разные уровни интерпретации. Верхний слой представляет собой совокупность текстов модулей на машинно-

независимых алгоритмических языках, включенных в систему программирования, причем для каждого из этих модулей определена интерпретация на абстрактном семантическом уровне. Этот уровень не является каким-либо новым алгоритмическим языком, на который должен отображаться исходный текст модуля. Абстрактный семантический уровень содержит систему понятий, позволяющую описать внешние свойства каждого модуля верхнего слоя как функции от подставленных значений его параметров, независимо от того, на каком языке составлен этот модуль и на какой машине он будет реализоваться.

Нижний слой представляет собой совокупность модулей, заданных в каком-либо машинном коде или на каком-либо машинно-зависимом алгоритмическом языке (автокоде). На машинном уровне для каждой машины определено конкретное представление абстрактного семантического уровня, которое является единым и общим для всех трансляторов на эту машину с машинно-независимых алгоритмических языков, включенных в систему программирования.

Новый подход к построению программных систем для диагностики заболеваний на основе теории представления знаний опирается на методы искусственного интеллекта и существенно отличается от традиционных методов машинной диагностики.

В ТДС фактически не используется абстрактное знание. В НДС происходит систематическое накопление абстрактного медицинского знания, представленного в стандартной форме, и последовательное обращение к нему для постановки диагноза. В ТДС применяются строгие математические методы. В НДС используются специализированные формальные системы, различные модели медицинского знания и, как следствие, последовательная локализация процедур и данных. Наконец, ТДС функционирует по принципу «черного ящика», в НДС происходит объяснение всех решений, принимаемых системой, в терминах естественного языка.

Одной из главных задач дальнейшего развития машинной диагностики является создание интегральной семиотики патологии организма человека. Это позволит исключить дублирование симптомов и синдромов, соотносимых с различными НФ, перейти от их качественного понимания к количественным характеристикам.

Список литературы: 1. Блауберг И. В., Юдин Э. Г. Становление и сущность системного подхода. М., 1973. 270 с. 2. Воробьев Ф. П., Мануйлова А. М., Балака Л. А. Информационная система анализа медицинских данных//Кибернетика и вычислительная техника. 1985. Вып. 66. С. 34—38. 3. Журавлев Ю. И. Экстремальные алгоритмы, возникающие при обосновании эвристических процедур//Пробл. прикл. математики и механики. М., 1971. С. 67—74. 4. Глушков В. М., Цейтлин Г. Е., Ющенко Е. Л. Алгебра, языки, программирование. К., 1974. 328 с. 5. Нильсон Н. Искусственный интеллект. М., 1973. 270 с.

Поступила в редколлегию 18.03.87

МОДЕЛИ КОНЕЧНОЙ СИГНАТУРЫ В ПСИХОФИЗИЧЕСКИХ ЗАДАЧАХ ТЕОРИИ ИНТЕЛЛЕКТА. СООБЩЕНИЕ 1

В психофизических задачах теории интеллекта, как правило, возникают следующие ситуации: имеется некоторое непустое множество, на котором задан не один, а целое семейство предикатов, причем различных типов. На практике встречаются конечные семейства предикатов, поэтому определенный интерес представляет описание моделей с конечным семейством предикатов-моделей конечной сигнатуры.

1. Пусть M — произвольное непустое множество, на котором заданы некоторые предикаты $P_1, P_2, \dots, P_n$ соответственно арностей $S_1, S_2, \dots, S_n$. Объект $A = \langle M; P_1, P_2, \dots, P_n \rangle$, где M — носитель; $P_1, P_2, \dots, P_n$ — главные предикаты, называется моделью типа $\langle S_1, S_2, \dots, S_n \rangle$ предикатов $P_1, P_2, \dots, P_n$. Сигнатурой модели A типа $\langle S_1, S_2, \dots, S_n \rangle$ будем называть объект $\text{Sign } A = \langle P_1, P_2, \dots, P_n; \varphi \rangle$, где $P_1, P_2, \dots, P_n$ — предикатные буквы; φ — функция, ставящая в соответствие каждой предикатной букве некоторое неотрицательное целое число, которое называется ее арностью. Число предикатных букв, входящих в сигнатуру, называется ее мощностью. Модели, сигнатуры которых имеют конечные мощности, будем называть моделями конечной сигнатуры. Под мощностью модели будем понимать мощность ее носителя.

Зафиксируем предикатные буквы G, E, D, T, F для обозначения соответственно предикатов равенства, эквивалентности, диффункциональности, толерантности и функциональной зависимости. Для краткости в дальнейшем модель $\langle M, E_1, E_2, \dots, E_n \rangle$ назовем моделью предикатов эквивалентности; $\langle M, D_1, D_2, \dots, D_n \rangle$ — моделью предикатов диффункциональности; $\langle M; T_1, T_2, \dots, T_n \rangle$ — моделью предикатов толерантности; $\langle M; G_1, G_2, \dots, G_n \rangle$ — моделью предикатов равенства. Следует отметить, что на фиксированном носителе существует единственный с точностью до обозначений предикат равенства, поэтому предикатные буквы $G_1, G_2, \dots, G_n$ являются лишь различными символами, обозначающими один и тот же предикат, т. е. для любых $i, j \in [1, n]$ имеет место

$$\langle M; G_i \rangle \cong \langle M; G_j \rangle.$$

Откуда следует, что

$$\forall i \in [1, n] (\langle M; G_1, G_2, \dots, G_n \rangle \cong \langle M; G_i, G_i, \dots, G_i \rangle).$$

Поэтому для упрощения обозначений всякую модель предикатов равенства конечной сигнатуры запишем в виде $\langle M; G, G, \dots, G \rangle$.

2. Пусть P — некоторый бинарный предикат, заданный на множестве M . Предикатом эквивалентного замыкания предиката P называется предикат эквивалентности E_p , определенный на том

же множестве и удовлетворяющий следующему условию: $E_p \supset E$ для любого предиката эквивалентности E , определенного на множестве M , такого, что $P \supset E$; или, что то же самое, $E_p = \bigwedge_{E \supset P} E$.

Модель $\langle M; E_p \rangle$ назовем моделью эквивалентного замыкания модели $\langle M; P \rangle$. Непосредственно из определения модели эквивалентного замыкания вытекает существование гомоморфизма.

$$f: \langle M; P \rangle \rightarrow \langle M; E_p \rangle, \quad (1)$$

оставляющего на месте все элементы носителя M . Причем, как легко видеть, модель $\langle M; E_p \rangle$ — единственная и максимальная в следующем смысле.

Предложение 1. Для любой модели типа $\langle 2 \rangle$ существует и единственна с точностью до изоморфизма модель предиката эквивалентного замыкания данной модели. Всякая модель предиката эквивалентности, являющаяся гомоморфным образом некоторой модели $\langle M; P \rangle$ типа $\langle 2 \rangle$, представляет собой гомоморфный образ и соответствующей модели эквивалентного замыкания $\langle M; E_p \rangle$.

Откуда непосредственно следует.

Предложение 2. Для того чтобы модели $\langle M_1; P_1 \rangle$ и $\langle M_2; P_2 \rangle$ типа $\langle 2 \rangle$ были изоморфны, необходимо, чтобы соответствующие модели эквивалентных замыканий $\langle M_1; E_{P_1} \rangle$ и $\langle M_2; E_{P_2} \rangle$ также были изоморфны $\langle M_1; E_{P_1} \rangle \cong \langle M_2; E_{P_2} \rangle$.

Очевидно, из изоморфизма моделей эквивалентных замыканий в общем случае не следует изоморфизм исходных моделей бинарных предикатов, так как и неизоморфные модели типа $\langle 2 \rangle$ могут иметь изоморфные модели эквивалентных замыканий.

Замечание 1. Известно [2], что произвольная модель A типа $\langle 2 \rangle$ — модель предиката эквивалентности тогда и только тогда, когда существует модель предиката равенства B , являющаяся сильным гомоморфным образом модели A ; причем всякая модель предиката равенства — сильный гомоморфный образ данной модели предиката эквивалентности, будет изоморфна B .

Лемма 1. Пусть $A = \langle M; P \rangle$ — произвольная модель типа $\langle 2 \rangle$. Тогда существует модель предиката равенства B такая, что 1) B — гомоморфный образ модели A ; 2) всякая модель предиката равенства, являющаяся гомоморфным образом модели A , имеет мощность, не превосходящую мощность модели B .

Доказательство. Рассмотрим модель $\langle M; E_p \rangle$ эквивалентного замыкания модели A . Как отмечалось выше $\langle M; E_p \rangle$ — гомоморфный образ модели A при гомоморфизме (1). В силу замечания 2 существует модель предиката равенства $\langle N; G \rangle$, являющаяся сильным гомоморфным образом модели $\langle M; E_p \rangle$. Данная модель предиката равенства $\langle N; G \rangle$ будет, очевидно, гомоморфным образом исходной модели при суперпозиции указанных выше гомоморфизмов.

Покажем теперь, что всякая модель предиката равенства — это гомоморфный образ модели A и ее мощность, не превосходит мощ-

ность модели $\langle N; G \rangle$. Допустим, что существует модель $\langle L; G_L \rangle$, которая является гомоморфным образом модели $\langle M; P \rangle$ и имеет мощность, превосходящую мощность модели $\langle N; G \rangle$:

$$f: \langle M; P \rangle \rightarrow \langle L; G_L \rangle.$$

Очевидно, модель $\langle L; G_L \rangle$ — сильный гомоморфный образ модели предиката, соответствующего ядерной эквивалентности гомоморфизма f . Теперь утверждение 2 леммы 1 является непосредственным следствием предложения 1. Лемма доказана.

Модель предиката равенства, существование которой доказано в лемме 1, в дальнейшем будет называть максимальной моделью предиката равенства модели A .

С л е д с т в и е. Для произвольной модели $\langle M; P \rangle$ типа $\langle 2 \rangle$ существует и единственна с точностью до изоморфизма максимальная модель предиката равенства данной модели.

Лемма 2. Для того чтобы модели $\langle M_1; P_1 \rangle$ и $\langle M_2; P_2 \rangle$ типа $\langle 2 \rangle$ были изоморфны, необходимо, чтобы их максимальные модели предикатов равенства соответственно $\langle N_1; G_1 \rangle$ и $\langle N_2; G_2 \rangle$ также были изоморфны $\langle N_1; G_1 \rangle \cong \langle N_2; G_2 \rangle$.

Д о к а з а т е л ь с т в о. Пусть $\langle N_1; G_1 \rangle \cong \langle N_2; G_2 \rangle$ и при этом они являются максимальными моделями предикатов равенства изоморфных моделей соответственно $\langle M_1; P_1 \rangle$ и $\langle M_2; P_2 \rangle$. Из изоморфизма моделей $\langle M_1; P_1 \rangle$ и $\langle M_2; P_2 \rangle$ следует, что всякий гомоморфный образ одной из них — это одновременно и гомоморфный образ другой. В частности, всякая максимальная модель предиката равенства одной из данных моделей — гомоморфный образ другой. Но тогда в силу единственности максимальной модели предиката равенства неизбежно следовал бы изоморфизм $\langle N_1; G_1 \rangle \cong \langle N_2; G_2 \rangle$, что противоречит начальному предположению. Лемма доказана.

З а м е ч а н и е. Из изоморфизма максимальных моделей предикатов равенства $\langle N_1; G_1 \rangle \cong \langle N_2; G_2 \rangle$ соответственно моделей $\langle M_1; P_1 \rangle$ и $\langle M_2; P_2 \rangle$ не следует изоморфизм самих моделей $\langle M_1; P_1 \rangle$ и $\langle M_2; P_2 \rangle$, хотя для моделей предикатов $P_i = G_i$, $i = 1, 2$ в данном случае, как известно [2], изоморфизм $\langle M_1; G_1 \rangle \cong \langle M_2; G_2 \rangle$ имеет место. Например, если взять некоторую модель предиката толерантности $\langle M; T \rangle$ и модель ее эквивалентного замыкания $\langle M; E_T \rangle$, то они, очевидно, имеют одну и ту же максимальную модель предиката равенства, хотя и не изоморфны.

3. Модель конечной сигнатуры типа $\langle 2, \dots, 2 \rangle$

$$\langle M; E_{p_1}, E_{p_2}, E_{p_3}, \dots, E_{p_n} \rangle$$

будем называть моделью эквивалентного замыкания [1] модели конечной сигнатуры $\langle M; P_1, \dots, P_n \rangle$ типа $\langle 2, \dots, 2 \rangle$.

Предикат E , являющийся предикатом эквивалентного замыкания дизъюнкции предикатов

$$P = \bigvee_{i=1}^n P_i,$$

назовем предикатом эквивалентного замыкания системы $\{P_i\}$.

Очевидно, существует гомоморфизм f , отображающий модель $\langle M; P_1, \dots, P_n \rangle$ на модель $\langle M; E, \dots, E \rangle$, где E — предикат эквивалентного замыкания системы предикатов $\{P_i\}$.

Замечание 1. Если $E_{p_1}, E_{p_2}, \dots, E_{p_n}$ — система вложенных предикатов эквивалентности, т. е. $E_{i_1} \supset E_{i_2} \supset E_{i_3} \supset \dots \supset E_{i_n}$, $i_j \in \{1, n\}$, то $E = E_{i_n}$.

Замечание 2. Если $E_{p_1}, E_{p_2}, \dots, E_{p_n}$ — система согласованных предикатов эквивалентности, т. е. для любой пары E_i, E_j , $i \neq j$, пересечение любого смежного класса разбиения, индуцированного E_i , с любым смежным классом разбиения, индуцированного E_j , или совпадает с одним из этих классов, или пусто, т. е.

$$E = \bigvee_{i=1}^n E_i.$$

Модель $\langle M; E, \dots, E \rangle$ будем называть сбалансированной моделью предиката эквивалентности модели $\langle M; P_1, P_2, \dots, P_n \rangle$. Очевидно, всякая модель предиката эквивалентности — гомоморфный образ модели $\langle M; P_1, P_2, \dots, P_n \rangle$, является и гомоморфным образом модели эквивалентного замыкания данной модели, т. е.

$$\langle M; E_{p_1}, E_{p_2}, \dots, E_{p_n} \rangle.$$

Далеко не всегда существует модель предикатов равенства $\langle N; G_1, G_2, \dots, G_n \rangle$, являющаяся сильным гомоморфным образом модели $\langle M; E_{p_1}, E_{p_2}, \dots, E_{p_n} \rangle$, как это имело место для однопредикатных моделей предикатов эквивалентности. Встает вопрос о нахождении аналогов максимальных моделей предикатов равенства для произвольных моделей конечной сигнатуры типа $\langle 2, 2, \dots, 2 \rangle$.

Модель предикатов эквивалентности $\langle M; E_1, \dots, E_n \rangle$ назовем стационарной, если все E_i задают на M одно и то же разбиение. Частным случаем стационарной модели является сбалансированная модель предиката эквивалентности произвольной модели конечной сигнатуры. Однако максимальная модель предиката равенства сбалансированной модели предиката эквивалентности некоторой модели конечной сигнатуры $\langle M; P_1, \dots, P_n \rangle$ типа $\langle 2, 2, \dots, 2 \rangle$ всегда является гомоморфным образом данной модели.

Замечание 3. Как уже отмечалось в п. 1 модель вида $\langle N; G_1, \dots, G_n \rangle$ всегда стационарна, т. е. $\langle N; G, \dots, G \rangle$.

Модель $\langle N; G, \dots, G \rangle$ назовем максимальной моделью предикатов равенства модели $\langle M; P_1, \dots, P_n \rangle$, если

1) $\langle N; G, \dots, G \rangle$ — гомоморфный образ модели $\langle M; P_1, P_2, \dots, P_n \rangle$;

2) мощность любой модели $\langle N'; G', \dots, G' \rangle$, являющейся гомоморфным образом модели $\langle M; P_1, P_2, \dots, P_n \rangle$, не превосходит мощность модели $\langle N; G, \dots, G \rangle$.

Лемма 3. Пусть $\langle M; P_1, P_2, \dots, P_n \rangle$ — произвольная модель типа $\langle 2, 2, \dots, 2 \rangle$. Если модель ее эквивалентного замыкания $\langle M; E_{P_1}, E_{P_2}, \dots, E_{P_n} \rangle$ не стационарна, то максимальная модель предиката равенства модели $\langle M; P_1, \dots, P_n \rangle$ изоморфна максимальной модели предиката равенства сбалансированной модели предиката эквивалентности данной модели.

Доказательство. Пусть $\langle M; E_{P_1}, E_{P_2}, \dots, E_{P_n} \rangle$ — модель вложенных предикатов эквивалентности. Не теряя общности, будем предполагать $E_{P_1} \supset E_{P_2} \supset E_{P_3} \supset \dots \supset E_{P_n}$.

Тогда существует гомоморфизм

$$f: \langle M; E_{P_1}, \dots, E_{P_n} \rangle \rightarrow \langle M_1; G_1, \hat{E}_2, \dots, \hat{E}_n \rangle,$$

где $M_1 = M/\varepsilon_1$, а ε_1 — отношение эквивалентности, соответствующее предикату E_{P_1} ; $\hat{E}_2, \dots, \hat{E}_n$ — предикаты, индуцированные предикатами $E_{P_2}, \dots, E_{P_n}$ соответственно на множестве M_1 ; G_1 — предикат равенства на M_1 . Но тогда имеем $G_1 \supset \hat{E}_2 \supset \hat{E}_3 \supset \dots \supset \hat{E}_n$, и если предикаты $\hat{E}_2, \dots, \hat{E}_n$ отличны от предиката равенства на M_1 , то, очевидно, не существует модели предикатов равенства, являющейся гомоморфным образом модели $\langle M_1; G_1, \hat{E}_2, \dots, \hat{E}_n \rangle$.

Таким образом, даже для вложенных эквивалентностей максимальная модель предикатов равенства отсутствует. Для стационарного же случая, т. е. соответствующего сбалансированной модели предиката эквивалентности, максимальная модель равенства следует непосредственно из ее существования для модели одного предиката эквивалентности. Лемма доказана.

Список литературы: 1. Мальцев А. И. Алгебраические системы. М., 1970. 392 с.
2. Шабанов-Кушнаренко Ю. П. Теория интеллекта. Математические средства. Х., 1984. 144 с.

Поступила в редколлегию 8.12.87

УДК 510.62

Н. Б. ВОРОНЦОВ, Б. Ю. ГАРБУЗОВ

МАКСИМАЛЬНАЯ ВЫПОЛНИМОСТЬ КНФ КОНЕЧНЫХ ПРЕДИКАТОВ. ПРИБЛИЖЕННОЕ РЕШЕНИЕ ПРЕДИКАТНЫХ УРАВНЕНИЙ

Приближенные алгоритмы для некоторых NP -полных задач разработаны и исследованы Д. Джонсоном [1] с целью оценить их точность и сложность. В частности, скорее для того чтобы проиллюстрировать технику получения оценок точности, он поставил задачу выполнимости с предъявлением (нахождения хотя бы одного корня уравнения КНФ 1) как оптимизационную задачу, состоящую в максимизации числа истинных дизъюнктов. Лучший из двух предложенных им алгоритмов при сложности $O(n \log n)$, где n —

число дизъюнктов, имеет удивительную точность $(f_{\text{опт}} - f_{\text{пр}})/f_{\text{опт}} \leq 2^{-k}$. Здесь $f_{\text{опт}}$ и $f_{\text{пр}}$ — соответственно оптимальное и приближенное значение функции цели, а k — наименьший ранг дизъюнктов.

Авторы считают, что этот результат имеет практическое значение для решения уравнений указанного вида и предполагают высокую вероятность попадания в точный корень ($f_{\text{опт}} = f_{\text{пр}}$).

Цель данной статьи — обобщить результат Джонсона на случай многозначных переменных, привлечь внимание к применениям данного метода и наметить некоторые из них.

Наряду с уравнениями алгебры логики (АЛ) на практике используются предикатные уравнения. Для последних была создана алгебра конечных предикатов (АКП) [2], обобщение АЛ, развитая в [3]. В этом виде мы и будем ею пользоваться.

Зафиксируем множество переменных $V = \{x_1, \dots, x_{nv}\}$ и конечных областей их пробегания $DOM_{x_1}, \dots, DOM_{x_{nv}}$. На пространстве $SPACE = DOM_{x_1} \times \dots \times DOM_{x_{nv}}$ определены конечные предикаты $\varphi: SPACE \rightarrow \{0, 1\}$. Узнаванием в форме Закревского или просто узнаванием назовем выражение x^A , определяемое как $x \in A$. При этом $A \subseteq DOM_x$. Показатель A узнавания x^A назовем пустым при $A = \emptyset$ и полным при $A = DOM_x$. Для них очевидны тождества $x^\emptyset \equiv 0$, $x^{DOM_x} \equiv 1$. Частный случай узнавания при одноэлементном A назовем унарным или в форме Шабанова-Кушнаренко.

Любой предикат можно записать, соединяя узнавания знаками конъюнкции $\wedge$ и дизъюнкции $\vee$. Конъюнкцию узнаваний различных переменных при отсутствии пустых показателей назовем элементарной конъюнкцией или конъюнктом. Дизъюнкцию узнаваний различных переменных при отсутствии полных показателей назовем элементарной дизъюнкцией или дизъюнктом. Если при этом все узнавания унарны, то это форма Шабанова-Кушнаренко или унарная. А если в унарном дизъюнкте или конъюнкте все переменные присутствуют, то они называются соответственно конституентой единицы или нуля.

Конъюнкция дизъюнктов называется КНФ. Дизъюнкция конъюнктов называется ДНФ. Причем, если последняя содержит лишь унарные конъюнкты, она называется ДНФ Шабанова-Кушнаренко.

Решение уравнения АЛ $\varphi = 1$ — NP-полная задача, так как NP-полон ее частный случай — задача выполнимости КНФ. То же относится и к АКП, так как ее уравнения при $|DOM_{x_i}| = \dots = DOM_{x_{nv}} = 2$ сводятся к уравнениям АЛ. Для сокращения времени решения задачи применяют распараллеливание вычислительных процессов, но при этом время решения сокращается не более чем в число процессоров раз, т. е. линейно, что не может существенно расширить допустимую входную размерность. Гораздо более мощным средством против труднорешаемости являются приближенные методы, ставшие магистральным направлением дискретной оптимизации. В [1] приводятся алгоритмы B1, B2 макси-

мальной выполнимости КНФ АЛ. Обобщим их на АКП, построим на их основе алгоритм приближенного нахождения нескольких корней КНФ и предложим способ приближенного решения системы уравнений, причем последние два работают как для АЛ, так и для АКП.

Перейдем, как и в [1], от алгебраических выражений к множествам. Например, вместо КНФ $(x^a, y^{b,e})x^{a,b}$ будем работать с множеством $\{\{x^a, y^{b,e}\}, \{x^{a,b}\}\}$, которое назовем входом. При этом его элементы $C_1 = \{x^a, y^{b,e}\}$, $C_2 = \{x^{a,b}\}$ назовем клозами, а их элементы $x^a, y^{b,e}, x^{a,b}$ — литералами.

Множество литералов *TRUE* назовем набором значений истинности, если оно не содержит различных узнаваний одной переменной $x^A, x^B, A \neq B$. Пусть множество *TRUE* содержит литерал x^A , а клоз *C* — литерал x^B . Тогда *TRUE* выполняет (удовлетворяет) *C*, если $A \subseteq B$, и ранит в противном случае.

Назовем *SUB* множеством выполненных клозов входа *PS*, а $LEFT = PS \setminus SUB$ — множеством невыполненных клозов. Как и прежде, *V* — множество всех переменных, присутствующих в КНФ *PS*.

Тогда задача максимальной выполнимости КНФ АКП может быть сформулирована как поиск набора значений истинности *TRUE* по входу *PS* с целью $|SUB| \rightarrow \max$ (1).

Критерием точности, как и в [1], примем отношение количества всех клозов входа *PS* к количеству выполненных $R = \frac{|PS|}{|SUB|}$.

Рассмотрим два алгоритма приближенного выполнения КНФ АКП, *AFPI* и *AFP2*. Оба они накапливают в *TRUE* по одному унарному литералу на каждом шаге (итерации) из различных клозов. Приведенная ниже запись этих алгоритмов полностью не определена и допускает различные реализации. Первый основан на простой эвристике выполнения текущим литералом как можно большего числа новых клозов. Таким образом, глобальная цель (1) для него становится локальной на каждом шаге. Он допускает реализацию сложности $O(n \log n)$.

Алгоритм *AFPI*.

1. Установить $SVB = \emptyset$, $TRVE = \emptyset$, $LEFT = PS$, $VAR = V$.

2. Если ни одна переменная из *VAR* не присутствует ни в одном из клозов из *LEFT* останов с возвратом *TRVE*, *LEFT*.

3. Выбрать для произвольной переменной $x \in VAR$ унарный показатель *a* с максимальным множеством *YT* клозов из *LEFT*, выполняемых литералом $y = x^a : |YT| \rightarrow \max_{a \in EDOM_x}$.

4. Переприсвоить $SUB = SUB \cup YT$, $LEFT = LEFT \setminus YT$, $TRVE = TRVE \cup \{y\}$, $VAR = VAR \setminus \{x\}$.

5. Идти к 2.

Зафиксируем произвольный вход *PS*. Для каждой переменной *x* обозначим через $EDOM_x$ множество всех символов, встречающихся в показателях переменной *x* в клозах из *PS*. Пусть также

$d = \max_{x \in V} |DOM_x|$, $e = \max_{x \in V} |EDOM_x|$. Ясно, что $EDOM_x \subseteq DOM_x$, $|EDOM_x| \leq |DOM_x|$, $e \leq d$. Величина k означает минимальный ранг дизъюнктов, входящих в КНФ, соответствующую входу $PS: k = \min_{C \in PS} |C|$. Оценим R в наихудшей реализации для произвольного примера.

Теорема 1. Для произвольного входа PS алгоритм $AFPI$ обеспечивает точность

$$R \leq 1 + \frac{e-1}{k} \leq 1 + \frac{d-1}{k}. \quad (2)$$

Доказательство. Каждый раз, когда литерал $y = x^a$ добавляется к $TRUE$, число выполненных им клозов, т. е. перемещенных из $LEFT$ в SUB , оказывается не более чем в $e-1$ раз меньше числа клозов в $LEFT$, получивших новые ранения (согласно пункту 3 алгоритма $AFPI$). При остановке алгоритма в $LEFT$ остаются лишь клозы, раненные столько раз, сколько в них содержится литералов (мертвые клозы). Значит ко времени остановки алгоритма будет произведено не менее $k|LEFT|$ ранений, и следовательно, $k|LEFT| \leq |SUB|(e-1) \leq |SUB|(d-1)$. Тогда $R = \frac{|SUB| + |LEFT|}{|SUB|} = 1 + \frac{|LEFT|}{|SUB|} \leq 1 + \frac{e-1}{k} \leq 1 + \frac{d-1}{k}$.

Проиллюстрируем реализацию наихудшей точности на тестовом примере (3), в котором допускается реализация, дающая трассу (табл. 1).

Таблица 1

SUB	$LEFT$	VAR	y	YT
$\emptyset$	1,2,3,4,5	1,2,3,4,5,6,7,8,9	x_1^1	1
1	2,3,4,5	2,3,4,5,6,7,8,9	x_2^1	2
1,2	3,4,5	3,4,5,6,7,8,9	x_3^1	3
1,2,3	4,5	4,5,6,7,8,9	—	—

Таблица 2

SUB	$LEFT$	VAR	y	YT
$\emptyset$	1,2,3,4,5	1,2,3,4,5,6,7,8,9	x_4^1	1
1	2,3,4,5	1,2,3,5,6,7,8,9	x_6^1	2
1,2	3,4,5	1,2,3,5,7,8,9	x_8^1	3
1,2,3	4,5	1,2,3,5,7,9	x_1^2	4
1,2,3,4	5	2,3,5,7,9	x_2^3	5
1,2,3,4,5	$\emptyset$	3,5,7,9	—	—

В таблицах для экономии места мы будем в *SUB*, *LEFT* и *YT* писать номера клозов, а в *VAR* — номера переменных.

$$nv = 9, n = 5, k = 3, d = e = 3.$$

$$C_1 = \{x_1^1, x_4^1, x_5^1\}; C_2 = \{x_2^1, x_6^1, x_7^1\}; C_3 = \{x_3^1, x_8^1, x_9^1\};$$

$$C_4 = \{x_1^2, x_2^2, x_3^2\}; C_5 = \{x_1^3, x_2^3, x_3^3\}. \quad (3)$$

В конце трассы точность $R = \frac{|PS|}{|SUB|} = \frac{5}{3}$, что совпадает

с оценкой (2): $R = 1 + \frac{d-1}{k} = 1 + \frac{3-1}{3} = \frac{5}{3}$. Однако в иной реализации эта же КНФ выполняется точно. Трасса приведена в табл. 2.

Перейдем к алгоритму *AFP2*, для которого не все клозы равнозначны, он основан на более тонкой эвристике — стремится не ранить клозы, близкие к гибели. Для этого используются веса клозов $w(C)$. Под весом множества клозов будем понимать сумму весов его элементов $W(SET) = \sum_{C \in SET} w(C)$. Для литерала $l = x^A$ обозначим $DOM(x^A) = DOM_x$, $POWER(x^A) = A$, $REST \times (x^A) = DOM_x \setminus A$.

Алгоритм *AFP2*.

1. Установить $SUB = \emptyset$, $TRUE = \emptyset$, $LEFT = PS$, $VAR = V$ и назначить каждому клозу C вес $w(C) \prod_{l \in C} \frac{|REST(l)|}{|DOM(l)|}$.

