

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 39

ХАРЬКОВ
ИЗДАТЕЛЬСТВО ПРИ ХАРЬКОВСКОМ
ГОСУДАРСТВЕННОМ УНИВЕРСИТЕТЕ
ИЗДАТЕЛЬСКОГО ОБЪЕДИНЕНИЯ
«ВИЩА ШКОЛА»

1987

Сборник посвящен решению важных вопросов в области формального описания механизмов человеческого интеллекта и его приложений для развития индустрии информатики, искусственного интеллекта. Рассматриваются вопросы выбора и применения математического аппарата, методов обработки зрительных и слуховых образов, речевых сообщений, пути их схемной и программной реализации.

Нормативные материалы приведены по состоянию на 1 января 1987 г.

Для научных работников и специалистов.

Редакционная коллегия: Ю. П. Шабанов-Кушнарченко (отв. ред.), М. Ф. Бондаренко (зам. отв. ред.), Г. Г. Четвериков (отв. секр.), Н. М. Амосов, А. А. Волков, В. А. Грабина, А. В. Дабагян, К. А. Иванов-Муромский, В. А. Ловицкий, А. Ф. Осыка, Е. П. Путятин, И. Б. Сироджа, В. Я. Сердюченко, В. Г. Червов
Адрес редакционной коллегии: 310141, Харьков, пр. Ленина, 14, Институт радиоэлектроники, тел. 40-94-64

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

М. Ф. БОНДАРЕНКО, д-р техн. наук,
Ю. П. ШАБАНОВ-КУШНАРЕНКО, д-р техн. наук

ОБ АБСТРАКТНОМ ОПРЕДЕЛЕНИИ АЛГЕБРЫ КОНЕЧНЫХ ПРЕДИКАТОВ

Как известно, полурешеткой $\langle M, +, \cdot \rangle$ называют любое множество M , на котором заданы произвольно выбираемые двуместные операции $+$ и \cdot , называемые *сложением* и *умножением* и удовлетворяющие законам идемпотентности $x+x \equiv x$, $xx \equiv x$ и коммутативности $x+y \equiv y+x$, $xy \equiv yx$.

Записанные четыре закона называют *аксиомами полурешетки*.

Решеткой называют полурешетку, для которой выполняются законы ассоциативности $(x+y)+z \equiv x+(y+z)$, $(xy)z \equiv x(yz)$ и элиминации $x+xy \equiv x$, $x(x+y) \equiv x$.

Записанные восемь законов называют *аксиомами решетки*.

Дистрибутивной решеткой называют решетку, для которой выполняются законы дистрибутивности $x(y+z) \equiv xy+xz$, $x+yz \equiv (x+y)(x+z)$.

Записанные десять законов называют *аксиомами дистрибутивной решетки*. Аксиомы дистрибутивной решетки не являются независимыми. Второй закон дистрибутивности выводится из остальных аксиом: $x+yz \equiv (x+xz)+yz \equiv (x+zx)+yz \equiv x+(zx+zy) \equiv x+z(x+y) \equiv x(x+y)+(x+y)z \equiv (x+y)x+(x+y)z \equiv (x+y)(x+z)$.

Дистрибутивной решеткой с нулем и единицей называют такую дистрибутивную решетку, в множестве M которой содержатся элементы, называемые *нулем* и *единицей* и удовлетворяющие законам для констант $0+x \equiv x$, $1x \equiv x$, $0x \equiv 0$, $1+x \equiv 1$.

Записанные 14 законов называют *аксиомами дистрибутивной решетки с нулем и единицей*.

Аксиома $1+x \equiv 1$ выводится из остальных аксиом: $1+x \equiv 1+1x \equiv 1$.

Алгебра конечных предикатов является разновидностью дистрибутивной решетки с нулем и единицей. В ней роль множества M выполняет система всех n -местных k -ичных предикатов, роль операции сложения выполняет дизъюнкция, роль операции

умножения — конъюнкции, роль нуля — выполняет тождественно ложный предикат, роль единицы — тождественно истинный предикат. Все аксиомы дистрибутивной решетки с нулем и единицей в алгебре конечных предикатов выполняются.

Абстрактной алгеброй конечных предикатов (n, k) -типа назовем множество M , в котором содержится, по крайней мере, два элемента 0 и 1 и $k \cdot n$ элементов a_{ij} ($i=1, 2, \dots, k; j=1, 2, \dots, n$) и на котором определены двуместные операции сложения и умножения, удовлетворяющие всем аксиомам дистрибутивной решетки с нулем и единицей и тождествам

$$a_{1j} + \dots + a_{kj} = 1, \quad (j = 1, 2, \dots, n);$$

$$a_{i_1 j} a_{i_2 j} = 0,$$

$$i_1 \neq i_2; \quad i_1 = 1, 2, \dots, k; \quad i_2 = 1, 2, \dots, k;$$

$$j = 1, 2, \dots, n.$$

Все эти тождества назовем *аксиомами* абстрактной алгебры конечных предикатов.

Чтобы перейти от абстрактного определения алгебры конечных предикатов к первоначальному ее определению, надо множество M проинтерпретировать как множество всевозможных n -местных k -ичных предикатов, элементы 0 и 1 — как тождественно ложный и тождественно истинный предикаты, элементы a_{ij} — как предикаты $x_j^{a_i}$ операции сложения и умножения — как дизъюнкцию и конъюнкцию предикатов.

Абстрактная алгебра конечных предикатов допускает еще одну, двойственную первой, интерпретацию. Во второй интерпретации множество M , как и прежде, понимаем как множество всех n -местных k -ичных предикатов. Элементы 0 и 1 понимаем соответственно как тождественно истинный и тождественно ложный предикаты, элементы a_{ij} — как предикаты

$$a_i(x_j) = \begin{cases} 0, & \text{если } x_j = a_i, \\ 1, & \text{если } x_j \neq a_i, \end{cases}$$

операции сложения и умножения — соответственно как конъюнкцию и дизъюнкцию предикатов.

Булевой алгеброй $\langle M, ', +, \cdot \rangle$ называют любое множество, содержащее, по крайней мере, два элемента 0 и 1, на котором определены одноместная операция дополнения и двуместные операции сложения $+$ и умножения \cdot . Эти операции могут выбираться произвольно, однако для них должны выполняться все 14 аксиом дистрибутивной решетки, а также законы де Моргана:

$$\begin{aligned} (x + y)' &\equiv x' y', & (xy)' &\equiv x' + y', \\ \text{закон двойного отрицания } (x')' &\equiv x, \\ \text{закон исключения третьего } x + x' &\equiv 1, \\ \text{закон противоречия } xx' &\equiv 0. \end{aligned}$$

Перечисленные 19 тождеств называют *аксиомами булевой алгебры*.

Алгебра конечных предикатов с отрицанием является разновидностью булевой алгебры. В ней роль множества M выполняет система всех n -местных k -ичных предикатов, роль операции дополнения выполняет отрицание, роль операции сложения — дизъюнкция, умножения — конъюнкция, роль нуля выполняет тождественно ложный предикат, роль единицы — тождественно истинный предикат. Все аксиомы булевой алгебры в алгебре конечных предикатов с отрицанием выполняются.

С помощью аксиом булевой алгебры, законов истинности, ложности и отрицания всегда можно установить, тождественны или нет две любые формулы алгебры конечных предикатов с отрицанием. Для этого нужно сначала исключить из формул знаки отрицания, а затем привести их к СДНФ. Таким образом, абстрактную алгебру конечных предикатов можно определить еще одним способом как булеву алгебру, в которой дополнительно выполняются закон истинности

$$a_{1j} + \dots + a_{kj} = 1,$$

закон ложности

$$a_{i_1j} \cdot a_{i_2j} = 0, \quad (i_1 = 1, 2, \dots, k; i_2 = 1, 2, \dots, k; i_1 \neq i_2)$$

и закон отрицания

$$\overline{a_{ij}} = a_{1j} + \dots + a_{i-1,j} + a_{i+1,j} + \dots + a_{kj}, \quad (i = 1, 2, \dots, k; j = 1, 2, \dots, n).$$

Итак, видим, что в алгебре конечных предикатов, наряду с операциями дизъюнкции и конъюнкции, существует операция отрицания со всеми свойствами, которыми ее наделяет булева алгебра. Введение отрицания в алгебре конечных предикатов не расширяет ее выразительных возможностей, поскольку она полна и без операции отрицания. Введение операций в алгебре, которые не расширяют ее выразительных возможностей, называют *консервативным расширением* алгебры. Введением операции отрицания в алгебре конечных предикатов достигается лишь консервативное ее расширение.

Теорема. Множество M , в котором содержатся элементы a_{ij} ($i = 1, 2, \dots, k; j = 1, 2, \dots, n$) и на котором определены одно-местная ' и двуместные операции $+$ и \cdot , удовлетворяющие следующим пяти аксиомам:

- 1) $\overline{a_{ij}} = a_{1j} + \dots + a_{i-1,j} + a_{i+1,j} + \dots + a_{kj}$;
- 2) $x(y+z) \equiv xz + xy$; 3) $x + yz \equiv (x+z)(x+y)$;
- 4) $xx' + y \equiv y$; 5) $(x+x')y \equiv y$,

есть абстрактная алгебра конечных предикатов (n, k) -типа.
Доказательство. Для доказательства теоремы доста-

точно установить существование в множестве M элементов 0 и 1 и вывести из аксиом $1 \div 5$ все аксиомы какой-нибудь полной системы аксиом абстрактной алгебры конечных предикатов (n, k) -типа.

Выводим законы коммутативности:

$$x + y \equiv_5 (x + x')(x + y) \equiv_2 (x + x')y + (x + x')x \equiv_5 y + x,$$

$$xy \equiv_3 xx' + xy \equiv_4 (xx' + y)(xx' + x) \equiv_4 yx.$$

6) $x + y \equiv y + x$; 7) $xy \equiv yx$.

Устанавливаем существование 0 и 1 .

Докажем, что формула xx' задает один и тот же элемент множеств M при любом выборе элемента x . Пусть x_1 и x_2 — произвольно выбранные элементы множества M . Тогда

$$x_1x_1' \equiv_4 x_2x_2' + x_1x_1' \equiv_4 x_1x_1' + x_2x_2' \equiv_4 x_2x_2'.$$

Обозначим элемент xx' множества M символом 0 .

8) $xx' \equiv 0$.

Докажем, что формула $x + x'$ задает один и тот же элемент множества M при любом выборе элемента x . Имеем

$$x_1 + x_1' \equiv_5 (x_2 + x_2')(x_1 + x_1') \equiv_5 (x_1 + x_1')(x_2 + x_2') \equiv_5 x_2 + x_2'.$$

Обозначаем элемент $x + x'$ множества M символом 1 .

9) $x + x' \equiv 1$.

Выводим законы дистрибутивности:

$$x(y + z) \equiv_2 xz + xy \equiv_3 xy + xz, \quad x + yz \equiv_3 (x + z)(x + y) \equiv_7 \\ \equiv_7 (x + y)(x + z).$$

10) $x(y + z) \equiv xy + xz$; 11) $x + yz \equiv (x + y)(x + z)$.

Выводим законы для констант

$$0 + x \equiv_8 xx' + x \equiv_4 x, \quad 1x \equiv_9 (x + x')x \equiv_5 x.$$

12) $0 + x \equiv x$; 13) $1x \equiv x$.

$$1 + x \equiv_{13} 1(1 + x) \equiv_9 (x + x')(1 + x) \equiv_6 (x + x')(x + 1) \equiv_3$$

$$\equiv_3 x + 1x' \equiv_{13} x + x' \equiv_9 1, \quad 0x \equiv_{12} 0 + 0x \equiv_8 xx' +$$

$$+ 0x \equiv_7 xx' + x0 \equiv_2 x(0 + x') \equiv_{12} xx' \equiv 0.$$

14) $1 + x \equiv 1$; 15) $0x \equiv 0$.

Выводим законы элиминации:

$$x + xy \equiv_{13} 1x + xy \equiv_{10} x1 + xy \equiv_{14} x(1 + y) \equiv_{14} x1 \equiv_7 1x \equiv_{13} x,$$

$$\stackrel{17,9}{=} x(1(x' + yz)) \stackrel{13}{=} x(x' + yz).$$

$$21) (xy)z \equiv x(yz).$$

Выводим законы для констант с отрицаниями: $0' \stackrel{12}{=} 0 + 0' \stackrel{9}{=} 1,$

$$1' \stackrel{13}{=} 1 \cdot 1' \stackrel{8}{=} 0$$

$$22) 0' \stackrel{8}{=} 1, \quad 23) 1' \stackrel{8}{=} 0.$$

Выводим закон истинности:

$$a_{1j} + \dots + a_{kj} \stackrel{6,20}{=} a_{ij} + (a_{1j} + \dots + a_{i-1,j} + \\ + a_{i+1,j} + \dots + a_{kj}) \stackrel{1}{=} a_{ij} + a_{ij} \stackrel{9}{=} 1.$$

$$24) a_{1j} + \dots + a_{kj} = 1.$$

Выводим первый закон де Моргана:

$$(x + y)' \stackrel{13}{=} 1(x + y)' \stackrel{13}{=} (1 \cdot 1)(x + y)' \stackrel{14}{=} ((1 + y)(1 + x))(x + y)' \stackrel{9}{=} \\ \stackrel{9}{=} (((x + x') + y)((y + y') + x))(x + y)' \stackrel{6,20}{=} (((x + y) + x')((x + y) + \\ + y'))(x + y)' \stackrel{11}{=} ((x + y) + x'y')(x + y)' \stackrel{6}{=} (x'y' + (x + y))(x + \\ + y)' \stackrel{7,10}{=} (x'y')(x + y)' + (x + y)(x + y)' \stackrel{8}{=} (x'y')(x + y)' + 0 \stackrel{12}{=} \\ \stackrel{12}{=} (x'y')(x + y)' + (0 + 0) \stackrel{15}{=} (x'y')(x + y)' + (0y' + 0x') \stackrel{8}{=} \\ \stackrel{8}{=} (x'y')(x + y)' + ((xx')y' + (yy')x') \stackrel{7,21}{=} (x'y')(x + y)' + ((x'y')x + \\ + (x'y')y) \stackrel{10}{=} (x'y')(x + y)' + (x'y')(x + y) \stackrel{2}{=} (x'y')((x + y) + (x + \\ + y)') \stackrel{9}{=} (x'y')1 \stackrel{7,13}{=} x'y'.$$

$$25) (x + y)' \equiv x'y'.$$

Выводим второй закон де Моргана:

$$(xy)' \stackrel{12}{=} 0 + (xy)' \stackrel{12}{=} (0 + 0) + (xy)' \stackrel{15}{=} (0y + 0x) + (xy)' \stackrel{8}{=} \\ \stackrel{8}{=} ((xx')y + (yy')x) + (xy)' \stackrel{7,21}{=} ((xy)x' + (xy)y') + (xy)' \stackrel{10}{=} \\ \stackrel{10}{=} (xy)(x' + y') + (xy)' \stackrel{7}{=} (x' + y')(xy) + (xy)' \stackrel{6,11}{=} ((x' + y') + \\ + (xy)'((xy) + (xy)')) \stackrel{9}{=} ((x' + y') + (xy)')1 \stackrel{13}{=} ((x' + y') + \\ + (xy)')(1 \cdot 1) \stackrel{14}{=} ((x' + y') + (xy)'((1 + y')(1 + x'))) \stackrel{9}{=} \\ \stackrel{9}{=} ((x' + y') + (xy)'(((x + x') + y') + ((y + y') + x'))) \stackrel{6,20}{=} \\ \stackrel{6,20}{=} ((x' + y') + (xy)'(((x' + y') + x)((x' + y') + y))) \stackrel{11}{=} 11$$

$$\begin{aligned} & \equiv_{11} ((x' + y') + (xy)') ((x' + y') + xy) \equiv_3 (x' + y') + ((xy)(xy)') \equiv_8 \\ & \equiv_8 (x' + y') + 0 \equiv_{6,12} x' + y'. \end{aligned}$$

$$26) (xy)' \equiv x' + y'.$$

Выводим закон двойного отрицания:

$$\begin{aligned} (x')' & \equiv_{13} 1(x')' \equiv_9 (x + x')(x')' \equiv_{7,10,6} x(x')' + x'(x')' \equiv_{8,6,12} \\ & \equiv_{8,6,12} x(x')' \equiv_{12,8} xx' + x(x')' \equiv_{10} x(x' + (x')') \equiv_{9,7,13} x. \end{aligned}$$

$$27) (x')' \equiv x.$$

Выводим закон ложности: если $i_1 \neq i_2$, то

$$\begin{aligned} a_{i_1 j} \cdot a_{i_2 j} & \equiv_{27} (a'_{i_1 j})' (a'_{i_2 j})' \equiv_{24} (a'_{i_1 j} + a'_{i_2 j})' \equiv_7 ((a_{1j} + \dots + a_{i_1-1,j} + \\ & + a_{i_1+1,j} + \dots + a_{kj}) + (a_{1j} + \dots + a_{i_2-1,j} + a_{i_2+1,j} + \dots + \\ & + a_{kj}))' \equiv_{18,6,20} (a_{1j} + \dots + a_{kj})' \equiv_{24} 1' \equiv_{23} 0. \end{aligned}$$

$$28) \text{ если } i_1 \neq i_2, \text{ то } a_{i_1 j} a_{i_2 j} = 0.$$

Из аксиом 1—5 вывели все аксиомы абстрактной алгебры конечных предикатов (n, k) -типа. Теорема доказана.

Система аксиом, каждая из которых независима от остальных, называется *несократимой*. Аксиома называется *независимой*, если ее невозможно вывести из совокупности остальных.

Теорема. Система аксиом 1 ÷ 5 несократима.

Доказательство. Для доказательства теоремы достаточно установить независимость каждой из аксиом от совокупности остальных. Независимость аксиом доказываем *методом интерпретаций*. Если существует такая интерпретация элементов множества M , а также операций $+$, \cdot и $'$, при которой все аксиомы, кроме одной, выполняются, то такая система независима от остальных аксиом.

Полагаем $k=2, n=1$. В этом случае аксиома 1 запишется в виде пары равенств: $a'_{11} = a_{21}, a'_{21} = a_{11}$.

Доказываем независимость первой аксиомы.

Множество M интерпретируем как систему всех подмножеств множества $\{\alpha, \beta, \gamma\}$; элементы a_{11} и a_{21} — как множества $\{\alpha\}$ и $\{\beta\}$; операции $+$ и \cdot — как объединение и пересечение множеств, а операцию $'$ — как дополнение множества к множеству $\{\alpha, \beta, \gamma\}$.

Первая аксиома в этой интерпретации не выполняется:

$$\{\alpha\} = \{\beta, \gamma\} \neq \{\beta\}, \quad \{\beta\} = \{\alpha, \gamma\} \neq \{\alpha\}.$$

Остальные аксиомы выполняются:

$$2) x \cap (y \cup z) \equiv (x \cap z) \cup (x \cap y); \quad 3) x \cup (y \cap z) \equiv (x \cup z) \cap (x \cup y);$$

$$4) (x \cap \bar{x}) \cup y \equiv \emptyset \cup y \equiv y; \quad 5) (x \cup \bar{x}) \cap y \equiv \{\alpha, \beta, \gamma\} \cap y \equiv y.$$

Доказываем независимость второй аксиомы.

Множество M интерпретируем как множество $\{0, 1\}$, полагаем $a_{11} = 0, a_{21} = 1$. Операцию $+$ истолковываем как дизъюнкцию, операцию \cdot — как равнозначность, операцию $'$ — как отрицание.

Вторая аксиома в этой интерпретации не выполняется, поскольку тождество $x \sim (y \vee z) \equiv (x \sim z) \vee (x \sim y)$ при $x = y = 0$ и $z = 1$ обращается в противоречие: $0 \sim (0 \vee 1) = 0 \sim 1 = 0, (0 \sim 1) \vee (0 \sim 0) = 0 \vee 1 = 1$.

Первая аксиома выполняется: $\bar{0} = 1, \bar{1} = 0$.

Третья аксиома выполняется: $x \vee (y \sim z) \equiv x \vee \overline{yz} \vee yz, (x \vee z) \sim \sim (x \vee y) \equiv x \vee z \cdot x \vee y \vee (x \vee z)(x \vee y) \equiv xzxy \vee x \vee zy \equiv x \vee \overline{xyz} \vee yz \equiv (x \vee \bar{x})(x \vee \overline{yz}) \vee yz \equiv x \vee \overline{yz} \vee yz$.

Четвертая аксиома выполняется: $(x \sim \bar{x}) \vee y \equiv \overline{x\bar{x}} \vee \overline{x\bar{x}} \vee y \equiv y$.

Пятая аксиома выполняется: $(x \vee \bar{x}) \sim y \equiv 1 \sim y = \bar{1} \cdot \bar{y} \vee 1 \cdot y \equiv y$.

Доказываем независимость третьей аксиомы.

Множество M интерпретируем как множество $\{0, 1\}$, полагаем $a_{11} = 0, a_{21} = 1$. Операцию $+$ объясняем как неравнозначность, операцию \cdot — как конъюнкцию, операцию $'$ — как отрицание. Третья аксиома в этой интерпретации не выполняется, поскольку тождество $x \oplus yz \equiv (x \oplus z)(x \oplus y)$ при $x = y = 1$ и $z = 0$ обращается в противоречие: $1 \oplus 1 \cdot 0 = 1 \oplus 0 = 1, (1 \oplus 0)(1 \oplus 1) = 1 \cdot 0 = 0$.

Первая аксиома выполняется: $\bar{0} = 1, \bar{1} = 0$.

Вторая аксиома выполняется: $x(y \oplus z) \equiv xz \oplus xy$.

Четвертая аксиома выполняется: $x\bar{x} \oplus y \equiv 0 \oplus y \equiv y$.

Пятая аксиома выполняется: $(x \oplus \bar{x})y \equiv (\overline{x\bar{x}} \vee \overline{x\bar{x}})y \equiv (x \vee \bar{x})y \equiv 1 \cdot y \equiv y$.

Доказываем независимость четвертой аксиомы.

Полагаем $M = \{0, 1, 2\}$, $a_{11} = 0, a_{21} = 1$. Операции $+, \cdot, '$ задаем таблицами:

x^y	0	1	2
0	0	2	2
1	2	2	2
2	2	2	2

$x + y$

x^y	0	1	2
0	0	0	0
1	0	2	2
2	0	1	2

xy

x	0	1	2
x'	1	0	0

Четвертая аксиома в этой интерпретации не выполняется. При $x = 0, y = 1$ тождество $x\bar{x}' + y \equiv y$ нарушается:

$$00' + 1 = 01 + 1 = 0 + 1 = 2 \neq 1.$$

Первая аксиома $a_{11} = a_{21}$, $a_{21} = a_{11}$ выполняется: $0' = 1$, $1' = 0$.

Вторая аксиома $x(y + z) \equiv xz + xy$ выполняется.

Пусть $x = 0$. Тогда $0(y + z) = 0$, $0z + 0y = 0 + 0 = a$. Пусть $x = 1$. Если $y = z = 0$, то $1(0 + 0) = 1 \cdot 0 = 0$, $1 \cdot 0 + 1 \cdot 0 = 0 + 0 = 0$. Если же $y \neq 0$ или $z \neq 0$, то слева от знака равенства получаем: $1 \cdot 2 = 2$, справа тоже получаем 2, так как хотя бы одно из слагаемых не равно нулю. Пусть $x = 2$. Тогда третья аксиома принимает вид $0 + yz \equiv (0 + z)(0 + y)$. Если $y = 0$ или $z = 0$, то $0 + yz \equiv 0$, $(0 + z)(0 + y) \equiv 0$. Если же $y \neq 0$ и $z \neq 0$, то слева и справа от знака равенства получаем 2.