2. Если ни одна переменная из VAR не присутствует ни в одном клозе из $LEFT$, останов с возвратом $TRUE$, $LEFT$.

3. Выбрать произвольную переменную $x \in VAR$, участвующую в $LEFT$. Для нее назначить $DOM' = DOM_x$.

4. Выбрать любое значение $a \in DOM'$. Переприсвоить $DOM' = DOM' \setminus \{a\}$. Найти множество YF выполненных и YF раненных литералом $y = x^a$ клозов. Назначить $LEFT' = LEFT \setminus YF$.

Создать новые веса для клозов из $LEFT'$: $w'(C) = \frac{|DOM(l)|}{|REST(l)|} \times w(C)$ для C , в котором ранен литерал l , и $w'(C) = w(C)$ при $C \in YF$. Если $W'(LEFT') > W(LEFT)$, то идти к 4.

5. Переприсвоить $VAR = VAR \setminus \{x\}$, $TRUE = TRUE \cup \{y\}$, $SUB = SUB \cup YT$, $LEFT = LEFT'$. Для всех $C \in LEFT$ оставить веса $w(C) = w'(C)$.

6. Идти к 2.

Лемма. В терминах *AFP2*

$$\forall x \exists a W'(LEFT') \leq W(LEFT).$$

Это означает, что п. 4 *AFP2* сформулирован корректно, т. е. значение a не придется выбирать из пустого DOM' , и литерал

y , не увеличивающий вес $LEFT$, будет всегда найден не более чем за e проходов п. 4.

Доказательство леммы не приводим. Оно связано со сведением алгоритма $AFP2$ к методу покоординатного спуска в задаче непрерывной оптимизации и достойно отдельной статьи.

Теорема 2. Для произвольного входа PS алгоритм $AFP2$ гарантирует точность

$$R \leq \frac{1}{1 - \left(\frac{e-1}{e}\right)^k} \leq \frac{1}{1 - \left(\frac{d-1}{d}\right)^k}. \quad (5)$$

Доказательство. Поскольку полные показатели в КНФ запрещены, для любого литерата $x^A |REST(x^A)| \leq |EDOM_x| - 1$. Значит первоначальный вес клозов

$$W(LEFT) \leq |PS| \left(\frac{e-1}{e}\right)^k. \quad (6)$$

В силу леммы неравенство (6) справедливо вплоть до остановки алгоритма. К этому моменту каждый клоз C ранен $|C|$ раз, а значит согласно пп. 1.4 вес каждого из них равен 1. Тогда

$$W(LEFT) = |LEFT| \leq |PS| ((e-1)/e)^k, \text{ и } R = |PS| / (|PS| - |LEFT|) = 1 / (1 - |PS| / |LEFT|) \leq 1 / (1 - ((e-1)/e)^k) \leq 1 / (1 - ((d-1)/d)^k) \square$$

Таким образом, алгоритм $AFP2$ гораздо точнее алгоритма $AFP1$, сохраняя при этом сложность $O(n \log n)$. Пример (3) этим алгоритмом уже в любой реализации будет выполнен точно. Наихудшая точность реализуется на примере (7). КНФ данного примера невыполнима. Более того, наилучший случай здесь совпадает с наихудшим.

$$n = 3, n = 9, k = 2, |DOM_{x_1}| = |DOM_{x_2}| = |DOM_{x_3}| = 3;$$

$$PS = \{\{x_1^1, x_2^1\}, \{x_1^2, x_3^1\}, \{x_1^3, x_2^1\}, \{x_1^1, x_2^2\}, \{x_2^2, x_3^2\}, \{x_1^3, x_3^2\}, \{x_1^1, x_3^2\}, \{x_2^1, x_3^2\}, \{x_1^3, x_2^2\}\}. \quad (7)$$

При выборе, например, $TRUE = \{x_1^2, x_2^1\}$ имеем 5 удовлетворенных клозов из 9, т. е. $R = \frac{9}{5}$. Это же значение получаем по формуле (5)

$$R = 1 / \left(1 - \left(\frac{e-1}{e}\right)^k\right) = 1 / \left(1 - \left(\frac{3-1}{3}\right)^2\right) = \frac{9}{5}.$$

При $e=2$ алгоритмы $AFP1$ и $AFP2$ и оценки для них сводятся к прообразам в [1]. Замечательно также, что оценки (5), как и их прообразы в [1], не зависят ни от общего числа клозов n , ни от максимально возможного числа выполнимых

зов *maxsub*. Так, если оценка (5) для параметров $k=2$, $n=3$, $e=2$ дает

$$\begin{aligned} \max sub \geq |SUB| &= \frac{n}{R} \geq n \left(1 - \left(\frac{e-1}{e} \right)^k \right) = 3 \left(1 - \left(\frac{1}{2} \right)^2 \right) = \\ &= \frac{9}{4} > (n-1), \end{aligned}$$

то любой вход с этими параметрами алгоритм *AFP2* выполним точно, и невыполнимой КНФ с этими параметрами не существует.

Алгоритмы *AFP1* и *AFP2* могут быть улучшены введением новых эвристик. Например, если в п. 3 обоих алгоритмов добавить максимум по всем переменным, то это, не изменяя гарантированных границ точности, улучшит точность в среднем. Порядок точности не изменится.

Пусть нам удалось найти один точный корень *TRUE*, например, $x_4^1 x_6^1 x_8^1 x_1^2 x_2^3$ в примере (3). Отрицание его представляет дизъюнкт $\overline{x_4^1 x_6^1 x_8^1 x_1^2 x_2^3} = x_4^{2,3} \vee x_6^{2,3} \vee x_8^{2,3} \vee x_1^{1,3} \vee x_2^{1,2}$.

Его можно присоединить к исходной КНФ

$$\begin{aligned} &(x_1^1 \vee x_4^1 \vee x_5^1)(x_1^2 \vee x_2^2 \vee x_3^2); \\ &(x_1^1 \vee x_6^1 \vee x_7^1)(x_1^3 \vee x_2^3 \vee x_3^3); \\ &(x_1^1 \vee x_3^1 \vee x_9^1)(x_4^{2,3} \vee x_6^{2,3} \vee x_8^{2,3} \vee x_1^{1,3} \vee x_2^{1,2}) \end{aligned}$$

и снова пытаться выполнить некоторым алгоритмом максимальной выполнимости *ALGMS*. На этой идее основан алгоритм *MANYROOTS (ALGMS)* нахождения нескольких корней КНФ, который накапливает корни *TRUE*, найденные алгоритмом *ALGMS*, в выходную ДНФ *SP*.

1. Установить $SP = \emptyset$.
2. Подать *PS* на вход *ALGMS*.
3. Если $LEFT \neq \emptyset$, останов с возвратом *SP*; иначе $SP = SP \cup \{TRUE\}$, $PS = PS \cup \{TRUE\}$.
4. Идти к 2.

Данный алгоритм за исключением параметра *ALGMS* полностью определен. К сожалению он не имеет полиномиальных реализаций, поскольку как бы быстро не работал *ALGMS*, длина выходной ДНФ *SP* может оказаться экспоненциально длиннее входной КНФ *PS*. Более того, во-первых, предыдущие алгоритмы дают корни *TRUE* в форме Шабанова-Кушнаренко, а, во-вторых, по сути алгоритма *MANYROOTS* они ортогональны между собой. Поэтому *SP* — ортогональная ДНФ Шабанова-Кушнаренко, а следовательно, очень неэкономна. Но алгоритм останавливается на первом же неточном корне, чтобы не накапливать ошибку. Поэтому хотя бы две итерации на практике уже можно считать удачей, а в случае необходимости можно прервать выполнение.

Три приведенные алгоритма рекомендуется реализовывать на базе матриц Закревского [3], поскольку компромисс удобства и экономии памяти можно считать приемлемым, а перевод из текстовой формы в матричную и обратно имеет линейную сложность.

На практике чаще всего приходится решать большие системы коротких уравнений, т. е. предикат, ДНФ которого нужно найти, является конъюнкцией коротких скобочных форм $\varphi = \bigwedge_i \varphi_i$.

В этом случае приведение φ_i к КНФ точным методом не займет много времени, а полученную длинную КНФ φ можно обработать алгоритмом *MANYROOTS*.

Однако исходные уравнения системы чаще бывают ближе к ДНФ, чем к КНФ, а приведенные к КНФ — шаг назад на пути раскрытия скобок. Поэтому перспективным представляется создание алгоритмов приближенного выполнения произведения ДНФ, частным случаем которого является КНФ.

К сожалению, при практическом использовании алгоритмы максимального выполнения пока приходится рассматривать лишь как эвристики для улучшения статистики попадания в точное решение, поскольку приближенные корни далеки от точных в естественной метрике, минимизация которой не учитывается в целевой функции (1).

Список литературы: 1. Johnson S. David. Approximation Algorithms for Combinatorial Problems//Journ. of Computer and System Sciences. 1974. 9. P. 256—259, 261—264. 2. Шабанов-Кушнаренко Ю. П. Теория интеллекта. Математические средства. Х., 1984. 144 с. 3. Закревский А. Д. Симметричные нормальные формы конечных предикатов//Докл. АН БССР. 1987. 31, № 5. С. 427—429.

Поступила в редколлегию 22.11.87.

УДК 519.6; 519.55

М. М. ИВАНОВ, Н. А. ЛЫСЕНКОВ, канд. техн. наук,
И. В. СОЛОДОВНИКОВ, канд. техн. наук

МОДЕЛИРОВАНИЕ НЕЙРОННЫХ СТРУКТУР С ПОМОЩЬЮ МЕТОДОВ ИМИТАЦИИ

При рассмотрении методов представления нейронных структур на ЭВМ с помощью языков моделирования, ориентированных на процессы, не дается описание функциональных особенностей нейрона и математических зависимостей. Основная задача заключается в подготовке программного обеспечения, позволяющего наиболее адекватно отображать структуру нейронных сетей и имитировать их функционирование.

В основе подхода лежит использование языка моделирования, подобного языку Симула [1]. Отличие применяемой системы за-

ключается в использовании совместно со средствами моделирования базы данных.

Каждый процесс — совокупность данных или параметров (свойств) объекта и действий, которые объект выполняет в системе. Процессы объединяются в классы эквивалентности. Объекты, входящие в один класс, имеют один набор параметров и действий и различаются значениями параметров. В модели каждый нейрон представляется в виде процесса. В качестве параметров процесса могут выступать сигналы на входе и выходе нейрона, параметры переходных процессов, ритмической активности нейрона и т. д. Действия объекта в системе могут задаваться как функциональные зависимости между входными и выходными сигналами нейрона.

Важной особенностью некоторых языков моделирования, ориентированных на процессы, является возможность конструирования иерархии процессов, что позволяет строить сложные понятия на основе простых. Для этого используется операция сочленения классов [1].

Сущность ее заключена в следующем.
Пусть класс объектов А имеет описание:

к л а с с А
параметры А
действия А.

Задание нового объекта, обладающего свойствами А и дополнительными свойствами, которые характеризуют конкретный объект, имеет вид:

А к л а с с В
параметры В
действия В.

А выступает здесь в качестве класса префикса. Новый класс В имеет параметры класса А и параметры, присущие В. Аналогичным образом можно описать действия нового класса. Таким образом, описание класса В, полученное в результате операции сочленения, можно задать

к л а с с В
параметры А, параметры В
действия А, действия В.

Эту операцию можно применять для описания нейронов в виде древовидных иерархий классов, что позволяет уточнять понятие нейрона. Описание нейрона на нижнем уровне иерархии может использоваться на верхних уровнях, т. е. появляется возможность построения типовых моделей различных видов нейронов, с помощью которых, как строительных блоков, можно строить конкретные модели, отражающие специфику реальной ситуации.

Приведем простейший пример. Пусть задано описание нейрона, отображающее его динамические характеристики:

к л а с с нейрон;
параметры, описывающие динамические характеристики
действия.

Необходимо построить нейронную сеть, в которой нейроны выполняют только логические функции, но учесть при этом их динамические характеристики для получения временных параметров сети в целом. Тогда, например, как следует из [2], нейрон реализующий операцию условного вычитания будет иметь следующее описание:

нейрон класс условное-вычитание (s_1, s_2, x_1, x_2, y);

вещественные s_1, s_2, x_1, x_2, y ;

если $s_1 x_1 \geq s_2 x_2$, тогда $y = s_1 x_1 - s_2$, иначе $y = 0$.

Нейрону, описанному в таком виде, кроме выполнения операции вычитания присущи динамические характеристики, определенные в классе нейрон.

Следующей задачей является воссоздание структуры нейронной сети. Для этого рассмотрим некоторые особенности систем моделирования типа Симула. Обращение к объектам отдельных классов осуществляется за счет введения специальных ссылочных переменных, которые будем обозначать как элементы. Каждый элемент обладает именем и квалификацией. Квалификация ограничивает возможности элементов как ссылочных переменных, т. е. определяет, на объекты какого класса может ссылаться данный элемент. Например, запись:

элемент (условное — вычитание) z_1, z_2, z_3

задает элементы z_1, z_2, z_3 , которые могут ссылаться на нейроны, выполняющие операцию условного — вычитания, а значит на нейроны, принадлежащие к классу условное — вычитание.

Для того, чтобы определить, на какой конкретный объект данного класса ссылается элемент, выполняется оператор присваивания ссылок, в частности, при создании нового объекта данного класса, например

$z_1 = \text{новый условное — вычитание } (3, 2, 4, 4, y)$.

В результате этой операции можно считать, что возникает новый нейрон, выполняющий функции операции условного вычитания, коэффициенты которого s_1 и s_2 соответственно равны 3 и 2, входные сигналы x_1, x_2 — 4,4, а результат операции условного вычитания засылается в переменную y .

Чтобы задать последовательность, в которой объекты системы выполняют действия, в системах моделирования используется понятие управляющего списка (УС). УС представляет собой последовательность уведомлений, каждое из которых состоит из временной ссылки и ссылки на объект. Временная ссылка указывает время наступления события для объекта, а ссылка на объект задает объект, для которого планируется событие. Таким образом, УС выступает как своеобразный календарь системы. Первое уведомление в управляющем списке называется текущим и указывает на объект, для которого действия выполняются в настоящий момент времени. Чтобы исключить уведомление, в УС используются специальные операторы планирования, например: з а п л а

нир овать z_1 через T_1 . Это означает, что действия для объекта, на который ссылается элемент z_1 , произойдут через промежуток времени T_1 . При этом в УС будет включено уведомление с временной ссылкой $\text{time} + T_1$ и ссылкой на объект элемента z_1 . Здесь time — текущее время.

Предположим, что нейрон имеет только один выход. Можно считать, что этот выход будет входом другого нейрона. Тогда формирование выходного сигнала для нейрона означает возможность начала выполнения действий для нейрона, для которого этот сигнал является входным. Время формирования выходного сигнала, следовательно, время, на которое планируются действия для следующего нейрона, можно рассматривать как динамическую характеристику нейрона. Поэтому описание класса НЕЙРОН можно представить следующим образом:

класс нейрон (z)

параметры

запланировать z через T .

Здесь z — элемент, определяющий нейрон, на вход которого поступает сигнал рассматриваемого нейрона. T — складывается как время формирования сигнала и его передачи от нейрона к нейрону.

При этом выполнение действий для нейрона данного класса означает, что уведомление о нем может быть исключено из УС и он снова может быть возбужден, когда к нему на вход поступят сигналы от других нейронов, т. е. действия для него будут запланированы из других объектов нейронной сети. Таким образом, описание класса условное — вычитание примет вид

Нейрон класс условное — вычитание (s_1, s_2, x_1, x_2, y)

вещественные s_1, s_2, x_1, x_2, y

если $s_1 x_1 \geq s_2 x_2$, тогда $y = s_1 x_1 - s_2 x_2$, иначе $y = 0$

пассивный

перейти в начало.

Здесь пассивный исключает объект из УС, а «перейти в начало» указывает, что при следующем выполнении действий для нейрона они будут выполняться с самого начала.

Теперь можно определить структуру моделирующей программы:

1) описание классов

2) класс нейрон (z)

...

3) нейрон класс условное — вычитание (s_1, s_2, x_1, x_2, y)

...

4) нейрон класс запрет (s_1, s_2, x_1, x_2, y)

...

...

...

5) главная программа

6) описание элементов

7) элемент (условное — вычитание) $z_1, z_2, \dots, z_n$

8) элемент (запрет) $R_1, R_2, \dots, R_m$

...
...
...

9) описание объектов

...
...

10) z_1 -новый условное — вычитание ($z_2, 3, 2, b_1, b_2, b_3$)

11) z_2 -новый условное — вычитание ($R_k, 4, 1, b_3, b_0, b_4$)

...
...

12) планирование начальных событий

13) запланировать z_1 через 0

...
...

14) планирование времени моделирования
и другие действия

...
...
...

Согласно строкам 10, 11 элементы z_1 и z_2 ссылаются на нейроны из класса условное — вычитание. Причем при генерации этих объектов среди значений параметров необходимо указать параметр класса префикса. Сигнал с выхода нейрона z_1 поступает на возбуждающий вход нейрона z_2 . Учитывая информацию строки 13, можно утверждать, что b_1 и b_2 — входные сигналы нейронной сети и нейрон z_1 возбуждается в 0 момент времени моделирования.

При построении модели многослойной нейронной сети, когда модель своей размерностью превосходит размеры оперативной памяти, целесообразно использование базы данных. Моделирование производится послойно, результаты запоминаются в базе и являются исходными при переходе к моделированию следующего слоя.

Таким образом, использование подхода, основанного на применении языков моделирования и баз данных, дает возможность строить описание нейронов любой степени детализации и модели нейронных структур большой сложности и размерности, а также легко модифицировать модель нейронной структуры и использовать специальные средства систем моделирования и баз данных для интерпретации результатов моделирования нейронной сети.

Список литературы: 1. Андрианов А. Н., Бычков С. П., Хорошилов А. И. Программирование на языке Симула-67. М., 1985. 123 с. 2. Позин Н. В. Моделирование нейронных структур. М., 1970. 196 с.

Поступила в редколлегию 09.02.88

О ПРИНЦИПАХ РАЗРАБОТКИ И РЕАЛИЗАЦИИ АВТОМАТИЗИРОВАННЫХ ИНФОРМАЦИОННЫХ СИСТЕМ, ВКЛЮЧАЮЩИХ СВЕРХФРАЗОВЫЙ АНАЛИЗ

Естественный язык служит не только основой речевого общения, но и является базой для создания диалоговых систем типа «человек-ЭВМ». Для организации такого диалога нужны адекватные сведения о лингвистических закономерностях построения связного текста, его сверхфразовой структуре, исследованием которых призвана заниматься лингвистика текста (ЛТ) — новая формирующаяся отрасль языкознания. Теоретическая важность изучения проблем ЛТ связана с переходом описательного исследования сверхфразовых проблем к их конструктивному изучению. Оно предусматривает выявление и формальную экспликацию основных объектов и отношений связного текста с помощью методов инженерно-лингвистического моделирования. Использование их позволит организовать диалог человека с машиной и может стать ключом для разрешения ряда вопросов коммуникации и актуализации языковых объектов в речи.

Очевидна и важность решения прикладных аспектов указанной проблемы. Невозможно моделировать все усложняющиеся процессы обработки языковой информации без глубокой и эффективной теории анализа связных текстов. Она, в частности, должна обосновать наличие сверхфразовой структуры текста с последующей ее формальной экспликацией. Кроме того, следует решить и ряд других задач, используемых для эффективного анализа связных текстов на ЭВМ и, следовательно, для выполнения социального заказа на разработку и реализацию промышленных систем автоматизированной переработки научных текстов.

Применение инженерно-лингвистических методов в рамках ЛТ преследует не только утилитарные цели. Связь ЛТ с инженерной лингвистикой выполняет одновременно и важную методологическую функцию. Поэтому завершающим звеном исследования, замыкающим обратную связь между моделью межфразовых отношений и ее эмпирической текстовой основой, является воспроизведение данной модели в виде элементов формальной распознающей текстовой грамматики, которые могут быть использованы в лингвистических автоматах при решении прикладных задач, основанных на сверхфразовом анализе.

Одно из важнейших лингвистических явлений — варьирование значений языковых единиц в изолированном состоянии и в составе более сложного языкового целого. Отсюда следует, что принципиально важен анализ грамматических и семантических характеристик различных языковых единиц, в том числе и предложений,

в контексте, т. е. моделирование их поведения в связной речи. Подобный выход в «сверхфразовое пространство» дает возможность не только выявить ценные сведения о структурной организации текста, с последующим их использованием с целью инженерно-лингвистического моделирования текста, но и идентифицировать предложения через вышестоящие сверхфразовые единицы, что является конститутивным признаком реального существования в тексте языковых единиц.

В качестве основного критерия сверхфразового анализа используется критерий насыщения предложений в связном тексте [1]. Согласно теории насыщения каждое предложение связного текста рассматривается на фоне окружающих его в контексте предложений. Для того чтобы связный текст адекватно выполнял свою основную коммуникативную функцию, необходимо, чтобы в нем имела место определенная структурная взаимозависимость составляющих его предложений. Отличительной чертой большинства таких взаимозависимых предложений является наличие в их составе маркеров зависимости данных предложений от контекста. Подобные предложения называют *ненасыщенными* (синсемантическими). *Насыщенными* (автосемантическими) называют предложения, структурно независимые от контекста, которые могут безболезненно из него экстрагироваться. Таким образом, связный текст состоит из ненасыщенных и насыщенных предложений, и на явлении ненасыщенности во многом покоится феномен связного текста.

Опираясь на критерий насыщения предложений в связном тексте, сформулируем определение основополагающего понятия сверхфразового синтаксиса — понятия «синтаксической сверхфразовой связи».

Синтаксическая сверхфразовая связь (ССС) — это такая связь между двумя предложениями, когда одно из них является насыщением другого в плане выражения (эксплицитно-синтаксическая сверхфразовая связь) либо в плане содержания (имплицитно-синтаксическая сверхфразовая связь).

Синтаксические сверхфразовые связи, как и всякие синтаксические связи, — формально-смысловые. Главной задачей сверхфразового синтаксиса в связи с этим должно быть выявление полного набора указанных связей, выяснение их смысловой нагрузки, а также их роли при объединении предложений в сверхфразовые единицы и при формировании сверхфразовой структуры текста.

Одной из разновидностей лексико-грамматических средств, реализующих линейную грамматическую связность, являются маркеры СССР, которые одновременно выступают в роли маркеров ненасыщенности предложений. Такие маркеры не только сигнализируют о факте ненасыщенности предложений, но и содержат сведения о наличии в предшествующих либо последующих предложениях вербализующей информации, необходимой для насыщения указанных предложений. Исследования показали, что маркеры СССР в научных текстах могут выражаться следующими языковы-

ми элементами: некоторые морфолого-синтаксические категории, в частности перфектные времена в английском языке; грамматические заместители; синтаксический эллипсис; отдельные знаки препинания; лексические коннекторы. Наиболее регулярными маркерами ненасыщенности в научных текстах служат лексические коннекторы, которые в результате употребления в связующей сверхфразовой функции приобретают свойства грамматических реляторов, состоящие прежде всего в эксплицитности, формальности и универсальности.

Так как главная задача данной статьи — разработка методов инженерно-лингвистического моделирования сверхфразовой структуры текста, его сверхфразовых связей, единиц и маркеров, целесообразно с точки зрения простоты разрабатываемых алгоритмов и реальности их реализации свести пять типов маркеров к одному наиболее регулярному их типу — лексическим коннекторам. С этой целью разработаны трансформации, посредством которых можно свести любой из пяти типов маркеров к лексическим коннекторам [2]. Лексические коннекторы относятся к различным частям речи (местоимения, союзы, прилагательные, наречия и т. д.) и ассоциируются друг с другом на сверхфразовом уровне исключительно по своей связующей сверхфразовой функции.

Лексический коннектор (ЛК) — это грамматизованный лексический элемент, указывающий на ненасыщенность предложения, в которое он входит, прогнозирующий наличие в окружающем контексте какого-то объекта либо ситуации, с привлечением которых ненасыщенность может быть снята, и тем самым выполняющий сверхфразовую функцию объединения отдельных предложений в связный текст. Например, этот, следовательно, одновременно — в русском языке; hence, simultaneously, as a result — в английском языке.

ЛК на сверхфразовом уровне выполняют функции маркеров ССС, выражающих широкий диапазон смысловых отношений между предложениями, и это естественно ставит задачу разработки типологии ССС, которая позволяет глубже проанализировать структуру текста, построить расцвеченный граф сверхфразовой структуры, а также получить сведения о закономерностях распределения существенной смысловой информации в научных текстах. Типология ССС была построена на основе анализа характера ненасыщенности предложений, а также смысловых значений, которые обозначают отдельные сверхфразовые связи [3]. Синтаксические сверхфразовые связи могут быть *денотативными* и *логико-смысловыми*, с одной стороны, и *анафорическими*, *катафорическими* и *двусторонними* — с другой. Логико-смысловые ССС могут быть дополнительными, локализирующими, перифрастическими, подтверждающими, каузативными, условными, противительными, результативными, сравнительными, темпоральными и уточняющими. Каждому типу ССС соответствует определенный символ, который помечает на графе сверхфразовой структуры ребро, соединяющее вершины.

Обладая аппаратом для реконструкции синтаксических сверхфразовых связей между предложениями, можно перейти к описанию способов представления и изучения сверхфразовой структуры с помощью формальных процедур. Необходимость формализации процесса экспликации сверхфразовой структуры текста определяется следующими основными причинами.

1. Формализация текстового анализа является фактически единственным способом предложить конкретные, а главное однозначные приемы реконструкции сверхфразовой структуры и сегментации связного текста на составляющие сверхфразовые образования.

2. С помощью формализации анализа связного текста можно задействовать блок обратной связи воспроизводящей инженерно-лингвистической модели (ВИЛМ) текста.

3. Формализация в процессе сверхфразового анализа должна позволить языкознанию выполнить социальный заказ, состоящий в разработке лингвистического обеспечения систем автоматизированной переработки текста различного типа для нужд современной науки и производства.

Уровни языковой системы включают единицы трех различных типов: минимальные, промежуточные и максимальные. Если приложить данное утверждение к сверхфразовому уровню, то его минимальной единицей можно считать предложение, а максимальной — собственно текст. Что касается промежуточных между предложением и собственно текстом сверхфразовых единиц (ПЕ), то их существование можно доказать, лишь фактически выделив их из связного текста, т. е. разработав однозначную формальную процедуру сегментации текста на составляющие ПЕ, так как возможность экспликации единицы языка и речи является конститутивным признаком ее объективного функционирования в тексте.

Сверхфразовая структура текста может быть, таким образом, представлена в виде ориентированного расположенного расцвеченного графа, вершины которого соответствуют отдельным предложениям текста, а ребра — синтаксическим сверхфразовым связям между предложениями. Анализируя полученную с помощью алгоритмической процедуры сверхфразовую структуру текста, мы предлагаем формальное правило, посредством которого может быть осуществлена сегментация целого текста на ПЕ: *промежуточной сверхфразовой единице* в связном тексте соответствует максимальная по длине цепочка предложений $S_i, S_{i+1}, \dots, S_{i+n}$, в которой S_i непосредственно либо косвенно связано посредством ССС с S_{i+n} , а S_{i+n} не связано ни с одним из последующих предложений текста, т. е. граница между ПЕ проходит в местах обрыва цепочки ССС.

Можно выделить следующие типы ПЕ: а) из одного «изолированного» предложения; б) из одного автосемантического (насыщенного) предложения (обычно оно идет в ПЕ первым) и одного или нескольких синсемантических (ненасыщенных) предложений, например: S_i) The first measurement of R were made with storage ring

called ADONE in Italy. S_{i+1}) These measurements gave values of 2. S_{i+2}) In other words, these were twice as many hadronic events as muon pairs. S_{i+3}) Wang and Smith published details of a rather simple method. (граница между двумя единицами проходит в тексте между предложениями S_{i+2} и S_{i+3} , т. е. там, где имеет место обрыв цепочки ССС).

Разработка аппарата сверхфразового анализа текста имеет целью создание реально действующих автоматизированных информационных систем, в которых используется сверхфразовый анализ. Грамматика названных систем представляет собой серию формализованных правил, приложение которых к тексту позволяет в каждом конкретном случае с достаточной степенью точности решить вопрос о наличии либо отсутствии ССС между двумя анализируемыми предложениями.

Программное обеспечение (ПО) систем можно разделить на общее ПО, реализация которого на ЭВМ дает возможность эксплицировать граф сверхфразовой структуры текста, и частное ПО, состоящее из специальных процедур-анализаторов, посредством которых анализируется граф ССС и реализуются частные автоматизированные системы текстового анализа. В процессе реализации общего ПО после выполнения ряда предварительных операций система переходит к выявлению ССС и экспликации сверхфразовой структуры. При этом используются два словаря: словарь ЛК (C_k) и вспомогательный словарь (C_v). C_k и C_v включают английскую и русскую части каждый. Причем C_v имеет сигнальные элементы, указывающие на истинность либо ложность ЛК в тексте. C_k содержит собственно ЛК, их классификацию, которая соответствует классификации. ССС, условия их истинности, а также дополнительную информацию. Условия истинности формулируются в C_k в виде логического выражения в дизъюнктивной нормальной форме относительно стандартных операций над текстом — процедур. Набор процедур состоит из описаний, соединенных символами конъюнкции и дизъюнкции. Результат работы каждой процедуры будет равняться нулю, если условие истинности ЛК не выполняется (т. е. если ЛК соединяет не отдельные предложения, а части одного предложения), или единице, если условие истинности выполняется.

Система реализуется пакетом программ, который состоит из головной программы и семи процедур*. Головная программа включает следующие функции: анализ текста по предложениям; выделение лексем, их поиск в C_k и проверка на совпадение анализируемой лексической единицы с одним из ЛК; в случае наличия совпадения анализируемой лексики с ЛК — обращение к соответствующим процедурам, вычисление значения логической функции по результатам работы процедур, принятие решения об истинности ЛК и определение его типа в соответствии с типоло-

* Система реализована на ЭВМ А. А. Захаровым.

гией ССС; построение сверхфразовой структуры текста и занесение ее в память ЭВМ в символической форме.

Решаемая посредством реализации общего ПО задача экспликации сверхфразовой структуры текста является базовой задачей. На ее основе могут строиться различные системы автоматизированной переработки научных текстов, использующие сверхфразовый анализ. В связи с тем, что процесс реферирования требует анализа закономерностей распределения существенной для пользователя смысловой информации в целом тексте, а не в составляющих его отдельных предложениях, применение формализованного сверхфразового анализа приносит наибольший эффект именно при реализации систем автоматического реферирования (АР). В результате разработки и внедрения в практику системы такого типа на выходе ЭВМ получают рефераты разной степени свернутости. Предусмотрен режим, при котором в квазиреферате, наряду с отобранными алгоритмом предложениями в распечатку включается и список типов ССС, входящих предложения, не попавшие в реферат. Это дает возможность пользователю в процессе диалога (диалоговая подсистема автоматического реферирования) запросить к выдаче на печать отдельные предложения либо группы предложений реферируемого текста. Поскольку система АР не использует тезаурусной информации, что несколько снижает ее распознающую способность, тематика реферируемого документа для нее не существенна.

Автоматизированная система АР характеризуется следующими основными характеристиками: продолжительность реферирования английского текста из 70 предложений составляет 1,5 мин работы центрального процессора ЭВМ ЕС 1022. Средний коэффициент редукции текста при АР равен 4. В процессе двух экспериментов по оценке качества автоматических рефератов 11 и 18 рефератов, полученных с помощью ЭВМ, были предъявлены для оценки специалистам — пользователям системы. В среднем они оценивались в 4,3 балла по семибалльной шкале (оценке 4 в шкале оценок соответствует следующая характеристика машинного реферата: «Реферат в общем удовлетворительный, но потери основной их информации несколько превышают допустимые»). Проведен также эксперимент по сравнению поисковых образов машинных рефератов с поисковыми образами соответствующих рефератов из реферативных журналов. В среднем в машинный реферат вошло около 76 % ключевых слов, из соответствующих рефератов РЖ. Это говорит о том, что получаемые на ЭВМ квазирефераты могут использоваться в различных ИПС в качестве текстов, свернутых для индексирования вместо полных текстов первоисточников. Имеются реальные возможности повышения качества АР за счет расширения объема анализируемой сверхфразовой информации, подлежащей анализу в системе, эшелонирования процесса автоматического реферирования, а также за счет объединения описанной системы с известными системами аспектного реферирования.

Наряду с системой АР, получены также следующие результаты в области реализации автоматизированных систем переработки текста, использующих сверхфразовый анализ: фрагментирование текста в информационных системах посредством его сегментации на составляющие сверхфразовые единицы; определение веса ключевых слов при автоматическом индексировании с восстановлением идентичности ряда лексем, которое возможно только с помощью сверхфразового анализа; редактирование выходного текста при англо-русском машинном переводе через анализ связующей функции категории определенности в английском языке.

Таким образом, применение методов инженерной лингвистики к ЛТ дает возможность эксплицировать, описать и доказать структурированность связей и единиц сверхфразового уровня. С другой стороны, приложение методов ЛТ к инженерной лингвистике позволяет подтвердить чрезвычайную важность ВИЛМ [4] как безотказного инструмента для проверки теоретических гипотез и положений на основании анализа блока обратной связи ВИЛМ.

Список литературы: 1. *Ревзин И. Н.* Структура языка как моделирующей системы. М., 1978. 272 с. 2. *Добрускина Э. М., Берзон В. Е.* Синтаксические сверхфразовые связи и их инженерно-лингвистическое моделирование. Кишинев, 1986. 166 с. 3. *Берзон В. Е.* Синтаксические сверхфразовые связи в английском языке. Хабаровск, 1987. 62 с. 4. *Пиотровский Р. Г.* Инженерная лингвистика и теория языка. Л., 1979. 101 с.

Поступила в редколлегию 10.03.88

УДК 62—50:007:57

В. В. ТИЩЕНКО, И. В. ГОЛИУС

ПРИКЛАДНЫЕ АСПЕКТЫ ИМИТАЦИОННОЙ МЕТОДИКИ ПРОЕКТИРОВАНИЯ МАТЕМАТИЧЕСКОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ КИБЕРНЕТИЧЕСКИХ СИСТЕМ

Современное имитационное моделирование, положенное в основу методики проектирования, является важнейшим элементом создания новых систем. Оно охватывает все стадии проектирования последних и служит экспериментальной базой разработки проекта, в основу которого положены бионические методы анализа.

Сам процесс проектирования — малоформализованный, творческий процесс, для которого не существует достаточно определенных правил и методик, позволяющих управлять ходом разработки больших кибернетических систем.

Поэтому методически будет правильно, если придерживаться бионического анализа в системном подходе к разработке новой системы и выделить три неформальные стадии проектирования: концептуальную, логическую и программную. На концептуальной

стадии проектирования предусматривают разработку задания, разработку спецификаций и концепций системы. Стадия логического проектирования находит свое отражение в графической форме представления моделей систем в виде схем, графов, сетей Петри и другом виде математического аппарата систем. Стадия программного проектирования является практическим шагом проектирования, выражающимся в фактическом построении имитационных моделей и планировании эксперимента с моделью проекта. Эта стадия состоит из этапов программирования, отладки совместно с тестированием и верификацией и сопровождения, включающего коррекцию программ и адаптацию к пользователю.

Заканчивается постадийное проектирование систем проведением имитационного эксперимента, который в случае неудачи может образовать цикл повторения неформальной методики разработки проектных работ.

В аспекте разработки математического обеспечения кибернетических систем (МОКС) на концептуальной стадии проектирования используют понятие процесса, как основного концепта МОКС. Интерпретация процесса на логической стадии осуществляется в статике — графами $G(x, y)$ и $C(x, y)$, а в динамике — сетями Петри $S(x, y)$. В принятом обозначении x — множество вершин, y — комплект направленных дуг графа.

Традиционно полагают, что элементарным процессом являются вершины графа $G(x, y)$ или дуги графа $C(x, y)$ или позиции и хотя бы один переход в сети Петри $S(x, y)$. Такое представление называют формальными процессами [1], что послужило основой для анализа их схем.

Реальный процесс и его отображение в вычислительной системе — это комплекс элементарных процессов управления, обработки и распределения ресурса. Отображение реального процесса в терминах сети Петри $S = (P, T, I, Q)$, где $P = \{p_1, p_2 \dots p_n\}$ — конечное множество позиций $n \geq 0$; $T = \{t_1, t_2 \dots t_n\}$ — конечное множество переходов $m > 0$; $I: T \rightarrow P^\infty$ — входная функция-отображение из переходов в комплекты позиций; $Q: T \rightarrow P^\infty$ — выходная функция-отображение из переходов в комплекты позиций [2], назовем ее имитационной моделью процесса.

Опишем простейшую имитационную модель вычислительного процесса

$$\begin{aligned} t_1(p_0 \wedge p_3 \wedge p_4) &\vdash p_1(t_1); \\ t_2(p_6 \wedge p_1) &\vdash p_2(t_2) \wedge p_3(t_2); \\ t_3(p_1 \wedge p_5) &\vdash p_9(t_3); \\ t_4(p_3 \wedge p_8) &\vdash p_{10}(t_4); \\ t_5(p_7 \wedge p_{11}) &\vdash p_3(t_5), \end{aligned}$$

где p_0, p_1, p_2, p_3 — позиции, моделирующие состояние элементов вычислительного процесса; p_4, p_5, p_6, p_7, p_8 — позиции, моделирующие семафоры управления процессом; p_9, p_{10}, p_{11} — позиции, мо-

делирующие вспомогательные элементы процесса; t_1, t_2, t_3, t_4, t_5 — переходы, моделирующие фрагменты вычислительного процесса.

Динамика функционирования имитационной модели состоит в последовательно-параллельном перемещении фишки через переход t_i , где $i=1...5$. Причем движение фишки может быть разрешено только в том случае, когда каждая позиция перехода t_i имеет хотя бы по одной фишке.

Каждый переход в имитационной модели процесса отражает специфические особенности вычислительного процесса. Например, переход является переходом, определяющим готовность процесса. Вектор состояния t_1 определяется множествами нормальных состояний $C_{G1}=\{C_{G10}, C_{G11}\}$, где C_{G10} — исходное состояние, C_{G11} — готовность процесса и ошибочных состояний $C_{G2}=\{C_{G20}, C_{G21}\}$, где C_{G20}, C_{G21} — блокировки по одному и двум факторам управления соответственно. Аналогично, спецификации перехода t_2 отражают завершение процесса, t_3 — связывается с аварийным завершением, а t_4, t_5 — с управлением ресурсами. Наличие или отсутствие фишек в позициях любого перехода определяют состояние перехода, а в целом состояния переходов обуславливают состояние процесса. Динамика всех переходов модели процесса за определенный квант времени определяет пространство состояний модели процесса, которое можно представить как таблицу пространства состояний, прокомпозированную по кодам состояний.

Модель вычислительного процесса в моменты функционирования (имитации) может последовательно замыкать цепочку состояний путем перехода из состояния в состояние. В этой имитационной модели процесса рассматриваются три схемы смены состояний:

нормальная

$$C_{G10} \rightarrow C_{G11} \rightarrow C_{S31} \rightarrow C_{G10},$$

нормальная, но с задержкой в функционировании

$$C_{G10} \rightarrow C_{G20} \rightarrow C_{G21} \rightarrow C_{G11} \rightarrow C_{S31} \rightarrow C_{G10},$$

ошибочная

$$C_{G10} \rightarrow C_{G11} \rightarrow C_{S40} \rightarrow C_{A51} \rightarrow C_{G10}.$$

Последняя схема, как правило, завершается аварийно и в исходной состояние устанавливается принудительно.

Модели вычислительных процессов принято рассматривать в зависимости от функций, выполняемых в системе, как процессы входные, выходные, вычислительные и др. Каждый из видов процессов различаются спецификациями и, следовательно, структурой сети Петри. Пространство состояний таких процессов будет не идентичным, но определив базовой моделью процессов вычислительный процесс, все другие процессы можно получить из этой модели, если применить следующие процедуры генерации:

вставки

$$t_1 \{(p_0 \wedge p_3 \wedge p_4)\} \perp t_1 \{(t_6(p_{12} \wedge p_{13}) \vee t_7(p_{14} \wedge p_{15})) \wedge p_3 \wedge p_4,$$

развития

$$p_{10}(t_4) \rightarrow \{t_6(p_{12} \wedge p_{13}) \vee t_7(p_{14} \wedge p_{10})\},$$

свертки $\{t_1(p_0 \wedge p_3 \wedge p_4) \vdash p_1/t_1\} \leftarrow \{t_2(p_1)\} \vdash p_1(t_1)$ и другие где $\perp$, $\leftarrow$, $\rightarrow$ знаки процедур, $\{ \}$ — участок, подлежащий обработке процедурой.

Если соединить модели процессов по входным и выходным позициям модели, то можно образовать цепочки процессов, если процессы последовательные, или сети процессов, если процессы последовательно-параллельные. В этом случае необходима иерархическая модель управления, использующая один из последовательных факторов управления: конвейерный, параллельный, распределенный и осуществляющая управление ресурсами на базе распределения или кооперирования. Назовем системы управления одного уровня локальными, а каждого старшего уровня — глобальными. Все системы управления одного уровня могут реализовывать различные принципы управления ресурсами и процессами, но все уровни принципиально одинаковы. В процессе имитации в соответствии с описанием образовать цепочку системы управления, которая может управлять отдельным участком сети моделей вычислительного процесса.

Имитационное управление отдельной моделью процесса функционально полезно расчленить на системные элементы: принятие решения, включающее выработку управляющих воздействий и инициализацию процесса; исполнение решения — идентификация, классификация и фиксация состояний, а также выделение ресурса; контроль состояния — чтение и анализ состояния.

Все позиции участка сетевой модели процессов можно сгруппировать в форме вектора индикации состояний модели процессов. Динамика состояний процесса образует дерево пространства состояний (ДПС), тогда ДПС отражает свойства модели процессов на уровне системы. Назовем вектор индикации состояния процесса блоком состояния процесса (БСП), который содержит поля состояния процесса, состояния ресурса, а также поля иерархии власти управления.

Управление моделью процессов путем изменения БСП осуществляется локальной системой управления, которая на основе анализа БСП вносит в него изменения с помощью языка инструкций.

Оценка эффективности разрабатываемой модели МОКС играет немаловажную роль, так как для каждого класса процессов управление может быть эффективным или нет в зависимости от специализации системы управления. Для этой цели используем триплет эффективности МОКС $Q = \langle A, B, C \rangle$, где A — коэффициент эффективности по управлению (КЭУ); B — коэффициент эффективности по обслуживанию (КЭО); C — коэффициент эффективности по ресурсам (КЭР).

КЭУ оценивается как $A = A_i/A_0 + A_i$, где $A_i = a_{i1} + a_{i2}$ — текущий параметр количества асинхронных и синхронных процессов пользователя; A_0 — нормативный параметр количества системных про-

цессов. КЭУ определяет эффективность системы управления для определенного класса задач и его значение находится в интервале $0 < A \leq 1$.

О функционировании системы для определенного класса задач можно судить по КЭО, который находим из соотношения $B = B_i/B_0 + B_i$, где $B_i = b_{i1} + b_{i2} + b_{i3}$ — текущий параметр количества активных, готовых к выполнению и заблокированных процессов в очереди; B_0 — общая длина очереди системных и пользовательских процессов по всем очередям в задаче. КЭО нормирован по времени и его значение находится в интервале $0 < B \leq 1$.

КЭР оценивает использование памяти для определенного класса задач для данной системы управления и определяется $C = C_1/C_2$, где C_1 — общее количество процессов, размещенных на нормированном участке памяти; $C_2 = C_{i1}C_{i2}$ — количество нормированных фрагментов памяти (количество страниц, разделов) для данного класса задач.

КЭУ, КЭО, КЭР оцениваются как средние коэффициенты для класса задач и могут служить приближенной оценкой целесообразности использования МОКС. Практически триплет эффективности МОКС представляет функцию, выраженную в форме графика в трехмерном пространстве с оптимальным значением $A = B = C = 1$.

Список литературы: 1. Питерсон Дж. Теория сетей Петри и моделирование систем. М., 1984. 264 с. 2. Котов В. Е. Сети Петри. М., 1984. 160 с. 3. Валях Е. Последовательно-параллельные вычисления. М., 1985. 456 с.

Поступила в редколлегию 15.03.88

УДК 62.506.2

В. Ф. АНАНИН, канд. техн. наук

О МЕХАНИЗМЕ ПРОИСХОЖДЕНИЯ ЭЛЕКТРОКАРДИОГРАММЫ И ЕЕ РИТМА

Сообщение 8

О механизме происхождения электрокардиограммы (ЭКГ) со времени ее первой регистрации Эйнтховеном высказаны многочисленные мнения [1—3]. При этом за основу принимается пейсмеркерная теория генеза ЭКГ, в соответствии с которой первоначальным источником ее формирования признается спонтанная генерация импульсов синусового узла (СУ). Именно отсюда по мнению Эйнтховена и Левиса начинается свое продвижение волна возбуждения от эндокарда к эпикарду, которая в конечном итоге трансформируется в электрокардиографическую кривую. Однако в последнее время наметился несколько иной подход к объяснению механизма формирования ритма сердца и его ЭКГ, который связан с обнаружением в сердце внутрисердечной нервной системы,

организованной по рефлекторному принципу [4, 5]. Правда, остается не до конца ясным функциональное назначение интракардиального рефлекторного механизма сердца, хотя по этому поводу высказаны различные суждения [5]. Ранее в сообщениях 3—7 была предложена точка зрения, в соответствии с которой ритм сердца создается его рефлекторным механизмом. При этом последний связывается с механорецепторным аппаратом камер сердца, ло-

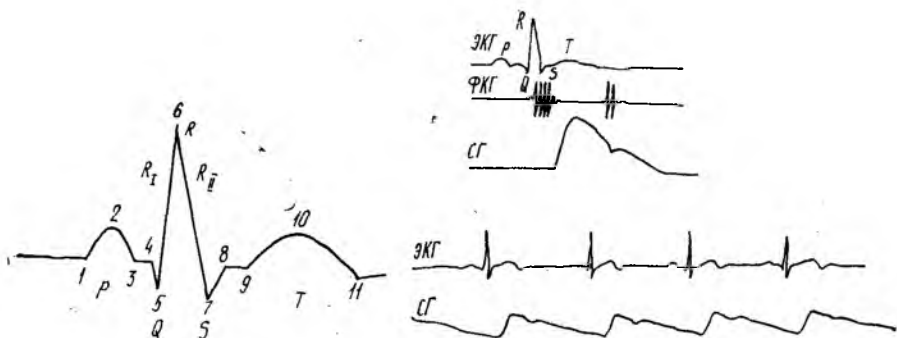


Рис. 1. Кривая электрокардиограммы и ее информационные точки

Рис. 2. Синхронная запись электрокардиограммы и сфигмограммы

кализованным на их стенках. Предполагается, что толчкообразное поступление порции крови в камеру вызывает растяжение ее стенок и как следствие этого возбуждение ее механорецепторов растяжения (МР). Аfferентный сигнал I_a , возникающий с МР, по аfferентным волокнам (АВ) поступает на чувствительные, а затем вставочные нейроны (ВН) интрамуральных ганглиев сердца (ИМГ), локализованных в СУ для рефлекторных дуг предсердий и в атриовентрикулярном узле (АУ) для рефлекторных дуг желудочков. Через ВН сигнал направляется на эfferентные нейроны (ЭН) ИМГ, выполняющих роль усилительных ядерных нейронов. После ЭН сигнал в качестве эfferентного поступает на пластину эfferентных клеток (ЭК) миокарда предсердий или желудочков. Таким образом, интракардиальный рефлекторный механизм сердца, формирующий его ритм, представлен четырьмя относительно автономными рефлекторными аппаратами, каждый из которых обеспечивает сократительную функцию своей камеры. С учетом такой оценки механизма возникновения ритма сердца попытаемся дать интерпретацию ЭКГ и ее отдельных компонентов.

Предположим, что в точке А (рис. 1) кривой ЭКГ пульсовая волна малого круга кровообращения (МК) дошла до камеры левого предсердия ($П_л$) и выбросила в нее динамическую (толчкообразную) порцию крови объемом $\Delta V_л$ по скорости $V_к$ кровотока. При этом в камере предсердия находится остаточный объем крови ($\Delta V_{оп}$), который растягивает ее стенки на $\Delta L_{оп}$. С поступ-

лением ΔV_{Π} произойдет дополнительное растяжение стенок камеры на Δl_{Π} , под влиянием которого с MP_{Π} возникает $I_{a\Pi}$. Причем, MP реагируют не столько на абсолютную величину Δl_{Π} , сколько на скорость V_{Π} растяжения стенок камеры. Поэтому $I_{a\Pi} = k \frac{dl_{\Pi}}{dt}$.

В соответствии с рассмотренной выше схемой рефлекторной дуги сигнал $I_{a\Pi}$ должен пройти путь до ИМГ, а в качестве эфферентного сигнала $I_{\Pi\Pi}$ от ИМГ до мышечных клеток миокарда левого предсердия ($ЭК_{\Pi}$). Поскольку зубец Р ЭКГ по общему признанию отражает систолу предсердий, то управляющий сигнал, воздействующий на $ЭК_{\Pi}$, должен возникать до зубца Р, т. е. в точке А на ЭКГ. Отрезок времени $t_{\Pi P}$ можно рассматривать как латентный период возбуждения Π_{Π} .

Поступление сигнала $I_{\Pi\Pi}$ на $ЭК_{\Pi}$ вызывает сокращение миокарда Π_{Π} , т. е. его деполяризацию. На зубце Р этому соответствует его восходящее колено, т. е. передний фронт R_{Π} длительностью t_{r1} . Будем считать эту фазу сокращения систолой предсердия (СП). Именно в этой фазе происходит открытие митрального клапана и выброс ΔV_{Π} в камеру желудочка. Нисходящее колено, т. е. задний фронт $R_{\Pi2}$, соответствует расслаблению миокарда Π_{Π} , т. е. его реполяризации. В конце этой фазы камера предсердия занимает свое исходное положение, а митральные клапаны ($МК_{\Pi}$) закрываются. Камера Π_{Π} начинает заполняться новой порцией крови. С момента поступления ΔV_{Π} в камеру желудочка (Ж) (точка 2) включается местная рефлекторная дуга (MPD_{Π}). Толчкообразный выброс крови из Π_{Π} в $Ж_{\Pi}$ вызывает возбуждение механорецепторов левого желудочка (MP_{Π}) и возникновение афферентного сигнала $I_{a\text{жл}}$. Последний по афферентным волокнам (AB_{Π}) MPD_{Π} поступает на вставочные нейроны ($ВН_{\Pi}$) АУ и далее на его эфферентные нейроны ($ЭН_{\Pi}$). После них в качестве эфферентного сигнала $I_{\text{жл}}$ направляется на пластину эффекторных клеток ($ЭК$) жл миокарда желудочка, вызывая его сокращение. На ЭКГ фаза сокращения желудочка, т. е. его деполяризация, определяется передним фронтом (R_1) зубца R. В этой фазе давление желудочка возрастает до его максимального значения, открываются аортальные клапаны и выбрасывается порция крови $\Delta V_{\text{ж}}$ в аорту. На этом моменте (точка 7) замкнутый цикл MPD_{Π} заканчивается и начинается расслабление миокарда желудочка.

Задний фронт (R_2) зубца R соответствует фазе расслабления, т. е. реполяризации желудочка. В этой фазе происходит частичное засасывание крови из камеры предсердия вследствие кратковременного открывания митральных клапанов из-за почти мгновенного возникновения большого градиента давления $\Delta P_{\Pi-\text{ж}} = P_{\Pi} - P_{\text{ж}} > 0$. Это связано с тем, что быстрое увеличение размера камеры желудочка, возникающее в фазе расслабления желудочка, создает в ней разряженную среду. Частичное засасывание крови из Π_{Π} в $Ж_{\Pi}$ выравнивает градиент давления между ними и как

следствие этого прекращается засасывание крови из Пл. В этой же фазе происходит закрытие аортальных клапанов.

Поскольку фаза R_2 обусловлена упругими свойствами эластического компонента миокарда и отличается пассивным характером в сравнении с активной фазой R_1 , то крутизна их нарастания, естественно, должна быть различной. Причем длительность фронта R_1 должна быть меньше длительности фронта R_2 , что и подтверждается на реальных кривых ЭКГ. Зубец S следует, видимо, рассматривать как результат проскока миокарда относительно своего исходного положения (точка 8), обусловленного его упругим возвратом после фазы сокращения. Поэтому по амплитуде этого зубца можно судить о наличии той или иной степени упругости миокарда желудочка.

Таким образом, зубцы P и R возникают на ЭКГ как следствие механического сокращения мышечных волокон миокардов предсердия и желудочков. Иначе говоря, механическое сокращение сердца продуцирует в окружающее его пространство электромагнитное поле, форма которого адекватна сокращениям миокардов предсердий и желудочков.

Поступление порции крови $\Delta V_{ж}$ в аорту при сокращении желудочка связано с переходом ее кинетической энергии E_k в потенциальную энергию E_p аорты. Причем такая трансформация энергий в значительной степени возможна благодаря эластическим свойствам стенок аорты. В то время как ее упругие свойства определяют функции желудочка уже в сосудистой системе. Все эти переходные процессы в аорте четко проявляются за зубце T . При этом его восходящее колено (T_1) отражает расширение калибра аорты, а нисходящее (T_2) — его сужение. Поскольку изменения калибра аорты происходят за счет эластических и упругих свойств, а ее деформация является источником продуцирования электромагнитного поля, то фронты этого зубца должны быть более длительными в сравнении с зубцами P и R , особенно их передних фронтов, формируемых активным мышечным сокращением. По данным измерения временных интервалов на кривой ЭКГ длительность фронтов и самого зубца T превышает длительности фронтов и самих зубцов P и R в 2—3 раза. Кроме того, дополнительным экспериментальным подтверждением связи зубца T с аортой может служить высокая синхронность совпадения во времени зубца T на ЭКГ со сфигмограммой, отражающей пульсацию кровотока в магистральных артериях (рис. 2).

Происхождение зубца v на ЭКГ связано, вероятно, с анкреатической волной пульсового кровотока. Это подтверждается синхронным совпадением зубца v с анкреатическим зубцом на сфигмограмме.

Итак, электрокардиограмму можно интерпретировать следующим образом. Зубец P отражает деполяризацию и реполяризацию предсердий, комплекс QRS — желудочка, зубец T — эластическую и сократительную функцию аорты.

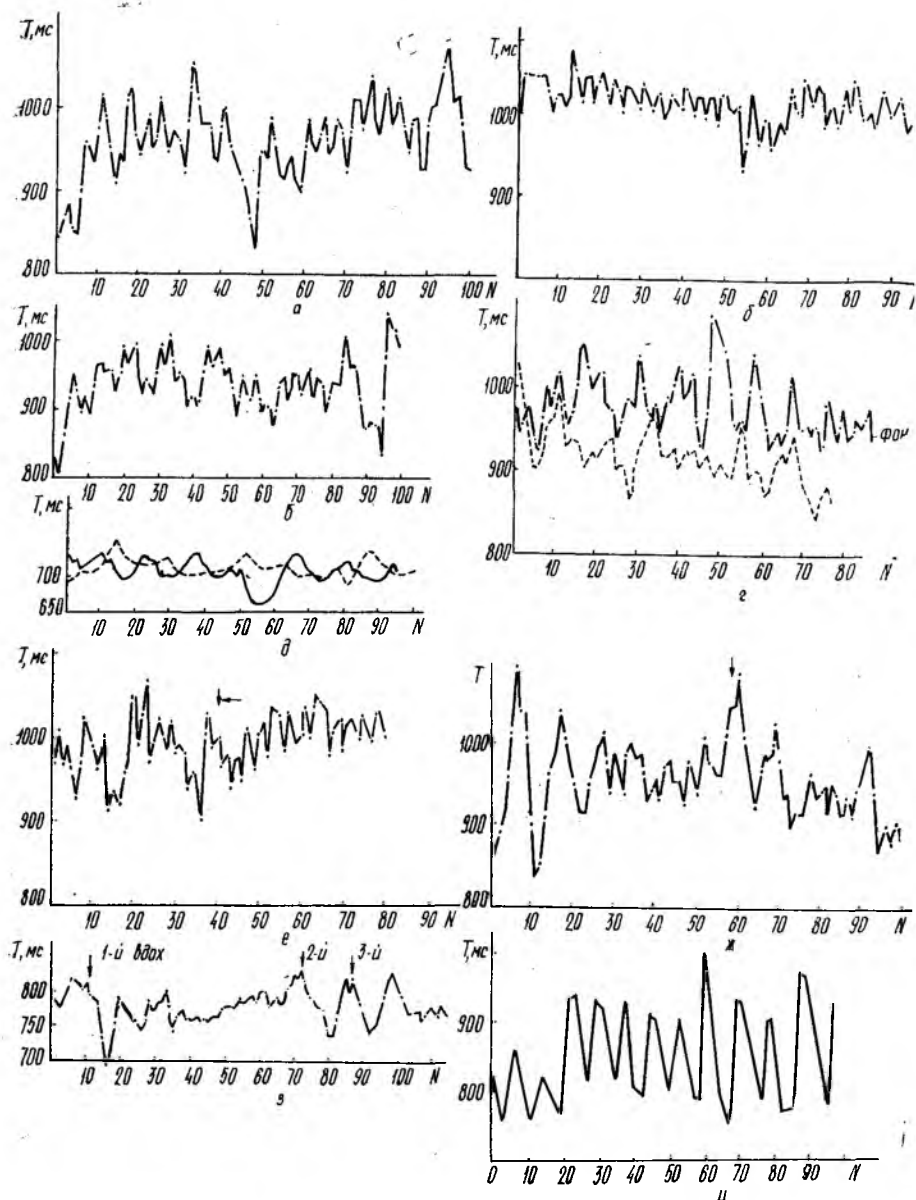


Рис. 3. Кривые ритмограммы сердца при:

а) закрытых глазах в темноте; б) световом фоне; в) темновом фоне с кратковременным одиночным засветом глаз; г) световом ритмическом фоне с частотой мелькания света 2 Гц; д) умственной нагрузке (арифметическом счете); е) звуковой стимуляции; ж) температурной (холодной) стимуляции; з) одиночном глубоком вдохе; и) периодически повторяющемся произвольном глубоком вдохе и выдохе

С учетом рассмотренного выше механизма происхождения ЭКГ попытаемся представить механизмы формирования ритма сердца и динамику его изменения под влиянием различных видов стимуляции.