Пятая аксиома $(x + x')y \equiv y$ выполняется. При любом $xx' + x' \leq 2$, $2y \equiv y$. Доказываем независимость пятой аксиомы. Полагаем $M = \{0, 1, 2\}$, $a_{11} = 0$, $a_{21} = 1$. Операции $+$, \cdot , $'$ задаем таблицами:

x^y	0	1	2
0	0	1	2
1	0	0	2
2	2	2	2

$x + y$

x^y	0	1	2
0	0	0	0
1	0	0	0
2	0	0	2

xy

x	0	1	2
x'	1	0	1

Пятая аксиома в этой интерпретации не выполняется. При $x = 0$, $y = 1$ тождество $(x + x')y = y$ нарушается: $(0 + 0') \cdot 1 = (0 + 1) \cdot 1 = 1 \cdot 1 = 0 \neq 1$.

Первая аксиома выполняется: $0' = 1$, $1' = 0$. Вторая аксиома $x(y + z) \equiv xz + xy$ выполняется.

Пусть $x \neq 2$. Тогда все произведения равны 0, слева и справа от знака равенства получаем 0. Пусть $x = 2$. Если $y + z = 2$, то $y = 2$ или $z = 2$, поэтому слева получаем $2 \cdot 2 = 2$, справа $2 \cdot z + 2 \cdot y = 2$. Если же $y + z \neq 2$, то слева получаем 0. Поскольку из $y + z \neq 2$ следует $y \neq 2$ и $z \neq 2$, то справа тоже получаем 0.

Третья аксиома $x + yz \equiv (x + z)(x + y)$ выполняется. Пусть $x = 0$. Тогда $0 + yz \equiv yz$, $(0 + z)(0 + y) \equiv zy = yz$. Пусть $x = 1$. Если $yz = 2$, то $y = 2$ и $z = 2$, поэтому слева получаем $1 + 2 \cdot 2 = 1 + 2 = 2$, справа $(1 + 2)(1 + 2) = 2 \cdot 2 = 2$.

Если же $yz \neq 2$, то $yz = 0$, поэтому слева получаем $1 + 0 = 0$. Поскольку из $yz \neq 2$ следует $y \neq 2$ или $z \neq 2$, $1 + z$ или $1 + y$ обращается в 0, поэтому $(1 + z)(1 + y) \equiv 0$.

Четвертая аксиома $xx' + y \equiv y$ выполняется. При любом x $xx' = 0$, $0 + y \equiv y$.

Теорема доказана.

УДК 510.62

С. Н. ГЕРАСИН, Д. Э. СИТНИКОВ, С. Ю. ШАБАНОВ-КУШНАРЕНКО

О ПРЕДИКАТАХ ДИФУНКЦИОНАЛЬНОСТИ

Дифункциональным называют [1, с. 34] любое отношение E , заданное на декартовом квадрате произвольного множества A и обладающее следующим свойством: если xEy_1 , x_1Ey_1 и x_1Ey , то xEy . Предикатом дифункциональности на A назовем любую функцию $E(x, y)$, заданную на $A \otimes A$ и определенную условиями:

$$E(x, y) = \begin{cases} 1, & \text{если } xEy, \\ 0, & \text{если } x\bar{E}y. \end{cases} \quad (1)$$

Очевидно, что любой предикат дифункциональности E , и только такой предикат, является одним из корней логического уравнения

$$\forall x \forall y \forall x_1 \forall y_1 (X(x, y_1) \wedge X(x_1, y_1) \wedge X(x_1, y) \supset X(x, y)) \equiv 1, \quad (2)$$

называемого нами условием квазитранзитивности. Здесь X — переменный предикат, заданный на $A \otimes A$.

Покажем, что множество всех корней уравнения (2), т. е. общий вид предиката дифункциональности определяется выражением

$$E_{f_1, f_2}(x, y) = D(f_1(x), f_2(y)), \quad (3)$$

где f_1, f_2 — произвольно выбираемые функции, заданные на A , со значениями в множестве R , которое является семейством всех подмножеств множества A . Функции f_1, f_2 выполняют в выражении (3) роль параметров, задающих систему всех корней уравнения (2). Символом D обозначен предикат равенства на $R \otimes R$, определяемый условиями

$$D(u, v) = \begin{cases} 1, & \text{если } u = v, \\ 0, & \text{если } u \neq v. \end{cases} \quad (4)$$

Выражение, стоящее справа от знака равенства в (3), назовем моделью дифункциональности.

Предикат дифункциональности перспективен для применений в психологической бионике, в частности для математиче-

ского моделирования работы органов чувств. Рассмотрим одну из важных психофизических интерпретаций предиката дифункциональности, в которой он выступает в роли механизма зрительной индукции. Множество A интерпретируем как совокупность всевозможных световых излучений, воспринимаемых глазом человека. Предположим, что испытуемому поочередно предъявляются для зрительного восприятия два световых излучения x и y , формируемых в центре поля зрения на небольшом тест-поле. Будем считать, что тест-поле в момент предъявления первого излучения x окружено одним фоном, а в момент предъявления второго излучения y — другим.

Испытуемый должен сравнить цвета, видимые в разное время на тест-поле, индуцируемые первым и вторым излучениями. Если цвета совпадают, испытуемый формирует ответ «да», если не совпадают — «нет». Предикат $E(x, y)$ интерпретируем как преобразование сигналов, производимое испытуемым в процессе сравнения цветов, индуцируемых излучениями x и y . Значение $E(x, y) = 1$ объясняем как положительный ответ испытуемого, значение $E(x, y) = 0$ — как отрицательный. Функции $u = f_1(x)$ и $v = f_2(y)$ комментируем как преобразование зрительной системой человека световых излучений x, y соответственно в цвета u и v . Предикат $D(u, v)$ интерпретируем как операцию сравнения цветовых ощущений u и v , выполняемую сознанием испытуемого.

Как известно [2, с. 102—103], благодаря действию механизма зрительной индукции фон, окружающий тест-поле, влияет на его цвет. Поэтому в описанном выше опыте одинаковые световые излучения индуцируют различные цвета, и свойство рефлексивности $E(x, x) = 1$, вообще говоря, не выполняется. Однако, как свидетельствует опыт, условие квазитранзитивности

$$E(x, y_1) \wedge E(x_1, y_1) \wedge E(x_1, y) \supset E(x, y) \equiv 1 \quad (5)$$

всегда выполняется, причем с высокой точностью. Психофизическое толкование свойства (5) следующее: если цвета излучения x и y_1 ; x_1 и y_1 ; x_1 и y совпадают, то цвет излучения x обязательно совпадает с цветом излучения y .

Достаточно глубокое изучение свойств предиката дифункциональности откроет путь к теоретическому и экспериментальному исследованию механизма зрительной индукции, который лежит в основе важного свойства зрения — константности цветового восприятия. Лист бумаги, который выглядит белым при прямом освещении солнцем, будет также выглядеть белым при освещении его светом, отраженным от зеленой листвы леса. Однако световые излучения, отражаемые листом бумаги в этих двух случаях, резко отличаются по спектру. Благодаря действию механизма зрительной индукции, глаз приобретает способность анализировать не только спектры

световых излучений, отражаемых поверхностью тел, но и отражательные свойства этих поверхностей. «Видящие» же автоматы пока не умеют этого делать.

Сформулируем и докажем теорему об общем виде предиката дифункциональности, обосновывающую справедливость зависимости (3).

Теорема 1. Для возможности представления предиката $E(x, y)$ в форме (3) необходимо и достаточно, чтобы он удовлетворял условию квазитранзитивности (5).

Доказательство. Необходимость. Предположим, что $E(x, y) = D(f_1(x), f_2(y))$ и $E(x, y_1) = E(x_1, y_1) = E(x_1, y) = 1$. Это означает, что $f_1(x) = f_2(y_1)$, $f_1(x_1) = f_2(y_1)$, $f_1(x) = f_2(y_1)$. Отсюда вытекает, что $f_1(x) = f_2(y)$, т. е. $E(x, y) = 1$. Следовательно, любой предикат вида (3) удовлетворяет условию квазитранзитивности.

Достаточность. Введем множество $T_x = \{y | E(x, y) = 1\}$. Покажем, что если $T_x \cap T_{x_1} \neq \emptyset$, то $T_x = T_{x_1}$. Действительно, если $T_x \cap T_{x_1} \neq \emptyset$, то существует y_1 такой, что $E(x, y_1) = E(x_1, y_1) = 1$. Далее, если $y \in T_{x_1}$, то $E(x_1, y) = 1$, и по свойству квазитранзитивности получаем $E(x, y) = 1$, т. е. $y \in T_x$. Если $y \in T_x$, то $E(x, y) = 1$, и по свойству квазитранзитивности получаем $E(x_1, y) = 1$, т. е. $y \in T_{x_1}$. Таким образом, мы доказали, что $T_x = T_{x_1}$.

Построим теперь для заданного предиката дифункциональности функции f_1, f_2 . Введем множество $G = \{y | \exists x E(x, y) = 1\}$. Для любого y из G существует непустое множество $K_y = \{x | E(x, y) = 1\}$. Поскольку для x_1 и x_2 из K_y $y \in T_{x_1} \cap T_{x_2}$, каждому x из K_y соответствует, в силу только что доказанного утверждения одно и то же множество T_x^y . Таким образом, любой y из G однозначно определяет множество T_x^y . Сконструируем функции f_1 и f_2 следующим способом:

$$f_1(x) = T_x, f_2(y) = \begin{cases} T_x^y, & \text{если } y \in G, \\ A, & \text{если } y \notin G. \end{cases} \quad (6)$$

Наконец, покажем, что с помощью вводимых функций f_1 и f_2 можно представить в форме (3) любой предикат $E(x, y)$, удовлетворяющий условию квазитранзитивности. Пусть $E(x, y)$ — произвольно выбранный предикат. Если x и y таковы, что $E(x, y) = 1$, то $x \in K_y$ и, следовательно, $T_x = T_x^y$. Это означает, что $D(f_1(x), f_2(y)) = 1$. Если же x и y выбраны так, что для них $E(x, y) = 0$, то возможны два случая. 1) $y \in G$. Тогда, очевидно, $T_x \neq T_x^y$, так как в противном случае из того, что $y \in T_x^y$ (а это всегда имеет место), вытекало бы, что $y \in T_x$, т. е. что $E(x, y) = 1$. 2) $y \notin G$. Тогда $f_2(y) = A$. Но $f_1(x) \neq A$, так как это означало бы, что $T_x = A$ и, следовательно, $E(x, y) = 1$. Значит, и в этом случае $D(f_1(x), f_2(y)) = 1$. Таким образом, при любом вы-

боре предиката $E(x, y)$, удовлетворяющего условию квазитранзитивности, равенство (3) выполняется. Теорема доказана.

В только что приведенном доказательстве использован ряд новых математических объектов. Для некоторых из них будет излишним дать содержательное истолкование. Сделаем это для рассмотренной выше интерпретации, в которой предикат дифункциональности используется в качестве формального эквивалента механизма зрительной индукции. Множество $T_x = \{y | E(x, y) = 1\}$ — это совокупность всех тех вторых излучений y , цвет которых оказывается для испытываемого тем же самым, что и цвет первого излучения x . В тех случаях, когда множество T_x пусто (а такой случай, вообще говоря, возможен), первое излучение имеет цвет, который невозможно индуцировать никаким из вторых излучений. Например, излучение, которое на белом фоне выглядит как зеленый цвет наивысшей насыщенности, на красном фоне будет ощущаться как еще более насыщенный зеленый цвет. Такой «сверхнасыщенный» зеленый цвет невозможно получить на белом фоне никаким световым излучением. Аналогично можно ввести множество $S_x = \{x | E(x, y) = 1\}$ всех тех первых излучений x , цвет которых оказывается для испытываемого тем же самым, что и цвет второго излучения y .

Множество $G = \{y | \exists x E(x, y) = 1\}$ есть совокупность всех тех вторых излучений y , которые допускают уравнивание по цвету каким-нибудь первым излучением x .

Аналогично можно ввести множество $F = \{x | \exists y E(x, y) = 1\}$ всех тех первых излучений x , которые допускают уравнивание по цвету каким-нибудь вторым излучением.

Введем также множество $L = A \setminus F$ всех тех первых излучений, которые невозможно уравнивать никаким из вторых излучений, и множество $M = A \setminus G$ всех тех вторых излучений, которые невозможно уравнивать никаким из первых излучений.

На рис. 1 дана графическая иллюстрация взаимоотношений множеств F , G и L , M с множеством всех первых (а) и вторых (б) излучений.

Множества F , G и L , M могут иметь в общем случае различную мощность. Моделью дифункциональности множество F разбивается на систему непересекающихся классов P_1, P_2, \dots , а множество G — на систему непересекающихся классов Q_1, Q_2, \dots . Это графически иллюстрируется на рис. 2, а, б. Число (или мощность) классов обоих разбиений одинаково (на рисунке число классов в каждом разбиении принято равным четырем). Между классами обоих разбиений можно установить взаимно однозначное соответствие (оно представлено на рис. 2 линиями, соединяющими классы разбиений) такое, что световые излучения из соответствующих друг другу классов будут иметь одинаковые цвета. Цвета любых двух излучений, взятых из одного и того же класса каждого из разбиений, одинаковы. Цвета излучений, взятых из

разных классов разбиения, различны. Согласно модели дифункциональности (3), задаваемой функциями (6), все излучения, входящие в состав множества L (или множества M), должны иметь одинаковый цвет. В действительности же это не так: психофизические наблюдения свидетельствуют о наличии в множествах L и M классов разноцветных световых излучений. В связи с этим возникает задача поиска несколько измененной конструкции функций f_1, f_2 для модели функциональности, более точно отражающей механизм зрительной индукции.

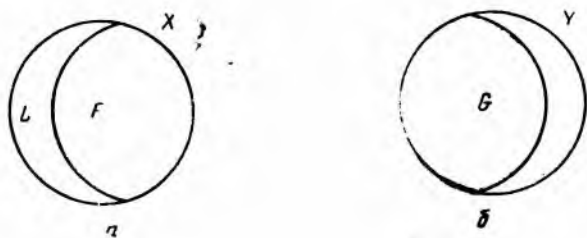


Рис. 1

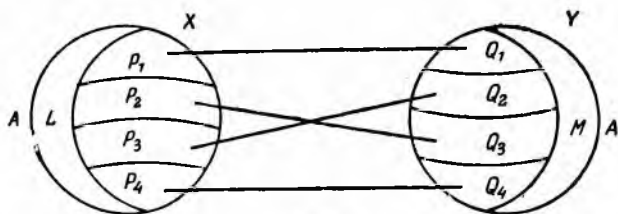


Рис. 2

Только что обнаруженное неполное соответствие функций f_1, f_2 , заданных соотношениями (6), фактам одной из психофизических интерпретаций свидетельствует о том, что выбор этих функций не единственный, что их можно конструировать различными способами. В связи с этим возникает следующая задача. Даны две модели дифункциональности $D(f_1(x), f_2(y))$ и $D(f_1'(x), f_2'(y))$. Требуется узнать, эти модели представляют разные предикаты или один и тот же. Эту задачу можно решить с помощью теоремы об условиях тождества моделей дифункциональности.

Теорема 2. Для того чтобы пары функций $(f_1' : A \rightarrow W_1', f_2' : A \rightarrow W_2')$, $(f_1'' : A \rightarrow W_1'', f_2'' : A \rightarrow W_2'')$ определяли один и тот же дифункциональный предикат E , необходимо и достаточно, чтобы существовала взаимно однозначная функция $\varphi : W_1' \cap W_2' \rightarrow W_1'' \cap W_2''$ такая, что $\varphi(f_1'(x)) = f_1''(x)$, $\varphi(f_2'(y)) = f_2''(y)$ для всех x, y таких что $f_1'(x) \in W_1' \cap W_2', f_2'(y) \in W_1' \cap W_2'$.

Доказательство. *Необходимость.* Пусть пары $(f'_1, f'_2), (f''_1, f''_2)$ определяют один и тот же дифункциональный предикат $E(x, y)$. Возьмем произвольно $a' \in W'_1 \cap W'_2$. Очевидно, существуют такие $x, y \in A$, что $f'_1(x) = f'_2(y) = a'$. Отсюда следует, что $E(x, y) = D(f'_1(x), f'_2(y)) = 1$, а значит, $D(f''_1(x), f''_2(y)) = 1$, т. е. $f''_1(x) = f''_2(y)$.

Пусть $f''_1(x) = f''_2(y) = a''$. Очевидно, $a'' \in W''_1 \cap W''_2$. Таким образом, каждому $a' \in W'_1 \cap W'_2$ соответствует некоторый элемент a'' из $W''_1 \cap W''_2$, т. е. на множестве $(W'_1 \cap W'_2) \times (W''_1 \cap W''_2)$ имеем некоторое отношение φ .

Покажем, что φ является отображением, т. е. любому $a' \in W'_1 \cap W'_2$ соответствует единственный $a'' \in W''_1 \cap W''_2$. Пусть

$$\begin{aligned} f'_1(x_1) = f'_2(y_1) = f'_2(y_2) = f'_1(x_1) = a'_1, \quad f''_1(x_1) = f''_2(y_1) = \\ = f''_1(x_2) = f''_2(y_2) = a'_2. \end{aligned}$$

Тогда из $D(f'_1(x_1), f'_2(y_2)) = 1$ следует $D(f''_1(x_1), f''_2(y_2)) = 1$, т. е. $a'_1 = a'_2$. Итак, φ — отображение (или функция), причем $\varphi(f'_1(x)) = f''_1(x)$, $\varphi(f'_2(y)) = f''_2(y)$. Очевидно, для всякого a'' из $W''_1 \cap W''_2$ найдется такое a' из $W'_1 \cap W'_2$, что $\varphi(a') = a''$. Это означает, что φ сюръективно.

Покажем, что φ инъективно. Действительно, пусть

$$f'_1(x_1) = f'_2(y_1) = a'_1, \quad f'_2(x_2) = f'_2(y_2) = a'_2,$$

причем $a'_1 \neq a'_2$. Отсюда следует, что $D(f'_1(x_1), f'_2(y_2)) = 0$, а значит, и

$$D(f''_1(x_1), f''_2(y_2)) = 0, \text{ т. е. } f''_1(x_1) \neq f''_2(y_2).$$

Теперь, если положить

$$a''_1 = f''_1(x_1) = f''_2(y_1), \quad a''_2 = f''_1(x_2) = f''_2(y_2),$$

очевидно, что $a''_1 = a''_2$. Мы показали, что если $a'_1 \neq a'_2$, то $a''_1 \neq a''_2$, т. е. $\varphi(a'_1) \neq \varphi(a'_2)$. Этим доказана инъективность φ . Так как φ сюръективно и инъективно, то φ — взаимно однозначная функция. *Необходимость доказана.*

Достаточность. Пусть существует взаимно однозначная функция $\varphi: W'_1 \cap W'_2 \rightarrow W''_1 \cap W''_2$ такая, что $\varphi(f'_1(x)) = f''_1(x)$, $\varphi(f'_2(y)) = f''_2(y)$. Если $f'_1(x) = f'_2(y)$, то очевидно, $\varphi(f'_1(x)) = \varphi(f'_2(y))$. Иными словами, если $D(f'_1(x), f'_2(y)) = 1$, то $D(f''_1(x), f''_2(y)) = 1$. Если же $f'_1(x) \neq f'_2(y)$, то $\varphi^{-1}(f''_1(x)) \neq \varphi^{-1}(f''_2(y))$ (φ — взаимно однозначна и потому обратима). Другими словами, если $D(f''_1(x), f''_2(y)) = 1$, то и $D(f'_1(x), f'_2(y)) = 1$. Значит, пары функций $f'_1,$

f_2), (f_1, f_2) определяют один и тот же предикат. Теорема доказана.

Из доказанной теоремы следует, что множество S пар вида $(\varphi(f_1), \varphi(f_2))$, где φ — взаимно однозначные функции, $f_1: A \rightarrow W_1$, $f_2: A \rightarrow W_2$ — некоторые определенные функции, определяет один и тот же дифункциональный предикат $E(x, y)$. Возникает вопрос, существует ли пара функций $(g_1, g_2) \in S$, которая определяет тот же предикат $E(x, y)$? Возьмем $g_1: A \rightarrow G_1$, $g_2: A \rightarrow G_2$ такие, что $G_1 \cap G_2 = W_1 \cap W_2$, $g_1(x) = f_1(x)$, $g_2(y) = f_2(y)$ для всех x, y таких, что $f_1(x), f_2(y) \in W_1 \cap W_2$, а мощность множества $G_1 \cup G_2$ больше, чем мощность $W_1 \cup W_2$. Очевидно, пара $(g_1, g_2) \notin S$, так как нельзя установить взаимно однозначное соответствие между $W_1 \cup W_2$ и $G_1 \cup G_2$. С другой стороны, пара (g_1, g_2) , в силу доказанной теоремы, определяет тот же предикат $E(x, y)$, что и пара (f_1, f_2) .

Итак, для данного предиката E множество S не универсально. При каких же дополнительных условиях в множество S входят все пары, определяющие предикат E ? Если в качестве пар (g_1, g_2) рассматривать только такие, что $g_1: A \rightarrow W_1$, $g_2: A \rightarrow W_2$ где W_1, W_2 — произвольные множества, то все эти пары, определяющие предикат E , войдут в множество S . Действительно при сделанных предположениях имеем $f_1: A \rightarrow W_1$, $f_2: A \rightarrow W_2$. Рассмотрим произвольную пару (g_1, g_2) , $g_1: A \rightarrow W_1$, $g_2: A \rightarrow W_2$. Так как она определяет тот же предикат, что и пара (f_1, f_2) , то в силу теоремы 2, существует взаимно однозначная функция $\varphi: W_1 \cup W_2 \rightarrow W_1 \cup W_2$ такая, что $\varphi(f_1) = g_1$, $\varphi(f_2) = g_2$, т. е. $(g_1, g_2) \in S$.

Список литературы: 1. Мальцев А. И. Алгебраические системы. — М.: Наука 1970. — 392 с. 2. Шабанов-Кушнарченко Ю. П. Начала теории интеллекта / Пробл. и перспективы. — I — М., 1982. — С. 210 Деп. в ВИНТИ, 21 мая № 3324—82. 3. Эдвардс Р. Функциональный анализ. — М.: Мир, 1969. — 1057 с.

Поступила в редколлегию 04.02.88

УДК 510.62

А. Ф. ОСЫКА, канд. техн. наук, И. Н. ВОРОНИНА

О РАСПОЗНАВАНИИ ЭЛЕМЕНТОВ ЗНАЧЕНИЯ ТЕКСТА СООБЩЕНИЕ 2

Машинная реализация процедур анализа запросов на естественном языке, вводимых в информационную систему, представляет ряд требований: обеспечить единообразие представления различных сетей переходов, используемых в данной работе для анализа фрагментов запросов, чтобы общий алгоритм состоял из возможно меньшего числа стандартных блоков; в

брать такую структуру данных, используемых в процедурах анализа, чтобы в случае увеличения количества сетей переходов, их расширения, изменений в условиях восприятия словоформ сетью и т. п. не требовалось менять процедурную часть системы анализа запросов; обеспечить возможность настройки системы для анализа запросов на естественном языке в различных тематических областях без изменения самих процедур анализа [1—3].

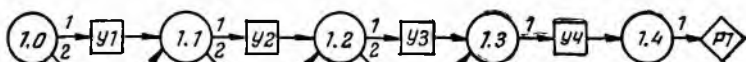


Рис. 1

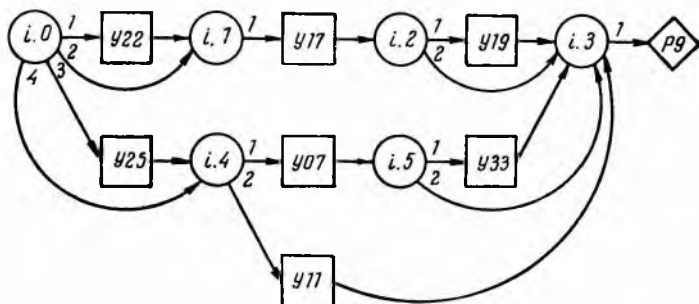


Рис. 2

Рассмотрим способ унифицированного представления сетей переходов на примере сетей с номерами 1 и i , изображенных на рис. 1, 2.