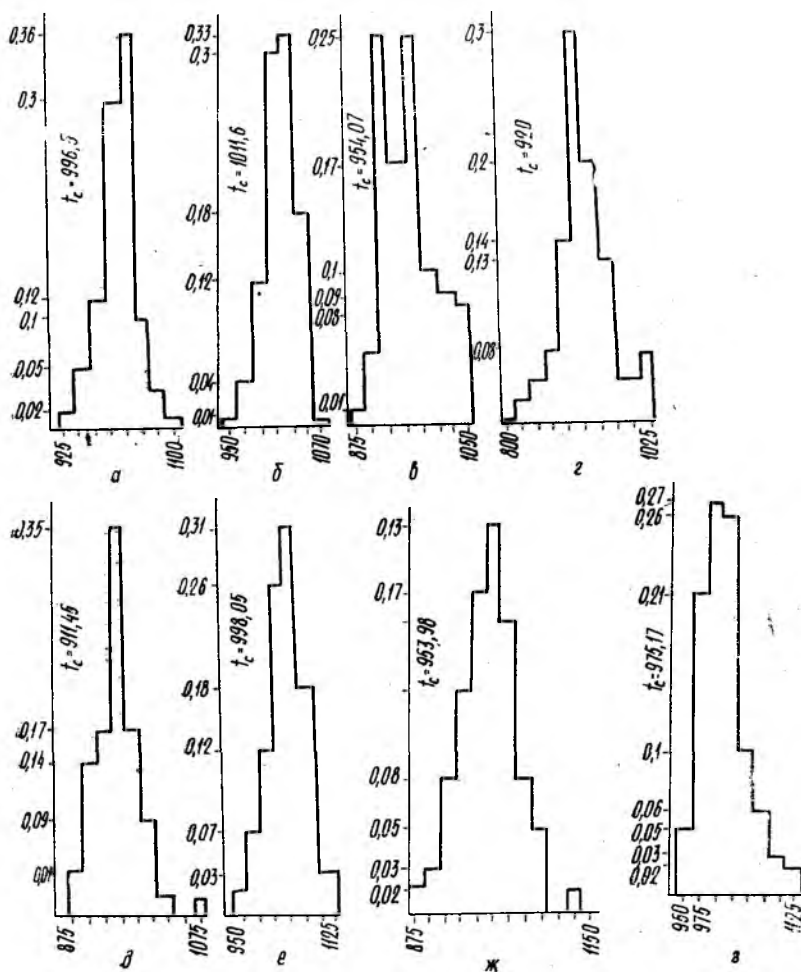


Рис. 4. Гистограммы ритмограмм сердца, полученные при машинной обработке с помощью автоматизированной системы реального масштаба времени на ЭВМ типа АСВТ М-6000 при различных видах стимуляции:

а) с закрытыми глазами и расслабленном состоянии испытуемого; б) световом фоне; в) темновом фоне после адаптации к световому фону; г) умственной нагрузке (последовательное вычитание цифры 13 от 100); д) умственной нагрузке (последовательное вычитание и прибавление цифры 17 от 100); е) звуковой; ж) холодовой; з) световом ритмическом фоне с частотой мелькания света 2 Гц. По горизонтальной оси: время в миллисекундах между Р-Р интервалами, а по вертикальной — частота повторения данного интервала за время записи, составляющее 1,5 мин

На рис. 3 и 4 приведены результаты наших экспериментальных исследований ритмограммы сердца ($R-R$ -интервалов) при воздействии различных видов внешних раздражителей. Судя по этим данным видно, что ритмограмма претерпевает существенные изменения относительно ее исходной (базовой) ритмограммы, соответствующей расслабленному состоянию испытуемого при закрытых глазах. При этом каждый вид стимуляции накладывает свой характерный отпечаток на изменение формы ритмограммы. Возникает вопрос: через какие конкретные пути и на какое конечное звено сердца осуществляется воздействие каждого вида внешней стимуляции, примененного в наших экспериментах, и почему она приводит к характерной для нее трансформации ритмограммы? Чтобы ответить на эти вопросы, что в конечном итоге означает ответить на механизм происхождения ритма сердца, необходимо иметь четкие представления о механизме его регуляции.

В сообщениях 5—7 было показано, что в основе регуляции эффекторных аппаратов, в том числе миокарда сердца, эволюционно сложился реципрокный принцип регуляции. Вместе с тем, автор пришел к выводу, что сущность этого принципа раскрывается в конечном итоге на нерональном уровне. Поэтому прежде чем приступить к обсуждению механизма ритма и предложить модель его происхождения и на этой основе интерпретацию приведенных выше экспериментальных результатов по трансформации ритмограммы относительно ее базового варианта при воздействии разных видов стимуляции, необходимо подробно проанализировать сам реципрокный принцип иннервации и его роль в нейрогуморальной регуляции сердечно-сосудистой системы. Только после этого можно высказать свои относительно окончательные выводы о механизме происхождения ЭКГ и ее ритма, включая в том числе динамику его изменений.

С учетом такой предпосылки перейдем к анализу реципрокного принципа регуляции. Впервые на реципрокный (антагонистический) принцип иннервации указал Ленгли [6]. При этом он имел в виду антагонистические отношения в рамках автономной нервной системы (АНС) между парасимпатической и симпатической составляющими. Основанием для такого априорного утверждения послужили установленные им факты: морфологическое различие между парасимпатическими и симпатическими нервными волокнами, их сугубо специфические реакции на одни и те же яды, противоположное действие симпатических нервов на органы в сравнении с парасимпатическими волокнами, наличие двойной иннервации органов.

По Ленгли симпатическая нервная система (СНС) иннервирует все органы, за исключением скелетных мышц, а парасимпатическая нервная система (ПНС) — часть органов. Поэтому он считал, что двойная реципрокная иннервация имеет место не у всех органов, а лишь у части из них. При этом Ленгли уже в тот период пытался ответить на вопрос: к каким конкретным структурам и органам подходит двойная иннервация. «Главная трудность за-

ключается в том, — писал он, — что мы до сих пор не знаем, подходят ли к каждой клетке нервные волокна от обоих отделов нервной системы или же в тканях с двойной иннервацией существуют два сорта клеток, одни из которых иннервируются симпатической системой, а другие — парасимпатическими нервами». Сам он в большей степени разделял вторую точку зрения. «Argiotti весьма вероятно, — отмечал Ленгли, — что с увеличением сложности химического строения клетки наступает разделение клеток на две группы. Клетки одной группы сохраняют свои прежние свойства и остаются связанными с парасимпатическими нервами, а другие — изменяются и вступают в связь с позднее образующимися симпатическими нервами» [6, с. 164].

Физиологический смысл двойной иннервации органов Ленгли видел в том, что одни волокна возбуждающе действуют на иннервируемый ими орган, а другие — тормозяще. Хотя при этом он допускал, «что симпатические и парасимпатические нервы могут оказывать как возбуждающее, так и тормозящее действие».

Таким образом, Ленгли в двойной иннервации органов не проложил четкой дифференциации нервов на тормозящие и возбуждающие, не говоря уже об ее интимных физиологических механизмах и самой целесообразности существования. Поэтому высказанные им соображения о принципе двойной иннервации органов их антагонистическим взаимоотношением между собой большей частью были априорными, хотя и опирались на определенную морфологическую основу. И тем не менее именно Ленгли впервые в физиологии поставил вопрос о наличии двойной иннервации органов, который вот уже на протяжении 80 лет активно изучается специалистами различных направлений.

Позднее было показано, что принцип двойной иннервации свойственен и для эффекторов соматической нервной системы (СОНС), в частности ее скелетных мышц. Правда, первоначально допускалась прямая иннервация мышечных волокон скелетных мышц симпатическими нервами в виде аксессуарных волокон. Однако эта точка зрения не подтвердилась, хотя феномен Орбели-Гиневинского казался на явное регуляторное влияние со стороны симпатической иннервации на функциональное состояние скелетной мышцы. И лишь в 60-е годы на основе новых гистологических исследований Говыриным В. А. [7] было сформулировано положение о существовании двух типов симпатической адренергической иннервации, а точнее, способов поставки ее медиаторов к эффекторным органам, — прямого и непрямого. Причем при непрямом типе источником симпатических влияний служат сосудистые нервы, адренергический медиатор которых помимо сосудистых эффекторов диффузным путем поступает также и к концевым пластинкам мышечных волокон скелетных мышц. Стало ясно, что принцип двойной иннервации уже не ограничивается рамками эффекторов АНС, как считал Ленгли, а распространяется и на эффекторы соматической нервной системы. Оказалось возможным говорить

С учетом же точки зрения Дейла о делении нервной системы на холинергическую и адренергическую следует, видимо, говорить о двойной иннервации между холинергической и адренергической нервными системами (ХНС и АдНС). При этом в состав ХНС, как было показано ранее (сообщение 6), входят быstroфазная холинергическая составляющая в виде соматической нервной системы и медленнофазная холинергическая составляющая в виде парасимпатической нервной системы. Каждая из этих составляющих нервной системы иннервирует соответственно свою группу эффекторов. Адренергическая нервная система иннервирует обе группы эффекторов СОНС и ПНС, являясь как бы в двойной иннервации общим знаменателем обеих составляющих ХНС. При такой постановке вопроса двойная иннервация свойственна уже не отдельным органам, ограниченными рамками АНС, как считал Ленгли, а всем органам и участкам тела, ибо ХНС через свои составляющие иннервирует все системы организма. Поэтому принцип двойной иннервации следует рассматривать как неотъемлемую составную часть структурной организации нервной системы.

Для понимания физиологического смысла двойной иннервации важно было определить, на каких конкретных структурах и элементах заканчиваются нервные пути со своими медиаторами. Сам Ленгли допускал два варианта: либо на одной клетке, либо каждая нервная система своими терминалями заканчивается на своей клетке. При этом последнему варианту он отдавал предпочтение.

Впервые изучение этого вопроса на строгой нейрогистологической основе было проведено в нашей стране двумя школами нейрогистологов, возглавляемых Б. И. Лаврентьевым и Н. А. Миславским [8]. Обе школы, во-первых, подтвердили сам факт двойной иннервации целого ряда органов со стороны ПНС и СНС и тем самым под принцип двойной иннервации была подведена солидная морфологическая основа. Но вместе с тем они также как и Ленгли пришли к выводу, что далеко не все органы имеют двойную иннервацию. Этот их вывод объясняется, видимо, недостаточным уровнем технических методов того времени. Следующий их вывод состоял в том, что двойная иннервация действительно характеризуется антагонистическим взаимоотношением, а ее действие — торможение или усиление — разыгрывается на периферии в самом рабочем органе. По их мнению «постганглионарные волокна симпатического и блуждающего нервов встречаются непосредственно у самого рабочего органа», а сам «феномен антагонистического действия разыгрывается непосредственно в самом органе — на мышечной клетке». Более того, Лаврентьевым были рассмотрены четыре разных варианта конвергенции терминальных нервных окончаний парасимпатического и симпатического нервов в рабочем органе. Сам он наибольшее предпочтение отдавал второму варианту, при котором оба антагонистических проводника кон-

вергируют своими терминалями к общей для них эффекторной клетке. В этом случае рабочая клетка по его мнению «должна иметь двойную иннервацию и два нервных окончания».

Таким образом, проследившая историю развития морфологической основы двойного реципрокного принципа иннервации, видно, что со времени Ленгли она обогатилась тремя основными научными фактами: морфологическими данными о схождении нервных проводников ЛНС и СНС к одной общей для них эффекторной клетке, о концентрации двух реципрокных медиаторов на ее концевой пластинке и о наличии диффузного пути адренергического медиатора к эффекторной клетке, что позволило говорить о наличии двойной иннервации между ХНС и АдНС.

И тем не менее по современным представлениям вопрос об антагонистической иннервации во многом остается неясным. В настоящее время ведутся активные поисковые работы по установлению единой закономерности принципа двойной иннервации и ее физиологической целесообразности. Особенно это касается физиологической стороны двойной иннервации. До сих пор нет достаточно четких представлений о самом механизме взаимодействия двух видов реципрокной иннервации на различных уровнях, но главным образом на нейронном уровне. Нет также окончательного ответа о самой физиологической целесообразности двойной иннервации. И, наконец, не прослежен характер развития двойной иннервации в онтогенезе. Хотя с филогенетической точки зрения четко установлено, что «у костистых рыб впервые оформляется двойная (симпатическая и парасимпатическая) регуляция» [7, с. 181]. Появившиеся в последнее время отдельные сообщения о генезе двойной иннервации дают основание считать, что принцип двойной иннервации закладывается в пренатальном периоде. Вместе с тем показана и определенная асинхронность развития адренергической и холинергической иннервации, прослеженная авторами от постнатального периода до старческого возраста.

Вопрос о физиологической целесообразности двойной иннервации обсуждается со времени Ленгли и по мнению ряда исследователей его первоначальная трактовка нуждается в коррекции. Напомним, что сам Ленгли усматривал эту целесообразность в антагонистическом характере воздействия каждого типа иннервации, направленного с одной стороны, на возбуждение активности органа, а с другой — на его торможение.

Совершенно по иному трактовал эту проблему Л. А. Орбели. По его мнению все виды мышечной ткани (гладкая, скелетная, сердечная) имеют общую иннервацию. В двойной иннервации мышц холинергическому каналу он отводил пусковую моторную роль, а симпатическому адренергическому каналу — адаптационно-трофическую. При этом он считал, что терминальная встреча окончаний нервных проводников обоих каналов осуществляется на концевой двигательной пластинке эффекторной клетки, исходное функциональное состояние которой в значительной степени определяется симпатическими влияниями. Так, он писал: «...по-видимо-

му, наступающие в мышце изменения, в первую очередь, отражаются на состоянии концевой двигательной пластинки, вызывая этим изменения в ту или другую сторону ее функциональных свойств, т. е. нечто вроде регуляторного прибора для наилучшего использования мышечных сил и для градуирования передачи импульсов с двигательного нерва» [9, с. 66]. И далее: «...симпатическая иннервация, может быть поистине рассматриваема как иннервация адаптационная, устанавливающая работоспособность мышцы на тот или иной уровень». Мы не будем здесь говорить об ошибке Орбели, допускавшего наличие прямой симпатической иннервации к двигательной пластинке, ибо после открытия В. А. Говыриным непрямого диффузного пути симпатического медиатора, она в двойной иннервации эффекторов не имеет какого-либо серьезного значения и не может поставить под сомнение результаты исследований Орбели по данному вопросу.

Итак, главная заслуга Л. А. Орбели в анализе трактования физиологической целесообразности двойной иннервации состоит, с нашей точки зрения, в том, что он впервые указал на регуляторную возможность двойной иннервации, отведя ее симпатическому каналу решающую роль. При этом через СНС, как он считал, реализуются две функции: адаптационная и трофическая. Наибольший интерес представляет адаптационная функция, так как трофическая функция по современным представлениям выполняется обоими типами нервов двойной иннервации.

Понятно, что предложенная Орбели физиологическая интерпретация двойной иннервации представляет собой качественно новую ступень в решении этой кардинальной проблемы физиологии. И в настоящее время адаптационно-трофическая теория этого автора остается, на наш взгляд, единственной, удовлетворительно объясняющей физиологическую целесообразность двойной иннервации органов, сосудов и т. д.

Принимая за основу главный вывод Б. И. Лаврентьева и Л. А. Орбели, а также результаты исследований В. А. Говырина о сходности терминальных сигналов обоих видов двойной иннервации, т. е. по современным представлениям реципрокных медиаторов трофотропного и эрготропного рядов на эффекторной клетке, для дальнейшего более глубокого анализа двойной иннервации важно иметь четкие представления, с одной стороны, о возможных путях подхода указанных выше медиаторов к мембране эффекторной клетки, а с другой — о тех интимных регуляторных процессах, которые разыгрываются на ней при поступлении к ее поверхности, а точнее ее ионных каналов проводимости медиаторов обоих путей двойной иннервации. Только при ответе на эти вопросы можно, во-первых, понять результаты морфологических исследований, полученные по двойной иннервации, а, во-вторых, углубить представления о физиологической целесообразности самой двойной иннервации.

При этом мы будем исходить из априорного предположения, что двойная реципрокная иннервация является результатом эво-

эволюционного развития нервной системы, а ее реципрокный принцип составляет основу структурной организации нервной системы. Понятно, что при такой постановке вопроса каждая эффекторная клетка и, по-видимому, рецепторная должны одновременно взаимодействовать с двумя реципрокными медиаторами, подводимыми к ее мембране по двум независимым каналам. Обозна-

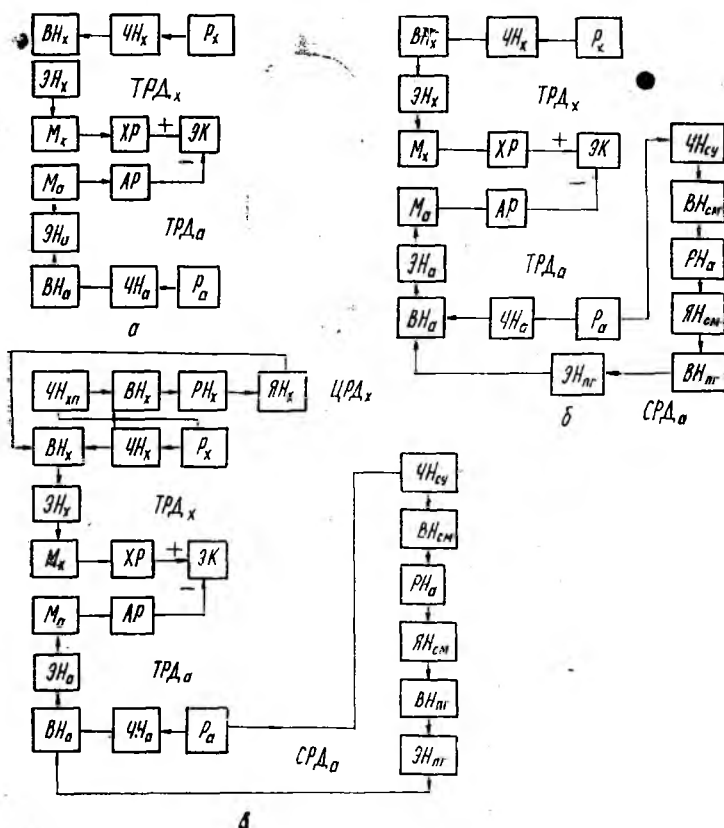


Рис. 5. Схемы путей поступления холинергического (M_x) и адренергического (M_a) медиаторов к эффекторной клетке при ее двойной реципрокной иннервации и регуляции

чим медиаторы холинергического канала через M_x , а адренергического — M_a . Будем считать, что каждый из этих медиаторов поступает к эффекторной клетке двумя путями: либо прямым, через нервнопроводниковую иннервацию, либо гуморальным, через кровь, экстрацеллюлярную жидкость, либо по тому и другому одновременно.

На рис. 5 представлены три основных варианта поступления M_x и M_a к эффекторной клетке. Первый вариант, в онтогенезе формируемый в постнатальный период и продолжающий функционировать в течение всей жизни человека, обеспечивает достав-

ку M_x и M_a в рамках терминальных рефлекторных дуг холинергического (ТРД_x) и адренергического (ТРД_a) характера. Морфологической основой таких местных рефлекторных дуг, пригнанные к каждому органу, служат, видимо, периферические нервные сплетения и экстрамуральные и интрамуральные ганглионарные узлы.

Второй и третий варианты соответствуют тому периоду, когда окончательно заканчивается формирование центральных структур каждого из каналов двойной иннервации. При этих вариантах ТРД_x и ТРД_a находятся под контролем своих центральных структур, роль которых, как было показано ранее (см. сообщение 6), выполняют соответственно холинергическая зона ретикулярной формации (РФ_x) и адренергическая — РФ_a. При первом варианте концентрацию медиаторов у мембранной поверхности эффекторной клетки в общем виде можно представить как

$$M_{xi} = K_1 I_{axi} \quad (1); \quad M_{ai} = K_2 I_{aai} \quad (2),$$

где I_{ax} и I_{aa} — соответственно афферентные сигналы с интерорецепторов, связанных с ТРД_x и ТРД_a, K_1 и K_2 — коэффициенты усиления вставочных и эфферентных нейронов.

Сигнал I_{ax} по характеру нервной импульсации можно рассматривать как фазный, а I_{aa} — как тонический.

При третьем варианте уравнения (1) и (2) будут иметь более сложный вид:

$$M_{xi} = k_1 I_{axi} = k_1 (I_{axo} + I_{axni} + I_{axri} \pm I_{ki}); \quad (3)$$

$$M_{ai} = k_2 I_{aai} = k_2 (I_{aao} + I_{aani} + I_{aari} \pm I_{ki}). \quad (4)$$

В соответствии с уравнениями (3) и (4) фоновые значения M_x и M_{ao} определяются фоновыми аутохтонными сигналами I_{ax} и I_{aao} холинергической и адренергической РФ. При этом холинергическая зона ретикулярной формации (РФ_{хп}), связанная с ПНС находится согласно структурной организации АНС в мезенцефалической и бульбарной частях ствола мозга и в сакральной части спинного мозга. Хотя не исключается, что ее зоны могут находиться и в других участках спинного мозга. Адренергическая же зона РФ_a локализована в спинном мозге, в интермедиолатеральной части (центре Якобсона).

Ранее (см. сообщение 4) была высказана точка зрения, что ретикулярные нейроны каждой зоны РФ отличаются своим порогом возбуждения, своей формой аутохтонной генерации нервной импульсации и своим составом афферентных сигналов, оказывающих на них стимулирующее воздействие. Позднее стало ясно, что адренергическая зона РФ_a в отличие от других зон РФ стимулируется практически всеми видами афферентных сигналов. И в это заложен природой, с нашей точки зрения, определенный физиологический смысл, направленный на реализацию адренергического канала адаптационной функции. Поэтому в уравнении (4) сумма афферентных сигналов значительно больше, чем в (3).

В соответствии с предыдущей оценкой РФ ее адренергическая зона рассматривается как тоническая, а холинергическая зона, наоборот, — как фазная. Поэтому поступающие к ЭК медиаторы соответственно оказывают на нее тонические (M_a) и фазические (M_x) воздействия. В итоге исходное функциональное состояние ЭК перед ее фазным возбуждением с формированием соответствующего потенциала действия (ПД) складывается из двух разных по силе воздействий на ее мембрану, к тому же диаметрально противоположных, если рассматривать их реципрокные медиаторы. Иначе говоря, действие этих двух медиаторов можно представить в виде известной схемы, по которой к одним и тем же участкам ПМ нейрона одновременно подходят тормозное волокно с тормозным синапсом и возбуждающее нервное волокно с возбуждающим синапсом. Согласно общепринятой точке зрения моторное холинергическое волокно со своим M_x возбуждающе воздействует на ПМ эффекторного нейрона. С учетом реципрокного характера медиаторов M_x и M_a логично допустить, что медиатор M_a со своим адренергическим волокном выполняет тормозную функцию по отношению к ПМ.

По современным представлениям [10] роль медиаторов M_x сводится к активации хемочувствительных ионных каналов, встроенных в мембрану клетки, этих своеобразных постсинаптических рецепторов, чувствительных к действию конкретного медиатора. По отношению к M_x их роль выполняют холинорецепторы (ХР). Смысл воздействия M_x на ХР сводится к тому, что ХР под влиянием M_x изменяют проводимость ионов через мембрану путем открывания ионных каналов из межклеточной среды внутрь клетки, изменяя таким образом ионную асимметрию по обеим сторонам мембраны и как следствие этого величину мембранного потенциала — $E_{мп}$. Принято считать, что возбуждающий медиатор деполяризует ПМ, а тормозной, наоборот, гиперполяризует, затрудняя действие возбуждающего медиатора.

Рассматривая двойной реципрокный принцип иннервации эффекторных клеток и на его основе реципрокный принцип их регуляции как закономерность построения иннервации и основу биорегуляции нервной системы, логично допустить, что приемная часть эффекторной клетки должна была адаптироваться к приему именно двух реципрокных медиаторов. Поэтому в ПМ ЭК помимо холинергических ионных каналов с их ХР имеются, видимо, адренергические ионные каналы, в которых проводимость ионов противоположной полярности осуществляется путем воздействия M_a на адренорецепторы ПМ. В конечном итоге за счет одновременного автономного действия этих каналов через ПМ регулируются потоки ионов разной полярности, приводящие к формированию интегральной величины мембранного потенциала ЭК.

Таким образом, в общем виде реципрокное воздействие медиаторов M_x и M_a на ПМ ЭК сводится к тому, что M_x деполяризует мембранный потенциал, а M_a — его гиперполяризует. Надо отметить, и на это указывают многие исследователи, что ПД фор-

мируется не только под влиянием фазных посылок M_x , но и фоновых M_{x0} , которые создают фоновый аксоплазматический ток. Под влиянием M_{x0} создается фоновое сокращение мышечных волокон, формирующее исходный тонус мышцы. Понятно, что действие M_{x0} происходит на фоне одновременного действия M_{a0} на ПМ. Поэтому уровень фоновой сократимости мышечных волокон — их тонус — будет определяться результатом интегрального воздействия M_{x0} и M_{a0} на ПМ ЭК. Схематично взаимодействие этих медиаторов можно представить в виде схемы, где M_{a0} путем гиперполяризации мембранного потенциала непрерывно изменяет его исходный уровень, относительно которого воздействует M_x на ПМ. Исходя из такой схемы взаимодействия медиаторов с ПМ ЭК становится понятно, что физиологический смысл реципрокного характера двойной иннервации сводится в конечном итоге к торможению действия медиатора M_x на ПМ медиатором M_a путем гиперполяризации ее мембранного потенциала. Иначе говоря, M_a в соответствии со своей концентрацией, пропорциональной сигналу I_{a0} (4), непрерывно изменяет исходный уровень мембранного потенциала, относительно которого M_x возбуждающе действует на ХР мембраны. При этом чем выше M_a , тем больше должна быть величина фазной посылки M_x , чтобы сформировать ПД. А с другой стороны, при повышенных значениях M_a снижается роль M_{x0} . В конечном итоге характер воздействия M_x на ЭК определяется соотношением $\eta = \frac{M_x S_x}{M_a S_a}$, где S_x и S_a — значения пороговой чувствительности ХР и АР.

Надо полагать, что прямое действие M_a на мышечные волокна не происходит, так как только M_x может выполнять такую функцию. Поэтому действие M_a на мышечные волокна опосредуется через M_x в соответствии с указанным выше реципрокным механизмом воздействия медиаторов на мембранный потенциал, приводящим к формированию интегрального потенциала. Причем это действие в значительной степени зависит от соотношения концентрации M_x и M_a . Чем выше значение M_x , тем меньше роль M_a в управлении M_x . И наоборот, при соизмеримых значениях M_x и M_a регуляторное влияние M_a на M_x становится резко ощутимым. Вот почему реципрокный характер двойной иннервации наиболее заметно проявляется в покое, на уровне флуктуаций, когда концентрации M_x и M_a относительно соизмеримы между собой, а регуляторная роль M_a на M_x прослеживается весьма четко. Более того, она сохраняется еще заметной и на тех функциях, которые реализуются фазными послылками M_x , не так резко превышающими фоновые значения M_{x0} .

Итак, физиологический смысл двойной иннервации сводится, с одной стороны, к формированию исходного функционального состояния эффекторной клетки, адекватного на текущий момент времени уровню ее фазного возбуждения, а с другой — к регуляции величины самого управляющего сигнала, т. е. фазной моторной

посылки холинергического канала. Эти параметры регулируются путем изменения соотношения концентрации M_x и M_a на ПМ ЭК. При этом в тех эффекторах, где превалирующая роль сохраняется за медиатором M_x , управление происходит, главным образом, через изменение концентрации медиатора M_x . В эффекторах же, соизмеримых по концентрации между M_x и M_a , роль основного регулятора выполняет адренергический канал со своим медиатором M_a . При таком характере взаимоотношений медиаторов двойной иннервации с мембраной ЭК реципрокный принцип иннервации должен составлять основу регуляторных взаимоотношений внутри нервной системы и в конечном итоге определять ее структурную организацию. Последняя четко проявляется в виде автономных холинергических и адренергических зон РФ, связанных соответственно холинергическими и адренергическими нервными путями, конвергирующими терминальными окончаниями, а точнее, терминальными медиаторами на общую для них эффекторную клетку, на ПМ которой они заканчивают свой путь через свои ионные каналы со своими ХР и АР.

Сформировавшийся в процессе эволюции реципрокный принцип регуляции оказался, видимо, наиболее оптимальным способом биологической формы регуляции. При таком варианте регуляторные возможности могут быть реализованы как автономно, по отдельным каналам, так и одновременно по обоим каналам путем изменения соотношения концентрации их терминальных медиаторов. Понятно, что в зависимости от η конкретно у каждого эффектора центральные органы соответственно подбирают и свои управленческие команды по их интенсивности к тому или иному каналу двойной иннервации, при которых достигается наибольший эффект управления. Надо полагать, что при $\eta \gg 1$ эти команды ориентированы, главным образом, на холинергический канал, а при $\eta \geq 1$ — адренергический канал. С другой стороны, роль тонической адренергической системы с небольшим энергетическим потенциалом ее активирующего аутохтонного сигнала вряд ли может быть существенной в регуляции эффекторов, управляемых фазными послылками сравнительно больших энергетических потенциалов. В данном случае имеются в виду эффекторы в форме быстрофазных мышечных волокон скелетных мышц. И совершенно иная картина характера антагонистического взаимоотношения терминальных медиаторов проявляется на эффекторах слабого энергетического уровня, например, сфинктера зрачка и др.

Список литературы: 1. Удельнов М. Г. Физиология сердца. М., 1975. 204 с. 2. Нельсон Г. В., Гевеловиц Д. Б. Теоретические основы электрокардиологии. М., 1979. 470 с. 3. Кельман И. М. Электрокардиография и фонокардиография. М., 1974. 156 с. 4. Ананин В. Ф. Модель механизма регуляции сердечно-сосудистой системы человека. О механизме регуляции сердца. Сообщение 1//Пробл. бионики. 1981. Вып. 27. С. 93—103. 5. Косицкий Г. И. Аfferентные системы сердца. М., 1975. 207 с. 6. Ленгли Дж. Н. Автономная нервная система. М.; Л., 1925. 120 с. 7. Говырин В. А. Трофическая функция симпатических нервов

сердца и скелетных мышц. Л., 1967. 187 с. 8. *Лаврентьев Б. И.* Теория строения вегетативной нервной системы. М., 1983. 253 с. 9. *Орбели Л. А.* Избр. тр. Т. 2. 66 с. 10. *Магазаник Л. Г.* Постсинаптические ионные каналы, активируемые медиаторами//Вестн. АН СССР. 1985. № 7. С. 30—36.

Поступила в редколлегию 19.12.86

УДК 612.82.014.42.001.57

Г. А. КОЛОТЕНКО, канд. техн. наук, *Т. И. АХМЕДОВ*, канд. мед. наук,
В. А. СКУМИН, канд. мед. наук

АНАЛИЗ ПОТЕНЦИАЛОВ МОЗГА В АСПЕКТЕ ТЕОРИИ ОТНОСИТЕЛЬНОСТИ

Цель статьи — анализ иерархических пространственно-временных синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга в аспекте элементов теории относительности.

Актуальность темы связана с разработкой бионических систем, объективизацией функциональных состояний операторов автоматизированных систем управления, разработкой эффективных методов дифференциальной топодиагностики, построением кибернетических многоканальных медицинских и биологических электроприборов, микроминиатюрных робототехнических устройств. Решение данной задачи позволяет сопрягать с помощью адаптеров и специализированного интерфейса вышеуказанные устройства синхронных и асинхронных потенциалов мозга с агрегатными системами вычислительной техники. В результате становятся возможны оптимизированное восприятие и переработка информации эргатических систем в качественно новой форме.

Сложность предлагаемой бионической модели состоит в том, что исследуемые системы синхронных и асинхронных потенциалов формируются на основе трансформаций импульсного и электро-тонического возбуждения целостного мозга.

Анализ показал, что доминантные системы* при различных функциональных состояниях операторов АСУ являются одной из форм бионического воплощения системы импульсного возбуждения целостного мозга, а «не шумом работающих станков». Это создает представление об интегративном взаимодействии биоэлектрической активности целостности мозга с окружающей сферой электрических и магнитных полей неорганической среды, которая без целенаправленного электромагнитного возмущения случайно воздействует на головной мозг, изменяя центры активации систем импульсного возбуждения целостного мозга, а следовательно, и биоэнергетический «резервуар» мозга.

* Речь здесь и далее идет о системах пространственно-временных синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга.

Изменение частоты системы импульсного возбуждения приводит к перестройке «силуэта» соотношений в пространстве и времени электротонического возбуждения, являющегося аккумулярующей энергетической основой ретикулярной формации. Пространственно-временная «схема» целостного мозга деформируется, что сопровождается изменением направленности метаболических процессов. Структура системы видоизменяется в целом и частном на всех этапах нервной системы, доходя на определенном уровне до изменения толщины двойных жидкомозаичных слоев оболочки нейронов.

Целенаправленное возмущение в форме электромагнитных полей, приводящее к ускорению лабильности или замедлению системы импульсного возбуждения, идентифицируется весом множества интегративных систем. Это свидетельствует об изменении архитектоники доминантных подсистем импульсного возбуждения целостного мозга. Они при переходе за пределы определенных значений двунаправленного диапазона относительно исходного состояния нормы, например состояния покоя, входят в стадию экстремальных значений. Изменение «памяти» системы импульсного возбуждения, отображенной своеобразной формой иерархических систем, приводит к патологически-необратимым явлениям. Извлечение «максимума из совершенных механизмов мозга человека» посредством корригирования гомеостаза дистанционным целенаправленным воздействием — электрическим или магнитным возмущением разной частоты и амплитуды — должно иметь ограничивающие пределы, чтобы не нарушить «память» устойчивой неустойчивости систем возбуждения и торможения целостного мозга, соответственно формирующих архитектуру систем головного мозга.

Доминантность системы импульсного возбуждения, переход к торможению системы электротонического возбуждения, и наоборот, относительно. Экспериментально доказано, что рост лабильности одних доминантных подсистем неизбежно вызывает торможение других подсистем связей. Преобразование ранее очевидных доминант иерархических систем в неявные доминанты систем и подсистем пространственно-временных связей объективно связано с трансформациями целостного мозга. «Исчезновение» доминантных систем пространственно-временных связей головного мозга в определенный момент времени в результате, например преобразования системы импульсного возбуждения в систему слитно-тонического возбуждения целостного мозга, может рассматриваться в одной из плоскостей как торможение.

Системы возбуждения целостного мозга с энергетической точки зрения образуют в пространстве и времени волны биоэлектрической активности, выступающей в роли защитного экрана. Биоэлектрическая активность целостного мозга распространяется в окрестности мозга и сливается с электромагнитными и другими полями окружающей среды. При биполярной регистрации поверхностными электродами фиксируются системы головного мозга

окрестности, биоэлектрические и биоманнитные поля которой в реальных условиях суперпозируют с внешними полями. В зависимости от интенсивности и расстояния от субстанции мозга они затухают или усиливаются. С точки зрения теории относительности безразлично будет усиливаться «окрестное поле» электрической активности головного мозга или уменьшаться внешнее поле при сравнительной неизменности «окрестностной» биоэлектрической активности.

Если «окрестное» поле биоэлектрической активности головного мозга относительно устойчиво во времени и пространстве, относительно скалярно, что может наблюдаться при одном функциональном состоянии, а магнитное поле приближается к нему либо усиливается, находясь в относительном покое, то «окрестное» поле биоэлектрической активности целостного мозга будет изменяться. «Вокруг» магнитного внешнего поля будет изменяться биоэлектрическое поле. В связи с этим при нарастании «затруднения от избытка» могут наблюдаться парадоксальные биоэлектрические явления головного мозга, гиперболизирующие одну из сторон существующих в единстве противоречий систем импульсного и слитно-тонического возбуждений, что приводит к перестройке архитектуры доминантных систем головного мозга.

Если мозг — «электрическая система», то он должен поглощать электромагнитную энергию внешней среды до определенного предела (до границы перехода в доминантную устойчивость). Затем эта система входит в полосу насыщения и находится в ней до тех пор, пока не «сгорит». Невозможно вообразить даже в евклидовой системе координат катастрофическую ломку архитектоники доминантных систем и подсистем иерархических структур.

Несмотря на относительную устойчивость направленности развития систем при определенном функциональном состоянии операторов АСУ, доминанты этих систем непрерывно перемещаются в пространстве и времени. А движение, как подчеркивал Альберт Эйнштейн в заметке «К электродинамике движущихся сил», есть проявление преобразующейся энергии.

Зададим в пространственной трехмерной системе четвертую координату времени. В таком случае кибернетически идентифицируется относительность весового изменения адекватных по структуре систем согласно функциональным состояниям операторов.

Если спроектировать $W_1, W_2, \dots, W_n$ — единичные веса [1] систем аналогичных структур, измерить их в четырехмерной системе координат, где по четвертой, временной координате отложить вес этих систем, то явно доминантные системы и подсистемы опережают не очевидные доминанты систем. Исходя из этого могут быть объяснены некоторые нейрофизиологические опережения. Заторможенные системы отстают во времени относительно выраженных доминантных систем. В частности, в соответствии с преобразованием соотношений систем импульсного и электротонического возбуждения, происходит ускорение во времени определенных физиологических функций, а с ними — и биоэнергетических затрат моз-

га, наблюдается заторможенность, отставание во времени и одновременно рассогласованность, согласование, заторможенность и соответствие систем.

Важным фактором в данном аспекте является неравномерность «движения» систем импульсного возбуждения, превращающего, например, эллипсоподобную архитектонику множества систем целостного мозга в гиперболо- и лемнисткообразные формы или сводящие их в одном из пределов в точку.

Исходя из положения теории относительности о том, что «масса тела» зависит от его энергии, и, зная, что система импульсного возбуждения целостного мозга, идентифицируется множеством систем, отображает «волноподобные давления» преобразующейся биоэлектрической энергии, можно предположить следующее: материальная масса мозга находится в состоянии импульсных нелинейных изменений, измеряемых согласно сантиметровому диапазону величинами малого порядка. Это, в первую очередь, объясняется тем, что энергетический потенциал биоэлектрической активности «окрестного поля» несравненно мал по сравнению с энергетическим «резервуаром» целостного мозга.

Предположим, что при доминировании импульсного возбуждения по обратной связи резонансно усиливаются импульсации биоэлектрического поля, например, при помощи электромагнитных целенаправленных возмущений, то в экстремальных условиях, в соответствии с импульсным изменением биоэнергии, можно увеличить импульсацию массы целостного мозга. Однако это также трудно реализовать, как параллельно срезать нейрон толщиной $0,0001 \text{ \AA}$, так как изменение энергии интегративно и неоднородно в каждой последующей координатной точке пространства материального мозга. В усредненном состоянии изменение энергии как бы сохраняет массу целостного мозга неизменной, что противоречит фундаментальным законам теории относительности.

«Создать самого себя» — вот абсолютная цель теории роботов. Но к ней не приблизишься ни на йоту, если при моделировании множества доминантных, а поэтому и дифференцируемых систем не учитывать того, что биоэнергия целостного мозга есть отражение действия массы целостного мозга. Массы церебральных систем и структур могут воздействовать друг на друга, например, посредством «консервативных сил» (сжатия, растяжения, набухания, отека и т. д.) при опухолях головного мозга. Согласно направленности развития систем импульсного и электротонического возбуждения при этом гиперболически изменяется организация систем и подсистем. Воздействием центральных систем структур обусловлен характер проявления одной из биоэнергетических форм целостного мозга — биоэлектрической активности головного мозга. Таким образом, преобразование биоэнергии приводит к деформации материальной массы головного мозга.

При определенных условиях масса головного мозга расширяется или сжимается. При этом соответственно и аналогично пуль-

сируют биоэнергетические поля целостного мозга, изменяя направленности развития архитектур доминантных систем.

Итак, пульсация массы и энергии приводит к импульсирующим пространственно-временным отношениям церебральных систем и структур, в частности, из-за целенаправленного действия возмущений, соответственно меняющих мозаику систем и подсистем целостного мозга.

При опухолях центральных извилин и теменной области «память» доминантных систем связей головного мозга может изменяться, гипертрофироваться в узком диапазоне бесконечного разнообразия нейрофизиологических процессов следующим образом. Сдвиги «циркуляционных» «кабельных» [2] биотоков целостного мозга при определенной направленности приводят к усилительному сдвигу тонкой структуры второй производной-электрической составляющей — биомагнитного поля, непременно сопровождающего биоэлектрическую «окрестную» составляющую внешнего поля, которая, стремясь замкнуться, препятствует проникновению внешних полей в объем мозга. При таком подходе «нейтральность» целостного мозга к окружающей электромагнитной среде (пользуясь астрономическим термином) представляет условную «мертвую зону» или «дырку» в пространстве, включающем целостный мозг как подсистему среды. В свою очередь, перемещение «памяти» систем гиперболически усиливает, например, центры экзальтации за счет увеличения частоты «кольцевых токов», ведущих к усилению соответствующих областей собственного биомагнитного поля. В результате формируется направленность к доминантности центров систем импульсного возбуждения и торможения, свидетельствуя о неоднородности, «узловатости» поля биоэлектрической активности головного мозга.

С изменением частоты электрического и магнитного поля внешней среды увеличивается частота биомагнитного поля целостного мозга, в результате чего не исключено нарушение непроницаемости в определенных зонах. По обратной связи соответственно неоднородно по направленности к ретикулярной формации поле, определяющее частоту электротонирующих волн и позиции центров в пространстве системы импульсного возбуждения головного мозга. С точки зрения неоднородного развития системы импульсного возбуждения, «мертвые зоны» в плоскости доминантных центров биоэлектрической активности стабилизируют доминантные центры экзальтации и торможения системы импульсного возбуждения целостного мозга.

Трансформация «памяти» центров биоэлектрической активности головного мозга усиливает частоты вновь рождающейся архитектуры доминантных систем, смещенной относительно предыдущей архитектуры системы связей в пространстве и времени, в ранг флуктуирующей маловероятной, однако готовой при соответствующих условиях вновь обрести очевидную доминантность.

Таким образом, кибернетический, количественный анализ связей, экстраполяция, управление или коррегирование «памятью»

множества доминантных иерархических систем под действием целенаправленных возмущений разнонаправленных форм, используемых в норме и в патологии, имеют не только научную ценность для биологической и медицинской кибернетики, но и применяются на практике [3].

В процессе исследования установлена зависимость между весом систем и величиной уровня анализа, определяются пределы доверительно-вероятного интервала разброса индивидуальных весов каждого признака систем связей головного мозга, характеризуется структура распределения индивидуальных весов. Исходя из элементов теории относительности доказываем, что увеличение числа анализируемых репрезентативных ЭЭГ выборок уточняет, видоизменяет структуру распределения весов в вероятностно-доверительных интервалах признаков, но не меняет принцип распределения, направленности формирования доминантных систем, а при различных функциональных состояниях, создаются предпосылки для многоуровневого кибернетического анализа при помощи многопороговых элементов алгебры логики. Системно-кибернетический подход к анализу физиологических процессов головного мозга углубляет представление о функционировании разных сторон головного мозга, развивает значимость парной функции, симметричных по структуре, но асимметричных по функциям, устанавливая полушарную разницу пространственно-временных синхронных и асинхронных параметров.

Использование элементов теории относительности в кибернетическом анализе доминантных систем и подсистем пространственно-временных синхронных и асинхронных связей головного мозга позволяет углубить представление о проектируемых самоорганизующихся бионических системах.

Список литературы: 1. Колотенко Г. А. Объемная модель синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга. Сообщение 4//Пробл. бионики. 1976. Вып. 16. 129 с. 2. Бурмистров Ю. М., Шуранова Ж. П. О циркуляционном механизме возникновения групповой активности в цепи нейронов//Исследование организации нейронной деятельности в коре больших полушарий головного мозга. М., 1971. С. 106—119. 3. Филатов А. Т. К вопросу о принципах саморегуляции психосоматических функций человека//Психическая саморегуляция. Алма-Ата, 1974. С. 55—59.

Поступила в редколлегию 13.11.85

УДК 62—506.22

А. С. БОРОДИН, С. В. ПОБАЧЕНКО, А. А. ЯРОШЕНКО

ТЕОРЕТИЧЕСКИЕ И ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНЫЕ ПРЕДПОСЫЛКИ МОДЕЛИ ВРЕМЕННОЙ ОРГАНИЗАЦИИ СТРУКТУРЫ ТАКТИЛЬНОГО ВОСПРИЯТИЯ

Основные трудности детерминированного описания процессов решения задач человеком связаны с системной организацией пси-

хических процессов, разноуровневость которых в значительной степени затрудняет однозначность интерпретации конкретных результатов исследований. Поэтому, как правило, анализ данных проблем сводится к построению моделей, адекватных в той или иной степени, только для решения элементарных задач. В частности, теория микрогенеза зрительного восприятия [1], построенная на этой основе, позволяет констатировать последовательность фаз перцептивных процессов в зависимости лишь от конкретных релевантных переменных в задачах, решаемых оператором. На основании обобщений подобного рода строится концепция структурированности исследуемого процесса.

Однако при исследовании сенсорно-перцептивных процессов в плане прагматической ориентации на конструирование тактильных систем отображения информации, позволяющих как бы воспроизводить в организации стимуляции сам процесс формирования как простых, так и сложных образов, более целесообразно ориентироваться не столько на хронометрирование восприятия локальных признаков объектов, сколько на выявление роли фундаментальных принципов организации входной информации. К их числу можно отнести принципы временной, пространственной и семантической организации входной информации. В связи с этим целесообразна попытка построения общей модели структурной организации перцептивных процессов и ее дальнейшей оптимизации в условиях различного рода задач. Необходимо, прежде всего, определить ограничения на решение человеком задач, аналогичных по своему содержанию задаче идентификации пространственно-временной структуры входной стимуляции, поскольку именно этот принцип является определяющим в процессе синтеза тактильных средств отображения информации и позволяет непосредственно исследовать особенности и характер перцептивных процессов формирования образов в пределах неспециализированной к данному роду деятельности сенсорной системы.

Цель данной работы — исследование закономерностей и ограничений процесса тактильного восприятия в зависимости от особенностей пространственно-временной модуляции входных сигналов.

В процессе экспериментальных исследований операторы решали задачу идентификации пространственно-временной структуры последовательностей входных сигналов. При этом на решение данных задач влияли различного рода объективные и субъективные факторы, что нашло свое выражение в определенных параметрах системы восприятия и в проявившихся стратегиях принятия решений. К ним относятся: критерии оценки характера предъявляемых структур; стимульная асинхронность или динамика независимой переменной; информация о структуре методики и стимульных последовательностях; возможная неоднозначность интерпретации пространственно-временной последовательности, в связи с использованием всего двух «точек» стимуляции, которые абсолютно дифференцируемы по местоположению.

В первой серии экспериментов исследовалась качественная идентификация пространственно-временной структуры по трехкатегориальной шкале субъективных оценок, соответствующих заданным инструктивным критериям: дискретный характер следования сигналов, их непрерывность и одновременность. Импульсно-модулированные с частотой заполнения 5 кГц электрические си-

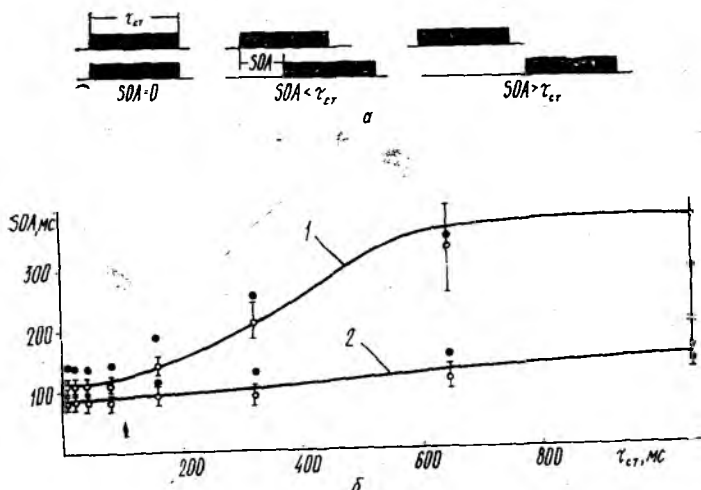


Рис. 1. Временные структуры стимульных предъявлений первой серии экспериментов. Стимульная начальная асинхронность SOA — независимая переменная, $\tau_{ст}$ — длительность стимула (а). Зависимость SOA от $\tau_{ст}$ для трехкатегориальной системы оценок характера тестируемых последовательностей сигналов: 1 — аппроксимирующая кривая, отражающая критические значения диапазона смены критериев «дискретность — непрерывность», 2 — граница перехода «непрерывность — одновременность». Графики построены по средним значениям SOA для выборки 10 операторов, ● — аналогичная зависимость по индивидуальной статистике при $N=10$, $\alpha=0,05$ (б)

налы равной длительности поступали последовательно на два активных электрода, расположенных на первых фалангах указательного и безымянного пальцев. Варьируемой переменной являлась величина начальной асинхронности следования сигналов — SOA (stimulus onset asynchrony). Зависимость SOA от длительностей стимулирующих сигналов представлена на рис. 1. Функциональные зависимости построены по средним значениям для выборки операторов и индивидуальной статистики. Данные аппроксимировались логической функцией. При этом для верхней кривой (1), представляющей граничные значения между дискретным и непрерывным характером ощущения воспринимаемой последовательности, такая зависимость имеет вид

$$SOA = 100 + 280 / (1 + \exp 0,009 \cdot (365 - \tau_{ст})),$$

а нижняя кривая (2), соответствующая значениям SOA , увеличение которых приводит к непрерывности, а уменьшение — к од-

новременности, как субъективных качеств характера последовательности стимулирующих сигналов, может быть выражена

$$SOA = 80 + 80 / (1 + \exp 0,004 \cdot (522 - \tau_{ст})).$$

Общий анализ полученных зависимостей и результаты аналогичных исследований идентификации временной структуры стимуляции [2] позволяют констатировать ряд характерных закономерностей. При SOA 50—75 мс воспринимающая система не способна к выделению более чем одного сенсорного события, т. е. данный временной диапазон представляет собой период интеграции входных воздействий ($T_{и}=50 \div 75$ мс), при достижении SOA значений 100—150 мс воспринимается дискретный характер следования сигналов в тестируемых последовательностях. Данный временной интервал отражает предельные временные возможности выделения локальных признаков в структуре стимульного предъявления, следовательно, он может быть определен как период дискретизации ($T_{д}=100 \div 150$ мс). Выделенные показатели ($T_{и}$, $T_{д}$) характеризуют функциональные временные ограничения сенсорно-перцептивных процессов. Кроме того, они инвариантны к организации входной стимуляции, т. е. сохранили свои значения в задаче идентификации временной и пространственно-временной структуры стимульных последовательностей и, следовательно, могут рассматриваться как параметры собственно воспринимающей системы.

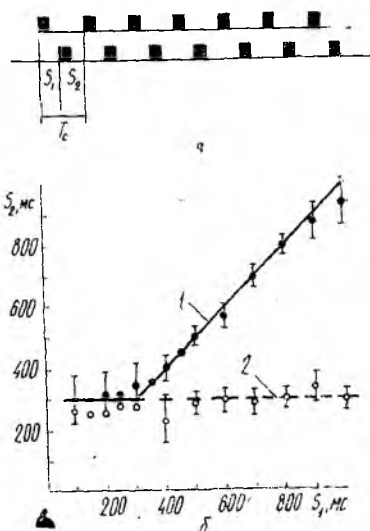
Отметим, что при пространственно-временной модуляции входных сигналов критерий «непрерывность» согласно субъективным отчетам операторов проявлялся в форме интеграционного феномена — иллюзии тактильного ощущения движения, известного в психологической литературе как ϕ -феномен. Как видно из экспериментальных данных, верхняя граница проявления данного эффекта имеет максимальное значение $\sim 0,3$ с, что, учитывая данные, полученные в пределах других сенсорных модальностей, соответствует времени формирования образа [1, 3, 4]. Однако отсутствие убедительных объективных оснований и объяснения для подобного рода интерпретаций полученного ограничения и функциональной связи значений SOA с длительностью стимулирующих сигналов при $\tau_{ст} > 100$ мс (кривая 1) привели к необходимости продолжения экспериментального исследования этого временного диапазона.

Предположим, что существует общий, не зависящий от модальности психологический фактор, детерминирующий процесс восприятия пространственно-временных структур, поскольку, по крайней мере, ϕ -феномен для зрения и слуха проявляется в этих же самых временных пределах, установленных для кожного анализатора, при некоторых общих сопутствующих обстоятельствах. Начальные условия задачи, решаемой оператором (идентификация пространственно-временной структуры), как наиболее адекватной по психологическому содержанию цели исследования изменены лишь в двух моментах. Во-первых, длительность стимули-

рующих сигналов была неизменной и равной 10 мс. Второе изменение было направлено на объективизацию того субъективного критерия, которым «пользовались» операторы в предыдущей первой серии экспериментов. Оно сводилось к тому, что базовая последовательность стимуляции, состоящая всегда из двух сигна-

Рис. 2. Временная диаграмма базовой структуры следования сигналов второй и третьей серии экспериментов. S_1 , S_2 — стимульная асинхронность активации соответственно первого—второго и второго—первого электродов, T_c — период структурирования сигналов, $T_c = S_1 + S_2$ (а). Временные соотношения стимульных асинхронностей идентификации структуры тестируемых последовательностей:

1 — зависимость S_2 от S_1 для второй серии экспериментов; 2 — то же для третьей серии; Представлены средние значения пороговых величин по выборке операторов при $N=10$, $\alpha=0,05$ (б)



лов, каждый из которых приходит на свой стимулирующий электрод, повторялась многократно в каждой отдельной пробе (рис. 2). Число таких периодов повторения 7, что превышает тот предел, при котором длительность последовательности стимуляции может влиять на получаемые результаты, т. е. фактически задача оператора заключалась в том, чтобы по доминирующему характеру воспринимаемой последовательности идентифицировать инвариантную пространственно-временную структуру и отнести ее к одному из классов, определяемых в инструкции.

Во второй серии экспериментов всего три класса. 1 — включает последовательности, в которых стимулы объединяются или структурируются в группы с порядком следования сигналов 1—2 (от первого ко второму месту стимуляции); 2 — с порядком следования сигналов 2—1; 3 — последовательности, в которых стимулы не объединяются в группы или порядок следования может быть интерпретирован как в одну, так и в другую сторону с субъективно одинаковой вероятностью.

В третьей серии экспериментов (см. рис. 2) всего два класса: первый — такой же, как во второй серии, а ко второму — должны были относиться те пробы, в которых порядок следования стимулов невозможно идентифицировать как 1—2. При этом для реально возможного расхождения результатов этих двух серий необходимо присутствие во второй серии экспериментов именно третьего класса ответов.

В дополнительных проверочных экспериментах были несколько модифицированы базовые последовательности или, в том же самом смысле, глобальные пространственно-временные структуры.

Обнаружено, что при стимульной асинхронности $S1$ в среднем ≥ 350 мс (см. рис. 2) зависимая переменная T_c (период структурирования) связана функционально с $S1$ соотношением $\bar{T}_c = 2S1$ ($\bar{T}_c$ — среднее значение переменной), отсюда $S2 = S1$ (вторая серия экспериментов). В третьей серии экспериментов $\bar{T}_c = S1 + 350$, или $S2 = 350$ мс (см. рис. 2) с лимитами средних значений по выборке операторов $300 \div 400$ мс. Что касается значений T_c при $S1 < 350$ мс, то они изменяются от 300 до 600 мс и характеризуются неоднозначной функциональной связью с $S1$, причем отличий между их динамикой во второй и третьей сериях не обнаружено. Учитывая последнее, сделаем вывод: при $S1 < 350$ мс взаимодействие функциональных систем, обеспечивающих решение задачи идентификации пространственно-временной структуры, принципиально не изменяется от варьирования операциональных переменных, к которым относится установка оператора, характеризующая отличия второй и третьей серий экспериментов.

Усреднение данных второй серии по выборке операторов ($N = 10$) приводит к значению $S2 = 300$ мс при $S1 < 350$ мс (см. рис. 2). Однако необходимо учитывать несколько наиболее характерных, типичных зависимостей $S2$ от $S1$, так как именно эта информация наиболее критична для понимания существа процессов, обеспечивающих решение задач пространственно-временного структурирования. Обратимся к психологическому содержанию выполнения данных задач человеком и конкретным факторам, влияющим на этот процесс.

Прежде всего, речь может идти только о пространственно-временном структурировании, поскольку события идентичны во всех отношениях, кроме пространственно-временного порядка. Причем в пространственном и во временном отношении события абсолютно дифференцируемы, т. е. в принципе оператор может довести решение задачи до «экспериментального абсурда», решая задачу обнаружения и предполагая при этом, что решает задачу идентификации.

При отсутствии принципиальных временных ограничений $S1 > 350$ мс фактором структурирования является первоначальный порядок следования сигналов, который в процедуре тестирования всегда одинаков. В методике полного отчета (вторая серия экспериментов) факторами могут быть как локальные признаки, например длительности временных интервалов между последовательностями 1—2 и 2—1, так и интегральная характеристика — некоторая обобщенная ритмика стимуляции в целом. Таким образом, подобный тип структурирования по всем его качественным особенностям можно отнести к когнитивному структурированию. При этом, несмотря на хорошую точность когнитивных оценок, выносимых операторами, само решение задачи идентификации прост-

пространственно-временной структуры при данных ограничениях весьма утомительно для оператора, что приводит в большинстве случаев к использованию в качестве текущего эталона сравнения собственных идеомоторных актов или движения — натурального или представляемого. Фактически, делается попытка перевести решение задачи из области когнитивных оценок с абсолютным оцениванием по отношению к эталону в памяти в область непосредственного восприятия с относительным оцениванием, которое осуществляется параллельно. Причина такого поведения, скорее всего, связана с невозможностью удержания эталона в данных временных пределах в непосредственной сенсорной памяти.

Поскольку пределом сенсорно-перцептивной инвариантности пространственно-временной структуры является интервал времени в $300 \div 350$ мс (T_c при $S1 = 50 \div 100$ мс, вторая, третья серии, $S2$ при $S1 \geq 350$ мс, третья серия экспериментов), то действительным ограничением непосредственного оценивания должен быть интервал, как минимум в два раза больше, так как лишь при данном условии относительная когнитивная оценка какого-либо изменения становится возможной на уровне непосредственного восприятия без необходимости дополнительной рефлексии. При этом нельзя утверждать константность данных параметров. Это всего лишь их минимальные предельные значения, которые являются до определенных пределов функцией параметров входных сигналов. На уровне сенсорно-перцептивного отображения данная зависимость связана с необходимостью и возможностью различной организации, различного структурирования стимульного материала. Причем последнее можно связать с «механизмами» произвольного и непроизвольного внимания, с активным и пассивным восприятием, с феноменом антиципации. Но эта неоднозначность отражает в данном случае не случайные несенсорные факторы, а вполне детерминированные возможностью своей реализации, стратегии в организации стимульного материала.