Подобные сети (а их в системе анализа запросов для некоторой тематической области может быть около ста) удобно представлять в виде совокупности трех таблиц: переходов, условий и результатов. Первая содержит в себе данные о всех сетях системы. Для сетей, изображенных на рис. 1, 2, она имеет вид табл. 1.

В графе 1 помещаются номера сетей, используемых в данной информационной системе. Каждая сеть представлена несколькими строками в табл. 1 — по одной на каждое проверяемое условие в этой сети. В графе 2 помещается номер условия, выполнение которого следует проверить на очередном этапе анализа запроса с помощью данной сети. Содержание проверяемых признаков раскрыто в таблице условий (табл. 2) в строке, номер которой совпадает с содержимым данной строки в графе 2 табл. 1. В графах 3, 4 помещены сведения о том, какие действия следует выполнять в случае положительного

Таблица 1

№	№ проверяемого условия	Действия по «да»		Действия по «нет»		№ записи
		3	4	5	6	
1	2	3	4	5	6	7
Символы						
3	3	1	3	1	3	1
001	001	У	002	У	002	1
001	002	У	003	У	003	2
001	003	У	004	У	004	3
001	004	Р	001	В		4
<i>i</i>	022	У	017	У	017	1
<i>i</i>	017	У	019	У	025	2
<i>i</i>	019	Р	009	Р	009	3
<i>i</i>	025	У	007	У	007	1
<i>i</i>	007	У	033	У	011	2
<i>i</i>	033	Р	009	Р	009	3
<i>i</i>	011	Р	009	В		2

результата проверки условия из графы 2. Содержимое графы 4 в сочетании с символом «У» в графе 3 данной строки означает номер условия, к проверке которого следует перейти на следующем этапе анализа сети. Запись в графе 4 в сочетании с символом «Р» означает номер строки в таблице результатов (табл. 3), откуда следует считать результат, получаемый на выходе данной сети. Символ «В» в графе 3 означает безрезультатное прекращение анализа этой сети.

Графы 5, 6 содержат сведения о действиях, которые следует выполнить в случае отрицательного исхода проверки условия из графы 2 в данной строке. Структура и содержание информации в этих графах такие же, как в 3, 4.

Таблица 2

№ условия	Перенос	Место в предложении			Проверка 1	Проверка 2	Проверка 3
		3	4	5			
1	2	3	4	5	6	7	8
Символы							
3	1	1	1	2	10	10	10
001	—	1	+	05	Сем=СУБ	—	—
002	—	0	1	02	Сем=МОД	—	—
003	—	0	1	02	Сем=ИМЕТЬ	Чр=глагол	—
004	—	0	1	05	Сем=МЕСТО	—	—
022	1	2	1	02	Сем=МЕСТО	Чр=сущ	Род=муж
022	—	—	—	—	Числ=ед	Пад=вин	—

Графа 7 (табл. 1) содержит номера j записей, которые заносятся во вспомогательный массив ЗАП при проверке очередного условия данной сети. Если проверка условия из графы 2 (табл. 1) дала положительный результат, то во вспомогательном массиве производится запись ЗАП(j) = « j , $N(j)$, Слов(j),

Сем(j)», где j — содержимое графы 7 (табл. 1) в строке, соответствующей проверяемому условию; $N(j)$ — номер словоформы во фразе запроса, выявленной проверяемым условием; Слов(j) — словоформа запроса, выявленная запросом; Сем(j) — семантический признак выявленной словоформы, который присвоен ей при морфологическом анализе. Если проверка очередного условия в сети дала отрицательный результат, то во вспомогательный массив заносится запись ЗАП(j) = « j , —, —, —».

Табличное представление сети переходов строится на основе графического. Но таблица содержит сведения не только о самой сети, но и о порядке работы с нею: к какому условию перейти в случае положительного или отрицательного исхода проверки предыдущего условия, а также какую запись вспомогательного массива оставить, а какую — убрать. Это позволяет упростить процедуру анализа, так как снимает вопрос о поиске путей в сети, о запоминании пройденных ветвей, о хранении полученных данных и т. п.

Таблица 3

№ результата	Результат		№ записи	Метка
	Признак	Значение		
1	2	3	4	5
Символы				
3	5	7	1	1
001	<i>SIT</i> =	C1	—	—
002	<i>TOP</i> =	Сем (<i>i</i>)	2	—
003	<i>POD</i> =	Слов (<i>i</i>)	1	—
004	<i>TOT</i> =	Сем (<i>i</i>)	2	—
005	<i>NOT</i> =	Слов (<i>i</i>)	3	—
006	<i>SIT</i> =	C2	—	1
006	<i>TOP</i> =	Сем (<i>i</i>)	4	1

Сведения о содержании проверок, которые следует выполнить в очередном условии сети переходов, помещены в таблице переходов. Пусть в сети переходов (рис. 1) $У1 = \{\text{Сем} = \text{СУБ}, \text{Мвп} = 1 + 0,5\}$, $У2 = \{\text{Сем} = \text{МОД}, \text{Мвп} = 0102\}$, $У3 = \{\text{СЕМ} = \text{ИМЕТЬ}, \text{ЧР} = \text{глагол}, \text{Мвп} = 0102\}$, $У4 = \{\text{СЕМ} = \text{МЕСТО}, \text{Мвп} = 0105\}$. Эти условия, а также условия $У22 = \{\text{СЕМ} = \text{МЕСТО}, \text{Мвп} = 2102, \text{Чр} = \text{сущ}, \text{Род} = \text{муж}, \text{Число} = \text{ед}, \text{Пад} = \text{вин}\}$ представлены в табл. 2.

В графе 1 (табл. 2) помещаются номера условий, которые проверяются на очередном этапе анализа сети. Пробел в графе 2 означает, что данное условие занимает одну строку. Запись одного условия может занимать несколько строк. Тогда в каждой строке этого условия (кроме последней) в графе 2 проставляется какой-либо символ, не равный пробелу. (См., например, условие № 022).

В графах 3—5 указываются координаты места в запросе, где следует искать словоформу с необходимыми признаками. Символ «1» в графе 3 означает, что поиск словоформы следует вести от начала фразы. «0» в этой позиции указывает на то, что поиск выполняется относительно предыдущей словоформы, выявленной данной сетью, при отсутствии таковой — от начала фразы. «2» означает, что поиск следует вести относительно словоформы запроса, которой приписан номер данной сети. «1» в графе 4 предписывает вести поиск словоформы справа и слева от точки отсчета, указанной в графе 3 данной строки. «—» в графе 4 означает, что поиск ведется слева от точки отсчета, а «+» — справа. В графе 5 указывается, на сколько словоформ можно удалиться от точки отсчета при поиске требуемой словоформы.

Содержимое граф 6—8 заранее не оговаривается. В каждую из этих граф может быть записан код любого необходимого признака и через разделитель «=» — его значение. Это дает возможность при необходимости изменять содержание некоторого условия путем замены в табл. 2 соответствующей строки на одну или несколько строк уточненного условия под прежним номером.

В отдельных случаях при описании условия требуется указать качества, которыми словоформа в данной позиции не должна обладать, чтобы словосочетание было воспринято анализирующей сетью. Такое описание условия с отрицанием в терминах рассматриваемой сети переходов может быть выполнено двумя способами. При первом в графах 6—8 (табл. 2) проставляются коды признаков с отрицанием. Такие записи обрабатываются специальными процедурами. При втором способе условие, которое не должно выполняться, при переходе из соответствующего круглого узла сети проверяется первым без отрицания. Если это условие выполнено, то анализ сетью прекращается или происходит переход к условию на другой ветви сети, не включающей данный круглый узел. Второй способ предпочтительнее, так как не требует дополнительных процедур обработки записей условий в табл. 2.

Данные, получаемые в результате положительного исхода анализа каждой сетью, содержатся в табл. 3, которая представляет собой фрагмент таблицы результатов для системы обработки запросов о железнодорожных билетах.

Каждая сеть на выходе (табл. 3), как правило, дает свой результат, который чем-то отличается от результатов анализа других сетей. Поэтому в табл. 3 будет примерно столько различных номеров в графе 1, сколько имеется различных номеров в графе 1 табл. 1. В графе 2 «Признак» (табл. 3) помещены переменные типа *SIT* (ситуация), *TOP* (тип места), *POD* (пункт отправления), *TOT* (тип поезда) и т. п., значение которых существенно для «понимания» запроса. В графе 3 указано конкретное значение, которое должна принимать переменная из графы 2 в данном результате. Если в некоторой строке графы 3 проставлен код, не равный Сем(j) или Слов(j), то этот код берется в качестве значения переменной из графы 2. Если же в графе 3 стоит код Сем(j) или Слов(j), то значение переменной формируется. Для этого берется запись из вспомогательного массива, номер j которой считывается из графы 4 в данной строке. Из записи № j считывается тот реквизит, который указан в графе 3 табл. 3. Значение этого реквизита принимается в качестве значения переменной из графы 2.

В результате работы некоторых сетей получает значение только одна переменная, а на выходе остальных сетей выдаются значения нескольких переменных. Например, если сеть

настроена на сочетания типа: «Есть ли билеты...», то результат равен $\{SIT-C2\}$. Если же сеть распознает словосочетания типа: «Есть ли купейные билеты...», то получается результат $\{SIT = C2, TOP = Сем(4)\}$. Результат, содержащий значение только одной переменной, занимает одну строку в табл. 3. Результат, состоящий из значений нескольких переменных, записывается в несколько строк (по количеству определяемых переменных). Если запись некоторого результата продолжается в следующей строке, то в графе 5 табл. 3 проставляется любой символ, отличный от пробела (см., например, результат № 006). Считывание значений переменных из каждой строки производится по общему правилу.

Обозначим через $T4(k, l)$, $T1(m, n)$, $T2(p, q)$, $T3(r, s)$ соответственно содержимое таблиц: результатов морфологического анализа (табл. 4), переходов (табл. 1), условий (табл. 2) и результатов (табл. 3). В табл. 4 в графе $T4(k, 2)$ записывается словоформа запроса, в $T4(k, 3)$ — код семантического класса словоформы, в $T4(k, 4)$ — признак части речи, в $T4(k, 5)$ — остальная морфологическая информация о словоформе, в $T4(k, 6)$ — $T4(k, 10)$ — номера сетей переходов, которые анализируют возможные контексты данной словоформы запроса. $ЗАП(j)$ означает запись j во вспомогательном массиве. С учетом введенных обозначений алгоритм анализа запросов в информационную систему может быть представлен следующим образом.

1. Получение таблицы $T4(k, l)$, $k = 1, 2, \dots, K$, $l = 1, 2, \dots, 10$. (Выполнение морфологического анализа запроса).
2. Считывание очередной записи $T4(k, l) \neq 0$, где $k = 1, 2, \dots, K$, $l = 6, 7, 8, 9, 10$. (Определение очередного номера сети из таблицы результатов морфологического анализа).
3. Выбор первой строки в $T1(m, n)$, где $T1(m, 1) = T4(k, l)$. (Считывание первой строки таблицы переходов, относящейся к рассматриваемой сети).
4. Считывание и проверка условия $T2(p, q)$, в котором $p = T1(m, 2)$, по таблице условий.
5. Условие $T2(p, q)$ выполнено? Если «да», то переход к п. 6, если «нет» — к п. 11.
6. $ЗАП(j) = \langle j, H(j), Слов(j), Сем(j) \rangle$, где $j = T1(m, 7)$. (Во вспомогательный массив заносится результат проверки данного условия).
7. $T1(m, 3) = P$? (Выполненное условие позволяет получить результат на выходе сети?) По «да» переход к п. 17, по «нет» — к п. 8.
8. $T1(m, 3) = B$? (Выполненное условие ведет в тупиковую ветвь сети, соответствующую отрицательному условию?) Если «да», то переход к п. 18, «нет» — к п. 9.

9. Выбор строки m' в $T1(m, n)$ такой, что $T1(m', 1) = T4(k, l)$ и $T1(m', 2) = T1(m, 4)$. (Выбираем строку с номером условия, к которому следует перейти в случае положительного исхода проверки очередного условия в данной сети).

10. $m = m'$. (Дальнейшей обработке подлежит вновь выбранная строка таблицы переходов). Переход к п. 4.

11. $ЗАП(j) = \langle j, -, -, - \rangle$, где $j = T1(m, 7)$. (Во вспомогательный массив заносится фиктивная запись).

12. $T1(m, 5) = P$? (Невыполнение условия позволяет получить результат на выходе сети?) Если «да», то переход к п. 15, «нет» — к п. 13.

13. $T1(m, 5) = B$? (Невыполнение условия вызывает необходимость прекратить анализ данной сетью? По «да» — переход к п. 18, по «нет» — к п. 14.

14. Выбор строки m' в $T1(m, n)$, в которой $T1(m', 1) = T4(k, l)$ и $T1(m', 2) = T1(m, 6)$. (Считывание строки с номером условия, к которому необходимо перейти при отрицательном исходе проверки очередного условия в данной сети). Переход к п. 10.

15. $r' = T1(m, 6)$. (Следует воспользоваться строкой результата в табл. 3, номер которой взят из графы 6 таблицы переходов).

16. Получение и запись результата работы данной сети по строке $T3(r', s)$ таблицы результатов. Переход к п. 18.

17. $r' = T1(m, 4)$. (Обрабатывается строка из табл. 3, номер которой содержится в графе 4 таблицы переходов). Переход к п. 16.

18. $k = K$ и $l = 10$? (Обработаны все записи с номерами сетей в табл. 4?) Если «да» — выполняется п. 19, «нет» — переход к п. 2.

19. Отбор, упорядочивание и перекодировка переменных и их значений, существенных для ситуации запроса. Конец работы алгоритма.

В результате работы алгоритма получается набор семантических переменных и их значений, которые удобно использовать как указания на соответствующую процедуру поиска в информационной системе, а также на параметры и их значения, необходимые для работы этой процедуры.

При составлении программы для ЭВМ дальнейшей детализации требуют лишь блоки 4 и 16. Записи во вспомогательном массиве ЗАП могут быть использованы для оценки достоверности результата анализа сетью. Для этого результату анализа на выходе сети ставится в соответствие числовой коэффициент ≤ 1 . Он равен количеству нефиктивных записей в массиве ЗАП, деленному на количество всех записей, произведенных данной сетью. Если имеются несовместимые значения переменных, полученные в результате работы различных

сетей, то выбирается значение, у которого больше коэффициент на выходе сети.

При переходе от одной ограниченной тематической области к другой в различных информационных системах достаточно изменить словарь системы, используемый для морфологического анализа, а также содержимое табл. 1—3. Действия с данными этих таблиц не меняются.

Список литературы: 1. Шенк Р. Обработка концептуальной информации.— М.: Энергия, 1980.— 356 с. 2. Диалоговые системы в АСУ/Под ред. Поспелова Д. А.— М.: Энергия, 1983.— 216 с. 3. Попов Э. В. Общение с ЭВМ на естественном языке.— М.: Наука, 1982.— 360 с.

Поступила в редколлегию 25.12.85

УДК 62.506.2

Е. Б. КАЙКОВА, В. Я. ТЕРЗИЯН, канд. техн. наук

МЕХАНИЗМ ИССЛЕДОВАНИЯ ВРЕМЕННЫХ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОСТЕЙ В ЕСТЕСТВЕННО-ЯЗЫКОВЫХ ТЕКСТАХ

Пользователя в процессе общения с ЭВМ интересует не только явно заданная системе информация, но и (чаще в большей степени) вся дополнительная информация, которая может быть получена посредством умозаключений. А это предопределяет необходимость адекватного отображения в системе последовательности событий во времени. В статье рассматриваются вопросы анализа связных текстов, предполагающего построение временных последовательностей.

Задачами работы являются: 1 — разработка механизма выявления временной последовательности фактов внутри текста на основе ее явных и неявных признаков; 2 — экспериментальное исследование полученного механизма в рамках действующей диалоговой естественно-языковой (ЕЯ) системы. Заметим, что временная последовательность считается определенной, если любой паре фактов можно поставить в соответствие отношение типа «раньше», «позже», «одновременно».

Дадим классификацию признаков временной последовательности пар фактов в ЕЯ текстах. Основные типы — явно и неявно заданные признаки.

Явно заданными признаками будем считать языковые временные конструкции, которые непосредственно указывают на последовательность фактов. Возможны следующие варианты использования явных признаков:

а) Оба факта анализируемой пары имеют ссылку на абсолютное время их реализации. В этом случае временная последовательность может быть вычислена по разнице абсолютного времени. Например: факт 1-ый произошел 16.05.85 года, а факт 2-ой — через два месяца.

б) Факты анализируемой пары явно связаны временным отношением. Примеры связей: раньше; позже; одновременно; до того, как; после того, как; прежде чем; затем; в течение; в ходе и так далее.

При отсутствии явных признаков временные последовательности выделяются на основе семантических связей. Выделим два класса неявных признаков, указывающих на временную последовательность фактов.

1. Наличие причинно-следственной связи между парой фактов. Например: «Доцент Максимов уехал в служебную командировку. Его дипломников перевели к другому научному руководителю». Факт «причина» состоялся раньше факта «следствие».

2. Наличие признаков, указывающих на несовместимость действий из данных фактов. Несовместимость действий определяется наличием противоречия в условиях выполнения данных действий. Например: «Доцент Максимов купил цветы. Он подарил их жене в День 8 Марта». Условие действия «X1 купил X2» — «X1 не имеет X2»; условие действия — «X1 подарил X2» — «X1 имеет X2». Возникшее противоречие говорит о невозможности одновременного выполнения названных действий. Следовательно, факты приведенной пары связаны отношением «раньше».

Покажем механизм вычисления временной последовательности для первого варианта использования явных признаков. На основе временных характеристик фактов (т. е. ссылок на абсолютное время их реализации) формируются так называемые временные маркеры (ВМ) фактов [1]. Разность ВМ позволяет установить порядок следования фактов во времени. Для хранения ВМ абсолютного времени реализации фактов организована специальная псевдофизическая временная ось. Она представляет собой одну из компонент логической модели времени, базовым элементом которой является ВМ.

Для связей второго варианта также заполняются отдельные элементы формата временного маркера, но такие ВМ объединяются в семантическую временную ось логической модели времени. Точки этой оси взаимосвязаны лишь именованными семантическими отношениями (СМНО) трех типов:

ВМ1: МС1: раньше (МФ3) = (МФ4),
 ВМ2: МС2: одновременно (МФ5) = (МФ4),
 ВМ3: МС3: позже (МФ6) — (МФ5),

Здесь ВМ — метка временного маркера, МС — метка семантического отношения, МФ — метка факта.

Гораздо сложнее выявить временную последовательность в тех случаях, когда она задана с использованием неявных признаков первого и второго классов. Остановимся подробнее на анализе признаков каждого класса.

Наличие причинно-следственной связи между фактом $МФ_\alpha$ и $МФ_\beta$ может быть установлена по следующему правилу:

$\forall МФ_\alpha \forall МФ_\beta \exists \{МФ1, МФ2, \dots, МФN\} \in KNW \exists \{МС1, МС2, \dots, МСN\} \in KNW$ (МС1: результат (МФ $_\alpha$) = (МФ1); МС2: условие (МФ2) = (МФ1); ...; МС(N — 1): результат (МФ(N — 1)) = (МФN); МСN: условие (МФ $_\beta$) = (МФN) |— МФ $_\alpha$ \Rightarrow МФ $_\beta$, (1)

где KNW — множество фактов и отношений базы знаний; |— — «приводит к»; \Rightarrow — обозначение причинно-следственной связи между фактами.

Данная цепочка фактов отражает временную последовательность событий:

$$МФ_\alpha \rightarrow МФ2 \rightarrow МФ4 \rightarrow \dots \rightarrow МФ(N - 1) \rightarrow МФ_\beta. \quad (2)$$

Присутствие промежуточных звеньев указанной цепи фактов в исходном тексте позволяет и для них определить место либо на псевдофизической, либо на семантической временной оси.

При анализе неявных признаков временной последовательности второго класса выполнение двух фактов $МФ_\alpha$ и $МФ_\beta$ несовместимо по времени, если

$\forall МФ_\alpha \forall МФ_\beta \exists МФ1 \in KNW \exists МФ2 \in KNW \exists МС1(МС1: \text{условие } (МФ_\alpha) = (МФ1)) \exists МС2(МС2: \text{условие } (МФ_\beta) = (МФ2)) (МФ1 \neq МФ2) |— МФ_\alpha \neq МФ_\beta,$ (3)

где $МФ1 \neq МФ2$ означает противоречивость фактов $МФ1$ и $МФ2$; \neq — несовместимость фактов по времени.

В диалоговой системе помимо понятия факта широко используется понятие синтактико-семантического отношения (ССО) [2]. В дальнейшем тоже будем оперировать этим понятием, поэтому введем предварительно формат ССО:

$$R_i: МСИ_i(R'_i) = (R''_i). \quad (4)$$

Здесь МСИ — морфолого-синтаксическая информация словоформы из правой части ССО; R_i — метка ССО; R'_i — левая часть ССО; R''_i — правая часть ССО.

Пример: $R1$: какой (семинар) = (всесоюзный).

Остановимся подробнее на вопросах противоречивости фактов, которая определяется противоречивостью ССО, составляющих факт. Противоречивость ССО, в свою очередь, определяется противоречивостью составляющих их элементов.

Рассмотрим противоречивость ССО, определяемую их правой частью. Выбор правой части ССО в качестве определяющей вызван тем, что каждая словоформа некоторой естественно-языковой конструкции обязательно присутствовать в правой части одного из ССО, составляющих данную естественно-языковую конструкцию (ЕЯК). При определении противоречивости ССО будем использовать классификацию противоречий, изложенную в [3].

Определение 1. Два ССО R_i и R_j такие, что $R_i^l = R_j^l$, являются противоречивыми, если выполняется одно из следующих условий:

- 1) $(R_i^r = \text{HE}(R_j^r))$ или $(\text{HE}(R_i^r) = R_j^r)$;
- 2) $(R_i^r \in \text{MVAL}_{\langle \text{противоположно} \rangle}(R_j^r))$ или $(R_j^r \in \text{MVAL}_{\langle \text{противоположно} \rangle}(R_i^r))$,

где R^r — элемент из правой части ССО R ;

- 3) $\exists H_k ((H_k \in \text{KNW})(R_i^r \neq R_j^r)(R_i^r \in \text{MVAL}_{\langle \text{элемент класса} \rangle}(H_k))(R_j^r \in \text{MVAL}_{\langle \text{элемент класса} \rangle}(H_k)))$,

где $A \in \text{MVAL}_L(B)$ означает, что A связано с B с помощью СМНО L ; H — естественно-языковая конструкция.

При этом, если для данной пары ССО выполняются одновременно два условия противоречивости элементов правых частей, то эта пара ССО не считается противоречивой.

Рассмотрим примеры. Пара ССО: **что-делать** (Петя) = (читать) и **что-делать** (Петя) = (не, читать) является противоречивой по первому условию противоречивости. Пара ССО: **как** (бежать) = (быстро) и **как** (бежать) = (медленно) является противоречивой по второму условию противоречивости, поскольку: **противоположно** (быстро) = (медленно). Пара ССО: **какой** (шар) = (красный) и **какой** (шар) = (синий) является противоречивой по третьему условию противоречивости, поскольку: **элемент класса** (цвет) = (красный) и **элемент класса** (цвет) = (синий), в то время как пара ССО: **какой** (шар) = (красный) и **какой** (шар) = (воздушный) не является противоречивой, поскольку характеристики «красный» и «воздушный» относятся к разным классам. Пары ССО: **какой** (шар) = (красный) и **какой** (шар) = (не, синий); **как** (бежать) = (быстро) и **как** (бежать) = (не, медленно) не являются противоречивыми, поскольку для них выполняются одновременно два условия противоречивости.

Введем понятие взаимно однозначного семантического соответствия естественно-языковых конструкций.