Особенности основных типов стратегий (рис. 3) при решении операторами задачи идентификации пространственно-временной структуры можно определить следующим образом: 1 — ориентация на выделение конкретного локального признака пространственно-временной структуры ($S2 = 200$ мс); 2 — ориентация на независимость пространственно-временной структуры на сенсорно-перцептивном уровне ($S2 = 300$ мс); 3 — ориентация на абсолютную независимость пространственно-временной структуры ($T_c = 600$ мс); 4 — абсолютная идентификация, или полностью адекватная стратегия.

Ориентация на выделение конкретного локального признака пространственно-временной структуры является одним из предельных случаев в решении оператором поставленной задачи. При этом основное условие при $S1 \leq 100$ мс — независимость первых элементов групп стимулов ($T_c = 300$ мс), а при $S1 > 100$ мс — отсутствие эффекта сенсорного объединения последнего и первого элементов в двух соседних группах ($S2 = 200$ мс), которое возни-

кает при $S_2 = T_d$ (см. рис. 3, а). В основе второго типа стратегии решения оператором задачи идентификации лежит ограничение, связанное с безусловным сенсорно-перцептивным объединением стимулов, задержка между которыми меньше 300 мс. Отсюда как раз и следует значение $S_2 = 300$ мс (см. рис. 3, б), т. е. независимость последнего и первого элементов двух соседних групп. При

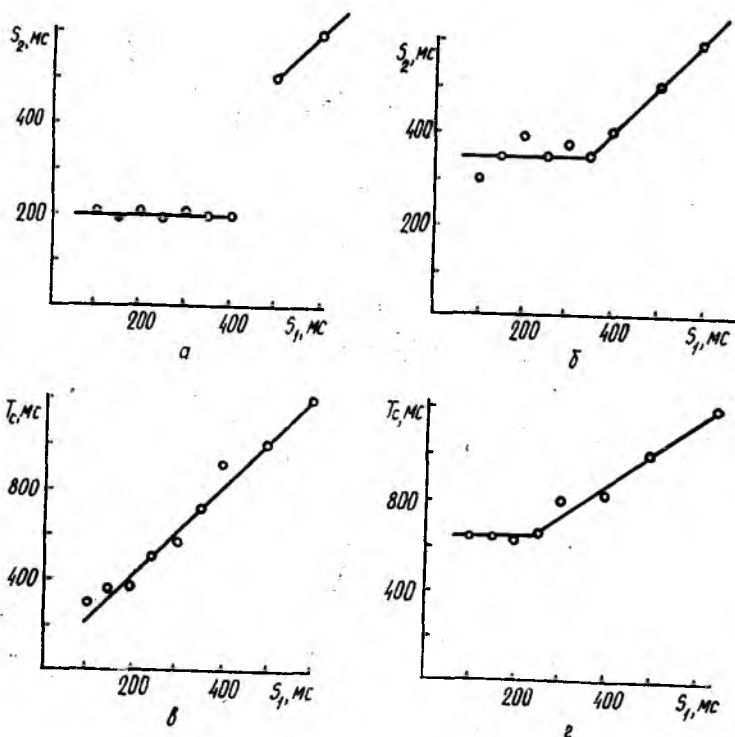


Рис. 3. Основные типы стратегий, используемые операторами при решении задач идентификации пространственно-временных структур следования сигналов в диапазоне значений $S_1 \leq 350$ мс

третьем типе стратегии выполняется условие полной независимости пространственно-временных групп ($T_c = 600$ мс). Этот критерий удовлетворяет уровню абсолютно уверенных ответов (см. рис. 3, в). Наиболее характерной чертой абсолютной идентификации (четвертый тип стратегии) является адаптивность субъективного критерия к изменению варьируемого параметра S_1 . Именно по этой причине для данного типа пороговая функция принятия решения наиболее близка к соотношению $T_c = 2 \cdot S_1$ на всем диапазоне S_1 (см. рис. 3, г).

Возможность такого полиморфизма данных обусловлена также активным характером процесса восприятия или тем его свойством, которое определяют как селективность.

В проверочных экспериментах, проведенных на модифицированных пространственно-временных структурах, было подтверждено высказанное предположение относительно временного предела непосредственного оценивания пространственно-временных структур и потенциально возможных стратегий, которые может использовать оператор при решении задачи идентификации в условиях критических временных интервалов ($S1 < 350$ мс).

Если в качестве идентифицируемой структурной единицы выступала не одна, а две пары импульсов с такими же задержками в паре ($S1=S3$), как и в основных сериях, то $T_c = S1 + S2 + S3 + 650$ мс (где $S2$ — дополнительная варьируемая переменная), а в общем случае $T_c = S1 + S2 + S3 + S4$ (где $S4$ — зависимая переменная), т. е. необходимая задержка между группами постоянна и не зависит от внутренней метрики группы. Одна из возможных интерпретаций этого постоянного интервала времени может быть связана с условием полной независимости структурирования стимульного материала в памяти на уровне глобальных процессов организации воспринимаемой информации.

Результаты другого эксперимента имеют некоторые особенности, что связано с неоднородностью идентифицируемой структуры, которая состоит также из двух пар импульсов, но два первых из которых приходят всегда одновременно, т. е. $S1=0$, а $S3$ и $S4$ изменялись в том же диапазоне, что и в других сериях экспериментов. Во-первых, из-за полной пространственно-временной однозначности первой пары стимулов для отчетливого восприятия каждой подгруппы достаточно восприятия их дискретности: задержка между ними ($S2$) должна быть равной примерно 150 мс (T_d). Далее получено, что при $S3 \leq 300$ мс (когда оба стимула второй подгруппы объединяются на сенсорно-перцептивном уровне) необходимая задержка $S4=600$ мс, аналогично результатам предыдущего эксперимента. Однако при переходе от сенсорно-перцептивного объединения к когнитивному $S4$ равно 300 мс, поскольку основным признаком, определяющим структурирование в данном случае, является пространственная локализация первой подструктуры — основным ограничением становится временное ограничение на произвольное переопределение системы координат сенсорного поля.

В связи с этим сделаем обобщение. Основой пространственно-временного структурирования являются: на сенсорном уровне — время интеграции (T_i) и время дискретизации (T_d) с процессами обработки информации, которые разворачиваются на протяжении этих временных интервалов: на сенсорно-перцептивном уровне — временное ограничение на произвольное переопределение системы координат сенсорного поля (300÷350 мс) и это же — условие независимости отдельных событий, позволяющее когнитивное структурирование, при котором произвольное внимание выступает как организующий психологический фактор, управляющий восприятием; и последнее временное ограничение из диапазона длительно-тей непосредственного восприятия — интервал в 600÷700 мс,

с которым связана полная независимость пространственно-временных структур.

Возвращаясь к первой серии экспериментов или возможному объяснению ф-феномена, можно констатировать, что необходимым условием его проявления при существовании указанного общего психологического фактора управляющего восприятием является определенное временное ограничение на произвольное переопределение системы координат стимулов в сенсорном поле; достаточным условием — изменение локализации в пространстве и непрерывность стимуляции [4].

Таким образом, поскольку при априорном знании процедуры эксперимента оператор может выбрать для себя наиболее оптимальную стратегию решения задачи идентификации пространственно-временной структуры, то в вполне определенном смысле он решает подсознательно еще и задачу оптимизации самого процесса решения по своим субъективным критериям, объективизировать которые можно введя дополнительные ограничения на решение задачи идентификации, и, следовательно, окончательная формализация принципов пространственно-временной организации входной информации в виде модели станет возможной лишь после корректного, в контексте решаемой оператором задачи, определения целевой функции.

Список литературы: 1. Величковский Б. М. Современная когнитивная психология. М., 1982. 128 с. 2. Бородин А. С., Побаченко С. В., Ярошенко А. А. Временные параметры восприятия человеком тактильных сигналов//Физиология человека. 1986. 12, № 3. 407 с. 3. Колерс П. Иллюзия движения//Восприятие (механизмы и модели). М., 1974. 309 с. 4. Рок И. Введение в зрительное восприятие. М., 1980. 212 с.

Поступила в редколлегию 20.11.87

УДК 612.821.001.57:681.3

Л. И. КРАСНИКОВА, канд. биол. наук

ИНФОРМАЦИОННЫЙ БАРЬЕР ПРИ ПЕРЕХОДЕ ОТ ДАННЫХ К ЗНАНИЯМ О БИОЛОГИЧЕСКОМ ОБЪЕКТЕ И КОЛЛЕКТИВНЫЙ ЧЕЛОВЕКО-МАШИННЫЙ ИНТЕЛЛЕКТ КАК СРЕДСТВО ЕГО ПРЕОДОЛЕНИЯ

Ситуация, названная В. М. Глушковым вторым информационным барьером в развитии общества, требует создания коллективного человеко-машинного мозга (социо-машинного интеллекта) посредством введения новой информационной технологии познания и управления [1]. Это ставит перед бионикой интеллекта ряд задач, решение которых могло бы стать содержательной основой информатизации.

Функциями интеллекта являются отражение во внутренней модели окружающей среды и формирование в зависимости от внут-

ренних и внешних факторов приспособительной реакции. При построении интеллектуальных медико-биологических информационных систем необходимо создать соответствующие аналоги функций естественного интеллекта — отражение биологического объекта (БО) в знании и систему принятия решения (например, о состоянии БО) на основе знаний.

Сущность информационного барьера связана, по-видимому, с так называемым «проклятием многомерности» и выявляется прежде всего на этапе формирования знаний из данных. Он обусловливается несоответствием числа наблюдений, необходимого для построения адекватной модели многоэлементного несуммативного БО, и числа наблюдений, которое реально можно получить в каждом отдельном исследовании или индивидуальном опыте. Формализация перехода от данных к знаниям способствует определению уровня имеющихся ограничений.

Данные (протокольные факты) являются основой медико-биологического знания. Структура данных может непосредственно представлять фрагмент знаний, если построена в соответствии с системным принципом. В этом случае обеспечивается ее интерпретируемость, возможность быть основой для принятия решений, «активность» в отношении вариантов заполнения пропусков. Формализация перехода от данных к знаниям заключается в алгоритмизации структурирования данных в соответствии с системным принципом. Системный принцип включает системное представление и построение на основе последнего информационной модели.

Системное представление БО является оптимальным упрощением его описания, этапом первичной формализации. При системном представлении формируется биосистемный комплекс (БСК) — комплекс показателей, включающий интегральные показатели (ИП) состояний БО и среды, а также наиболее значимые по отношению к ИП БО элементы БО и элементы среды. ИП БО — комплексный показатель приспособленности БО как целого с учетом состояний индивидуального и исторического развития. Такая комплексность ИП БО способствует синтезу системно-структурного (целостного или организационного) и исторического подходов. ИП БО — системообразующий фактор БСК; формально ИП БО — результат естественной классификации.

Отбор существенных для ИП БО элементов может осуществляться с помощью мер взаимной информации, мер чувствительности, комплексных критериев [2]. Состояние БСК θ_i в некоторый момент времени представляется совокупностью состояний всех его компонентов, «словом», состоящим из «букв»:

$$\theta_i = ((\varepsilon_i v_j \phi_k)(c_k)(s_{1i} s_{2k} \dots s_{ij})(x_{1k} x_{2j} \dots x_{nj})), \quad (1)$$

где $(\varepsilon_i v_j \phi_k)$ — ИП БО, включающий интегральное состояние (ИС) — состояние приспособленности БО как целого (ϕ_k); показатели состояний индивидуального (v_j) и исторического (ε_i) развития; c_k — ИС среды; s_{ij} , x_{ij} — состояния элементов среды и БО (первым индексом отражается значимость элемента в отно-

шении ИП БО, вторым — уровень активности элемента). Выражение (1) соответствует «кадру» из «киноленты» системного представления функционального процесса или процесса развития в их собственных временных шкалах. Системно-структурное представление, представление БО как целого осуществляются при фиксированных z_i, v_j . Развертка состояний элементов при каждом ИС БО вводит в системное представление другие уровни иерархии функциональной структуры.

Информационные модели состояний, траекторий состояний и знания о БО. Организация БО отражается в закономерностях соответствия ИП БО и остальных компонентов БСК. Алфавиты θ_i , алфавиты состояний отдельных компонентов и сочетаний компонентов БСК и соответствующие частоты встречаемости составляют информационную модель (ИМ) состояний (ИМС). Алфавиты временных последовательностей θ_i , алфавиты временных последовательностей состояний отдельных компонентов и сочетаний компонентов БСК и соответствующие частоты встречаемости составляют ИМ траекторий состояний (ИМТС).

Состояние БСК (1) вместе с его вероятностью является квантом знаний о БО. ИМ соответственно характеру системного представления (конкретной иерархии значений компонентов ИП БО; иерархии временного представления процессов функционирования, процессов индивидуального и исторического развития), служит фрагментом фактических знаний о БО.

Для ограниченного набора ИС БО и траекторий ИС БО знания о функциональной структуре выводятся из наблюдений за конкретным БО в его собственной временной шкале. В общем, однако, ИМ функциональной структуры, ИМ индивидуального и исторического развития определяются на ансамблях БО, сформированных в соответствии со смыслом ИП БО. В зависимости от решаемой задачи (исследования БО как целого, выявления сущности процесса развития как возникновения нового в структуре, раскрытия процесса развития как определение взаимодействий, превращающих исходное состояние в состояние-результат и др.) необходима конкретизация единства системно-структурного и историко-генетического подходов.

Для системных объектов высших уровней иерархии — экосистем, биосферы, — в связи с уникальностью их как объектов наблюдения, ограничен или невозможен ансамблевый подход. Это обуславливает принципиальную неполноту знаний об этих объектах по сравнению с объектами, доступными наблюдению в ансамбле и на всей траектории их индивидуального развития.

Проблема классификации. ИП БО может быть определен в результате систематизации, классификации протокольных фактов в соответствии с особенностями одномоментных «портретов» данных и особенностями изменений портретов с течением времени. При большом числе учитываемых характеристик провести такую классификацию в полной мере не удастся в связи с ограниченностью фактического материала. На практике прибегают к час-

точно системной классификации, выделению закономерностей в частях портретов данных. Примером частично системной классификации является нозологический подход. Ограниченность нозологического подхода очевидна, так как отклонение от состояния здоровья организма как целого не эквивалентно сумме «болезней». Однако в рамках существующей технологии получения и использования знаний совместное увеличение и уровня системности и степени детальности в исследовании БО не может быть обеспечено в должной мере. Приступить к решению проблемы можно путем создания машинного аналога опыта наблюдений над БО, имеющего бо́льшую вместимость, чем индивидуальный человеческий опыт.

Оценка состояния на основе ИМ и принцип образно-интуитивного мышления. Задачи, связанные с оценкой состояния БО, — задачи диагностики, прогнозирования, управления решаются в соответствии с имеющимися данными (ИД) о внутренней и внешней среде обследуемого БО на основе знаний о состоянии его в прошлом и (или) знаний о состоянии БО такого же типа.

Принятие решения на основе ИМС (ИМТС) включает отбор эталонов (θ_i для ИМС; временных комплексов θ_i для ИМТС), содержащих компоненты, идентичные ИД, а при отсутствии именно таких — с наиболее близкими компонентами. Компоненты наиболее вероятного из отобранных эталонов, дополняющие ИД до полного эталона, представляют решение.

При диагностике состояния по относящимся к определенному моменту ИД о внутренней и внешней среде обследуемого БО, из отобранных из ИМС θ_i определяются дополнительные к ИД компоненты; значение ϕ_i — оценка ИС БО. При прогнозировании ИД о динамике изменения внешней и внутренней среды БО соотносятся с эталонами временных траекторий из ИМТС. Для проведения корректирования в структуре ИМ должны присутствовать сведения о методах воздействия, т. е. в составе БСК необходимы соответствующие элементы.

Принятие решения на основе ИМ аналогично восстановлению или исправлению слов, отрывков из текстов естественным интеллектом и реализует логику функциональных систем, описанную П. К. Анохиным [3]. ИМ является аналогом памяти; отбор эталонов из ИМС, в каждом из которых имеются компоненты, отражающие как внутреннее состояние, так и внешнюю обстановку, соответствует афферентному синтезу, в процессе которого происходит снятие избыточных степеней свободы; выбор одного из отобранных эталонов, наиболее вероятного, в частности, — формированию афферентной модели будущего результата; определение из полученного таким образом «слова» или «отрывка из текста» неизвестных «букв» — принятию решения. Можно, по-видимому, согласиться, что логика функциональных систем является универсальным принципом работы естественного и искусственного интеллекта [4]. Принятие решений на основе ИМ отражает, очевидно, образно-интуитивный аспект работы интеллекта.

Различают интуицию, основанную на опыте специалиста, когда опыт служит основой логического скачка, проявляющегося в своеобразном и быстром обобщении исходных данных с опусканием промежуточных звеньев, и творческую интуицию — сверхсознание [5], — порождающую новую информацию путем рекомбинации следов полученных извне впечатлений. Интуиция проявляется как результирующая имеющихся знаний и познавательной цели, выступающей в качестве доминирующей потребности. Алгоритм принятия решения («восстановление текста») на основе ИМ в форме, описанной выше, отражает логику интуитивного мышления на основе опыта. Придать искусственной интеллектуальной системе способность к творческой активности и вместе с тем согласовать эту активность с потребностями общества, возможно, по-видимому, заданием внешней иерархии и приоритетности целей (через оценку состояний надсистем, вплоть до ноосферы включительно), формализацией (вероятностной) ориентировочно-исследовательской активности в виде правил запроса новой и правил рекомбинации всей имеющейся информации с целью уменьшения случайности поиска, правил промежуточного целеполагания. При обсуждении проблем машинного творчества бесполезно учесть, что в порождении новых знаний проявляется универсальный принцип всякого развития, в том числе эволюции — «творчества» природы, — и соответствующим образом конкретизировать такие факторы, как разнообразие (изменчивость), отбор, приспособленность.

Системный принцип как основа понимания и осмысления информации. Результат принятия решения на основе ИМ характеризуется его вероятностью, т. е. не происходит полного снятия неопределенности. От состава ИД зависит определенность решения, от полноты, целостности ИМ — сама возможность выбора подходящего решения. Разность между априорной и апостериорной неопределенностями характеризует меру ликвидированного незнания — количество полученной информации. Известные меры среднего, частного и индивидуального количества информации, отражающие подход К. Шеннона, достаточно адекватны для измерения количества информации при решении задач на основе ИМ; именно в рамках системного принципа эти меры могут оценить количество семантической информации. Однако смысл информации в ИД выявляется в результате дополнения ИД до целостной системно-структурной или системно-исторической совокупностей, например, слов θ_i , и не может быть определен никакими оценками количества информации. В частности, даже такой труднообъяснимый вид понимания, как инсайт также сопоставляется со способностью «схватывания неизвестной пока целостности». Таким образом, проблема выявления смысла информации может быть решена не дополнением теории К. Шеннона «оценками семантической информации», а накоплением, систематизацией данных в предметной области, построением ИМ, использованием всего арсенала методов теории познания.

ИМ и «проклятие многомерности». Объективной трудностью при формировании ИМС, ИМТС многоэлементных систем является практическая невозможность получения в каждом отдельном исследовании необходимого числа наблюдений N . Так, для выявления типичности θ_i это число должно превышать формальное разнообразие (M_Φ) — произведение алфавитов состояний отдельных элементов БСК; для выявления типичности временных траекторий длиной в k позиций — формальное разнообразие в k -й степени. Например, если число одновременно учитываемых характеристик (n) равно пятидесяти (современные методики дают возможность получить вектор наблюдения размерностью десятки и сотни единиц), каждая из которых имеет семь градаций значимости и изучается типичность комплексов, состоящих из nk компонентов, где k — число временных отсчетов равно восьми, то формальное разнообразие, а, следовательно, и ориентировочное число наблюдений, необходимых для построения ИМ, равно 7^{508} .

Число наблюдений, получаемых реально в каждом отдельном исследовании, и также число наблюдений, которое доступно человеку в его профессиональной деятельности, очень далеки от этого числа. Возможными подходами к решению являются разработка оптимального системно-иерархического представления; применение математических методов, которые хотя и не увеличивают размерность отражения БО в знаниях, но способствуют оптимизации принятия решения. Стратегическим направлением преодоления «информационного барьера» является новая технология получения и использования знаний о БО.

Информационная модель количественных оценок состояний. Замена $(s_{1i}, s_{2k} \dots s_{lj})$ и $(x_{1k} x_{2j} \dots x_{nj})$, а также временных последовательностей таких сочетаний в стационарных и нестационарных режимах функционирования количественными оценками их существенных свойств и отношений [2, 6] дает возможность построения ИМ количественных оценок состояний (ИМ количественных оценок траекторий состояний стационарных и нестационарных режимов). Такой подход способствует смягчению проклятия многомерности за счет, однако, потери детальности.

Количественные оценки состояния БО различной степени обобщенности образуют иерархическую структуру, в вершине которой — оценка надежности. «Свойства» и «отношения» оцениваются на основе многомерного геометрического и многомерного энтропийного подходов. Иерархическое системное представление состояний и количественных оценок состояний служит основой для формирования системы понятий различной степени обобщенности и абстрактности, способствует организации системы знаний о БО.

Повышение уровня знаний о БО и информатика. Фактические знания, представляемые ИМС, ИМТС, являются основой для построения моделей различной степени обобщенности, выдвижения гипотез, формирования теорий. Уровень знаний о БО определяется, следовательно, целостностью, полнотой ИМС (ИМТС), т. е.

адекватностью системного представления, количеством и качеством исходных данных.

Повышение уровня фактических знаний о БО соотносится, в основном, с увеличением числа одновременно учитываемых характеристик БО, с наращиванием размерности вектора наблюдений. Такое соотношение, естественно, и отражает потребность адекватно отразить сложность структуры, несуммативность БО. Однако число наблюдений, которое может получить каждый отдельный исследователь, ограничивает глубину, квант учета несуммативности несколькими единицами структурно-функциональных или временных позиций. Так, условие $N < M_\Phi$ ($M_\Phi = m^{n^k}$) при $N=1000$, $m=4$ выполняется при следующих соотношениях между m , n , k : 4^{2^2} , 4^{1^4} , 4^{4^1} . Если $N=300000$, (примерно таким может быть объем наблюдений в индивидуальной врачебной практике), возможны (при $m=4$) следующие соотношения: 4^{9^1} , 4^{1^9} , 4^{3^2} , 4^{2^3} . Хотя истинное разнообразие состояний многоэлементного БСК, в связи с его несуммативностью, намного меньше M_Φ , оно также велико и не определяется заранее. (Реально разнообразие, с которым работают при построении ИМ, не превышает числа наблюдений).

Проведение нескольких аналогичных по содержанию исследований и выведение знаний из данных в каждом из них, размерности отражения не увеличивает. Увеличение размерности отражения возможно при объединении не результатов обработки, а исходных массивов данных. Чем большее число наблюдений в объединенном массиве, тем большее число «информативных» параметров можно выделить и тем самым увеличить размерность отражения БО в знаниях. Только при централизованной обработке данных можно эффективно использовать современные возможности их получения, возможности, предоставляемые в частности, техническими усилителями сенсорики человека. При централизованной обработке данных обеспечивается также возможность более эффективного их использования; широкий арсенал методов выведения и использования знаний, возможность многократного, по мере развития методов и накопления данных к ним, обращения способствует этому.

Организация централизованной обработки данных с использованием «интеллектуальных» ЭВМ приводит к созданию коллективного человеко-машинного мозга и является, очевидно, основной задачей информатизации. «Интеллектуальные» ЭВМ должны обеспечить переход от данных к знаниям и принятие решений на основе знаний в соответствии с ИД.

Экспертные системы (ЭС), основанные на знаниях специалистов в предметной области, не могут заменить таких ЭВМ. Эксперту доступен определенный объем наблюдений, ограничивающий дальность учета пространственно-временной взаимосвязанности элементов в объекте исследования. Большая часть опыта переработки многомерной информации остается в стадии предзнания, за пределами достоверности, и фактически теряется. Инди-

видуальный опыт познания БО в значительной степени имеет образный характер, что также объясняет известные трудности актуализации знаний у эксперта. ЭС поэтому не могут быть средством преодоления информационного барьера.

Непревзойденность пока человека при принятии решения объясняется его колоссальной «предпрограммированностью», эффективностью и гибкостью использования системного принципа. Именно этим и обуславливаются отличия результатов принятия решения человеком (ЭС также) и нынешними системами искусственного интеллекта. По мере обогащения аналога природы, при наличии соответствующих методов обработки, машинный интеллект будет увеличиваться.

Существенно, однако, что знания человека основываются не только на осознаваемых, но и на неосознаваемых наблюдениях, так что «природа» ЭВМ в каких-то аспектах беднее. Человек лучше работает с неприборной информацией, «интеллектуальные» ЭВМ — с приборной. В этом плане интеллектуальные ЭВМ обеспечивают адекватность способов переработки информации способам ее получения. Наиболее результативными могут быть гибридные системы, когда знания специалистов-экспертов являются ядром, с учетом которых строится ИМ из зафиксированных данных. Такой подход способствовал бы и смягчению проклятия многомерности.

Актуальная задача — создание аналога природы для «интеллектуальных» ЭВМ. ЭВМ сами по себе, без адекватной их возможностям «природы», не смогут проявить свой «интеллект», не смогут стать активным элементом новой информационной технологии, новой технологии получения и использования знаний. В медико-биологических исследованиях для этого требуется оформление результатов экспериментов и наблюдений в виде формализованных карт протокольных фактов — прообразов системного представления, унификация экспериментальных методик.

Положения бионики интеллекта имеют определенное значение для создания коллективного человеко-машинного мозга и решения практических проблем, связанных с использованием знаний о БО. В то же время представления о принципах функционирования естественного интеллекта, логике работы сознания, подсознания, сверхсознания в процессе взаимодействия со средой будут расширяться по мере накопления опыта создания и функционирования коллективного человеко-машинного интеллекта.

Список литературы: 1. Глушков В. М. Основы безбумажной информатики. М., 1982. 552 с. 2. Красникова Л. И. Оценка состояния биосистемы и статистическая теория связи//Кибернетика и вычислит. техника. 1987. Вып. 74. С. 87—91. 3. Анохин П. К. Узловые вопросы теории функциональной системы. М., 1987. 237 с. 4. Анохин П. К. Философский смысл естественного и искусственного интеллекта//Кибернетика живого. М., 1985. С. 29—42. 5. Симонов П. В. Мотивированный мозг. М., 1987. 237 с. 6. Красникова Л. И. К оценке приспособляемости биологического объекта//Надежность и гомеостаз биосистем. К., 1987. С. 47—55.

Поступила в редколлегию 10.12.87

ЯЗЫК ДЛЯ ОПИСАНИЯ И МОДЕЛИРОВАНИЯ МИКРОПРОЦЕССОРНЫХ СИСТЕМ

Язык для описания и моделирования МикроПроцессорных систем Алгоритмический ЯМПА предназначен для описания закона функционирования цифровых систем на поведенческом уровне в форме, удобной для человека и пригодной для ввода в ЭВМ. Его разработка — это попытка сблизить, связать разработчиков цифровых устройств (ЦУ), системы автоматизированного синтеза ЦУ и системы автоматизированного проектирования диагностического обеспечения (САПР ДО) ЦУ путем введения в последние возможности проектирования ДО на этапе, когда уже известен алгоритм функционирования ЦУ, но еще не синтезирована его структура.

Такая связь позволяет избавиться от многих проблем. Первая из них — разработчикам и пользователям САПР ДО чаще всего приходится восстанавливать алгоритм функционирования обрабатываемого ЦУ по известной им структуре. Информация же об алгоритме от разработчиков обычно не поступает. Зачастую это происходит еще и потому, что у разработчика ЦУ просто нет полезного формального средства описания алгоритма работы ЦУ; в худшем случае разработчик вообще обходится без этапа описания алгоритма и сразу переходит к проектированию структуры. Язык описания алгоритма позволяет формализовать процесс проектирования, способствует алгоритмическому мышлению и проектированию; язык также может служить удобным средством обмена информацией между разработчиками [1]. С другой стороны, разработчик получает возможность использовать моделирующие программы из САПР ДО в системе автоматизированного синтеза на этапе отработки алгоритма функционирования ЦУ.

Описание ЦУ на уровне алгоритма к тому же позволяет отказаться от моделирования неисправностей и генерации тестов на структурном уровне и работать с функцией устройства, т. е. на более высоком уровне, что резко сократит затраты времени и памяти инструментальной ЭВМ [2].

Разработка языка описания и моделирования подразумевает решение четырех задач. Необходимо разработать сам язык (внешний по отношению к инструментальной ЭВМ) как совокупность правил и конструкций для удобного и адекватного описания структуры и функций микропроцессорных систем. Следует создать внутренний (машинный) язык представления объектов, описанных на внешнем языке. Именно с описаниями объектов на внутреннем языке будут иметь дело программы моделирования, генерации,

синтеза. Нужен транслятор для преобразования описания объекта на внешнем языке в описание на машинном.

В данной работе описан внешний язык ЯМПА, основные принципы реализации внутреннего языка и намечены подходы к проектированию транслятора, а также моделирующей программы.

При разработке ЯМПА в основу были положены следующие соображения: язык должен быть расширяемым, основываться на распространенном синтаксисе, обеспечивать возможность модификации синтаксиса, облегчать автоматизацию проектирования, быть мобильным, быть как можно проще и ближе к внутреннему языку, чтобы упростить транслятор.

В документации изготовителя БИС с микропрограммным управлением описываются путем задания перечня микрокоманд, для каждой микрокоманды приводится алгоритм ее выполнения. Поэтому внешний язык описания БИС должен быть алгоритмическим. Чтобы удовлетворить требования простоты транслятора, необходимо выбрать внутренний язык, максимально близкий к внешнему. Распространенной графической формой изображения алгоритма является граф-схема алгоритма (ГСА) [3], а для машинного представления выбрана ее табличная форма [4]. При этом каждой вершине ГСА (условной, операторной) соответствует строка таблицы; в ней указываются тип вершины, адрес (если вершина условная — адреса) следующей вершины и адреса переменных — источников и приемников. Такая табличная (интерпретативная) форма представления алгоритма имеет следующие преимущества перед компилятивной: продвижение от выходов ко входам ЦУ, что необходимо при использовании детерминированных методов построения тестов; моделирование сигналов из алфавита со значностью более двух; кроме того, она позволяет обойтись очень простым транслятором. Типы вершин, их адреса и адреса переменных представляют собой соответственно номера блоков программы интерпретации, номера строк таблицы и номера ячеек массива переменных. Интерпретирующая программа моделирования содержит блоки для обработки каждого из типов вершин; каждый блок имеет метку, совпадающую с типом обрабатываемой им вершины; переход к обработке очередной вершины заключается в переходе на метку типа данной вершины. Блоки могут обрабатывать значения переменных модели в троичном алфавите, при необходимости алфавит может быть расширен. Если значение X имеет переменная в условной вершине (вершине выбора), то происходит переход по первой ветви с пометкой X , остальные ветви запоминаются в стеке также с пометкой X и обрабатываются поочередно. Обработка ветви алгоритма продолжается до тех пор, пока не встретится ранее обработанная вершина, за счет этого экономится время моделирования. Программа моделирования реализована на языке ФОРТРАН ЕС ЭВМ, ее объем 175 операторов, скорость моделирования на ЕС 1035 20—40 наборов в секунду в зависимости от объема модели и доли символов X во входных наборах. В программе есть блоки обработки 14 типов вершин,

В том числе пересылка вектора, пересылка константы, сдвиг, выбор, пересылка константы или переменной по адресу. В дальнейшем программа будет расширяться за счет добавления блоков для обработки новых типов вершин. Планируется также разработать программу обратного продвижения через модель ЦУ в табличной форме ГСА с целью включения ее в подсистему детерминированного синтеза тестов САПР ДО.

Основа синтаксиса ЯМПА заимствована из языка *MDSL* (язык для разработки микрокода и моделирования) [5], этим удовлетворяется требование использования распространенного синтаксиса. ЯМПА — процедурный язык, принадлежит к семейству языков регистровых передач, т. е. все события в нем сводятся к пересылке данных из регистров-источников в регистры-приемники с преобразованиями или без.

Для служебных слов выбран русский алфавит. Разделителем между операторами служит точка с запятой, пробелы игнорируются. Описание устройства состоит из разделов СТРУКТУРА ПЕРЕМЕННЫХ и ФУНКЦИЯ.

В разделе СТРУКТУРА ПЕРЕМЕННЫХ объявляются переменные ПАМЯТЬ (регистры), ШИНЫ, СОЕДИНЕНИЯ. Объявление переменных памяти обязательно, так как это влечет выделение для них места в массиве текущих значений переменных со свойством сохранения (по умолчанию). Если есть необходимость обращения к одной переменной под разными именами, то они объявляются ЭКВИВАЛЕНТНЫМИ. ШИНЫ объявляются только с целью получить возможность сокращенного их описания в функциональных операторах: например, если объявить шины *AB* (0:15), *АМЕМ* (0:15), то далее можно записать просто *AB* = — *АМЕМ*. Размерность шин и переменных памяти объявляется путем записи в скобках через запятую минимального, двоеточие, максимального индексов. Знак равенства трактуется как совпадение переменных, постоянное их соединение. В операторе СОЕДИНЕНИЯ можно описать переменные, соединенные либо через функцию, либо непосредственно. Транслятор отводит таким переменным разную память и вставляет соответствующий оператор пересылки везде, где изменяется (служит приемником) переменная — источник соединения (если соединение однонаправленное), или хотя бы одна из переменных (если соединение двунаправленное).

В разделе ФУНКЦИЯ описывается алгоритм поведения устройства с помощью оператора пересылки, комбинированного с арифметическими и логическими преобразованиями, и операторов, изменяющих порядок выполнения алгоритма (условный, перехода на метку, выбора). Повторяющиеся фрагменты описания можно вынести в макроопределение, а в описании только вызывать его. Ниже описывается синтаксис функциональных операторов.

Оператор пересылки:

$D < - E$

Арифметические действия при пересылке:

+ сложение
 — вычитание
 ++ инкремент
 — — декремент.
 Логические операции:
 & И
 | ИЛИ
 / НЕ
 # СУММА по модулю 2
 /& НЕ — И
 /| НЕ — ИЛИ
 > сдвиг правый
 < сдвиг левый.
 Отношения, записываемые в условных операторах:
 >
 <
 =
 >=
 <=
 /= не равно.
 Оператор безусловного перехода:
 ИДТИ НА МЕТ.
 Условные операторы:
 ЕСЛИ ТО КОНЕ.
 ЕСЛИ ТО ИНАЧЕ КОНЕ
 Оператор выбора:
 ВЫБОР ПРИ A=
 0: ;
 1: ;
 ...
 255: ;
 КОНВ
 Метка:
 МЕТКА:
 Макроопределение:
 МАКРО ИМЯ:
 КОНМ;
 Вызов макроопределения:
 ВЫЗВАТЬ ИМЯ;

Для упрощения транслятора и получения возможности его развития (расширения и изменения языка) принята концепция таблично-управляемого (интерпретирующего) транслятора [6, 7, 8], т. е. все лексические и синтаксические конструкции языка задаются таблицей, а текст программы транслятора от этой таблицы независим. Поэтому изменение языка сводится к изменению синтаксических таблиц. Программа транслятора состоит из двух частей: распознающей и подстановочной. Первая распознает лексические и синтаксические конструкции языка во входной последовательности символов (внешнее описание на ЯМПА) и передает управление подстановочной части, которая формирует соответствующую выходную последовательность (внутреннее описание). Алгоритмы распознавания и подстановки задаются таблицей по форме, аналогичной таблицам для представления ГСА. При проектировании транслятора исходный материал для таблиц записы-

вается в виде синтаксических диаграмм языка, которые являются графической формой изображения модифицированной формы Бекуса—Наура [6]. Диаграмма итеративно раскрывает основные понятия языка, начиная с верхнего уровня. Целесообразно описывать единой системой диаграмм как алгоритмы распознавания, так и подстановки. В этом случае проектирование транслятора полностью формализуемо.

Ниже приведен пример описания на ЯМПА микросхемы К155ИР13 (сдвиговый регистр) в линейной форме языка.

Пример

К155ИР13:

СТРУКТУРА ПЕРЕМЕННЫХ:

ПАМЯТЬ: $T_1(1:8)$, $T_2(1:8)$; ШИНЫ: $D(1:8)$, $ВЫХ(1:8)$; СОЕДИНЕНИЯ:
 $ВЫХ = T_2$;

КОНСП;

ФУНКЦИЯ:

ВЫБОР ПРИ $P =$

(ОБНУЛЕНИЕ) 0: $T_1 < -0$, $T_2 < -0$; ИДТИ НА К;

1: ВЫБОР ПРИ $C =$

(ХРАНЕНИЕ)

1: $T_2 < -T_1$; ИДТИ НА К;

0: ВЫБОР ПРИ $B_1 =$

0: ВЫБОР ПРИ $B_2 =$

(ХРАНЕНИЕ)

0: $T_2 < -T_1$; ИДТИ НА К;

(СДВИГ)

1: $T_1(1) < D+$, $T_1(2:8) < -T_2(1:7)$; ИДТИ НА К;

КОНВ;

1: ВЫБОР ПРИ $B_2 =$

(СДВИГ)

0: $T_1(1:7) < -T_2(2:8)$, $T_1(8) < -D-$; ИДТИ НА К;

(ЗАНЕСЕНИЕ)

1: $T_1 < 1 - D$; ИДТИ НА К;

КОНВ; КОНВ; КОНВ; КОНВ;

К: КОНФ; КОН К155ИР13;

Кроме распространенной линейной формы, когда ветви алгоритма (передача управления) задаются операторами перехода выбора, условными, существует графическая [9], где передачи управления изображены стрелками (как и в ГСА). Ниже приведен пример описания той же микросхемы в графической форме ЯМПА.

Пример

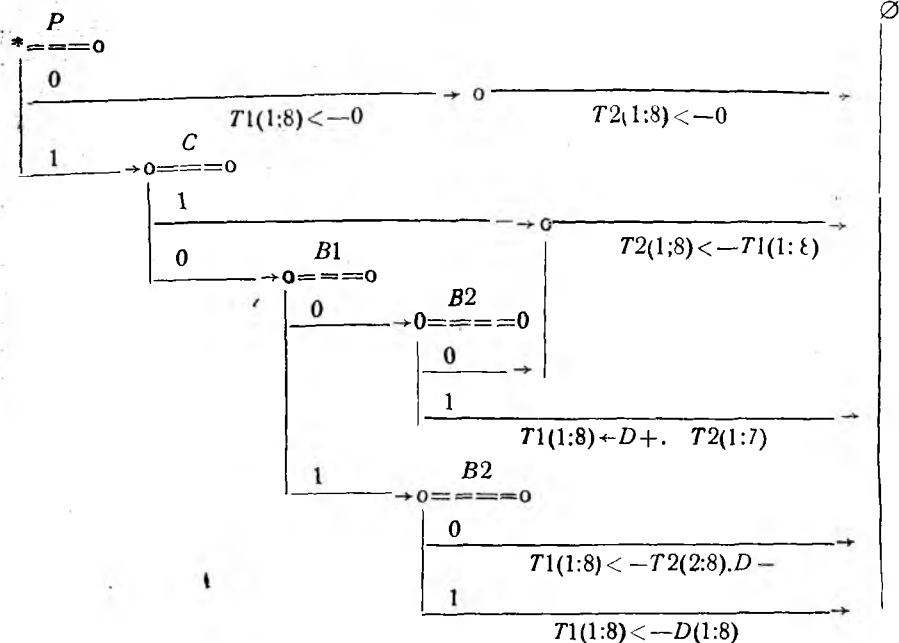
К155ИР13:

СТРУКТУРА ПЕРЕМЕННЫХ:

ПАМЯТЬ: $T_1(1:8)$, $T_2(1:8)$; ШИНЫ: $D(1:8)$, $ВЫХ(1:8)$; СОЕДИНЕНИЯ:
 $ВЫХ = T_2$;

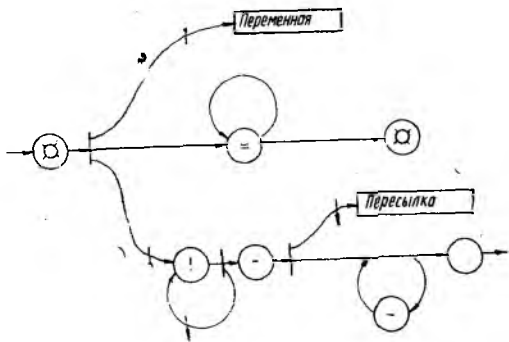
КОНСП;

ФУНКЦИЯ:



КОНФ; КОН K155IP13;

Здесь все передачи управления изображены стрелками, что резко упрощает описание и делает его наглядным. Над стрелкой записывается условие (если оно есть), под стрелкой — выполняемое действие. Ввод такой формы языка возможен только через дисплей. Графическая форма наиболее близка к исходному описанию ГСА и поэтому при переходе ГСА—графическая форма будет допущено меньше ошибок, чем при переходе от ГСА к линейной форме, когда человек, как правило, допускает ошибки при расстановке служебных слов КОНЕ, КОНВ.



Модифицированная синтаксическая диаграмма для оператора выбора

Однако для формального описания синтаксиса двумерного языка необходимо модифицировать синтаксические диаграммы. На рисунке показан пример модифицированной синтаксической диаграммы для оператора выбора. Правило чтения диаграмм таково: любой путь по стрелкам диаграммы соответствует возможной в данном языке конструкции. Круглые вершины содержат терминальные (конечные) символы, не подлежащие дальнейшему

раскрытию; прямоугольные — нетерминальные символы, которым соответствует своя синтаксическая диаграмма. Для анализа вертикальных конструкций, перехода к анализу строк над и под стрелками графического языка служат новые символы диаграммы: стрелки, помеченные малыми вертикальными стрелками, указывающими вверх (вниз), говорят о необходимости перейти к анализу символа, соседнего сверху (снизу) с последним проанализированным входным символом; вертикальная черта, из которой исходит стрелка вверх и (или вниз и) или вправо говорит о необходимости начать анализ по одной из этих стрелок, запомнив в стеке для дальнейшей обработки остальные пути (предыдущий входной символ и направление перехода к анализу очередного). Помеченные стрелки диаграммы означают переход к анализу соседнего с предыдущим символом справа.

Таким образом, разработаны линейная и графическая формы языка ЯМПА, предложено для формализации процесса проектирования транслятора использовать совмещенные синтаксические диаграммы распознавания и подстановки, для описания графической формы языка (двухмерного) предложена модифицированная форма синтаксических диаграмм. В качестве внутреннего языка выбрана табличная форма ГСА. Планируется разработать на основе модифицированных синтаксических диаграмм таблично-управляемый транслятор. Разработана быстродействующая интерпретирующая программа моделирования ЦУ в трюичном алфавите, использующая описание ЦУ на внутреннем языке.

Список литературы: 1. *Feldman S. L.* The circuit design Language Xi//IEEE International conference on Computer Design. 1983, October. P. 652 — 655. 2. *Убар Р. Р.* Единый подход к синтезу цифровых схем и систем//Тез. докл. межреспубл. школы-семинара по технической диагностике. Таллин, 1984. С. 75—81. 3. *Баранов С. И.* Синтез микропрограммных автоматов (граф-схемы и автоматы). Л., 1979. 232 с. 4. *Автоматизация проектирования вычислительных систем*//Под ред. М. Брейера. М., 1979. 464 с. 5. *Papachriston C. A., Hwang P. C.* A Language for Digital System Specification and Design//IEEE Workshop on Languages for Automation. 1983, November. P. 229—237. 6. *Bupt H.* Алгоритмы+структуры данных-программы. М., 1985. 406 с. 7. *Johnson S. C.* YACC — Yet Another Compiler Compiler//Dokument for UNIX system. 1978. July. P. 430—438. 8. *Баранов С. И.* Автоматизация проектирования цифровых устройств. Л., 1979. 264 с. 9. *Вельбицкий И. В.* Технология программирования. К., 1984. 279 с.

Поступила в редколлегию 05.02.87

УДК 681.3; 681.5:007

Н. В. АЛИПОВ, д-р техн. наук

СИНТЕЗ КОРРЕКТИРУЮЩИХ АЛГОРИТМОВ ПОИСКА ТОЧКИ ДЛЯ СЛУЧАЯ ЕЕ СИММЕТРИЧНОГО СЛУЧАЙНОГО БЛУЖДЕНИЯ

К задачам искусственного интеллекта относятся ряд задач по выделению объекта с характерным признаком из конечного множества объектов. Например, узнавание буквы в конечном алфавите [1], выделение на отрезке единичной длины точки с характерным признаком [2] и т. д.

Решение таких задач зачастую связано с выполнением и анализом конечного числа экспериментов, в результате которых уменьшают интервал неопределенности относительно искомой точки, буквы или некоторого другого объекта. Поскольку задачи составляют содержание и теории поиска, для их решения могут быть использованы методы, алгоритмы теории поиска с пошаговым уменьшением интервала неопределенности. Однако данные методы и алгоритмы не позволяют скорректировать динамические ошибки, вызванные случайными блужданиями точки, например алгоритм Кифера [3]. Описанные алгоритмы ранее [4] синтезированы. Однако существенный их недостаток состоит в неравномерном разбиении интервалов неопределенности, что усложняет схемы программ и устройств поиска. К простым схемам программ и устройств поиска приводят алгоритмы с равномерным разбиением интервалов неопределенности, рассмотренные далее.

С учетом равномерности разбиения задача поиска на отрезке $[0, 1]$ точки с характерным признаком сформулирована в таком виде: область поиска — отрезок $[0, 1]$; блуждание точки задается относительной максимальной скоростью блуждания точки и в направлении $0 \rightarrow 1_-$ и в направлении $1 \rightarrow 0_+$ [4]; эксперименты на j -м шаге алгоритма задаются разбиением A_j [2], для которого выполняются условия равномерности:

$$l|[x_{p-1}^j, x_p^j]| = l|[x_{p_1-1}^j, x_{p_1}^j]|, p \neq p_1;$$

$$x_p^j, x_{p_1}^j \in \{\tilde{x}_{q_{j-1}-1}^{j-1}, x_1^j, \dots, x_k^j, \tilde{x}_{q_{j-1}}^{j-1}\},$$

$(\tilde{x}_{q_{j-1}-1}^{j-1}, \tilde{x}_{q_{j-1}}^{j-1})$ — полуоткрытый интервал неопределенности, выделенный на $(j-1)$ -м шаге алгоритма

$$A_j = \{[\tilde{x}_{q_{j-1}-1}^{j-1}, x_1^j], [x_1^j, x_2^j], \dots, [x_k^j, \tilde{x}_{q_{j-1}}^{j-1}]\},$$

$l|[a, b]|$ — длина отрезка $[a, b]$.

Множеством значений экспериментов, свободных от ошибок, является множество $Z = \{1, 2, \dots, k, k+1\}$ (k — количество одновременно проводимых экспериментов), элементы которого формируют согласно правилу $\varepsilon_{A_j} = p \leftrightarrow x(t_1 + \Delta t(j-1)) \in [x_{p-1}^j, x_p^j]$,

$p = 1, k+1, x(t_1)$ — значение координаты точки с характерным признаком в момент времени t_1 ; Δt — длительность шага алгоритма; $\varepsilon_{A_j} \in Z$.

На основании решающей функции, формируемой согласно правилу, если $\varepsilon_{A_j} = p$, то $x \in [x_{p-1}^{j,1}, x_p^{j,2}]$, где x — точка с характерным признаком;

$$x_{p-1}^{j,1} = \begin{cases} \tilde{x}_{p-1}^j - h\gamma_-, & \tilde{x}_{p-1}^j \geq 0; \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases} \quad x_p^{j,2} = \begin{cases} \tilde{x}_p^j + h\gamma_+, & \tilde{x}_p^j \leq 1; \\ 1 & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

$\tilde{x}_p^j$ — координата точки x_p^j ; h — длина интервала неопределенности, выделенного на последнем шаге алгоритма; α — величина,

зависящая от стратегии поиска, выделяется новый интервал неопределенности $[x_{p-1}^{j,1}, x_p^{j,2}]$. Алгоритм поиска характеризуется длиной поиска i (максимальным числом шагов) и числом одновременно проводимых экспериментов k .

Требуется при данных условиях построить оптимальный корректирующий i -шаговый алгоритм поиска точки $x \in [0, 1]$, удовлетворяющий минимальному критерию оптимальности

$$l_{z_2} = \min_{z_1 \in M_1} \max_{x \in [0, 1]} \{l_i(x, z_1)\},$$

где M_1 — множество возможных алгоритмов; $l_i(x, z_1)$ — длина интервала неопределенности относительно x , полученного на i -м шаге z_1 -го алгоритма; $\varphi(i, k) = 1/l_{z_2}$; $l_{z_2} = h$. (1)

Решим эту задачу путем анализа конечного числа исходов, возникающих в процессе поиска.

Показано, что между параметрами случайного блуждания γ_- и γ_+ и параметром алгоритма k существует закономерность

$$\gamma_- + \gamma_+ = k - 1. \quad (2)$$

Для $\gamma_+ = \gamma_- = \gamma$ соотношение (1) будет иметь вид:

$$\gamma \leq (k - 1)/2. \quad (3)$$

Существует два класса стратегий поиска, отличающихся формированием параметра α . Для алгоритмов первого класса $\alpha = j - i$ (учитывается текущее значение динамической ошибки); для алгоритмов второго класса $\alpha = (i - 1)$ (учитывается максимальное значение динамической ошибки к концу поиска). Стратегию алгоритмов первого класса назовем стратегией «прошлого», а стратегию алгоритмов второго класса — стратегией «будущего».

Условимся в дальнейшем считать, что на $(j + 1)$ -м шаге алгоритма полуоткрытые интервалы $[x_{p-1}^{j,1}, x_{p-1}^j]$, $[x_{p-1}^j, x_p^j]$, $[x_p^j, x_p^{j,2}]$ соответственно разбиваются на n_1^{j+1} , n_2^{j+1} , n_3^{j+1} равных частей, причем

$$n_1^{j+1} + n_2^{j+1} + n_3^{j+1} = k + 1. \quad (4)$$

Первоначально рассмотрим стратегию «будущего», полагая, что $\gamma_- \geq 0, \gamma_+ \geq 0$.

Поскольку эффективность алгоритма поиска (количество равных частей длины h , на которое разбивает алгоритм исходный интервал неопределенности за i его шагов) зависит от параметра

$$n_2^i (j = \overline{1, i}): \quad \varphi(i, k) = \prod_{j=1}^i n_2^j, \quad (5)$$

то для того чтобы максимизировать $\varphi(i, k)$, необходимо для каждого шага алгоритма максимизировать параметр n_2^j . Это и обосновывает основной подход к решению задачи синтеза алгоритмов с равномерным разбиением интервалов неопределенности: эксперименты в интервалах $(x_{p-1}^{j,1}, x_{p-1}^j)$, $(x_p^j, x_p^{j,2})$ размещают в исключительных случаях. Поиск этих случаев осуществляют на основании следующих утверждений.

1. Если имеют место такие соотношения:

$$\gamma_+(i-1) < \varphi^*(i-j, k); \quad \gamma_+(i-1) < \varphi^*(i-j-1, k);$$

$$\gamma_-(i-j+1) < \varphi^*(i-j, k); \quad \gamma_-(i-j+1) < \varphi^*(i-j-1, k),$$

где $\varphi^*(i-j, k)$ — число равных частей длины h , на которое разбивается выделенный на j -м шаге алгоритма интервал неопределенности $(i-j)$ -шаговым алгоритмом, $j = \overline{1, i}$, то будут истинными равенства

$$n_1^j = 0; \quad n_2^j = k + 1; \quad n_3^j = 0.$$

2. Если справедливы неравенства:

$$\gamma_-(i-1) < \varphi^*(i-j, k); \quad \gamma_-(i-1) < \varphi^*(i-j-1, k);$$

$\gamma_+(i-j+1) < \varphi^*(i-j, k); \quad \gamma_+(i-j+1) < \varphi^*(i-j-1, k)$,
то будут истинными равенства:

$$n_1^j = 0; \quad n_2^j = k + 1; \quad n_3^j = 0.$$

3. Если справедливы неравенства

$$\gamma_+(i-1) \leq n_3^j \varphi^*(i-j, k); \quad \gamma_-(i-j+1) \leq n_1^j \varphi^*(i-j, k);$$

$$\gamma_+(i-1) \leq n_3^{j+1} \varphi^*(i-j-1, k); \quad \gamma_-(i-j+1) \leq n_1^{j+1} \varphi^*(i-j-1, k)$$

и при этом $n_1^j \leq (k-1)/2$; $n_3^j \leq (k-1)/2$, а $n_1^{j+1} > (k-1)/2$ либо только $n_3^{j+1} > (k-1)/2$, то для первого случая необходимо положить $n_2^j = k + 1 - n_1^j - n_3^j$, а для второго случая при выполнении условия

$$(k + 1 - n_3^j)(k + 1 - n_1^{j+1} - \tilde{n}_3^{j+1}) < (k + 1 - n_1^j - \tilde{n}_3^j) \tilde{n}_2^{j+1}$$

необходимо установить такие значения $n_1^j = 0$, $n_2^j = k + 1 - n_3^j$, в противном случае — следующие значения $n_2^j = k + 1 - n_1^j - n_3^j$,

где $\tilde{n}_2^{j+1}$, $\tilde{n}_3^{j+1}$ — параметры оптимального $(i-j+1)$ -шагового алгоритма на втором его шаге.

4. Если справедливы неравенства:

$$\gamma_-(i-1) \leq n_1^j \varphi^*(i-j, k); \quad \gamma_+(i-j+1) \leq n_3^j \varphi^*(i-j, k);$$

$$\gamma_-(i-1) \leq n_1^{j+1} \varphi^*(i-j-1, k); \quad \gamma_+(i-j+1) \leq n_3^{j+1} \varphi^*(i-j-1, k)$$

и при этом $n_1^j \leq (k-1)/2$; $n_3^j \leq (k-1)/2$, а $n_3^{j+1} > (k-1)/2$ либо только $n_1^{j+1} > (k-1)/2$, то для первого случая имеет место соотношение $n_2^j = k + 1 - n_1^j - n_3^j$, а для второго случая при истинности неравенства

$$(k + 1 - n_1^j)(k + 1 - n_3^{j+1} - \tilde{n}_1^{j+1}) < (k + 1 - n_1^j - n_3^j) \tilde{n}_2^{j+1}$$

справедливы равенства $n_3^j = 0$; $n_2^j = k + 1 - n_1^j$.

Однако при его ложности справедливо выражение $n_2^j = k + 1 - n_1^j - n_3^j$, где $\tilde{n}_1^{j+1}$, $\tilde{n}_2^{j+1}$ — параметры оптимального $(i-j+1)$ -шагового алгоритма на втором его шаге.

5. Если $j=2$ и имеют место следующие выражения:

$$\gamma_+(i-1) \leq n_3^j \varphi^*(i-j, k); \quad \gamma_-(i-1) \leq n_1^j \varphi^*(i-j, k)$$

и при этом $n_1^j = (k-1)/2$, $n_3^j = (k-1)/2$, то для этих условий справедливо равенство $n_2^j = k+1 - n_1^j - n_3^j$.

6. Если имеют место соотношения:

$$\begin{aligned} \gamma_+(i-1) &\leq n_3^{j+1} \varphi^*(i-j, k); \\ \gamma_-(i-j+1) &\leq n_1^j \varphi^*(i-j, k); \\ \gamma_+(i-1) &\leq n_3^{j+1} \varphi^*(i-j-1, k); \\ \gamma_-(i-j+1) &\leq n_1^{j+1} \varphi^*(i-j-1, k); \\ \gamma_-(i-j+1) &\leq n_1^{j+2} \varphi^*(i-j-1, k) \end{aligned}$$

и при этом

$$n_1^j \leq (k-1)/2; \quad n_3^j \leq (k-1)/2; \quad n_1^{j+1} \leq (k-1)/2; \quad n_3^{j+1} \leq (k-1)/2,$$

то при истинности равенств $n_1^j = n_1^{j+1} = 1$; $n_3^j = n_3^{j+1} = 1$

справедливо соотношение $n_2^j = k+1$; при выполнении условий $n_1^j = n_1^{j+1} = 1$; $n_3^j \geq 1$; $n_3^{j+1} \neq 1$ и истинности неравенства

$$(k+1 - n_3^j)(k+1 - \tilde{n}_3^{j+1} - \tilde{n}_1^{j+1}) < (k+1) \tilde{n}_2^{j+1},$$

где

$$\tilde{n}_1^{j+1} = \begin{cases} \tilde{n}_1^{j+1}, & \text{если } n_1^{j+2} \leq \tilde{n}_1^{j+2}; \\ n_1^{j+1}, & \text{если } n_1^{j+2} > \tilde{n}_1^{j+2}, \end{cases}$$

$$\tilde{n}_2^{j+1} = k+1 - \tilde{n}_1^{j+1} - n_3^{j+1},$$

справедливо равенство $n_2^j = k+1$, а при его ложности — соотношение $n_2^j = k+1 - n_1^j$;

при истинности выражений $n_1^j \geq 1$; $n_1^{j+1} \neq 1$; $n_3^j \geq 1$; $n_3^{j+1} \neq 1$ неравенства

$$\begin{aligned} \max \{ \{ (k+1 - n_1^j - n_3^j) \tilde{n}_2^{j+1} \}; \{ (k+1 - n_3^j)(k+1 - n_1^{j+1} - \tilde{n}_3^{j+1}) \}; \\ \{ (k+1 - n_1^j)(k+1 - \tilde{n}_1^{j+1} - n_3^{j+1}) \} \} < (k+1) n_2^{j+1} \end{aligned}$$

имеет место соотношение $n_2^j = k+1$,

а в случае его ложности — выражение

$$n_2^j = \begin{cases} (k+1 - n_3^j - n_1^j), & \text{если } (k+1 - n_1^j - n_3^j) \tilde{n}_2^{j+1} = \max \{ \cdot \}; \\ (k+1 - n_3^j), & \text{если } (k+1 - n_3^j)(k+1 - n_1^{j+1} - \tilde{n}_3^{j+1}) = \max \{ \cdot \}; \\ (k+1 - n_1^j), & \text{если } (k+1 - n_1^j)(k+1 - \tilde{n}_1^{j+1} - n_3^{j+1}) = \max \{ \cdot \}, \end{cases}$$

где $\{ \cdot \} = \{ \{ (k+1 - n_1^j - n_3^j) \tilde{n}_2^{j+1} \}, \{ (k+1 - n_3^j)(k+1 - n_1^{j+1} - \tilde{n}_3^{j+1}) \}, \{ (k+1 - n_1^j)(k+1 - \tilde{n}_1^{j+1} - n_3^{j+1}) \} \}$.