Определение 2. Две ЕЯК H_i и H_j находятся во взаимно однозначном семантическом соответствии (обозначение — $H_i \leftrightarrow H_j^s$), если выполняется следующее условие:

$$(|MVAL(H_i)| = |MVAL(H_j)| = n) \exists Z_n (\forall L_k \in Z_n) \exists! (H_{im}, H_{jl}) \\ ((H_{im} \in MVAL(H_i)) (H_{jl} \in MVAL(H_j)) (H_{il} \in MVAL_{L_k}(H_{im}))),$$

где $A \in MVAL(B)$ означает, что A входит в состав B .

Определение 3. Два естественно-языковых выражения H_i^p и H_j^p являются противоречивыми, если выполняется хотя бы одно из следующих условий:

$$a) (H_i^p \leftrightarrow H_j^p) \exists R_k (H_i^p) \exists R_l (H_j^p) ((R_k \in MVAL_{\langle \text{противоположно} \rangle} (R_l)) \\ \text{или } (R_l \in MVAL_{\langle \text{противоположно} \rangle} (R_k))),$$

где $R(H)$ — это ССО, принадлежащее ЕЯК H ;

$$b) (H_i^p \in MVAL_{\langle \text{противоположно} \rangle} (H_j^p)) \text{ или} \\ (H_j^p \in MVAL_{\langle \text{противоположно} \rangle} (H_i^p)).$$

В тех случаях, когда во фрагменте ЕЯ текста вообще отсутствуют какие-либо признаки временной последовательности фактов, последние рассматриваются по очередности их расположения в тексте. Для анализа подобных фрагментов строится дополнительная временная ось, которая объединяет временные маркеры появления фактов в связном тексте.

Анализ признаков всех четырех классов и определение очередности расположения фактов в тексте составляют основу алгоритма выявления временной последовательности в тексте.

Первым шагом алгоритма является разбиение текста на логически связанные фрагменты, относящиеся к описанию одной ситуации. Процедура разбиения текста использует правило соотнесения пары фактов к описанию одной ситуации, которое имеет вид

$$\forall M\Phi_i \forall M\Phi_j (M\Phi_i \xrightarrow{0} M\Phi_j) \exists S ((\exists R_k (M\Phi_i) \exists R_l (M\Phi_j)) \\ (GL(M\Phi_i) \xrightarrow{R_k(M\Phi_i)} S) (GL(M\Phi_j) \xrightarrow{R_l(M\Phi_j)} S))) \vdash SIT(M\Phi_i, M\Phi_j), \quad (5)$$

где \rightarrow — означает, что факты следуют непосредственно друг за другом в некотором фрагменте текста; S — словоформа; $GL(M\Phi)$ — сказуемое в факте $M\Phi$; $R_i(M\Phi)$ — i -е ССО в разбиении факта $M\Phi$; $S_1 \xrightarrow{R_i(M\Phi)} S_2$ — означает, что в i -м ССО факта $M\Phi$ объединяются словоформы S_1 и S_2 ; SIT — означает, что факты относятся к описанию одной ситуации.

Среди всех предложений во фрагменте описания ситуации выделяются так называемые ядерные и подчиненные предложения.

Вторым шагом алгоритма как раз и является разбиение множеств: предложений (естественно-языковых описаний фактов) на подмножества ядерных и подчиненных предложений в соответствии с правилом:

$$\forall M\Phi_a \forall M\Phi_\beta \exists MC (MC : ST (M\Phi_a) = (M\Phi_\beta) \vdash Я (M\Phi_\beta) \& П (M\Phi_a). \quad (6)$$

Здесь ST — имя временного отношения; $Я(M\Phi)$ означает, что факт $M\Phi$ является ядерным; $П(M\Phi)$ означает, что факт $M\Phi$ является подчиненным.

Следующие шаги алгоритма — построение фрагментов временных осей для временных маркеров ядерных предложений. Последовательность построения определяется наличием во фрагменте описания ситуации признаков временной последовательности различных классов в соответствии с описанной выше классификацией. Наиболее полный алгоритм включает в себя 3 шага построения.

1. Формирование общей структуры фрагмента текста, т. е. расположение на основных временных осях $ВМ$ ядерных предложений, содержащих явные признаки временной последовательности 1-го или 2-го классов. Сформированная общая структура является базой для построения полной логической модели времени текста.

2. Пополнение общей структуры текста $ВМ$ предложений, содержащих неявные признаки временной последовательности первого класса.

3. Включение в структуру $ВМ$ ядерных предложений, содержащих неявные признаки второго класса, с учетом расположения этих $ВМ$ на дополнительной временной оси.

Затем модель времени дополняется промежуточными отрезками логических осей, на которых располагаются $ВМ$ фактов, описанных в подчиненных предложениях фрагмента текста. Полученная полная модель времени фрагмента текста, описывающего одну ситуацию, включается в логическую модель времени текста. Таким образом, каждому тексту в базе знаний диалоговой системы будет соответствовать логическая модель временной последовательности, адекватно отражающая последовательность выполнения действий во времени.

Нагляднее работа предложенного механизма может быть продемонстрирована на примере анализа следующего текста: «Сегодня с 3-х часов до 4-х часов Максимов читал лекцию в университете. Вечером он беседовал со студентом Вороновым о дипломе. Вчера утром до 10 часов он редактировал доклад. За неделю до этого, 3-го апреля, он выступал на Международной конференции в Москве».

Предварительно в системе формируется понятие «сегодняшняя дата». Для этого пользователь в режиме локального диалога должен объяснить: «Сегодня — 10 апреля 1985 года, 12

часов». На базе этого понятия формируются временные маркеры времени поступления естественно-языковых описаний фактов МФ (предложений текста) на вход диалоговой системы — ВМТ. Полученные ВМ располагаются на дополнительной временной оси (рис. 1).

Согласно правилу 5 все предложения рассматриваемого текста относятся к описанию одной ситуации. Разбиваем все множество предложений на подмножества ядерных и подчиненных. Последнее состоит в данном случае из одного предложения: «За неделю до этого, 3-го апреля, он выступал на Международной конференции в Москве». Однако в этом предложении помимо явной связки временного отношения «...до этого» (2-й класс явных признаков) присутствует временная конструкция «3 апреля» (1-й класс явных признаков); поэтому

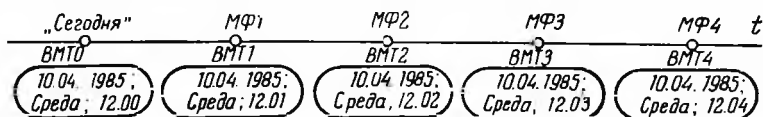


Рис. 1

система просто игнорирует связку временного отношения. Факт будет выглядеть следующим образом: «3-го апреля он выступал на Международной конференции в Москве». Таким образом, все предложения текста в данном случае ядерные.

Так как все предложения рассматриваемого текста содержат явные признаки временной последовательности, алгоритм сворачивается до одного шага построения — формирования общей структуры текста. Факту МФ1: «Максимов читал лекцию в университете» соответствуют два ВМ:

ВМ1: 11, 00, 001000000, 10, 04, 1985, 15, 00, 00, МФ1;

ВМ2: 11, 00, 000000001, 10, 04, 1985, 16, 00, 00, МФ1,

где 11 — код грамматического времени глагола; 00 — признак отсутствия квантора; 001000000 — признак начала временного интервала; 000000001 — признак конца временного интервала; 10, 04, 1985 — дата выполнения действия; 16, 00, 00 — время выполнения действия; МФ1 — метка факта, к которому относится временной маркер.

По умолчанию считается истинным тот факт, что в тексте понятие «сегодня» соотносится со временем поступления текста на вход системы. Если же есть дополнительное указание на то, что факты соотнесены со временем составления текста, а не со временем поступления в систему, то временные гочки маркеров смещаются по псевдофизической оси соответственно влево или вправо.

В описании фактов МФ2 и МФ3 в качестве явных признаков 1-го класса используются размытые временные харак-

теристики «вечером», «утром». Для их преобразования подключаются специальные модули врожденных или сформированных в процессе общения с пользователем процедурных знаний. Словоформа «вечером» заменяется временным интервалом «с 18 часов до 22 часов», а словоформа «утром» — временным интервалом «с 8 часов до 11 часов». Аналогично преобразовывается относительная временная характеристика 1-го класса явных признаков «вчера». После преобразования факту МФ2 «Вечером он беседовал со студентом Вороновым о дипломе» приписываются ВМ интервала действия:

ВМ3: 11, 00, 001000000, 10, 04, 1985, 18, 00, 00, МФ2;

ВМ4: 11, 00, 000000001, 10, 04, 1985, 22, 00, 00, МФ2,

а факту МФ3 «Вчера утром до 10 часов он редактировал доклад» —

ВМ5: 11, 00, 001000000, 09, 04, 1985, 08, 00, 00, МФ3;

ВМ6: 11, 00, 000000001, 09, 04, 1985, 10, 00, 00, МФ3,

причем правая граница интервала скорректирована в соответствии с дополнительной временной характеристикой «до 10 часов». И, наконец, формируется ВМ для факта МФ4 «Он выступал на Международной конференции в Москве»:

ВМ7: 11, 00, 000001000, 03, 04, 1985, МФ4.

Все полученные ВМ сравниваются по абсолютному значению элементов формата и в соответствии с этим значением располагаются на временной псевдофизической оси (рис. 2). Логическая модель времени данного текста, таким образом, будет представлять собой отрезки на псевдофизической основной и дополнительной временных осях.

Если добавить к рассматриваемому тексту два новых предложения: «В ходе выступления Максимова на конференции были высказаны пожелания по переориентации созданной им

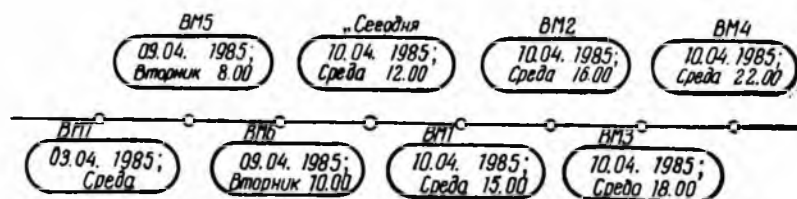


Рис. 2

системы. Ответы на высказанные пожелания Максимов включил в свой доклад», то в этом случае к работе будет подключен полный алгоритм. Так как в описании факта МФ5 «В ходе выступления Максимова...» используется временная конструкция «в ходе» (2-й класс явных признаков), то для пары фактов МФ4 и МФ5 будет сформировано временное от-

ношение «одновременно» и факту МФ5 будет приписан ВМ, совпадающий с ВМ7: ВМ8: 11, 00, 000001000, 03, 04, 1985, МФ5.

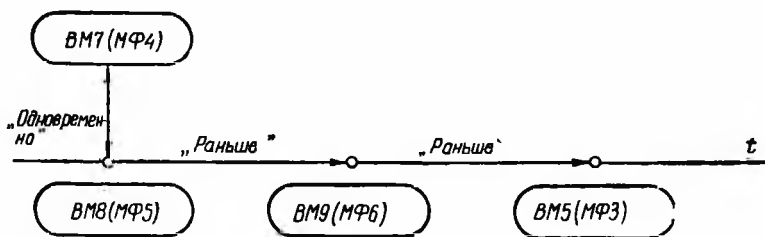


Рис. 3

Проанализируем описание факта МФ6 «Ответы на высказанные пожелания Максимов включил в свой доклад». В предложении нет явных ссылок на временную последовательность. Поэтому необходимо выявить причинно-следственные связи фактов между собой (1-й класс неявных признаков).

Рассмотрим обобщенные факты:

Ф1: X1 (кто) включил X2 (что-в) в X3 (куда),

Ф2: X1 (кто) имеет X2 (что),

Ф3: X3 (кто) высказал X2 (что-в) X1 (кому),

Ф4: X1 (кто) редактирует X3 (что-в),

Ф5: X1 (кто) имеет полный X3 (что-в),

которые связаны в базе знаний диалоговой системы с помощью СМНО:

условие (Ф1) = (Ф2);

результат (Ф3) = (Ф2);

условие (Ф4) = (Ф5);

результат (Ф1) = (Ф5).

Отсюда, согласно правилу 1, следует причинно-следственная связь между парами фактов:

Ф3 → Ф1 и Ф1 → Ф4, которая определяет последовательность выполнения действий во времени. Применительно к рассматриваемому тексту последовательность будет выглядеть так, как это показано на рис. 3. Она представлена отрезком на семантической оси, так как факту МФ6 не может быть приписана абсолютная дата времени выполнения действия. Мы можем лишь сказать, что факт МФ6 произошел позже факта МФ5 (МФ4), но раньше факта МФ3. ВМ факта МФ6 будет иметь вид:

ВМ9: 11, 00, 001000000, ВМ5, МФ6;

ВМ10: 11, 00, 000000001, ВМ8, МФ6,

что означает, что факту МФ6 приписан временной интервал от ВМ8 до ВМ5.

Построенная логическая модель времени для связанного ЕЯ текста представляет собой отрезки на псевдофизической и семантической основных и дополнительной временных осях; позволяет диалоговой системе отвечать на любой вопрос пользователя, касающийся временных характеристик событий из текста.

Предложенный алгоритм был программно реализован и апробирован в составе действующей диалоговой системы. Полученные результаты позволяют судить о целесообразности изложенного подхода.

Список литературы: 1. *Kaikova E. B.* Grammatical analysis and synthesis of time structures in computing structures // Symposium on Grammars of analysis and synthesis Summaries.— Tallinn, 1983.—Р. 33—35. 2. *Ловицкий В. А.* Обучаемая диалоговая естественно-языковая система // Техническая кибернетика: Изв. АН СССР.— 1983.— Вып. 5.—С. 114—127. 3. *Головина Е. А., Колмычек К. Н., Терзиян В. Я.* Принципы проверки семантической правильности естественно-языковых высказываний // Пробл. бионики.— 1984.— Вып. 32.— С. 64 — 72.

Поступила в редколлегию 23.01.86

УДК 510.62

О. А. ИВАНОВА, Н. В. ШАРОНОВА, канд. техн. наук

МОДЕЛИРОВАНИЕ СЕМАНТИЧЕСКИХ СВЯЗЕЙ В РУССКИХ ДЕМИНУТИВАХ

Развитие современных информационных систем во многом определяется способностью ЭВМ воспринимать и обрабатывать информацию, представленную на естественном языке. Существовавшая ранее надежда на решение основных проблем информатики путем наращивания и совершенствования технических средств постепенно сменяется пониманием значимости семантических методов, разработка которых требует серьезных исследований в области формального описания естественного языка.

Деминутивы (от лат. *deminutus* — уменьшенный) представляют собой сравнительно небольшую, но интересную с точки зрения исследования словообразовательной семантики область языка. Деминутивы относятся к субъективно-оценочным образованиям и являются, несмотря на достаточно очевидную регулярность, одним из самых трудноформализуемых явлений в словообразовании. «Подкупающая простота решения вопроса о природе уменьшительно-ласкательных существительных наталкивается на сопротивление языкового материала: реально-уменьшительное в чистом виде встречается весьма редко, оно

так или иначе, но всегда эмоционально окрашено» [1, с. 86]. Деминутивы выделяются емкостью своего смыслового объема, они реализуют значение предметности, дают представление о степени реального уменьшения обозначаемого, а также подчеркивают моменты эмоционально-оценочного отношения к выделяемым объектам действительности.

Деминутивы являются чрезвычайно интересным объектом математического описания именно в силу их «субъективности» и широкого диапазона смысловых оттенков, относящихся к небольшому количеству словообразовательных формантов. Попробуем построить математическую модель деминутивов русского языка с использованием математического аппарата алгебры конечных предикатов [2]. Моделирование семантических связей деминутивов проводится в одном ряду со всеми субъективно-оценочными образованиями имен существительных русского языка, что достаточно ясно определяет место деминутивов в общей системе проводимых исследований по моделированию русской деривации [3].

По своей словообразовательной структуре деминутивы представляют собой суффиксальные образования от словообразовательной основы имени существительного. Значение реального уменьшения, экспрессии ласки и эмоциональной оценки (одобрение, подобострашие, угодничество, лесть и т. п.) оформляется в русском языке обычно морфологически — посредством суффиксов субъективной (эмоциональной) оценки, тесно связанных с грамматическими классами слов именной семантики (существительные мужского, женского и среднего родов). В русском языке для передачи субъективно-оценочного значения используется более двух десятков суффиксальных морфем. Точное число морфем определяется способом их выделения и идентификации.

Придерживаясь разработанных ранее принципов идентификации суффиксальной морфемы и распределения морфов в морфеме [4], мы выделили следующие суффиксы, передающие субъективно-оценочные значения: -к(а) и производные -еньк(а), -ушк(а), -очк(а), -етк(а), -инк(а), -урк(а), -ешк(а), -ашк(а), -онк(а); а также -иц(а)/-ц(а), -етт(а)/-ет(а), -ищ(а, е), -ин(а), -ок/чик/ик, -онок/енок, -ец, -ишек, -ушек, -анек/енек, -ц(о)/-ец(о), -ц(е)/-иц(е). Суффиксальные морфы представлены в сегментированной форме и находятся в специальном лингвистическом регистре [5].

Помимо структурной трансформации производящей словообразовательной основы, уменьшительно-оценочные суффиксы приносят лишь некоторую семантическую модификацию; изменения стержневого вещественного значения, как правило, не происходит [6], случаи лексикализации деминутивов — явление хоть и распространенное, но вторичного порядка и в данной работе не рассматривается. Круг основ, к которым могут

присоединяться субъективно-оценочные суффиксы, чрезвычайно широк и разнообразен как в структурном, так и в лексическом отношении. Каждая из перечисленных суффиксальных морфем вносит свою семантическую модификацию, причем часто один суффикс имеет несколько значений в зависимости от основы, к которой он присоединяется. Например, суффикс -к(а) может передавать значение уменьшительно-ласкательное (головка, шубка, деревенька), только уменьшительное (картинка, батарейка), только ласкательное (неделька, ночка, свадебка) или уничижительно-уменьшительное (идейка, школка, теорийка), может передавать подчеркнуто-вежливый тон (гражданочка, путевочка, установочка), выражать усиленную ласкательность (поляночка, сестричка, частичка).

Отстроившись от интонации говорящего (рассматривая только письменную речь) и несколько упростив систему эмоциональных оттенков, без видимого огрубления описываемого объекта можно сказать, что все перечисленные суффиксальные морфы служат для выражения следующих значений отношения субъекта к оцениваемому объекту: пренебрежение, насмешка, уменьшительность, уменьшительность плюс ласкательность, ласкательность, увеличение.

Для описания суффиксального словообразования с субъективно-оценочными значениями вводим следующие семантические признаки: x_1 — вид морфологического преобразования; x_2 — вид морфемы; x_3 — часть речи словоформы; x_4 — часть речи мотивирующего слова; x_5 — отношение субъекта к объекту. Эти переменные признаки имеют следующие области значений: x_1 {с — словообразование, и — словоизменение, ф — формообразование}, x_2 {с — суффикс, д — другая морфема}, x_3 {с — имя существительное, д — другая часть речи}, x_4 {с — имя существительное, п — прочее}, x_5 {с — субъективное отношение, н — нейтральное отношение}. Промежуточный фиксированный набор значений этих пяти признаков $T = x_1^c x_2^c x_3^c x_4^c x_5^c$ означает, что рассматривается суффиксальное словообразование имен существительных, мотивированных существительными, со значениями субъективной оценки.

Следующие три признака необходимы для описания перечисленных суффиксальных морфем со значениями субъективной оценки. Это x_6 — признак, конкретизирующий субъективное отношение, со значениями: п — пренебрежение, н — насмешка, у — уменьшительность, ул — уменьшительность плюс ласкательность, л — ласкательность, в — увеличение; x_7 — признак ударности суффикса со значениями: у — ударный, б — безударный; x_8 — признак рода результирующей словоформы со значениями: м — мужской, ж — женский, с — средний, о — общий. Для этих признаков запишутся следующие уравнения алгебры конечных предикатов:

$$x_6^{\text{п}} \vee x_6^{\text{н}} \vee x_6^{\text{у}} \vee x_6^{\text{ул}} \vee x_6^{\text{л}} \vee x_6^{\text{в}} = 1;$$

$$x_7^y \vee x_7^o = 1;$$

$$x_8^m \vee x_8^k \vee x_8^c \vee x_8^o = 1.$$

С помощью введенных семантических признаков описывается любой из приведенных выше суффиксов. Каждому из суффиксальных морфов соответствует определенный набор признаков для каждой семантической роли, в которой данный морф может находиться [7]. Внутри семантической роли два различных суффикса обладают одним набором признаков. Разделить суффиксы внутри одной семантической роли помогает дополнительный признак x_9 — тип основы. Это явление можно объяснить тем, что суффиксы, характеризующиеся одинаковыми наборами признаков, выражают аналогичное отношение субъекта к описываемому объекту. Так, если суффиксы *иц(а)* и *-еньк(а)* описываются одной и той же совокупностью признаков $x_1^c x_2^c x_3^c x_4^c x_5^c x_6^l$, то оба эти суффикса служат для выражения ласкательного отношения к объекту (например, *водица*, *деревенька*).

Семантические связи суффиксальных морфем, имеющих значение субъективных оценок, записываются уравнениями алгебры конечных предикатов. Левая часть таких уравнений содержит наборы семантических признаков, соответствующие семантическим ролям данной морфемы, и условия распределения морфов внутри морфемы, если она состоит более чем из одного морфа. Правая часть уравнения — это модель текста, т. е. запись, соответствующая его представлению в лингвистическом регистре [5].

Общая модель суффиксальных связей представима в виде логического произведения $D = D_1 D_2$, где D_1 — семантическая модель морфемы, D_2 — модель морфа. Это значит, что путем задания набора семантических признаков идентифицируем вначале морфему, а затем, используя сведения о возможных реализациях этой морфемы в морфах, получаем конкретный морф. Общий вид модели суффикса можно представить выражением

$$D(X, Y, Z) = \exists H_x \exists H_z \exists (M, m \in M) [D_1(H_x, M) D_2(H_z, m)],$$

где X — семантические признаки морфемы; Y — текст морфа; Z — формальные признаки морфа; H_x — характеристика морфемы: конкретный набор значений признаков X для морфемы M ; H_z — характеристика морфа $m \in M$: набор значений формальных признаков Z для конкретного морфа m данной морфемы M .

В нашем случае для описания субъективно-оценочных образований оказалось достаточно введенного множества признаков x_1, x_2, \dots, x_9 , включающего признаки морфемы и морфа. Рассмотрим несколько примеров. Так, морф. *-ц(о)* описывается следующим уравнением:

$$T(x_6^{yl} \vee x_6^l) = \bar{s}_{11} \bar{s}_{12} \bar{s}_{13} \bar{s}_{21} \bar{s}_{22} \bar{s}_{23}.$$

Здесь s_{ij} — буквы морфа в лингвистическом регистре. Морфы -еньк(а) и -ок представляются уравнениями:

$$Tx_6^л = s_{11}^e s_{12}^a s_{13}^b s_{21}^k s_{22}^k s_{23}^k;$$

$$T(x_6^л x_7^у \vee x_6^у x_7^л (x_8^м \vee x_8^ж)) = \bar{s}_{11} \bar{s}_{12} \bar{s}_{13} \bar{s}_{21} \bar{s}_{22} \bar{s}_{23}.$$

Выше отмечалось, что без использования признака типа основы наблюдается некоторая неоднозначность при решении задачи синтеза морфа, т. е. одинаковым левым частям уравнений могут соответствовать различные правые части. Этот недостаток устраняется введением признака x_9 , задающего тип мотивирующей основы, при этом необходимый в данной лингвистической ситуации суффикс синтезируется однозначно. При решении задачи анализа текста (в данном случае — выделенного морфа) всегда бывает достаточно перечислить те наборы семантических признаков, которые соответствуют семантическим ролям данного суффикса, вне зависимости от того, могут ли другие суффиксы выражать те же значения, находясь с данным суффиксом в одной семантической роли.

Например, значение увеличения присуще как суффиксу -ин(а), так и суффиксу -ищ(а):

$$Tx_6^в = \bar{s}_{11} \bar{s}_{12} \bar{s}_{13} \bar{s}_{21}^н \bar{s}_{22}^н \bar{s}_{23}^н \vee \bar{s}_{11} \bar{s}_{12} \bar{s}_{13} \bar{s}_{21}^ш \bar{s}_{22}^ш \bar{s}_{23}^ш.$$

В заключение коснемся вопроса о присоединении к некоторым основам имен существительных суффиксов, придающих слову увеличительную или уменьшительную окраску. Такого рода суффиксы могут присоединяться только к тем мотивирующим словам, которые в принципе могут быть подвержены увеличению или уменьшению. При этом смысл слова, например, «креслице» более или менее понятен, хотя в словаре такое слово отсутствует. Слово «креслице» ассоциируется с большим креслом потому, что суффикс -ищ(е) в русском языке чаще всего применяется для увеличения размеров описываемого объекта. При присоединении к одушевленным основам этот суффикс обозначает увеличение в размерах лишь по отношению к основам, называющим животных (медведище, волчище). По отношению к основам, обозначающим людей, он выражает спектр иных оттенков от одобрения и восторга до фамильярности (дружище, человечище, учителяще), что определяется в большей степени внешним контекстом, чем влиянием основы.

Список литературы: 1. Кожин А. Н. Уменьшительно-ласкательные имена существительные // Учен. зап. МОПИ. — 1980. — 228. — Вып. 15. — С. 85—87. 2. Шабанов-Кушнаренок Ю. П. Теория интеллекта: Математические средства. — Х.: Вища шк. Изд-во при Харьк. ун-те, 1984. — 144 с. 3. Бондаренко М. Ф., Шаронова Н. В. О математическом описании процессов словообразования // Пробл. бионики. — 1981. — Вып. 27. — С. 83—88. 4. Шаронова Н. В. Формализация распределения морфов в морфеме // Пробл. бионики. — 1983. — Вып. 30. — С. 29—33. 5. Бондаренко М. Ф., Шаронова Н. В. Задача фрагментации суффиксов имен существительных // Пробл. бионики. — 1981. —

Вып. 27.— С. 79—83. 6. *Осипова Л. И.* О словообразовательной классификации уменьшительно-оценочных образований имен существительных в современном русском языке // Учен. зап. МОПИ. — 1969. — 228. — Вып. 15. — С. 115—119. 7. *Шаронова Н. В., Бузницкая Э. М.* О структуре системы признаков при моделировании словообразования // Пробл. бйоники. — 1983. — Вып. 31.— С. 12—19.

Поступила в редколлегия 18.10.85

УДК 510.62

Г. П. ЗЕНЕНКО

МИГРАЦИОННЫЕ ГРУППЫ СЛОВ В СИСТЕМЕ ЛЕКСИКО-ГРАММАТИЧЕСКИХ КЛАССОВ ПОРТУГАЛЬСКОГО ЯЗЫКА

Одним из важнейших в теоретической грамматике является вопрос о частях речи. История их изучения в иберо-романских языках располагает большим количеством мнений и суждений.

Иберо-романские грамматисты предлагают различные принципы классификации лексико-грамматических классов слов. Однако самой устойчивой классификацией системы в иберо-романских языках оказалась морфологическая. В указанных выше языках выделяли две группы слов (изменяемые и неизменяемые), которые включали 10 частей речи. Изменяемые слова формировали классы: существительного, артикля, прилагательного, числительного, местоимения и глагола; неизменяемые — наречия, предлога, союза и междометия.

Наряду с морфологической классификацией ряд лингвистов предлагают другие классификации лексико-грамматических классов слов, основанные на различных принципах: функциональном, психологическом или синтагматическом [1].

Несомненный интерес в данном случае, на наш взгляд, представляет «Новая грамматика португальского языка», в которой португальские лингвисты впервые классифицируют лексико-грамматические классы португальского языка, основываясь на синтаксическом функционировании. Они выделяют 8 классов слов: существительное, класс детерминантов (куда включают артикль, все разряды местоимений, кроме личных, числительные), прилагательное, наречие, предлог, союз и класс субститутов (замещающих слов), в который входят личные местоимения и все другие разряды местоименных слов. Возникает вопрос, почему все разряды местоимений, кроме личных, попадают в два разных лексико-грамматических класса?

Разнообразие принципов классификации лексико-грамматических классов отражает всю сложность системы языка. Однако до сих пор остается спорным статус таких классов слов (или групп), как местоименные слова, числительные и артикль.

В данном исследовании мы постараемся определить место, занимаемое числительным, артиклем, местоименными словами и другими группами слов в системе лексико-грамматических классов португальского языка.

Система, которую образуют лексико-грамматические классы, представляет собой совокупность этих классов, находящихся в отношениях и связях друг с другом и образующих определенную целостность, единство.

При характеристике указанных групп слов нами будут учитываться 3 признака: лексический, морфологический и словообразовательный. Берем словообразовательный признак, потому что «если по одним признакам словообразовательные значения скорее лексичны, чем грамматичны; по другим, напротив, они скорее грамматичны, чем лексичны» [2].

Таким образом, словообразование является связующим звеном между лексическим и грамматическим значениями слова «Словообразовательные значения складываются и существуют как категориально-идентифицирующие значения, которые определены по их отношению к одному из 3-х категориальных значений частей речи (предметность, процессуальность, признак), зафиксированному основой непосредственно мотивирующего слова и потому преломленному через лексическое и грамматическое значение слова» [3].

Интересующие нас лексико-грамматические группы слов характеризуем как миграционные.

Миграционная группа слов — это, как правило, количественно-ограниченная и замкнутая (не восполняемая новыми единицами) группа (а не класс) слов, связанная единым семантическим значением, свойственным только ей; находящаяся на периферии двух классов; если располагающая морфологическими категориями, то только общими для этих двух классов; группа слов, имеющая свою семантическую и морфологическую специфику. Миграционные группы слов располагаются на периферии именных классов слов (к ним можем отнести группу числительных, местоименных слов, артикли и причастия).

Группа числительных — ограниченная группа единиц, по своей семантике обозначает количество или порядок следования, что семантически отличает эту группу слов от класса существительных и прилагательных, между которыми она располагается. Порядковые числительные обладают морфологическими категориями рода и числа (o primeiro, a primeira, os primeiros, as primeiras, o terceiro livro, a terceira vez, os primeiros alunos, as primeiras alunas). Количественные числительные в большинстве не имеют этих морфологических категорий. Исключение составляют количественные числительные Um (uma) dois (duas), а также числительные от 200 до 900, которые имеют категорию рода, и числительные mil-hão и bilhão, которые имеют категорию числа:

Quantos livros têm? três (três livros).

Quantas cadeiras há? cinco (cinco cadeiras).

Однако отсутствие морфологических категорий не мешает им функционировать в обоих классах.

Как существительное и прилагательное, группа числительных может сочетаться с артиклем, который или дублирует их морфологические категории (os primeiros minutos, as primeiras horas), или их фиксирует — os três (dias); as três (maos).

Группа местоименных слов — количественно-ограниченная и замкнутая, связанная единым семантическим значением указания на лицо или предмет (определенное или неопределенное). Часть этой группы слов не мигрирует, а попадает в класс существительных (algo, tudo, alguêm, ninguêm, nada). Данная группа не располагает морфологическими категориями. Другая — переходит и закрепляется в классе прилагательного (qual, cujo, quanto, cada, algum, nenhum, certo и т. д.), она может не иметь никаких морфологических категорий (cada) или иметь только категорию числа (qual/quais), или у нее наличествуют категории и рода, и числа (cujo, quanto, algum, nenhum, certo и т. д.). Местоименные слова, зафиксировавшие свое место в одном из классов слов (существительного или прилагательного), помещаются на периферии этого класса, сохраняя свою семантическую и морфологическую специфику. Часть местоименных слов закрепляет за собой статус миграционной группы. Местоименные слова, чье семантическое значение указывает на принадлежность, дистанционность и неопределенность, являются миграционными:

De quem é este livro? É o meu livro. (o meu).

Qual livro é teu? É aquele livro. (aquele).

Que sabe disso? O que dizes? — O homem que eu vi era o teu amigo. Quem estuda, sabe. Esta é a rapariga a quem dei o livro.

Местоименные указательные и притяжательные слова располагают общими морфологическими категориями для существительного и прилагательного: рода и числа (a minha mãe — a minha; o meu pai — o meu; este rapaz — este; esta rapariga — esta). Миграционная группа местоименных слов, имея или не имея морфологическую характеристику, сохраняет в ряде местоимений морфологическую категорию лица (притяжательные местоименные слова) или слабую соотнесенность с ней (указательные и относительные местоименные слова), что и определяет их семантическое отличие от других местоименных классов слов.

Артикль — миграционная группа слов, количественно-ограниченная и замкнутая, связанная семантическим значением определенности (неопределенности), оформленная категориями, общими для классов существительного и прилагательного, категориями рода и числа. Кроме того, контактирует с другими

миграционными группами: числительное, местоименные слова и причастие.

Проблема грамматического значения артикля и его места в языке до сих пор лингвистами решается по-разному. Традиционно артикль выделяется как часть речи, которая определяет имя существительное, выражая его род и число [4].

Амадо Алонсо и Педро Уренья выделяют артикль в независимую часть речи, на основании того, что артикль обладает морфологическими категориями, однако считают, что он лишен какого-либо семантического значения [5].

Каталанский лингвист Бадия Маргарит и португальские лингвисты Кармен Нунеш, Луиза Оливейра, Леонор Сардиния рассматривают артикль в группе детерминантов вместе с прилагательным и наречием, беря за основу его определительную функцию [6].

Испанская академия рассматривает определенный артикль в группе указательных местоимений, основываясь на их общих морфологических категориях и общем свойстве указывать на предмет, а неопределенный артикль *un, una* — в группе неопределенных местоимений, беря за основу их свойство передачи значения неопределенности [6].

Группа артикля тесно связана с группой местоименных слов (указательных и неопределенных), что предопределено их общими корнями в плане диахронии.

Соприкасаясь с группой местоименных слов и числительных, артикль не вступает в контакт с указательными местоименными словами и количественными числительными *un* (один) *una* (одна), что, наверное, можно объяснить происхождением неопределенного артикля от латинских количественных числительных (*unus, una*), а определенного — от указательного местоимения (*ille, illa*).

Группа прономинальных существительных — отмечается только в португальском языке. Это ограниченная группа единиц, по своей семантике указывает конкретное лицо, участвующее в коммуникации (*a mãe, a menina, o pai, a Maria, o João, o Sr, a Sra*). В данном случае это зона 2-го л. ед. числа. Переходя в класс личных субъектных местоимений, они теряют свое семантическое значение (мать, барышня, отец, Мария, Жуан, сеньор, сеньора), приобретая обобщенно-личное значение личных местоимений; они должны переводиться на русский язык как Вы — ты, однако значение конкретности лица (родственные связи, возраст, социальная градация) эта группа слов сохраняет.

Не имея формальных признаков морфологической категории лица, они функционируют в ее сфере. Другое прономинальное существительное *a gente* (люди) попадает в сферу

субъектного местоимения 1-го л. м. числа nós (мы). В классе существительного a gente располагает морфологическими категориями женского рода ед. числа; в сфере субъектных личных местоимений это слово, обладая указанными выше морфологическими категориями существительного, передает морфологическую категорию м. числа, что актуализируется коммуникацией. Интересно, что номинативное употребление A gente vai = Nós vamos в речи компенсирует отсутствие категорий множественного числа и лица проминального существительного a gente употреблением с ним глагола-носителя соответствующих категорий a gente vamos = nós vamos.

Употребление указанных проминальных существительных возможно лишь в разговорной речи. О данной группе слов правомерно говорить как об относящейся к коммуникативной лексике, поскольку все единицы, мигрируя между классом существительных и личных субъектных местоимений, варьируют свое лексико-грамматическое содержание, которое определяется уже не реестровым листом в системе языка, а каждый раз семантическими параметрами конкретного коммуникативного отрезка [7].

Группа причастия — в отличие от других миграционных групп слов это количественно-неограниченная, незамкнутая группа слов, несущая семантическое значение акциональности. Она мигрирует в трех классах слов (глагол, существительное, прилагательное), располагает морфологическими категориями, общими для класса существительных и прилагательных — категориями рода и числа (в классе глагола категория рода носит окказиональный характер, наличествует только у причастия).

Миграционная группа причастия функционирует в именных классах слов, но будучи вербалием, функционирует также в сфере глагола, чаще всего сохраняя морфологические характеристики именного класса слов. Многие лингвисты отмечают, что причастие, хотя происходит от глагола и сохраняет его семантическое значение, ближе к номинальному классу слов.

Подводя итог сказанному, можем сделать вывод, что система лексико-грамматических классов португальского языка включает классы: существительного, глагола, прилагательного, личного местоимения, наречия, предлога и союза.

Кроме этих лексико-грамматических классов слов, в системе португальского языка можно выделить миграционные группы слов: числительное, местоименные слова, артикль, причастие, проминальные существительные, которые имеют свою семантическую и морфологическую специфику и мигрируют между двумя лексико-грамматическими классами слов.

Список литературы: 1. Amado Alonso, Urena P. Gramática castellana; Pompeu Fabra, Gramática catalana, Editorial Teide S. A., Barcelona; Badia Margarit Gramática catalana, Editorial Gredos, Madrid, 1975. t. I, Carmen Nunes, Iúsa Oliveira, Leonor Sardinha // Nova gramática de português: Didáctica editora.—

Lisboa, 1983. P. 9—21. 2. Кубрякова Е. С., Харитончик З. А. О словообразовательном значении и описании смысловой структуры производных суффиксального типа // Принципы и методы семантических исследований.—М., 1976.—С. 226—233. 3. Кубрякова Е. С. Типы языковых значений.—М.: Наука, 1981.—115 с. 4. Cuesta P. V., Mendes M. A. Gramática portuguesa Editorial Gredos, S. A., Madrid, t. 11, P. 130; J. M. Nunes de Figueiredo, A. Gomes Ferreira Compêndio de gramática portuguesa, Porto Editora, 1974, P. 216; Pompeu Fabra—Gramática catalana, Teide, S. A., Barcelona, P. 28—30. R. Carballo Calero—Gramática elemental del gallego común, Galaxia S. A., P. 267—272. 5. Badia Margarit. Gramática Catalana, Editorial Gredos, Madrid, 1975, t. I, P. 129; Nunes C, Oliveira L, Sardinha L. // Nova gramática de português. Didáctica.—Lisboa, 1983,—P. 90—91. 6. Real Academia Española. Esbozo de una nueva gramática de la lengua española // Espasa—Calpe. S. A., Madrid.—1974.—P. 213—214. 7. Колшанский Г. В. Контекстная семантика.—М.: Наука, 1980.—20 с.

Поступила в редколлегию 20.01.86

УДК 519.7

Г. Г. ЧЕТВЕРИКОВ, канд. техн. наук, Т. В. КИРИЛЕНКО

ОБОБЩЕННЫЙ МЕТОД МИНИМИЗАЦИИ СОВОКУПНОСТИ КОНЕЧНЫХ ПРЕДИКАТОВ

Статья основана на результатах работы [1], которые получили в ней дальнейшее развитие. Предложенный подход является обобщением известного метода Шайнмана [2] для минимизации переключательных функций алгебры логики, СДНФ которой задается множеством десятичных эквивалентов ее конститuent. При этом данный метод более удобный и наглядный, чем классический метод Квайна—Мак-Класки. Его легко можно распространить на случай совместной минимизации совокупности функций. Последняя может быть и полностью, и частично определенной. В работе [3] исследованы два подхода обобщения метода Шайнмана: с отметкой поглощаемых эквивалентов и элементов признаков. Остановимся на втором. Покажем справедливость его распространения на случай алгебры конечных предикатов. Укажем рамки его разумного применения.

Конечные предикаты, задающие в явном виде значение той или иной буквы выбранного конечного алфавита, имеют вид

$$y_i^j = f_i(x_1, x_2, \dots, x_m), \quad i = \overline{1, n}, \quad j = \overline{1, p},$$

где p — значность исходного алфавита (полагаем, что все предикаты определены на одном и том же алфавите). Представим указанную совокупность предикатов в виде

$$Y = \bigvee x_1^{\alpha_1} x_2^{\alpha_2} \dots x_m^{\alpha_m} (\beta_1 y_1^j, \beta_2 y_2^j, \dots, \beta_n y_n^j), \\ f(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_m) = 1,$$

где $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_m$ — набор показателей узнаваний переменных ис

ходных предикатов, играющих также роль индексов логического суммирования. Запись $f(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_m) = 1$ под знаком логической суммы означает, что суммирование ведется только по тем наборам индексов, которые обращают предикат в единицу. Здесь $\beta_i \in \{0, 1\}$, $\forall i \in \overline{1, n}$; $\alpha_i \in \{0, 1, \dots, p\}$. Выражение $(\beta_1 y_1^i, \beta_2 y_2^i, \dots, \beta_m y_m^i)$ назовем признаком конъюнкции $x_1^{\alpha_1} x_2^{\alpha_2} \dots x_m^{\alpha_m}$. При этом понимать его следует так, что если значение y_i^i на рассматриваемом наборе равно единице, т. е. $\beta_i = 1$, то в выражении признака оставляем вместо записи $\beta_i y_i^i$ индекс i , в противном случае ($\beta_i = 0$) — запись опускаем. Удалим также из Y все конъюнкции, в признаке которых отсутствуют все записи $\beta_i y_i^i$. Окончательно выражение для Y можно записать так:

$$Y = \bigvee_M x_1^{\alpha_1} x_2^{\alpha_2} \dots x_m^{\alpha_m} (i_1, i_2, \dots, i_l).$$

Здесь M — множество наборов конститuent, на которых хотя бы один предикат совокупности обращается в единицу ($l \leq n$).

Разложим предикат Y по переменной x_1 . Так, если область изменения переменной x_1 ограничена значениями $0, 1, \dots, K$, то любой конечный предикат можно представить в виде

$$f(x_1, x_2, \dots, x_m) = x_1^0 f(0, x_2, \dots, x_m) \vee x_1^1 f(1, x_2, \dots, x_m) \vee \dots \vee x_1^k f(k, x_2, \dots, x_m).$$

Тогда справедливо

$$Y = \bigvee_{M_1} x_1^0 x_2^{\alpha_2} \dots x_m^{\alpha_m} (i_1^0, i_2^0, \dots, i_m^0) \vee \bigvee_{M_2} x_1^1 x_2^{\alpha_2} \dots x_m^{\alpha_m} (i_1^1, i_2^1, \dots, i_m^1) \vee \dots \vee \bigvee_{M_{k+1}} x_1^k x_2^{\alpha_2} \dots x_m^{\alpha_m} (i_1^k, i_2^k, \dots, i_m^k),$$

где M_j — множество, $j = \overline{1, k+1}$. Если присвоить переменным x_1, x_2, \dots, x_m соответственно веса $p^{m-1}, p^{m-2}, \dots, p^1, p^0$ и заменить конъюнкции $x_1^{\alpha_1}, x_2^{\alpha_2}, \dots, x_m^{\alpha_m}$ десятичными эквивалентами наборов $\alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_m$, то исходный предикат можно представить следующим образом:

$$Y = T(R) = x_1^0 T_1(R_1) \vee x_1^1 T_2(R_2) \vee \dots \vee x_1^k T_{k+1}(R_{k+1}). \quad (1)$$

Здесь $T(R)$ — множество целых чисел, являющихся десятичными эквивалентами наборов из множества M , совместно с их признаками; $T_1(R_1)$ — множество десятичных чисел, которые содержат все числа из $T(R)$, меньшие веса переменной x_1 ; $T_2(R_2)$ — множество положительных чисел, содержащих числа из $T(R)$, уменьшенные на вес данной переменной и не превосходящие ее веса и т. д.; $T_{k+1}(R_{k+1})$ — множество тех десятичных чисел из $T(R)$, которые представляют собой положительную разность последних и в k раз увеличенного веса переменной x_1 . Далее условимся под записью $t_i(r_i)$ понимать элемент множества $T_i(R_i)$, т. е. $t_i(r_i) \in$

$\in T_i(R_i)$. Заметим, что рассмотрению подлежат лишь те элементы множества $T_i(R_i)$, для которых справедливо соотношение $t_1 = t_2 = \dots = t_{k+1} = t$. Это требование является существенным на этапе анализа элементов множеств $T_i(R_i)$ на возможность склеивания. При наличии такой возможности выражение (1) сводится к виду

$$Y = x_1^0 T_1(R_1) \vee x_1^1 T_2(R_2) \vee \dots \vee x_1^k T_{k+1}(R_{k+1}) \vee T_{k+2}(R_{k+2}), \quad (2)$$

где $T_{k+2}(R_{k+2})$ — множество конъюнкций (в десятичных эквивалентах), не зависящих от переменной, по которой велись разложение и склейка.

Изложим теперь суть данного подхода к упрощению исходной формы задания совокупности предикатов. Как более общий случай рассмотрим минимизацию не полностью определенной совокупности предикатов. Для последней характерно наличие наборов во множестве $T(R)$, на которых предикаты совокупности не определены. Номера таких предикатов в признаках наборов множества $T(R)$ будем отмечать символом ". В связи с этим общий вид таких наборов следующий: $t(a_{i_1}, a_{i_2}, \dots, a_{i_p}, b_{i_1}, b_{i_2}, \dots, b_{i_p}) = t(r''_1, r_2)$. Здесь r''_1 — множество отмеченных элементов; r_2 — множество неотмеченных элементов признака набора с эквивалентом t . С целью получения правил склеивания и отметок номеров в признаках наборов введем ряд обозначений. При этом дальнейший ход рассуждений рассмотрим для $p = 3$, что позволит, не теряя общности, сохранить наглядность и избежать ненужной громоздкости. Итак, для определения возможного поглощения в выражении

$$x^0 t(r''_1, r_2) \vee x^1 t(r''_3, r_4) \vee x^2 t(r''_5, r_6)$$

введем обозначения:

$$\begin{aligned} r''_1 \cap r''_3 \cap r''_5 &= r''_7, & r''_1 \cap r''_3 \cap r_6 &= r_8, & r''_1 \cap r_4 \cap r''_5 &= r_9, \\ r''_1 \cap r_4 \cap r_6 &= r_{10}, & r_2 \cap r''_3 \cap r''_5 &= r_{11}, & r_2 \cap r''_3 \cap r_6 &= r_{12}, \\ r_2 \cap r_4 \cap r''_5 &= r_{13}, & r_2 \cap r_4 \cap r_6 &= r_{14}. \end{aligned}$$

Как следует из приведенных соотношений, символ " в правой части появляется только в случае его наличия над каждой переменной левой части. Тогда справедливость следующих равенств очевидна:

$$\begin{aligned} r''_1 &= (r''_1 | r''_7 | r_8 | r_9 | r_{10}) \cup r_8 \cup r''_7 \cup r_9 \cup r_{10}; & r_2 &= (r_2 | r_{11} | r_{12} | r_{13} | r_{14}) \cup \\ &\cup r_{11} \cup r_{12} \cup r_{13} \cup r_{14}; & r''_3 &= (r''_3 | r''_7 | r_8 | r_{11} | r_{12}) \cup r''_7 \cup r_8 \cup r_{11} \cup r_{12}; \\ r_4 &= (r_4 | r_9 | r_{10} | r_{13} | r_{14}) \cup r_9 \cup r_{10} \cup r_{13} \cup r_{14}; & r_5 &= (r''_5 | r''_7 | r_9 | r_{11} | r_{13}) \cup \\ &\cup r''_7 \cup r_9 \cup r_{11} \cup r_{13}; & r_6 &= (r_6 | r_8 | r_{10} | r_{12} | r_{14}) \cup r_8 \cup r_{10} \cup r_{12} \cup r_{14}. \end{aligned}$$

Если теперь с целью сокращения формы записи последующих соотношений, обозначить | знаком :, а знак \cup опустить, то, произведя несложные преобразования, получим следующие

правила склеивания и отметок номеров в признаках наборов с различным значением эквивалента t :

$$\begin{aligned}
 x^0 t (r_1^{\prime\prime}, r_2) \vee x^1 t (r_3^{\prime\prime}, r_4) \vee x^2 t (r_5^{\prime\prime}, r_6) = & x^0 t (r_1^{\prime\prime} : r_7^{\prime\prime} : r_8 : r_9 : r_{10}, r_7^{\prime\prime}, r_8, r_9, r_{10}, \\
 r_2 : r_{11} : r_{12} : r_{13} : r_{14}, r_{11}, r_{12}, r_{13}, r_{14}) \vee & x^1 t (r_3^{\prime\prime} : r_7^{\prime\prime} : r_8 : r_{11} : r_{12}, r_7^{\prime\prime}, r_8, r_{11}, \\
 r_{12}, r_4 : r_9 : r_{10} : r_{13} : r_{14}, r_9, r_{10}, r_{13}, r_{14}) \vee & x^2 t (r_5^{\prime\prime} : r_7^{\prime\prime} : r_{11} : r_9 : r_{13}, \\
 r_7^{\prime\prime}, r_{11}, r_9, r_{13}, r_6 : r_8 : r_{12} : r_{10} : r_{14}, r_8, r_{12}, r_{10}, r_{14}) = & x^0 t (r_1^{\prime\prime} : r_7^{\prime\prime} : r_8 : r_9 : r_{10}, \\
 r_7^{\prime\prime}, r_8, r_9, r_{10}, r_2 : r_{11} : r_{12} : r_{13} : r_{14}, r_{11}, r_{12}, r_{13}, r_{14}) \vee & x^1 t (r_3^{\prime\prime} : r_7^{\prime\prime} : r_8 : r_{11} : r_{12}, \\
 r_7^{\prime\prime}, r_8, r_{11}, r_{12}, r_4 : r_9 : r_{10} : r_{13} : r_{14}, r_9, r_{10}, r_{13}, r_{14}) \vee & x^2 t (r_5^{\prime\prime} : r_7^{\prime\prime} : r_{11} : r_9 : r_{13}, \\
 r_7^{\prime\prime}, r_{11}, r_9, r_{13}, r_6 : r_8 : r_{12} : r_{10} : r_{14}, & \\
 r_8, r_{12}, r_{10}, r_{14}) \vee t (r_7^{\prime\prime}, r_8, r_9, r_{10}, r_{11}, r_{12}, r_{13}, r_{14}). &
 \end{aligned}$$

В процессе применения полученного выше правила следует помнить, что если элемент признака был отмечен до разложения по переменной x , то он должен сохранить отметку и после разложения по этой переменной (x^j , $j = 0, 1, \dots, p$).