7. Если справедливы следующие неравенства:

$$\gamma_+(i-j+1) \leq n_3^j \varphi^*(i-j, k);$$

$$\gamma_-(i-1) \leq n_1^j \varphi^*(i-j, k);$$

$$\gamma_-(i-1) \leq n_1^{j+1} \varphi^*(i-j-1, k);$$

$$\gamma_+(i-j+1) \leq n_3^{j+1} \varphi^*(i-j-1, k);$$

$$\gamma_+(i-j+1) \leq n_3^{j+2} \varphi^*(i-j-2, k)$$

и при этом

$$n_1^j \leq (k+1)/2; n_3^j \leq (k+1)/2; n_1^{j+1} \leq (k+1)/2; n_3^{j+1} \leq (k+1)/2,$$

то при истинности равенств $n_1^j=1; n_1^{j+1}=1; n_3^j=1; n_3^{j+1}=1$ справедливо соотношение $n_2^j=k+1$; при выполнении условий $n_3^j=$
 $= n_3^{j+1}=1; n_1^j \geq 1; n_1^{j+1} \neq 1$ и истинности неравенства

$$(k+1-n_1^j)(k+1-\tilde{n}_1^{j+1}-\tilde{n}_3^{j+1}) < (k+1)\tilde{n}_2^{j+1},$$

где

$$\tilde{n}_3^{j+1} = \begin{cases} \tilde{n}_3^{j+1}, & \text{если } n_3^{j+2} \leq \tilde{n}_3^{j+2}; \\ n_3^{j+1}, & \text{если } n_3^{j+2} > \tilde{n}_3^{j+2}, \end{cases}$$

$$\tilde{n}_2^{j+1} = k+1-n_1^{j+1}-\tilde{n}_3^{j+1},$$

справедливо равенство $n_2^j=k+1$, а при его ложности — соотношение $n_2^j=k+1-n_1^j$; при истинности выражений

$$n_1^j \geq 1; n_1^{j+1} \neq 1; n_3^j \geq 1; n_3^{j+1} \neq 1$$

и неравенства

$$\max \{ \{k+1-n_1^j-n_3^j\}\tilde{n}_2^{j+1}, \{ (k+1-n_1^j)(k+1-\tilde{n}_1^{j+1}-n_3^{j+1}) \},$$

$$\{ (k+1-n_3^j)(k+1-n_1^{j+1}-\tilde{n}_3^{j+1}) \} \} < (k+1)n_2^{j+1},$$

имеет место соотношение $n_2^j=k+1$, а в случае его ложности — выражение

$$(k+1-n_1^j-n_3^j), \text{ если } (k+1-n_1^j-n_3^j)\tilde{n}_2^{j+1} = \max \{ \cdot \};$$

$$(k+1-n_1^j), \text{ если } (k+1-n_1^j)(k+1-\tilde{n}_1^{j+1}-n_3^j) = \max \{ \cdot \};$$

$$(k+1-n_3^j), \text{ если } (k+1-n_3^j)(k+1-n_1^{j+1}-\tilde{n}_3^{j+1}) = \max \{ \cdot \},$$

где $\{ \cdot \}$ — выражение, стоящее под знаком $\max$ в соотношении (6).

8. Если на j -м шаге выполнена коррекция γ_+ -смещения точки, а на $(j+z_2)$ -м шаге алгоритма имеют место соотношения:

$$\gamma_-(i-j+1) \leq n_1^{j+z_2} \varphi^*(i-j-z_2, k);$$

$$\gamma_-(i-j+1) < n_1^{j+z_2+1} \varphi^*(i-j-z_2-1, k); z_2 = 1, 2, \dots,$$

то при истинности неравенств $n_1^{j+z_2} \leq \frac{k+1}{2}$, $n_1^{j+z_2+1} > \frac{k-1}{2}$,
справедливо равенство $n_2^{j+z_2} = k+1 - n_1^{j+z_2} - \tilde{n}_3^{j+z_2}$.

9. При истинности неравенств $n_1^{j+z_2} \leq \frac{k-1}{2}$; $n_1^{j+z_2+1} \leq \frac{k-1}{2}$
и выражения

$$(k+1 - \tilde{n}_3^{j+z_2} - n_1^{j+z_2}) \tilde{n}_2^{j+z_2+1} \leq (k+1 - \tilde{n}_3^{j+z_2})(k+1 - n_1^{j+z_2+1} - \tilde{n}_3^{j+z_2-1})$$

имеет место соотношение

$$n_2^{j+z_2} = k+1 - \tilde{n}_3^{j+z_2},$$

а при его ложности справедливо равенство

$$n_2^{j+z_2} = k+1 - n_1^{j+z_2} - \tilde{n}_3^{j+z_2}.$$

9. Если на j -м шаге алгоритма выполнена коррекция γ_- смещения точки, а на $(j+z_2)$ -м его шаге имеют место соотношения:

$$\gamma_+(i-j+1) \leq n_3^{j+z_2} \varphi^*(i-j-z_2, k);$$

$$\gamma_+(i-j+1) \leq n_3^{j+z_2+1} \varphi^*(i-j-z_2-1, k),$$

то при истинности неравенств

$$n_3^{j+z_2} \leq \frac{k+1}{2}, \quad n_3^{j+z_2+1} > \frac{k-1}{2}$$

справедливо равенство

$$n_2^{j+z_2} = k+1 - \tilde{n}_1^{j+z_2} - n_3^{j+z_2};$$

при истинности неравенств

$$n_3^{j+z_2} \leq \frac{k+1}{2}; \quad n_3^{j+z_2+1} \leq \frac{k+1}{2}$$

и выражения

$$(k+1 - \tilde{n}_1^{j+z_2} - \tilde{n}_3^{j+z_2}) \tilde{n}_2^{j+z_2+1} \leq (k+1 - \tilde{n}_1^{j+z_2})(k+1 - \tilde{n}_1^{j+z_2+1} - \tilde{n}_3^{j+z_2-1})$$

имеет место соотношение

$$n_2^{j+z_2} = k+1 - \tilde{n}_1^{j+z_2},$$

а при его ложности справедливо равенство

$$n_2^{j+z_2} = k+1 - \tilde{n}_1^{j+z_2} - n_3^{j+z_2}.$$

На основании этих условий планирования экспериментов на j -м шаге алгоритма составлена следующая схема построения i -шагового алгоритма.

1. Построить 1, 2, 3, ... $(i-1)$ -шаговые алгоритмы, положить $z=1$.

2. Положить $n_{2,i}^z = k+1$ ($n_{2,i}^z$ — параметр i -шагового алгоритма n_2^z), $z=z+1$.

3. Если имеют место соотношения утверждения 1, то считать $n_{2,i}^z = k+1$ и перейти к п. 7, иначе — к п. 4.

4. Если выполняются условия утверждения п. 5, то положить $n_{2,i}^z = k+1 - n_2^z - n_3^z$ и перейти к п. 10, иначе — к п. 5.

5. Если выполняются условия утверждения п. 3 и при этом $n_{1,i}^z > \frac{k-1}{2}$, то $n_{2,i}^z = k+1 - n_1^z - n_3^z$ и перейти к п. 10, если выполняются условия утверждения п. 3 и при этом

$$n_3^{z+1} > \frac{k-1}{2}, (k+1 - n_3^z)(k+1 - n_1^{z+1} - \tilde{n}_3^{z+1}) < \\ < (k+1 - n_1^z - n_3^z) \tilde{n}_2^{z+1},$$

то $n_{2,i}^z = k+1 - n_3^z$ и перейти к п. 8; если выполняются условия утверждения п. 3 и при этом

$$n_3^z > \frac{k-1}{2}, (k+1 - n_3^z)(k+1 - n_1^{z+1} - \tilde{n}_3^{z+1}) > \\ (k+1 - n_1^z - n_3^z) \tilde{n}_2^{z+1},$$

то $n_{2,i}^z = k+1 - n_1^z - n_3^z$ и перейти к п. 10.

Если условия утверждения п. 3 не выполняются, то перейти к п. 6.

6. Сформировать параметры алгоритма $n_{1,i}^z$, $n_{2,i}^z$, $n_{3,i}^z$ согласно утверждению 6 и перейти при выполнении равенства $n_{2,i}^z = k+1$ к п. 7; при выполнении условия $n_{2,i}^z = k+1 - n_1^z$ к п. 9, при истинности соотношения $n_{2,i}^z = k+1 - n_3^z$ — к п. 8 в противном случае — к п. 10.

7. Положить $z=z+1$ и если $z \leq i$, то перейти к п. 3, иначе — к п. 13.

8. Положить $z_1 = i - z + 1$, $z_2 = 2$, $z = z + 1$,

$$n_{1,i}^z = n_1^z; n_{2,i}^z = (k+1 - n_1^z - n_{3,z_1}^z); n_{3,i}^z = n_{3,z_1}^z;$$

значения индексов z и z_2 увеличить на единицу и перейти к п. 11.

9. Положить $z_1 = i - z + 1$, $z_2 = 2$, $z = z + 1$,

$$n_{1,i}^z = n_{1,z_1}^z; n_{2,i}^z = (k+1 - n_{1,z_1}^z - n_{3,z_1}^z); n_{3,i}^z = n_{3,z_1}^z;$$

значения индексов z и z_2 увеличить на единицу и перейти к п. 11.

11. Если $z \leq i$, то перейти к п. 12, иначе — к п. 13.

12. Положить $n_{1,i}^z = n_{1,z_1}^{z_2}$; $n_{2,i}^z = n_{2,z_1}^{z_2}$; $n_{3,i}^z = n_{3,z_1}^{z_2}$; $z = z + 1$;

$z_2 = z_2 + 1$

и перейти к п. 11.

13. Построение алгоритма окончено.

Для стратегии «прошлого» характерны такие же по структуре правила планирования экспериментов, как и для стратегии «будущего», с тем лишь отличием, что анализируются или соотношения:

$$(j-1)\gamma_+ \leq n_{j\varphi}^*(i-j, k);$$

$$j\gamma_+ \leq n_{j+1\varphi}^*(i-j-1, k);$$

$$\gamma_- \leq n_{j\varphi}^*(i-j, k);$$

$$2\gamma_- \leq n_{j+1\varphi}^*(i-j-1, k),$$

или

$$(j-1)\gamma_- \leq n_{j\varphi}^*(i-j, k);$$

$$j\gamma_- \leq n_{j+1\varphi}^*(i-j-1, k);$$

$$\gamma_+ \leq n_{j\varphi}^*(i-j, k);$$

$$2\gamma_+ \leq n_{j+1\varphi}^*(i-j-1, k).$$

Схемы построения i -шагового алгоритма для стратегии «прошлого» и «будущего» аналогичны.

На основании предложенной схемы построения i -шаговых алгоритмов для заданных i , γ_+ , γ_- и k были синтезированы корректирующие алгоритмы с равномерным разбиением интервалов неопределенности. Анализ эффективности различных классов алгоритмов показал, что алгоритмы, использующие стратегию «прошлого», обладают большой эффективностью, а значит при одном и том же значении параметра h меньшей длиной поиска, а следовательно, большим быстродействием.

Список литературы: 1. Шабанов-Кушнаренок Ю. П. Теория интеллекта. Математические средства. Х., 1984. 140 с. 2. Алипов Н. В. Синтез помехоустойчивых алгоритмов поиска точки на отрезке $[0, 1]$ /Пробл. бионики. 1986. Вып. 37. С. 72—84. 3. Альсведе Р., Вегенер Н. Задачи поиска. М., 1982. 355 с. 4. Алипов Н. В. Алгоритмы функционирования параллельно-последовательных преобразователей формы информации, корректирующих динамические ошибки/АСУ и приборы автоматики. 1985. Вып. 75. С. 57—64.

Поступила в редколлегию 25.01.88

СПОСОБ ПРЕДСТАВЛЕНИЯ ЗНАНИЙ О ПРЕДМЕТНОЙ ОБЛАСТИ В ОДНОМ ИЗ КЛАССОВ ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНЫХ СИСТЕМ

СООБЩЕНИЕ 1

Рассмотрим способ представления модели объекта управления (ОУ) и его среды функционирования для интеллектуальных программных систем, реализующих функции автоматизированных систем управления технологическими процессами (АСУТП). Интеллектуальность программных систем связывают с наличием в их памяти развитой модели объекта и его среды функционирования, т. е. предметной области (ПО).

Традиционное представление ПО в форме базы данных (БД) не дает возможности эффективно решать [1] так называемые «плохо формализуемые» задачи: автоматизированное распознавание производственных ситуаций, принятие решений по выдаче управляющих воздействий и т. п.

В повышении интеллектуальности систем решающее значение имеет разработка форм хранения знаний о ПО, имеющих активный характер. Современные исследования [1—4] подтверждают эффективность и перспективность такого подхода.

Предлагается методика автоматизированной генерации представления модели ПО на основе описания входной и выходной информации задач АСУТП и структурной информации о ПО в форме базы знаний (БЗ), имеющей структуру фреймовой семантической сети. Язык представления знаний должен иметь средства описывать в декларативной форме структуру ПО, задачи в системе и логические связи в структурах.

Средства системы автоматизированного построения модели ПО должны обеспечивать: диалог с экспертом на ограниченном естественном языке (ОЕЯ); заполнение в диалоговом режиме БД и той части БЗ, которая зависит от конкретной конфигурации ОУ; формирование структур подсистемы объяснения хода решения задач АСУТП; построение эвристических алгоритмов для решения задач распознавания и управления по знаниям, которые получены от эксперта; заполнение таблицы с описанием функционального состояния ОУ.

Суть предлагаемой методики заключается в выделении из ПО следующих компонент: объектов ПО и иерархической структуры отношений их между собой; закономерностей, которые отражают последовательность изменения значений параметров объектов ПО; операций и процедур, которые переводят объекты ПО из одного состояния в другое; процедур и/или математических зависимостей, которые позволяют вычислять значения выделенных параметров;

множеств правил продукций, соответствующих условиям применения процедур; множеств аксиом операций, которые реализуются выше указанными процедурами; множества отношений, отражающих иерархическую структуру процедур.

В системе генерации модели ПО должно быть реализовано два режима: автоматический и автоматизированный. Первый режим позволит без участия человека формировать фрагменты БЗ для объектов и/или процессов ПО, хорошо изученных и поддающихся формализации, второй — формировать структуру БЗ по эвристическим знаниям человека и уточнять знания в процессе функционирования программной системы в масштабе реального времени с учетом развития ПО.

В данном сообщении формулируется постановка задачи автоматизированного формирования модели ПО на основе ее декларативного описания и иллюстрируется применение методики на конкретном ОУ.

Рассмотрим эту проблему на примере решения задач распознавания технологических ситуаций (ТС), которые возникают при функционировании некоторой газотранспортной системы (ГТС) в АСУТП транспорта газа. Высокие требования к эффективности работы АСУТП, жесткие ограничения на время решения задач управления и диагностики приводят к необходимости более внимательно учитывать специфику ПО. Это увеличивает трудоемкость и без того сложной проблемы представления модели ПО в памяти ЭВМ.

Определим задачу распознавания ТС на содержательном уровне следующим образом. Пусть имеются значения параметров, которые характеризуют функциональное состояние компоненты ГТС и состояние среды функционирования компоненты ГТС; знания предыстории работы ГТС в виде скорости изменения значений параметров; знания о выданном управляющем воздействии со стороны человека в данный промежуток времени.

Необходимо определить, к какому из заданного множества классов технологических ситуаций (КТС) относится текущее состояние компоненты ГТС и системы в целом.

Предметной областью в нашем случае является ГТС и ее процесс функционирования. Моделью ПО служит структурированное декларативное описание функционирования ГТС, которое одновременно для задач управления является описанием ОУ. Анализ ПО позволит вести разработку методов автоматизированного построения модели ОУ, а также выделить информацию для создания сценария диалога с экспертом-технологом в задаче извлечения, уточнения и коррекции знаний.

Прежде чем строить модель ПО, уточним и сформулируем ряд рабочих определений. Основным понятием для данного класса задач является ситуация. Приводится множество определений этого понятия [1—3, 5, 6], которые хорошо «работают» в своем классе задач и соответствуют разному уровню абстракции. Исходя из

выбранного класса задач и методически следуя [1], сформулируем понятия текущей и полной ТС.

Определение 1. Под текущей технологической ситуацией (ТТС) на объекте управления будем понимать вектор $\bar{X}$ измеряемых параметров, которые однозначно характеризуют состояние ПО в фиксированный момент времени t_i .

Определение 2. Под полной технологической ситуацией (ПТС) на объекте управления будем понимать совокупность векторов $\bar{X}$, $\Delta\bar{X}$, $\bar{X}^+$, которые однозначно характеризуют ТТС, предысторию управления на данный момент времени t_i и границы изменения значений координат вектора $\bar{X}$, соответствующих принятой технологии управления.

Вектор $\Delta\bar{X}$ характеризует динамику изменения значений координат вектора $\bar{X}$ в t_i по сравнению с $\bar{X}$ в t_{i-1} ; $\bar{X}^+$ — граничное состояние ОУ, его координата имеет следующий вид:

$$\bar{X}_j^+ = \{\hat{X}_j, X_j^{\max}, X_j^{\min}\},$$

где $\hat{X}_j$ — максимально допустимая граница скорости изменения j -координаты вектора $\bar{X}$; $X_j^{\max}$, $X_j^{\min}$ — допустимый диапазон изменения значений j -координаты вектора $\bar{X}$.

При информационном анализе схемы функционирования ОУ выделяется конечное число контуров управления. Они определяются точками входа системы. В процессе функционирования ГТС обычно выделяют три контура управления в соответствии с иерархически зависимыми целями управления:

газоснабжения; транспорта газа; функционирования компонента ГТС.

Определение 3. Под текущей ситуацией контура управления на ОУ будем понимать вектор $\bar{X}$ измеряемых параметров, которые характеризуют состояние некоторого контура управления в фиксированный момент времени t_i .

Решение задачи распознавания ТС является промежуточной задачей между сбором информации с ОУ и собственно принятием решения по управлению. Объект, на котором будет решаться задача распознавания ТС, выбирается специалистом по управлению. Параметры и признаки объекта распознавания устанавливаются на основе анализа ПО в зависимости от целей управления, стоящих перед оператором-технологом. Кроме того, эксперт-технолог определяет и описывает на языке признаков ситуаций множество КТС.

Объектом распознавания в рассматриваемой ПО могут быть: технологические элементы ГТС; ГТС как сложный технологический объект; процесс газоснабжения потребителей; процесс транспорта газа и т. п.

После выяснения основных понятий уточним главную цель решения задачи распознавания ТС. Распознать технологическую ситуацию, значит по описанию ПТС на объекте управления и пра-

вилу классификации, сформированного в процессе обучения системы экспертом, определить к какому КТС она относится.

Под моделью объекта управления (МОУ) будем понимать следующий кортеж: $M = \langle A, P, G, S, U \rangle$, где A — множество технологических объектов, составляющих ГТС; P — множество измеряемых параметров объектов ГТС; G — множество значений P ; S — множество различных состояний технологического элемента ГТС; $U = \{U_{lm}\}$ — множество действий, которые переводят технологический элемент A_i из состояния S_l в S_m .

Под состоянием S_h технологического элемента A_i будем понимать вектор

$$S_h = (\langle P_{h1}, g_{i1} \rangle, \dots, \langle P_{hz}, g_{hz} \rangle),$$

где z — количество измеряемых параметров технологического элемента A_i .

Кроме МОУ, в описание ПО должна входить следующая информация: множество отношений $R = \{r_{ij}\}$, которые отражают иерархическую структуру технологических элементов ГТС, т. е. $r_{ij} = \text{TRUE}$, если компонента A_j является элементом компоненты A_i ; множество функций, определяющих закон изменения значений параметров из P ; множество процедур, которые реализуют операции из U ; множество предикатов, соответствующих предусловиям применения операций из U ; множество отношений, отражающих иерархическую структуру процедур операций U_{lm} .

Задача извлечения знаний из описаний экспертов о ПО в соответствии с [6] рассматривается как совокупность задач усовершенствования знаний, каждая из которых является задачей взаимодействия программной системы и человека.

Каждая такая задача представима в виде $T = \langle \{A, U, R\}, K_1, K_2 \rangle$, где A — множество объектов, составляющих ПО; U — множество операций, допустимых на A ; R — множество отношений, заданных на A и U ; K_1 — модель целевой ситуации ПО; K_2 — текущая ситуация ПО в фиксированный момент времени.

Задача извлечения и обработки знаний о ПО является процессом взаимодействия человека и программной системы, в котором целью общения служит процесс усовершенствования знаний и умений за счет знаний и умений партнера [6].

С другой точки зрения, задача автоматизированного формирования модели ПО на основе структурного декларативного описания представима в форме следующей тройки: $T = \langle X, B, F \rangle$, где X — входная информация в виде совокупности фраз некоторого фиксированного языка высокого уровня, которая составляет неформализованное описание ПО; B — входная информация, преобразованная во внутреннее представление и предназначенная для решения задач распознавания и управления в виде таблицы функционального состояния ПО, строки которой описывают ГТС; F — эвристические алгоритмы, реализующие процесс автоматизированного построения модели ПО.

Решить эту задачу, значит построить некоторое множество эвристических алгоритмов F , которое устанавливало бы взаимно однозначное соответствие между множествами X и B в терминах некоторого языка высокого уровня.

Описанная в такой постановке задача связывает в системе автоматизированного построения модели ПО входную информацию, полученную от эксперта-технолога в виде набора фраз языка высокого уровня, с некоторым внутренним представлением ее в программной системе. Так строится логическая структура ПО.

Решение задач распознавания ТС и управления технологическим процессом в АСУТП сводится к соотносению ТТС к одному из элементов множества КТС, которые сформированы экспертом и хранятся в модели ПО в форме базы знаний. Далее, по выбранному образцу ТС из базы знаний извлекается набор рекомендаций по выбору управляющих операций, применение которых переводит текущее состояние ОУ в целевое.

Сформулируем задачу автоматизированного построения модели ПО, которая ориентирована на решение задач распознавания ТС и управления технологическим процессом.

Пусть имеется: T — совокупность задач, решаемых АСУТП; Ω — множество КТС и соответствующее каждому классу множество фраз $I(\Omega)$, сформулированных экспертом; $Y(\Omega)$ — множество рекомендаций по принятию решений, соответствующих множеству $I(\Omega)$; X — множество фраз, описывающих логическую структуру ПО; B — множество структур, полученных путем преобразования X во внутреннее представление в памяти ЭВМ; C — конечное множество предикатов, определенных на Ω , содержание которых: «Сделан вывод Y по отношению к ситуации S_h ».

Необходимо построить некоторый алгоритм для формирования по I, B, C, Ω, T, Y соответствующей совокупности фраз на языке высокого уровня, т. е. $F(T, \Omega, I, Y, B, C) = \|d_{ij}\|$, где d_{ij} — фразы языка.

Рассмотрим на конкретном примере предложенный подход для построения модели ПО. Пусть у нас имеется следующий фрагмент газотранспортной системы (рисунок).

Компоненты объекта управления для данного примера: кран (КР1÷КР16); трубопровод-нитка (ТН1÷ТН4); трубопровод-отвод (ТО1÷ТО3); газораспределительная станция (Г1, Г2).

Свойствами данных компонент являются их состояния. Кран может быть закрыт или открыт, либо находиться в промежуточном состоянии; газораспределительная станция (ГРС) — работать или не работать; трубопровод — засорен или чист.

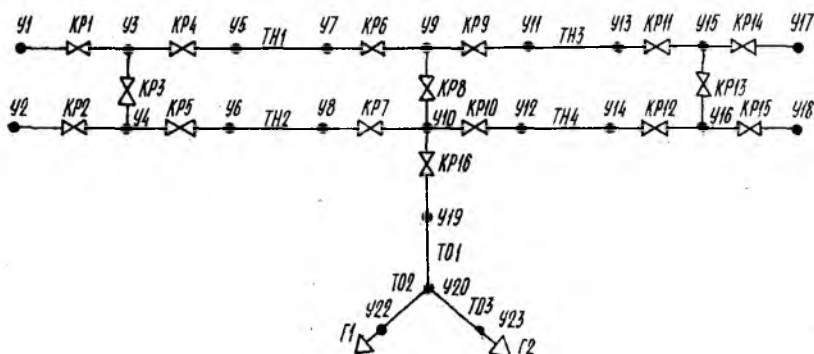
По компонентам определяется множество выводов: трубопровод загрязнен; кран самопроизвольно закрыт, ГРС неисправна и т. п.

Компоненты фрагмента ГТС находятся на одном иерархическом уровне.

Приведем примеры построения множества продукций, определяющих последовательность изменения значений: если кран КР16

закрыт, то Г1 и Г2 не работают; если краны КР1 и КР2 закрыты, то Г1 и Г2 не работают; если краны КР2 и КР3 и КР8 закрыты, то Г1 и Г2 не работают и т. д.

Операции, переводящие фрагмент ГТС из одного состояния в другое, являются дискретными. Они изменяют конфигурацию топологии линейного участка ГТС.



Фрагмент линейного участка ГТС

Опишем множество операций, допустимых на данном примере. Для кранов допустимые операции — закрыть кран, открыть кран; для ГРС включить ГРС; выключить ГРС.

Продукции для операций могут иметь следующий вид: если Г1 или Г2 исправны, то открыть кран КР16; если Г1 или Г2 исправны, а кран КР8 закрыт, то открыть краны КР3, КР5, КР7 и т. п. Таким образом можно описать любой фрагмент ГТС.

Итак, предложенная методика формирования модели ПО позволяет формализовать процесс генерации декларативной части задач распознавания ТС и управления технологическим процессом ГТС. Решение задачи автоматизированного построения модели ПО сводится к реализации некоторого множества эвристических алгоритмов, которые преобразуют исходное множество высказываний эксперта-технолога на ограниченном естественном языке во множество операторов языка высокого уровня, т. е. языка представления знаний. Предложенная модель ГТС относится к классу семиотических моделей [3], в которой учтены особенности структуры объекта управления.

Список литературы: 1. Брянских В. Е., Константинова И. М., Фридман В. Е. Развитие функциональной структуры многоуровневой АСУ ЕСГ//Автоматизация, телемеханизация и связь в газовой промышленности. 1984. Вып. 7. 42 с. 2. Поспелов Д. А. Ситуационное управление. Теория и практика. М., 1986. 288 с. 3. Гецко Л. Н., Колос В. Н., Манако А. Ф. Формализация описания предметной области в задачах диагностики//Тр. II респ. конф. Проблемно-ориентированные диалоговые системы. Батуми, 1987. Кн. 2. С. 213—222. 4. Довгялло А. М. Диалог пользователя и ЭВМ. Основы проектирования и реализации. К., 1981. 232 с. 5. Вапник В. Н. Машины, обучающие распознаванию образов//Алгоритмы обучения распознаванию образов/Под ред. В. Н. Вапника. М., 1973. С. 5—28. 6. Тьюхин В. С. Теория автоматического опознавания и гносеология. М., 1976. 190 с.

Поступила в редакцию 11.04.88

СОДЕРЖАНИЕ

3

Бондаренко М. Ф., Шабанов-Кушнарченко С. Ю. О линейных предикатах	3
Осыка А. Ф., Замаруева И. В. К вопросу об отождествлении семантических отношений в словосочетаниях	7
Бондаренко М. Ф., Маторин С. И., Соловьева Е. А. О формализации семантики для проектирования понятийной базы знаний	12
Левицкий А. С., Лихачева О. А., Рябова Н. В. О некоторых вопросах математического моделирования смысла суффиксальных морфем	20
Шабанов-Кушнарченко С. Ю., Шаронова Н. Е., Шубин И. Ю. Алгоритмы канонической дизъюнктивной минимизации формул алгебры конечных предикатов	25
Тимофеев С. П., Лазарева О. Я. Ассоциативный доступ к текстовым базам данных	31
Четвериков Г. Г., Шубин И. Ю. Об импликативной алгебре конечных предикатов произвольного порядка	35
Шляхов В. В., Сарнавская Н. Н. О системе характеристических свойств линейно сдвинутых предикатов	39
Калужный В. Н. Канонизация исчисления функциональных зависимостей	44
Мануйлова А. М., Доильнищина Л. П., Чикина Н. А. Семиотическое обеспечение машинного диагноза	53
Гаврилова Л. В., Михайлик Г. В. Модели конечной сигнатуры в психофизических задачах теории интеллекта. Сообщение 1	60
Воронцов Н. Б., Гарбузов Б. Ю. Максимальная выполнимость КНФ конечных предикатов. Приближенное решение предикатных уравнений	64
Иванов М. М., Лысенков Н. А., Солодовников И. В. Моделирование нейронных структур с помощью методов имитации	71
Берзон В. Е. О принципах разработки и реализации автоматизированных информационных систем, включающих сверхфразовый анализ	76
Тищенко В. В., Голиус И. В. Прикладные аспекты имитационной методики проектирования математического обеспечения кибернетических систем	82
Ананин В. Ф. О механизме происхождения электрокардиограммы и ее ритма. Сообщение 8	86
Колотенко Г. А., Ахмедов Т. И., Скумин В. А. Анализ потенциалов мозга в аспекте теории относительности	102
Бородин А. С., Побаченко С. В., Ярошенко А. А. Теоретические и экспериментальные предпосылки модели временной организации структуры тактильного восприятия	107
Красникова Л. И. Информационный барьер при переходе от данных к знаниям о биологическом объекте и коллективный человек-машинный интеллект как средство его преодоления	116
Тыдыков В. П. Язык для описания и моделирования микропроцессорных систем	124
Алипов Н. В. Синтез корректирующих алгоритмов поиска точки для случая ее симметричного случайного блуждания	130
Пономарев Ю. В. Способ представления знаний о предметной области в одном из классов интеллектуальных систем. Сообщение 1.	139

2.3.12-1

704620-21