Проведение разложения по всем переменным согласно правилу и замечанию позволяет получить все множество простых импликант исходной совокупности предикатов. Однако как только в процессе разложения по какой-либо переменной во множестве $T_i(R_i)$, $i = 1, \kappa + 2$ все номера в признаках окажутся отмеченными, его следует исключить из дальнейшего рассмотрения. Избыточными считаются те простые импликанты, в признаках которых все (1) номера отмечены. Полученные простые импликанты включаются в импликантную таблицу в качестве строк (метки опустим). В качестве столбцов последней следует применять исходное множество $T(R)$ конституент минимизируемой совокупности. Отсутствовать в качестве столбцов должны только те конституенты множества $T(R)$, все элементы признаков которых отмечены. В свою очередь, в конституенте отмечены элементы признаков.

Проиллюстрируем рассмотренный способ на примере минимизации совокупности из трех предикатов, имеющих значность, равную трем. В силу полной идентичности алгоритма выкладки приведем только для нулевого узнавания совокупности предикатов y_1^0, y_2^0, y_3^0 . Последние заданы табл. 1. Далее в табл. 2 приведена последовательность описанных ранее действий при разложении заданной совокупности предикатов по переменным x_1, x_2, x_3 . Веса их соответственно равны 9, 3, 0.

Для отыскания буквенного представления простых импликант (или их десятичных эквивалентов) необходимо проделать путь от найденных нулей (в табл. 2 они подчеркнуты двойной линией) в обратном порядке к исходному множеству $T(R)$, образуя конъюнкции соответствующих узнаваний переменных.

Таблица 1

	x_1	x_2	x_3	y_1^0	y_2^0	y_3^0
0	0	0	0	1	1	—
1	0	0	0	1	1	0
2	0	0	2	1	1	0
3	0	1	0	1	0	0
4	0	1	1	0	0	0
5	0	1	2	0	0	0
6	0	2	0	1	1	1
7	0	2	1	0	1	1
8	0	2	2	0	1	1
9	1	0	0	1	0	0
10	1	0	1	0	0	0
11	1	0	2	0	0	0
12	1	1	0	1	1	0
13	1	1	1	0	1	0
14	1	1	2	0	1	0
15	1	2	0	1	0	0
16	1	2	1	0	0	0
17	1	2	2	0	0	0
18	2	0	0	0	0	0
19	2	0	1	0	0	0
20	2	0	2	0	0	0
21	2	1	0	0	0	0
22	2	1	1	0	0	0
23	2	1	2	0	0	0
24	2	2	0	—	—	—
25	2	2	1	—	—	—
26	2	2	2	1	1	1

С помощью импликантной таблицы отсеиваем лишние импликанты и находим существенные. Их дизъюнкция — искомый результат. Например, для первого предиката — это выражение

$$y_1^0 = a^0 b^0 \vee a^0 c^0 \vee a^1 c^0 \vee a^2 b^2.$$

Список литературы: 1. Четвериков Г. Г., Чугун А. И., Кирилленко Т. В. Особенности программной реализации методов и алгоритмов минимизации переключательных функций алгебры конечных предикатов // Пробл. бионики. — 1986. — вып. 37. — С. 22—27. 2. Scheiman A. N. A Method for Simplifying Boolean Functions Bell System Techn.

Таблица 2
T (R)

0 (1, 2, 3 ⁿ)	9 (1)	24 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	—
1 (1, 2)	12 (1, 2)	25 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	
2 (1, 2)	13 (2)	26 (1, 2, 3)	
3 (1)	14 (2)		
6 (1, 2, 3)	15 (1)		
7 (2, 3)			
8 (2, 3)			
x_1^0	x_1^1	x_1^2	
0 (1, 2, 3 ⁿ)	0 (1)	6 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	
1 (1, 2)	3 (1, 2)	7 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	
2 (1, 2)	4 (2)	8 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	
3 (1)	5 (2)		
6 (1 ⁿ , 2, 3)	6 (1 ⁿ)		
7 (2, 3)			
8 (2, 3)			
x_2^0	x_2^1	x_2^2	0 (1)
0 (1 ⁿ , 2, 3 ⁿ)	0 (1 ⁿ)	0 (1 ⁿ , 2, 3)	
1 (1, 2)		1 (2, 3)	
2 (1, 2)		2 (2, 3)	
x_3^0	x_3^1	x_3^2	<u>0 (1, 2)</u>
0 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	0 (1 ⁿ , 2 ⁿ)	0 (1 ⁿ , 2 ⁿ)	
x_3^0	x_3^1	x_3^2	<u>0 (2, 3)</u>
0 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	0 (2 ⁿ , 3 ⁿ)	0 (2 ⁿ , 3 ⁿ)	
x_3^0	x_3^1	x_3^2	—
<u>0 (1)</u>	—	—	
x_2^0	x_2^1	x_2^2	0 (1)
0 (1 ⁿ)	0 (1 ⁿ , 2)	0 (1 ⁿ)	
	1 (2)		
	2 (2)		
x_3^0	x_3^1	x_3^2	<u>0 (2)</u>
0 (1 ⁿ , 2 ⁿ)	0 (2 ⁿ)	0 (2 ⁿ)	
x_3^0	x_3^1	x_3^2	—
<u>0 (1)</u>	—	—	
x_2^0	x_2^1	x_2^2	—
—	—	0 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	
		1 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	
		3 (1, 2, 3)	
x_3^0	x_3^1	x_3^2	<u>0 (1, 2, 3)</u>
0 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	0 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3 ⁿ)	0 (1 ⁿ , 2 ⁿ , 3)	

x_2^0	x_2^1	x_2^2	
—	—	0 (1)	—
x_3^0	x_3^1	x_3^2	
0 (1)	—	—	—

Поступила в редколлегию
20.01.86

УДК 519.682.1

Е. В. АЛИСЕЙКО, Н. Н. БУСЛИК, Л. Б. КЛИМЕНКО

КОНТЕКСТНЫЙ МЕТОД УТОЧНЕНИЯ ИМЕН ЭЛЕМЕНТОВ В ИЕРАРХИЧЕСКИХ СТРУКТУРАХ ДАННЫХ

Одним из распространенных способов представления данных в языках программирования и языках определения данных (ЯОД) является использование именованных иерархических структур. Последние включают в себя несколько подструктур, каждая из них также может включать в себя несколько подструктур нижнего уровня и т. д. до уровня элементов данных, в качестве которых выступают переменные, массивы, атрибуты базы данных. Каждому элементу структуры (включая собственно структуру) сопоставляется имя, служащее для идентификации данного элемента в программе при описании операций, выполняемых над ним. При этом в большинстве языков, работающих со структурами, допускается омонимия элементов, т. е. употребление одного и того же имени для обозначения нескольких элементов при объявлении структуры.

Естественно, что на этапе выполнения операций над элементами требуется однозначная их идентификация, которая традиционно осуществляется с использованием так называемых уточняющих имен: кроме собственного имени элемента в идентификатор входят имена включающих подструктур. Например, в ПЛ/1 такой идентификатор [1] имеет синтаксис (используется модифицированная форма Бэкуса — Наура):

$\langle \text{идентификатор} \rangle ::= [\langle \text{идентификатор} \rangle] . \langle \text{имя} \rangle$

Искомый элемент занимает крайнюю правую позицию в идентификаторе; символ «.» (точка) понимается как префикат «входит»; слева от точки — имя подструктуры (структуры), включающей искомый элемент. Таким образом, два элемента с одинаковым именем могут быть однозначно идентифицированы, если они входят в подструктуры, имеющие различные имена.

Другим эквивалентным способом идентификации является групповое уточнение. Например, в ЯОД СИНТА [2] используется конструкции со следующим синтаксисом:

<именованная группа> ::= <идентификатор> (<набор идентификаторов>)
 <набор идентификаторов> ::= <идентификатор> [, <набор идентификаторов>]

Групповое уточнение позволяет сделать запись идентификатора наглядной и более лаконичной в случае, когда в операции одновременно участвует несколько элементов структурных данных. Эквивалентность обоих способов уточнения определяется правилом «раскрытия скобок»:

$$A(B, C) = A.B, A.C$$

Здесь A, B, C — идентификаторы; символ «=» понимается как «эквивалентно».

Различные версии языков, допускающих омонимию элементов структуры данных, позволяют в зависимости от семантической мощности транслятора проводить полное или частичное уточнение: в первом случае в идентификаторе перечисляются имена всех включающих подструктур, во втором достаточно перечислить имена, однозначно идентифицирующие искомый элемент. В обоих случаях для рассмотренного метода уточнения «сверху» основным требованием к объявляемой структуре остается следующее: *всякие два элемента структуры, непосредственно входящие в одну и ту же подструктуру, должны иметь различные имена.*

В языках программирования, где явление омонимии вводится для удобства программиста, указанное ограничение можно считать приемлемым. В то же время для структур данных, с которыми работают пользователи ЯОД, выдержать такое ограничение удастся не всегда. В ЯОД структура, как правило, отражает традиционно сложившиеся формы «ручных» документов, для которых характерным является омонимия реквизитов. Например, в одном документе могут иметь место подструктуры (таблица):

Сдано			. . .	Сдано		
По цеху всего	В том числе			По участку всего	В том числе	
	готовых изделий	комп- лектую- щих			готовых изделий	комп- лектую- щих

1) СДАНО (ПО-ЦЕХУ-ВСЕГО, В-ТОМ-ЧИСЛЕ (ГОТОВЫХ-ИЗДЕЛИЙ, КОМПЛЕКТУЮЩИХ));

2) СДАНО (ПО-УЧАСТКУ-ВСЕГО, В-ТОМ-ЧИСЛЕ (ГОТОВЫХ-ИЗДЕЛИЙ, КОМПЛЕКТУЮЩИХ)).

Традиционные методы уточнения в данном случае не позволя-

ют однозначно идентифицировать элементы с именами: ГОТОВЫХ-ИЗДЕЛИЙ, КОМПЛЕКТУЮЩИХ, В-ТОМ-ЧИСЛЕ, СДАНО.

Мы ставим задачу расширить класс допустимых омонимических структур без усложнения синтаксиса и семантики конструкций ЯОД. Конкретизируя последнее требование, сформулируем следующие ограничения на модификацию ЯОД: 1) лексика языка не расширяется; 2) правила построения идентификаторов не меняются или меняются незначительно; 3) вновь вводимые предикаты на именах элементов структуры являются такими же элементарными, как предикат «входит».

Отметим, что условию 3 удовлетворяет предикат «включает» (по сути, «входит» и «включает» — один и тот же предикат с перестановкой переменных). Основная идея решения поставленной задачи заключается в использовании в идентификаторах обоих предикатов одновременно. В самом деле, всякая подструктура может быть уточнена именами не только включающих, но и включаемых подструктур (элементов данных). Введем следующие правила построения идентификаторов:

$\langle \text{идентификатор} \rangle ::= \langle \text{идентификатор} \rangle [\langle \text{структурное имя} \rangle]$

$\langle \text{структурное имя} \rangle ::= \langle \text{имя} \rangle [(\langle \text{структурное имя} \rangle)]$
Здесь предикат «включает» обозначается круглыми скобками, предикат «входит», как в традиционных способах — точкой.

Расширяет ли предложенное нововведение класс допустимых именованных структур? Ответ положительный: это видно хотя бы из приведенного выше примера документа, для которого 2 реквизита КОМПЛЕКТУЮЩИХ теперь могут быть идентифицированы однозначно: СДАНО (ПО-ЦЕХУ-ВСЕГО). КОМПЛЕКТУЮЩИХ и СДАНО (ПО-УЧАСТКУ-ВСЕГО). КОМПЛЕКТУЮЩИХ. С одной стороны, возникает вопрос, существуют ли ограничения на объявляемую структуру при предлагаемом способе уточнения (который назовем контекстным уточнением)? Ответ также положительный. Легко показать, что в этом случае именованная структура должна удовлетворять следующему ограничению: *в любой подструктуре не существует двух или более одинаково именуемых полных путей*. Под именованнием пути понимается упорядоченная последовательность имен элементов структуры, принадлежащих данному пути. Сформулированное ограничение на употребление омонимов при объявлении структуры существенно слабее ограничения, накладываемого методами уточнения «сверху».

Используя комбинацию символов точки и круглых скобок, т. е. не расширяя лексику языка, введем правило группового уточнения:

$\langle \text{именованная группа} \rangle ::= \langle \text{идентификатор} \rangle ; (\langle \text{набор идентификаторов} \rangle)$

Возвращаясь к примеру, для группы реквизитов ГОТОВЫХ-ИЗДЕЛИЙ, КОМПЛЕКТУЮЩИХ идентификаторы для 1-й и 2-й подструктур СДАНО имеют вид:

1) СДАНО (ПО-ЦЕХУ-ВСЕГО). (ГОТОВЫХ-ИЗДЕЛИЙ, КОМПЛЕКТУЮЩИХ)

2) СДАНО (ПО-УЧАСТКУ-ВСЕГО). (ГОТОВЫХ-ИЗДЕЛИЙ, КОМПЛЕКТУЮЩИХ).

При определенных соглашениях в ЯОД имя группы может уточняться именами входящих в группу элементов. Так, запись СДАНО. (ПО-ЦЕХУ-ВСЕГО, КОМПЛЕКТУЮЩИХ)

при этих соглашениях может считаться эквивалентной записи СДАНО (ПО-ЦЕХУ-ВСЕГО). ПО-ЦЕХУ-ВСЕГО, СДАНО (ПО-ЦЕХУ-ВСЕГО). КОМПЛЕКТУЮЩИХ.

Таким образом, в нашем примере удастся однозначно идентифицировать реквизит КОМПЛЕКТУЮЩИХ по контексту.

Контекстное уточнение элементов структуры данных практически не усложняет конструкции ЯОД, позволяя в то же время существенно расширить класс допустимых именованных структур с омонимией элементов. Анализ алгоритмов интерпретации новых конструкций ЯОД показывает, что методы синтаксического разбора, ориентированные на грамматику предшествования и применявшиеся в ЯОД СИНТА [2], остаются приемлемыми. При этом алгоритм лексического разбора дополняется функцией распознавания символов «.» как одного терминального символа группового уточнения. Наибольшие изменения претерпевают алгоритмы семантического разбора именованных групп и идентификаторов, т. е. собственно алгоритм распознавания искомых элементов структуры. При использовании контекстного уточнения алгоритм распознавания состоит в поиске подграфа, а не в поиске пути графа, как в традиционных методах трансляции. Определение эффективности того или иного алгоритма распознавания искомых элементов структуры представляет материал для отдельного исследования.

Список литературы: 1. Скотт Р., Сондак Н. ПЛ/1 для программистов.— М.: Статистика, 1977.—223 с. 2. Буслик Н. Н., Дедиков Э. А., Ченцов В. Ф. Определение данных в системе управления базой данных СИНТА // АСУ и приборы автоматки.— 1982.— Вып. 62.— С. 52—59.

ИСКУССТВЕННЫЙ ИНТЕЛЛЕКТ И СИСТЕМА СЧИСЛЕНИЯ В ОСТАТОЧНЫХ КЛАССАХ

Экономика народного хозяйства и все общество не могут успешно развиваться без разумного, рационального управления сложными объектами и системами. На данном этапе развития общества человек не может решать сложные задачи управления, не используя информационную технику, в частности высоконадежные и быстродействующие ЭВМ. Возрастающие требования к качеству управления определяют необходимость создания и применения различных систем искусственного интеллекта (ИИ) как высшей ступени развития информационной, в частности кибернетической, техники.

Таким образом, актуальность исследований, посвященных разработке гипотезы об алгоритме человеческого интеллекта, очевидна. Поскольку существующие знания и развитие техники не позволяют создать ИИ в соответствии со структурно-функциональной организацией процесса переработки информации человеческим мозгом, целесообразно хотя бы на стадии разработки гипотезы рассмотреть вопросы, связанные с такой переработкой информации. Данное явление связано с тем, что мозг человека и его нервная система в целом представляют собой совершенную управляющую информационную систему [1]. Таким образом, разработка кибернетических гипотез о возможных информационных механизмах мышления в человеческом мозге должна проводиться в комплексе с нейрофизиологическими исследованиями или при непротиворечии основным положениям нейропсихологии [2].

Рассмотрим одну из возможных гипотез структурно-функциональной организации переработки информации человеческим мозгом, основанную на предположении, что обработка информации в мозговых системах осуществляется в непозиционной системе счисления в остаточных классах (СОК).

Для обоснования принципов структурно-функциональной организации деятельности мозга необходимо выявить механизм фактора, обеспечивающего высокую надежность мозга, его способность с большой скоростью перерабатывать огромные массивы информации. Желательно выдвинуть хотя бы теоретические предположения, как, возникнув в процессе эволюции, мог сохраниться и развиваться мозг с такой избыточностью и возможностью восстановления памяти (информации) за счет получения утраченной информации из других частей мозга. Сейчас уже доказан факт [3] обеспечения различных информационных функций мозга не одной структурой, а системой

со многими звеньями. Наличие такой системы допускает принципиальную, хотя нередко и труднореализуемую возместимость потери ее отдельного звена (части информации). Разрушение даже нескольких гибких звеньев мозговых систем обеспечения психических функций может не вызвать заметного дефекта, однако наличие таких звеньев — и прежде всего с точки зрения возможности функционирования системы в различных условиях внешнего мира и внутренней среды человеческого мозга — также является одним из факторов надежности [3, 4]. Важнейшим фактором надежности мозга служит полифункциональность многих его структурных образований, или, точнее, их нейронных (первичных нейронных структур — ПНС) популяций.

Отметим основные специфические информационные особенности человеческого мозга.

1. Большая информационная вместимость.

2. Значительная информационная, структурная и функциональная избыточности, которые обуславливают высокую надежность и живучесть мозга.

3. Возможность восстановления утраченной информации за счет использования неповрежденных частей мозга (ПНС), что соответствует функциональному резервированию, обеспечивает высокую надежность и достоверность переработки информации.

4. Большой объем одновременно перерабатываемой информации.

5. Большая скорость обработки информации.

Рассмотрим, как согласуется информационно-структурная модель мозга и основные правила переработки информации в СОК. Пусть $\{G\}$ — заданный объем перерабатываемой информации; $\{G\}_n = (\{g_1\}, \{g_2\}, \dots, \{g_i\}, \dots, \{g_n\})$ — объем перерабатываемой информации, представленной в СОК; $G = (g_1, g_2, \dots, g_n)$ — числовой код, соответствующий заданному $\{G\}_n$ объему информации. Будем считать, что $\{g_i\} \leq g_i$, т. е. определенный объем $\{g_i\}$ информации однозначно соответствует числовому коду g_i , представленному как наименьший положительный остаток от деления G на целое положительное число p_i — $g_i = G - [G/p_i] p_i$ (p_i — i -е основание СОК; $i = \overline{1, n}$) [5].

В литературе [6] обсуждалась весьма интересная и аргументированная гипотеза о возможном использовании СОК в качестве системы счисления в отдаленные времена древней цивилизации нашей планеты. При использовании СОК в числовых преобразованиях получалась достаточно высокая информационная избыточность.

Пусть в качестве элемента обработки мозгом информации $\{g_i\}$ служит ПНС. В этом случае предполагается, что каждая ПНС мозга обрабатывает заданный объем информации $\{G\}$, соответствующий числовому коду G , по своему определенному основанию p_i СОК. Таким образом, информация $\{G\}$, поступающая в мозг,

преобразуется к виду $\{G\}_m$ и далее перерабатывается по частям $\{g_i\}$ каждой ПНС в отдельности. При этом отдельная часть $\{g_i\}$ несет информацию обо всей исходной — $\{G\}$. Условие однозначного определения перерабатываемого объема $\{G\}_m$ информации, выраженного числовым кодом G , определится следующим выражением:

$$\prod_{m=1}^p p_{k_m} \geq G, \quad (1)$$

где $p_{k_m} \subset p_i$; при этом

$$n \gg p. \quad (2)$$

Неравенства (1), (2), а также неравенство

$$p_i \geq \prod_{\beta=1}^v p_{z_\beta}, \quad (3)$$

определяющее условие возможности замены одним основанием нескольких одновременно отказавших ($P_{z_\beta} \subset P_i$; $n \gg v$), показывает (с точки зрения нейропсихологии) возможность восстановления нарушенных (пораженных) ПНС головного мозга. Современная нейропсихология утверждает, что сложные формы психических процессов представляют собой сложные формы деятельности, существенно меняющие свою структуру по мере развития, и даже только поэтому механизм мозгового аппарата представляет сложную функционально-перестраиваемую систему. Так, почти любой участок мозговой коры может быть введен в ту или иную функциональную систему и использован для реинтеграции нарушенной работы мозгового аппарата, что обеспечивает высокую надежность и живучесть мозга [3]. Таким образом, принцип реинтеграции нарушенных функциональных образований и перестройки связей ПНС головного мозга соответствует основным корректирующим свойствам кодов в СОК.

Мозг человека характеризуется одновременным функционированием его информационных структур, что обеспечивает глубокий параллелизм процессов переработки информации, недостижимый в ЭВМ, функционирующих в позиционных системах счисления (ПСС). Совершенствование ИИ на базе цифровых ЭВМ, функционирующих в ПСС, может иметь границы, из-за которых переход к решению задач ИИ более высокого класса, требующих учета глобального характера переработки информации, невозможен на дискретных цифровых машинах и системах при сколь угодно совершенных алгоритмах. Это значит, что техническая эволюция отражающих систем связана с изменением материального субстрата и структуры этих систем.

Мозг человека работает по принципу аналоговой ЭВМ. Однако создание ИИ непосредственно на базе аналоговых прин-

ципов обработки информации, представленной в ПСС, лишает его некоторых важных и необходимых качеств. Созданные гибридные аналогово-цифровые системы переработки информации в ПСС хотя и показывают их значительную эффективность применения, однако требуют существенного совершенствования, в первую очередь, по пути распараллеливания решаемых алгоритмов. Увеличение числа параллельно работающих процессоров увеличивает количество оборудования, усложняет их математическое обеспечение и хотя повышает системную производительность, но оставляет пользовательскую производительность в одних и тех же пределах. В этом плане можно утверждать, что структурная реализация процессов (идентичных процессам мышления в мозге человека), требующая создания существенно новых принципов глобальной переработки информации, могла бы обеспечить эффективное решение задач ИИ [2].

В литературе [5] рассмотрен оригинальный принцип построения гибридных аналогово-цифровых систем переработки информации, основанный на применении СОК. Это позволяет распараллелить выполнение не только отдельных операций, но и саму элементарную операцию из-за отсутствия переносов между разрядами (остатками) числа, представленного в СОК, что обеспечивает значительное повышение пользовательской производительности систем переработки информации. Кроме того, применение СОК позволяет построить аналоговую систему переработки информации, работающую с любой наперед заданной точностью [5].

Применение СОК для построения аналогово-цифровых вычислительных систем впервые предложено в работе [5]. Дальнейшее решение данной проблемы нашло отражение в работе [7], где был предложен разрядно-аналоговый принцип построения систем переработки информации, функционирующих в СОК. Результаты исследований, представленные в указанной монографии, также послужили толчком к разработке этой гипотезы.

При решении вычислительных и логических задач современные виды позиционных ЭВМ не используют тех преимуществ, которыми обладает чувственный образ человеческого интеллекта по сравнению с его понятием, представленным в виде закодированного сообщения. Это связано, в первую очередь, с локальностью обработки информации, которая характерна для всех существующих цифровых и аналоговых позиционных вычислительных систем, независимо от характера их математического обеспечения. Разбиение вычисляемых алгоритмов на отдельные ветви повышает пользовательскую производительность вычислительных систем, но оставляет локальность характера переработки этой информации в каждой ветви алгоритма. Преодоление локального характера переработки

информации с помощью вычислительных систем, функционирующих в позиционных системах счисления, практически невозможно. Определение методов глобальной переработки информации и их реализация в системах ИИ — один из главных путей ее совершенствования. Решение этой проблемы, разработка эффективных методов ее глобального охвата не могут быть осуществлены только путем совершенствования семиотических систем. В этом случае существенную роль играют голографические принципы переработки информации [1].

Так, любая часть голограммы объекта позволяет воспроизвести его целиком, причем чем больше эта часть, тем четче (информативнее), точнее изображение этого объекта. На одну и ту же голограмму можно записать несколько изображений, а затем воспроизводить их по отдельности. Многие ученые [1] полагают, что мышление представляет собой воспроизведение некоторой голограммы. В этом случае целесообразно использовать голографические принципы обработки информации при создании систем ИИ. Данное обстоятельство обуславливает необходимость разработки информационно-технических систем, которые могли бы в определенной мере реализовать голографические принципы переработки информации.

Одним из методов технической реализации голографического принципа обработки информации является применение кодов в СОК. Действительно, любая часть (остаток) закодированного в СОК сообщения несет информацию $\{g_i\}$ обо всем исходном объекте $\{G\}$. Кроме того, чем больше количество оснований СОК, тем точнее можно определить результат вычислений, что соответствует более полному восстановлению исходной информации $\{G\}$.

Посредством заданного набора оснований СОК можно одновременно представить несколько кодовых слов, выделяя для этого отдельные группы оснований. Отметим важное свойство СОК — возможность обменных операций в процессе переработки информации между скоростью ее обработки, точностью восстановления и надежностью процесса обработки, что присуще человеческому мышлению.

Таким образом, нами рассмотрена одна из возможных гипотез, основанная на предположении, что переработка информации человеческим мозгом осуществляется в непозиционной системе счисления в остаточных классах. Теоретические исследования показали, что предложенная информационная модель мозга хорошо согласуется с основными алгоритмами переработки информации в СОК.

При принятии данной гипотезы очевидна целесообразность создания систем ИИ на основе принципов переработки информации в СОК.

Список литературы: 1. Шалютин С. М. Искусственный интеллект.—М.: Мысль, 1985.—199 с. 2. Рабинович З. Л. Некоторый бионический подход к струк-

турному моделированию целенаправленного мышления // Кибернетика.— 1979.— № 2.— С. 115—118. 3. *Лурия А. Р.* Восстановление функций мозга после военной травмы / Под ред. Е. Д. Хомской // Нейропсихология.— М., 1984.—192 с. 4. *Бехтерева Н. П.* О гибких и жестких звеньях мозговых систем обеспечения психической деятельности / Под ред. Е. Д. Хомской // Нейропсихология.— М., 1984.—192 с. 5. *Акушский И. Я., Юдицкий Д. И.* Машинная арифметика в остаточных классах.— М.: Сов. радио, 1968.—444 с. 6. *Вышинский В. А.* Календарь мая и система числения остаточных классов // Автоматика.— 1979.— № 1.— С. 51—54. 7. *Пухов Г. Е., Евдокимов В. Ф., Сильков М. В.* Разрядно-аналоговые вычислительные системы.— М.: Сов. радио. 1978.— 256 с.

Поступила в редколлегию 22.01.86

УДК 681.335.4

Н. В. АЛИПОВ, канд. техн. наук, *А. В. ГРИГОРЬЕВ*

ПРЕОБРАЗОВАТЕЛИ ФОРМЫ ИНФОРМАЦИИ ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНОГО ТИПА

Преобразователи формы информации (ПФИ) широко применяются при создании различных радиотехнических и информационных систем. На них, кроме функций по преобразованию формы информации, возлагают ряд новых функций по обработке цифровых отсчетов смеси сигнала и помехи, по самопроверке работоспособности. Такие ПФИ называют интеллектуальными [1, 2], проектируют их с использованием микропроцессоров. Современные микропроцессоры не выполняют операции параллельной обработки смеси сигнала и помехи, поэтому не позволяют на своей основе создавать широкополосные интеллектуальные ПФИ реального времени.

Повысить быстродействие интеллектуальных ПФИ можно только путем создания и совершенствования принципов параллельной обработки цифровых отсчетов смеси сигнала и помехи.

Опишем принципы построения и основы программирования интеллектуальных ПФИ, осуществляющих операции параллельной обработки сигнала.

Методы дисперсионного, корреляционного и спектрального анализа сигнала и различные алгоритмы линейной фильтрации включают математическую операцию

$$Z_{q_i} = (N_6/N_5) \sum_{i=1}^n (x_i + a_{i+j}) (y_{q+i} + b_{q,i+1}). \quad (1)$$

Здесь x_i , a_{i+j} , y_{q+i} , $b_{q,i+1}$ — соответственно цифровые отсчеты первой, второй, третьей и четвертой функций, взятые в моменты времени $(i-1)\Delta t$, $(i+j-1)\Delta t$, $(q-1)\Delta t$, $(q+i-1)\Delta t$, где Δt — шаг квантования по времени; N_6 , N_5 — числа, устанавливающие коэффициент при интегральном преобразовании (1);

Z_{q_1} — значение результата операции (1), отнесенное к моменту времени $(q_1 - 1) \Delta t$; $i, j, q, q_1, q_2 = 1, n$; n — количество отсчетов функций $X(t), A(t), Y(t), B(t)$.

Интегральное преобразование (1) как «элементарное» преобразование — преобразование, выполняемое одновременно над всеми n значениями функций $X(t), A(t), Y(t), B(t)$, может быть реализовано средствами вычислительных декодирующих преобразователей (ВДП) [3].

Каскадное включение таких ВДП позволяет получать аналоговый эквивалент преобразования

$$\dot{Z}_{q_1} = k (N_6/N_5) \sum_{i=1}^n (x_i + a_{i+j}) (y_{q+i} + b_{q_1+i}), \quad (2)$$

где k — коэффициент, зависящий от разрядности ВДП.

Обработывая \dot{Z}_{q_1} аналого-цифровым преобразователем (АЦП), получаем цифровой эквивалент преобразования (1)

$$\bar{Z}_{q_1} = k_1 (N_6/N_5) \sum_{i=1}^n (x_i + a_{i+j}) (y_{q+i} + b_{q_1+i}). \quad (3)$$

Здесь k_1 — коэффициент пропорциональности, значение которого определяем разрядностью АЦП, ВДП и параметром n преобразования (1). Предполагается, что две скобки преобразования (1) обрабатываются одним разрядом такого комбинированного устройства (КУ). КУ содержит n разрядов, значения которых суммируются согласно соотношению (1). Каждый разряд КУ содержит четыре регистра: первый предназначен для запоминания x_i , второй — для хранения a_{i+j} , третий — для размещения y_{q+i} , четвертый — для занесения b_{q_1+i} . Предположим также, что между регистрами КУ имеются кодовые шины, с помощью которых осуществляется передача информации вдоль первых, вторых, третьих и четвертых регистров КУ, шины управления и синхронизации; кодовые шины непосредственной записи информации в регистры КУ и записи значений \bar{Z}_{q_1} в один из первых регистров КУ.

В таком КУ зададим следующие операции.

1. Операция сложения цифровых отсчетов первой и второй, третьей и четвертой функций, записанных в регистры одного разряда, умножения полученных сумм и суммирования произведений, образованных в разрядах КУ. Эту операцию задает соотношение (3). В тех случаях, когда информация обрабатывается в реальном масштабе времени, соотношение (3) для момента времени t при $j = q = q_2 = 0$, будем записывать в виде

$$\bar{Z}_{q_1,t} = k_1 (N_{6,t}/N_{5,t}) \sum_{i=1}^n (x_{i,t} + a_{i,t}) (y_{i,t} + b_{i,t}). \quad (4)$$

2. Операция занесения информации по синхроимпульсу в момент времени t на первый, второй, третий или четвертый регистр первого разряда КУ с одновременной передачей информации (сдвигом) соответственно с первого, второго, третьего или четвертого регистра $(i-1)$ -го разряда КУ соответственно на первый, второй, третий или четвертый регистр i -го разряда КУ.

Условимся эту операцию обозначать таким образом:

$$\vec{R}_{i,t} = \begin{cases} R_t, & i = 1; \\ \vec{R}_{i-1,t-1}, & i > 1, \end{cases}$$

где $i = \overline{1, n}$, $\vec{R}_{i,t} \in \{\vec{x}_{i,t}, \vec{a}_{i,t}, \vec{y}_{i,t}, \vec{b}_{i,t}\}$; R_t — информация, поступающая на регистры первого разряда КУ. Если, к примеру, $\vec{R}_1 = x_t$, то КУ для момента времени t осуществляет преобразование информации в соответствии с соотношением

$$\bar{Z}_{q,t} = k_1 (N_{6,t}/N_{5,t}) \sum_{i=1}^n (\vec{x}_{i,t} + a_{i,t})(y_{i,t} + b_{i,t}). \quad (5)$$

Здесь значения $a_{i,t}$, $y_{i,t}$, $b_{i,t}$ остаются постоянными, а изменяется лишь значение $x_{i,t}$ путем передвижения информации вдоль всех первых регистров КУ с одновременной записью новой информации x_t на первый регистр первого разряда КУ.

Существует пятнадцать возможных комбинаций перемещений информации вдоль регистров КУ (четыре для случая, когда информация движется вдоль одной группы одноименных регистров КУ; шесть — при перемещении информации одновременно вдоль двух одноименных групп регистров КУ; четыре и одна — соответственно при сдвиге информации вдоль трех и четырех одноименных групп регистров КУ). Выбор той или иной конфигурации перемещения информации определяется видом интегрального преобразования.

3. Операция занесения информации по синхроимпульсу в момент времени t на все первые, вторые, третьи или четвертые регистры КУ. Эта операция описывает движение информации в регистрах одного разряда; условно обозначим ее символами

$$\uparrow R_{i,t} = R_{i,t},$$

где $R_{i,t}$ — информация, поступающая на один из регистров i -го разряда в момент времени t ;

$$\uparrow R_{i,t} \in \{\uparrow x_{i,t}, \uparrow a_{i,t}, \uparrow y_{i,t}, \uparrow b_{i,t}\}.$$

Если, к примеру, $R_{i,t} = x_{i,t}$, то КУ для момента времени t осуществляет преобразование информации в соответствии с соотношением

$$\bar{Z}_{q,t} = k_1 (N_{6,t}/N_{5,t}) \sum_{i=1}^n (\uparrow x_{i,t} + a_{i,t})(y_{i,t} + b_{i,t}). \quad (6)$$

Для рассмотренного примера характерно то, что при каждом новом моменте времени изменяется только значение $x_{i,t}$, все другие переменные не изменяются.

Возможных комбинаций перемещений информации вдоль разрядов КУ — пятнадцать (см. перемещение информации вдоль одноименных групп регистров КУ).

4. Операция занесения информации по синхроимпульсу в момент времени t на первый, второй, третий или четвертый регистр первого разряда КУ и занесения информации $\bar{Z}_{q,t}$ в момент времени t на один из первых регистров, например $(n/2 + 1)$ -го разряда КУ с одновременным сдвигом информации с первого, второго, третьего или четвертого регистра $(p - 1)$ -го разряда КУ соответственно на первый, второй, третий или четвертый регистр p -го разряда КУ ($p = \overline{1, n/2}$) и сдвигом информации с первого регистра $(j - 1)$ -го разряда КУ на первый регистр j -го разряда КУ ($j = \overline{n/2 + 1, n}$).

Условно эту операцию обозначим так:

$$\begin{aligned} \vec{M}_{p,t} &= \begin{cases} M_t, & p = 1; \\ \vec{M}_{p-1, t-1}, & 1 < p \leq n/2; \end{cases} \\ \vec{Z}_{j,t} &= \begin{cases} \bar{Z}_{q,t}, & j = n/2 + 1; \\ \vec{Z}_{j-1, t-1}, & n/2 + 1 < j \leq n; \end{cases} \\ \vec{M}_{j,t} &= \{x_{j,t}; \vec{a}_{j,t}; \vec{y}_{j,t}; \vec{b}_{j,t}\}, \end{aligned}$$

где M_t — информация, поступающая в момент времени t на один из регистров первого разряда КУ.

При выполнении этой операции КУ осуществляет преобразование информации в соответствии с таким выражением:

$$\begin{aligned} \bar{Z}_{q,t} &= k_1 (N_{6,t}/N_{5,t}) \left\{ \left[\sum_{p=1}^{n/2} \begin{pmatrix} 0 \\ x_{p,t} + \vec{a}_{p,t} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} 0 \\ y_{p,t} + \vec{b}_{p,t} \end{pmatrix} \right] + \right. \\ &\quad \left. + \left[\sum_{j=n/2+1}^n \begin{pmatrix} \vec{x}_{j,t} + \vec{a}_{j,t} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} 0 \\ y_{j,t} + \vec{b}_{j,t} \end{pmatrix} \right] \right\}. \quad (7) \end{aligned}$$

Здесь $\begin{matrix} 0 \\ x_{p,t} \end{matrix} \in \{x_{p,t}; \vec{x}_{p,t}\}$; $\begin{matrix} 0 \\ a_{p,t} \end{matrix} \in \{a_{p,t}; \vec{a}_{p,t}\}$; $\begin{matrix} 0 \\ a_{j,t} \end{matrix} \in \{a_{j,t}; \vec{a}_{j,t}\}$; $\begin{matrix} 0 \\ y_{p,t} \end{matrix} \in \{y_{p,t}; \vec{y}_{p,t}\}$; $\begin{matrix} 0 \\ y_{j,t} \end{matrix} \in \{y_{j,t}; \vec{y}_{j,t}\}$; $\begin{matrix} 0 \\ b_{p,t} \end{matrix} \in \{b_{p,t}; \vec{b}_{p,t}\}$; $\begin{matrix} 0 \\ b_{j,t} \end{matrix} \in \{b_{j,t}; \vec{b}_{j,t}\}$.

Посредством этих «элементарных» операций реализуем основные операции дисперсионного, корреляционного анализа и алгоритмы линейной фильтрации.

Оценка математического ожидания случайного значения X , заданного простым статистическим рядом x_1, x_2, \dots, x_{n_1} , определяется путем расположения элементов x_t статистического ряда в определенных регистрах КУ так, чтобы

$$X = \underbrace{\{x_{1,t}; x_{2,t}; \dots; x_{n_1,t}; 0; \dots; 0\}}_n;$$

$$A = \{0, 0, \dots, 0\}; B = \{0, 0, \dots, 0\};$$

$$Y = \underbrace{\{1, 1, \dots, 1, 0, \dots, 0\}}_{n_1}$$

$$\underbrace{\hspace{10em}}_n$$

$N_{6,t} = 1; N_{5,t} = n_1; x_{i,t} = x_i$, и элементарной операцией

$$\bar{Z}_{q,t} = k_1 (N_{6,t}/N_{5,t}) \sum_{i=1}^n (x_{i,t} + a_{i,t}) (y_{i,t} + b_{i,t}) = (k_1/n_1) \sum_{i=1}^{n_1} x_{i,t},$$

где символами X, A, Y, B обозначены упорядоченные множества, отображающие расположение информации соответственно во всех первых, вторых, третьих и четвертых регистрах КУ; запись $x_{i,t}; a_{i,t}; y_{i,t}; b_{i,t}$ означает: в момент времени t в первый, второй, третий и четвертый регистры i -го разряда КУ записаны соответственно числа x_i, a_i, y_i, b_i .

Приведенное расположение в регистрах КУ элементов статистического ряда не единственное. Существуют и другие варианты, связанные с расположением элементов статистического ряда во вторых, третьих или четвертых регистрах КУ. Выбор конкретного варианта расположения элементов статистического ряда в регистрах КУ определяется удобством записи информации в те или иные регистры КУ.

Оценка дисперсии случайного значения X , заданного статистическим рядом x_1, x_2, \dots, x_{n_1} , среднее арифметическое которого равно m_x , вычисляется путем формирования следующего начального состояния КУ:

$$X = \{x_{1,t}; x_{2,t}; \dots, x_{n_1,t}; 0; \dots; 0\};$$

$$A = \underbrace{\{-m_x; -m_x; \dots, -m_x; 0; \dots; 0\}}_{n_1}$$

$$\underbrace{\hspace{10em}}_n$$

$$Y = X; B = A; N_{6,t} = 1; N_{5,t} = n_1 - 1; x_{i,t} = x_i$$

и использования первой операции, заданной соотношением (4); последнее для данного начального состояния запишется так:

$$\bar{Z}_{q,t} = (k_1/n_1 - 1) \sum_{i=1}^{n_1} (x_{i,t} - m_x)^2.$$

Значения корреляционной функции некоторого случайного процесса $X(t)$, заданного m его реализациями $x_1(t), x_2(t), \dots, x_m(t)$, каждая из которых имеет n_1 сечений:

$$x_{1,1}, x_{1,2}, \dots, x_{1,n_1};$$

$$x_{2,1}; x_{2,2}, \dots, x_{2,n_1};$$

$$\dots \dots \dots$$

$$x_{m,1}; x_{m,2}; \dots; x_{m,n_1},$$

а каждое \overline{j} -е сечение характеризуется параметрами $m_x(j)$, $D_x(j)$, где $j = \overline{1, n_1}$; $m_x(j)$, $D_x(j)$ — соответственно оценка математического ожидания и дисперсии случайного значения, статистический ряд которого имеет вид

$$x_{1,j}; x_{2,j}; \dots, x_{m,j},$$

формируются КУ после установления в нем начального состояния

$$X = \{x_{1,1}; x_{2,1}; \dots; x_{m,1}; 0; \dots; 0\};$$

$$A = \underbrace{\{-m_x(1); -m_x(2); \dots; -m_x(m); 0; \dots; 0\}}_m;$$

$$Y = X; B = A; N_{6,t} = 1; N_{5,t} = m - 1$$

и выполнения третьей элементарной операции. В этой операции для данного случая осуществляется перемещение информации, записанной в первых и вторых регистрах КУ, вдоль его одноименных разрядов:

$$\bar{Z}_{q,t} = (k_1/m - 1) \sum_{i=1}^m (\uparrow x_{i,t} + \uparrow a_{i,t})(y_{i,t} + b_{i,t}),$$

где

$$\uparrow x_{i,0} \in \{x_{1,1}; x_{2,1}; \dots; x_{m,1}\};$$

$$\dots \dots \dots$$

$$\uparrow x_{i,\Delta t} \in \{x_{1,2}; x_{2,2}; \dots, x_{m,2}\};$$

$$\dots \dots \dots$$

$$\uparrow x_{i,(j-1)\Delta t} \in \{x_{1,j}; x_{2,j}; \dots; x_{m,j}\},$$

Δt — длительность шага дискретизации случайного процесса $X(t)$

$$\uparrow a_{i,0} \in \{-m_x(1), -m_x(1), \dots, -m_x(1)\};$$

$$\dots \dots \dots$$

$$\uparrow a_{i,\Delta t} \in \{-m_x(2), -m_x(2), \dots, -m_x(2)\};$$

$$\dots \dots \dots$$

$$\uparrow a_{i,(j-1)\Delta t} \in \{-m_x(j), -m_x(j), \dots, -m_x(j)\};$$

$$j = \overline{1, n_1}.$$

В результате выполнения этой операции будет сформировано значение переменной $\bar{Z}_{q,t}$ соответственно для таких моментов времени $0, \Delta t, 2\Delta t, \dots, (j-1)\Delta t, \dots, (n_1-1)\Delta t$, которые совпадают со значениями ненормированной корреляционной функции случайного процесса $X(t)$.

Для того чтобы на выходе КУ формировались значения нор-

мированной корреляционной функции случайного процесса $X(t)$, необходимо несколько видоизменить начальное состояние: переменной $N_{5,t}$ присвоить значение $(m-1)D_x(1)$.

Вычисление корреляционной функции случайного эргодического процесса $X(t)$, реализация которого задана цифровыми отсчетами x_1, x_2, \dots, x_n , выполняется на основе второй элементарной операции путем сдвига информации вдоль первых регистров КУ:

$$\bar{Z}_{q,t} = k_1 (N_{6,t}/N_{5,t}) \sum_{i=1}^n (\vec{x}_{i,t} + a_{i,t-1})(y_{i,t-1} + b_{i,t-1}),$$

для которой $N_{6,t} = 1$; $N_{5,t} = q(\tau)$; $q(\tau)$ — коэффициент, зависящий от параметра τ корреляционной функции [4]:

$$X = \{x_{1,t}; x_{2,t}; \dots, x_{n,t}; 0; \dots, 0\};$$

$$Y = X; A = \{0, 0, \dots, 0\}; B = A; x_t = 0.$$

Цифровой нерекурсивный фильтр определяется начальным состоянием структуры:

$$X = \{x_{1,t}; x_{2,t}; \dots; x_{L,t}; 0; \dots, 0\};$$

$$A = \{0, 0, \dots, 0\}; Y = \{0, 0, \dots, 0\};$$

$$B = \{b_{1,t}; b_{2,t}; \dots; b_{L,t}; 0; \dots; 0\}; N_{6,t} = N_{5,t}; x_t \neq 0,$$

где $x_{i,t}$ — цифровой отсчет смеси сигнала и помехи; $b_{i,t}$ — весовой коэффициент фильтра; L — параметр фильтра [5], а также второй элементарной операцией путем сдвига информации вдоль первых регистров КУ.

Цифровой рекурсивный фильтр задают такие соотношения:

$$X = \{x_{1,t}; x_{2,t}; \dots, x_{m,t}; 0; \dots; 0\}; A = \{0, 0, \dots, 0\};$$

$$B = \{b_{1,t}; b_{2,t}; \dots; b_{m,t}; 0; \dots; b_{(n/2+1),t}; \dots; b_{(n/2+M),t}; 0; \dots; 0\};$$

$$Y = \{0, 0, \dots, 0\}; N_{6,t} = N_{5,t}; x_t \neq 0;$$

$$\bar{Z}_{q,t} = k_1 \left[\left[\sum_{p=1}^{n/2} (\vec{x}_{p,t} + a_{p,t-1})(y_{p,t-1} + b_{p,t-1}) \right] + \left[\sum_{i=n/2+1}^n (\vec{x}_{i,t} + a_{i,t-1})(y_{i,t-1} + b_{i,t-1}) \right] \right].$$

Здесь m, M — параметры фильтра [5].

Описанные интеллектуальные ПФИ, обладающие высоким быстродействием, могут применяться при обработке изображений, анализе сигнала в широком диапазоне частот и т. д.

Список литературы: 1. Еремеев И. С., Кондалев А. И. О некоторых функциях и структурах интеллектуальных преобразователей формы информации // Управляющие системы и машины. — 1981. — № 4 — С. 59—63. 2. Еремеев И. С., Кондалев А. И. Интеллектуальные терминалы — К. Техника, 1984. — 128 с. 3. Универсальные электронные преобразователи / Под ред. В. Б. Смолова. — Л.: Машиностроение, 1971. — 312 с. 4. Венгцель Е. С. Теория вероятностей. —

Поступила в редколлегию 29.12.85

УДК 621.391.681.327

О. А. ВАКУЛЬСКИЙ, Л. В. ВАРИЧЕНКО

ТЕОРЕТИКО-ЧИСЛОВЫЕ ПРЕОБРАЗОВАНИЯ ПО СОСТАВНОМУ
МОДУЛЮ И ИХ ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ДЛЯ ВЫЧИСЛЕНИЯ
ЦИФРОВОЙ СВЕРТКИ

Многие задачи цифровой обработки сигналов (ЦОС) базируются на реализации алгоритма цифровой свертки (ЦС). От эффективности алгоритма ЦС зависит эффективность решения задачи в целом. Этим объясняется тот факт, что методам вычисления свертки посвящено много работ ([1, 2] и др.). Наиболее эффективны методы, основанные на использовании теоретико-числовых концепций [2], например, метод, основанный на использовании теоретико-числовых преобразований (ТЧП) [3]. Однако им также присущи недостатки. Основной из них — трудность аппаратурной реализации устройств для вычисления ЦС, обусловленная ограниченным числом модулей (т. е. значений порядка конечных колец, над которыми определяется ТЧП), удобных для реализации с помощью двоичной элементной базы.

По условию существования ТЧП модуль M должен быть числом простым. Если M -число составное и его разложение запишется в виде

$$M = p_1^{\alpha_1} p_2^{\alpha_2} \dots p_n^{\alpha_n}, \quad (1)$$

где p_i — простые числа; α_i — положительные целые числа, то объем ТЧП [3] должен удовлетворять условию

$$N \mid \text{НОД}(p_1 - 1, p_2 - 1, \dots, p_n - 1). \quad (2)$$

Здесь через НОД (a , b) обозначается наибольший общий делитель чисел a и b , запись $a \mid b$ обозначает « a делит « b ». Это существенно сужает область применения ТЧП по составным модулям, так как $N \mid$ может оказаться недопустимо малым.

Кроме того, наиболее удобна аппаратурная реализация ТЧП по модулю $M = 2^p - 1$ [3, 4]. Среди чисел вида $M = 2^p - 1$ при $0 \leq p \leq 32$ только 9 простых (см. табл. 1 прил. А в работе [5]), т. е. в основном они составные. Поэтому задача поиска алгоритмов свертки с использованием ТЧП по составному модулю, на которые не распространялось бы (или значительно смягчалось) ограничение (2), является актуальной.

С ее помощью можно иметь эффективные аппаратные решения устройств вычисления ЦС при приемлемых значениях N . Поиск указанных алгоритмов — цель настоящей работы.

Рассмотрим вычисление циклической ЦС объема N такого, что N не делит НОД($p_1 - 1, p_2 - 1, \dots, p_n - 1$), но делит некоторые из перечисленных чисел $p_i - 1$, т. е. для M , задаваемого (1), условие $N | (p_i - 1)$, $i = 1, 2, \dots, n$ выполняется не менее чем для одного p_i .

Пусть в кольце целых чисел по модулю M , $Z_M = \{0, 1, \dots, M - 1\}$ существует обратный к N элемент N^{-1} и корень из единицы порядка $N \varepsilon = \sqrt[N]{1} \in Z_M$. Произведение матрицы $\chi_\alpha^{-1}(n)$ обратного ТЧП и матрицы $\chi_\alpha(n)$ прямого ТЧП ($\chi_\alpha(n) = \varepsilon^{\alpha n}$; $\alpha, n = 0, 1, \dots, N - 1$) не равно единичной по модулю M матрице E , так как не выполняется условие цикличности:

$$D = \chi_\alpha^{-1}(n) \chi_\alpha(n) \neq E_{\text{mod } M}.$$

Матрица

$$D = \begin{bmatrix} 1 & g_1 & g_2 & g_3 & \dots & g_{N-1} \\ g_1 & 1 & g_1 & g_2 & \dots & g_{N-2} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ g_{N-1} & g_{N-2} & g_{N-3} & g_{N-4} & \dots & 1 \end{bmatrix} \text{mod } M,$$

кроме единичной по модулю M диагонали, содержит ненулевые элементы. В худшем случае все недиагональные элементы не равны нулю, для которых имеем

$$g_{i,j} = N^{-1} \sum_{l=0}^{N-1} \varepsilon^{-lj \varepsilon^{il}} \text{mod } M = N^{-1} \sum_{l=0}^{N-1} \varepsilon^{(j-i) \text{mod } N} \text{mod } M; \quad (2)$$

а также $g_{i-1, j-1} = g_{i,j}$.

Из соотношения (3) следует, что матрица D содержит не более $N - 1$ различных между собой элементов, что позволяет обозначить их через g_1, g_2, \dots, g_{N-1} .

Свертка вычисляется по схеме

$$y = x * h = \text{OTЧП} \{ \text{ТЧП}(x) \otimes \text{ТЧП}(h) \},$$

где ОТЧП — обратное ТЧП.

В матричном виде имеем

$$\begin{aligned} x &= \chi_\alpha(n) x; \quad H = \chi_\alpha(n) h; \\ y_{\text{выч}} &= \chi_\alpha^{-1}(n) (X \otimes H) = \chi_\alpha(n) \chi_\alpha^{-1}(n) (x \otimes h) = Dy. \end{aligned} \quad (4)$$

Знаком \otimes обозначено умножение в кольце Z_M ; $y_{\text{выч}}$ — значение свертки, вычисленное согласно (4), которое может отличаться от истинного значения y .

Условие цикличности свертки выполняется для модуля F , определенного как

$$F = f_1^{q_1} \cdot f_2^{q_2} \dots f_l^{q_l}, \quad (5)$$

где f_i равен тем из p_j , определенных в разложении M , для которых выполняется условие $N | (f_i - 1)$. Для четного N необходимо уточнить условия выбора корня ϵ . Отсюда следует, что $g_j \bmod F = 0$ или $g_j = n_j F \bmod M$, $j = 1, 2, \dots, N-1$.

Приведем матрицу D к диагональной по модулю M . С этой целью умножим (4) на R такое, что $R = \prod p_s$, где p_s — простые числа из разложения M , для которых не выполняется условие $N | (p_s - 1)$ и которые не входят во все g_j , $j = 1, 2, \dots, N-1$. Имеем

$$RD = \begin{vmatrix} R & R\gamma_1 F & R\gamma_2 F & \dots & R\gamma_{N-1} F \\ R\gamma_1 F & R & R\gamma_1 F & \dots & R\gamma_{N-2} F \\ R\gamma_2 F & R\gamma_1 F & R & \dots & R\gamma_{N-3} F \\ R\gamma_{N-1} F & R\gamma_{N-2} F & R\gamma_{N-3} F & \dots & R \end{vmatrix} \bmod M =$$

$$= \begin{vmatrix} R & 0 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & R & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 0 & R & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & R \end{vmatrix} \bmod M.$$

Значит, $Ry_i = (Ry_{i\text{выч}}) \bmod M$, $i = 1, 2, \dots, N$.

Так как R/M , обратный элемент $R^{-1} \bmod M$ не существует, что не позволяет однозначно восстановить значение y . Оно может отличаться от $y_{\text{выч}}$ на величину, кратную $F \bmod M$. Запишем это следующим образом:

$$y_i = y_{i\text{выч}} + \alpha_i F \bmod M, \quad i = 1, 2, \dots, N, \quad (6)$$

где α_i — неизвестный коэффициент, принимающий одно из значений $0, 1, 2, \dots, (M/F - 1)$.

Определим, каким должен быть коэффициент r , чтобы выполнялось равенство

$$y(rx, h) = y_{\text{выч}}(rx, h) \bmod M.$$

Из (6)

$$y(rx, h) = ry(x, h) = r(y_{\text{выч}}(x, h) + \alpha F) \bmod M =$$

$$= (ry_{\text{выч}}(x, h) + r\alpha F) \bmod M.$$

При $rF = 0 \pmod M$ $y(rx, h) = y_{\text{выч}}(rx, h)$.

Итак, если все элементы одного из массивов (x или h) имеют множитель $r \bmod M$ такой, что $rF = M$, с помощью ТЧП можно вычислить истинную циклическую ЦС объема N такого, что не все составляющие разложения M удовлетворяют условию

$$N | (p_j - 1), \quad j = 1, 2, \dots, n.$$

Следовательно, вычисление циклической свертки по модулю F может быть выполнено по модулю M с последующим

восстановлением по модулю F . Например, промежуточными модулями M могут служить составные числа вида $M = 2^p - 1$, что упрощает аппаратную реализацию. Восстановление результата требует приведения полученной свертки по модулю F .

Однако основной целью является вычисление циклической свертки с использованием ТЧП по модулю $M = rF$. При этом все значения одной из входных последовательностей содержат множитель r и не требуется восстановление результата по модулю F .

Рассмотрим теперь требования к модулю F . Они существенно зависят от того, четное или нечетное N мы выбираем. Пусть N — нечетное.

В строках, кроме первой, единичной строки, матриц прямого и обратного ТЧП нет повторяющихся элементов. Из структуры матрицы D следует, что все элементы g_j , $j = 1, 2, \dots, N - 1$ равны между собой:

$$\begin{aligned} g_j &= g = N^{-1} (1 + \varepsilon + \varepsilon^2 + \varepsilon^3 + \dots + \varepsilon^{N-1}) \bmod M = \\ &= N^{-1} (\varepsilon - 1)^{-1} (\varepsilon^N - 1) \bmod M. \end{aligned}$$

Запишем модуль M как $M = rF$. Теперь

$$\varepsilon^N \bmod F = (\varepsilon^N \bmod M) \bmod F = 1 \pmod{F},$$

и

$$g = N^{-1} (\varepsilon - 1)^{-1} (\varepsilon^N - 1) = 0 \pmod{F}.$$

Итак, при нечетном N модуль F может быть определен из (5).

Рассмотрим случай четного N .

Для невырожденности матриц ТЧП на ε накладывается дополнительное условие

$$\varepsilon^{N/2} \neq 1 \pmod{M}.$$

Значения g_j , $j = 1, 2, \dots, N - 1$ не все равны между собой. Можно показать, что имеются только 3 различных значения g_j . Обозначим их через g_1 , g_2 , $g_{N/2+1}$ в соответствии с положением в первой строке матрицы D .

Выпишем элементы g_1 , g_2 , $g_{N/2+1}$

$$\begin{aligned} g_1 &= N^{-1} (1 + \varepsilon + \varepsilon^2 + \varepsilon^3 + \dots + \varepsilon^{N-1}) \bmod M, \\ g_2 &= 2N^{-1} (1 + \varepsilon^2 + \varepsilon^4 + \varepsilon^6 + \dots + \varepsilon^{N-2}) \bmod M, \\ g_{N/2+1} &= (N/2) \cdot N^{-1} (1 + \varepsilon^{N/2}) \bmod M. \end{aligned}$$

Как было показано выше, $g_1 = 0 \pmod{F}$ для модуля F определяемого (5):

$$\begin{aligned} g_2 \bmod F &= (2N^{-1} (1 + \varepsilon^2 + \varepsilon^4 + \varepsilon^6 + \dots + \varepsilon^{N-2})) \bmod M = \\ &= 2N^{-1} (\varepsilon^2 - 1)^{-1} (\varepsilon^N - 1) = 0 \pmod{F}, \end{aligned}$$

если $\varepsilon^N = 1 \pmod{F}$; $\varepsilon^2 \neq 1 \pmod{F}$.

Для выполнения требования $g_{N/2+1} = 0 \pmod{F}$ корень ε дол

жен удовлетворять условию

$$(2^{-1} \pmod{M})(\varepsilon^{N/2} + 1) = 0 \pmod{F}.$$

Итак, в случае четного N на выбор корня $\varepsilon = \sqrt[N]{1} \in Z_M$ накладываются следующие условия:

$$\varepsilon^N = 1 \pmod{M}, \quad \varepsilon^{N/2} \neq 1 \pmod{M},$$

$$\varepsilon^2 \neq 1 \pmod{M}, \quad \varepsilon^{N/2} = -1 \pmod{F}.$$

Приведем пример вычисления циклической свертки по модулю $M = 1023 = 3 \cdot 11 \cdot 31$. Выберем объем ТЧП $N = 5$.

Из сравнения $\varepsilon^5 = 1 \pmod{1023}$ определяем корень из единицы 5-й степени: $\varepsilon = 4$.

Обратный элемент к $N = 5$ определяется так:

$$N^{-1} = 5^{-1} \pmod{1023} = 614 \pmod{1023}.$$

Матрица прямого ТЧП имеет вид

$$\chi_\alpha(n) = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 4 & 16 & 64 & 256 \\ 1 & 16 & 256 & 4 & 64 \\ 1 & 64 & 4 & 256 & 16 \\ 1 & 256 & 64 & 16 & 4 \end{bmatrix} \pmod{1023}.$$

Матрица обратного ТЧП:

$$\chi_\alpha^{-1}(n) = 614 \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 256 & 64 & 16 & 4 \\ 1 & 64 & 4 & 256 & 16 \\ 1 & 16 & 256 & 4 & 16 \\ 1 & 4 & 16 & 64 & 256 \end{bmatrix} \pmod{1023}.$$

Запишем матрицу

$$D = \begin{bmatrix} 1 & 682 & 682 & 682 & 682 \\ 682 & 1 & 682 & 682 & 682 \\ 682 & 682 & 1 & 682 & 682 \\ 682 & 682 & 682 & 1 & 682 \\ 682 & 682 & 682 & 682 & 1 \end{bmatrix} \pmod{1023}.$$

Неединичный элемент матрицы D равен 682 и разлагается на следующие множители: $682 = 2 \cdot 11 \cdot 31$. Итак, для вычисления циклической свертки в один из сворачиваемых массивов следует внести множитель 3.

Рассмотрим вычисление свертки массивов $x = (3, 6, 12, 3, 9)$ и $h = (2, 10, 0, 7, 4)$,

Выполняя над массивами x и h прямое ТЧП Фурье — Галуа, получаем

$$x = \chi_a(n) \cdot x = (33, 669, 690, 324, 345) \pmod{1023},$$

$$H = \chi_a(n) \cdot h = (23, 491, 446, 452, 644) \pmod{1023},$$

$$X \otimes H = (759, 96, 840, 159, 189) \pmod{1023}.$$

Значения циклической свертки определим в результате обратного ТЧП:

$$y = \chi_a^{-1}(n) \cdot (X \otimes H) = (204, 111, 159, 183, 102) \pmod{1023}.$$

Легко убедиться, что вычисленное значение циклической свертки y совпадает с результатом вычислений прямым суммированием

$$y(n) = \left(\sum_{m=0}^4 x(m)h(n-m) \right) \pmod{1023}.$$

Таким образом, вычисление циклической свертки по составному модулю M сводится к реализации прямого и обратного ТЧП по данному модулю M . Выбор значений модуля $M = 2^p - 1$ особенно удобен для аппаратурной реализации. При этом одна из входных последовательностей должна содержать множитель $r \pmod{M}$ такой, что $rF = M$, где F определено из (5). Домножение на константу r не требует существенных аппаратурных затрат.

Список литературы: 1. Рабинер Л. Р., Гоулд Б. Теория и применение цифровой обработки сигналов.—М.: Мир, 1978.—848 с. 2. Макклеллан Дж., Рейдер Ч. М. Применение теории чисел в цифровой обработке сигналов.—М.: Радио и связь, 1983.—264 с. 3. Агарвал Р. С., Баррас Ч. С. Теоретико-числовые преобразования для быстрого вычисления цифровой свертки // ТИИЭР.—1975.—63,—№ 4.—С. 6—20. 4. Вариченко Л. В. Разработка и исследование высокоэффективных многозначных устройств для цифровой обработки сигналов: Автореф. дис... канд. техн. наук.—Львов, 1982.—24 с. 5. Дадаев Ю. Г. Теория арифметических кодов.—М.: Радио и связь, 1981.—272 с.

Поступила в редколлегию 20.12.85

УДК 519.175:519.584

А. Р. БЕЛКИН, В. Ю. ЛЕОНОВ

ОБ ОДНОМ ПОДХОДЕ К СТРУКТУРНОМУ ПРЕОБРАЗОВАНИЮ СЛОЖНЫХ СИСТЕМ

При анализе функционирования сложных систем с большим числом элементов и структурных взаимосвязей между ними обычной является ситуация, когда в качестве исходной имеется информация только о попарных взаимодействиях меж-

ду элементами системы. Сама система в этом случае представляется в виде ориентированного графа, вершины которого соответствуют отдельным элементам, а дуги характеризуют учитываемые взаимодействия (например, технологические ограничения, информационные потоки и т. п.) и могут быть взвешены величинами, отвечающими интенсивности (или важности) этих взаимодействий.

Подобное естественно возникающее представление системы с помощью орграфа или (что то же самое) соответствующей взвешенной матрицы смежности мало говорит исследователю об основных, интегральных характеристиках системы в целом и о ее макроструктурах, что затрудняет исследование ее поведения. При анализе такой системы полезной может оказаться ее предварительная структуризация, т. е. преобразование ее к системе, обладающей ярко выраженной структурой определенного типа и вместе с тем в том или ином смысле минимально отличающейся от исходной.

Рассмотрим один из подходов к структуризации сложных систем, связанных с использованием систем с квазиерархической структурой. В системах такого типа элементы могут быть объединены в попарно непересекающиеся, иерархически упорядоченные между собой классы так, что в соответствующим образом агрегированном графе системы дуги из вершин нижележащих уровней в вершины верхних уровней полностью отсутствуют. Важным преимуществом подобного подхода является возможность декомпозиции системы квазиерархического вида на ряд отдельных подсистем (соответствующих выделенным классам элементов) и исследования их по отдельности, что значительно снижает размерность и упрощает анализ.

Реальные системы обычно не обладают квазиерархической структурой, но приведение их к квазиерархическому виду возможно, например, путем редукции исходного графа, т. е. удаления некоторых дуг или иными методами [1]. При этом возникает задача о проведении подобной процедуры таким образом, чтобы вносимые в систему искажения были минимальны.

Предлагаем возможную формализацию этой задачи. Исходная структура представляется с помощью матрицы A , элементами которой являются веса дуг графа. Вводится специальный класс матриц, соответствующих искомому классу структур, и ставится задача поиска ближайшей матрицы из этого класса (в качестве расстояния выбирается обычная метрика хэмминговского типа).

Решение такой задачи автоматически размещает элементы системы по уровням иерархии и тем самым указывает оптимальную редукцию исходного графа, сигнализируя о том, что удалению подлежат все дуги, оказавшиеся направленными «снизу вверх».

Рассмотрим строгую формальную постановку задачи о приведении системы к квазиерархическому виду. Пусть $X = \{1, \dots, n\}$ — множество элементов произвольной природы, связи между которыми задаются при помощи асимметричного антирефлексивного отношения $R \subseteq X \times X$, характеризуемого матрицей $A = \|a_{ij}\|_{nn}$, произвольный элемент которой a_{ij} (характеризующий интенсивность или важность связи между элементами i и j) неотрицателен и равен нулю, если $(i, j) \notin R$. Представим такую систему в виде простого взвешенного орграфа G , вершины которого отвечают элементам множества X , дуга из i в j проводится, если $a_{ij} > 0$, и взвешена числом a_{ij} .

Напомним одно определение из [2]. Отношение $K \subseteq X \times X$ называется квазисерией, если

- 1) K — антирефлексивно;
- 2) K — транзитивно;
- 3) отношение безразличия $J_K = \overline{K \cup K^{-1}}$ — эквивалентность.

Граф, отвечающий квазисерии, имеет следующий вид. Множество вершин его разбивается на линейно упорядоченные между собой группы, определяемые классами эквивалентности отношения J_K . Из каждой вершины любого уровня в каждую вершину нижележащих уровней направлена дуга. Других дуг нет.

Пусть L_m — множество всевозможных орграфов типа квазисерии с m классами. В соответствии с [2] введем расстояние между графами, положив

$$\rho(G_1, G_2) = |U(G_1) \setminus U(G_2)| + |U(G_2) \setminus U(G_1)|, \quad (1)$$

где G_1, G_2 — произвольные орграфы с одним и тем же множеством вершин; $U(G_1), U(G_2)$ — множества их дуг. Записав определение (1) в эквивалентной форме

$$\rho(G_1, G_2) = \sum_{i,j} |a_{ij}^{(1)} - a_{ij}^{(2)}|, \quad (2)$$

обобщаем его и для взвешенных орграфов. Теперь задача о приведении системы к квазиерархическому виду может быть строго поставлена как задача о поиске ближайшей квазисерии:

$$\rho(G, H) \rightarrow \min_{H \in L_m} \quad (3)$$

Для задания отношения R , кроме матрицы A , можно использовать кососимметрическую матрицу $B = \|b_{ij}\|_{n \times n}$, элементы которой однозначно определяются соотношением

$$\forall i, j \quad b_{ij} = a_{ij} - a_{ji}. \quad (4)$$

Пусть $\Phi = (\varphi_1, \dots, \varphi_m)$ — разбиение множества X на m непересекающихся линейно упорядоченных между собой групп элементов, а $\tilde{\Phi}^m$ — множество всех таких упорядоченных разбиений. Преобразуем матрицу b , переупорядочив и сгруппировав строки ее и столбцы в соответствии с упорядоченным разбиением Φ .

В качестве оценки согласованности разбиения Φ с исходной матрицей B естественно выбрать сумму элементов наддиагональных блоков полученной блочной матрицы

$$C(\Phi) = \sum_{r=1}^{m-1} \sum_{t=r+1}^m \sum_{i \in \varphi_r} \sum_{j \in \varphi_t} b_{ij} \quad (5)$$

и поставить задачу о поиске наиболее согласованного в этом смысле с матрицей b упорядоченного разбиения

$$C(\Phi) \rightarrow \max. \quad (6)$$

$$\Phi \in \tilde{\Phi}^m$$

Теорема. *Задачи о поиске ближайшей квазисерии с t классами (3) и о поиске наиболее согласованного с b упорядоченного разбиения на t групп (6) эквивалентны.*

Действительно, пусть задано некоторое разбиение $\Phi \in \tilde{\Phi}^m$. Объединим вершины графа G в соответствии с Φ и обозначим через S_1 и S_2 суммы весов дуг, идущих из группы с меньшим номером в группу с большим номером и наоборот соответственно, а через S_3 — сумму весов всех дуг, оба конца которых расположены в одной группе. Сумма всех этих трех величин есть просто общая сумма весов дуг графа G и от разбиения не зависит. В этих обозначениях задача (6) записывается в виде

$$S_1 - S_2 \rightarrow \max. \quad \Phi \in \tilde{\Phi}^m$$

или, что то же,

$$2S_2 + S_3 \rightarrow \min. \quad \Phi \in \tilde{\Phi}^m \quad (7)$$

Уберем в G все дуги, не ведущие из групп с меньшими номерами в группы с большими номерами, и достроим полученный редуцированный орграф до графа типа квазисерии, проведя недостающие дуги «сверху вниз» и приписав им нулевой вес. Полученный таким образом взвешенный орграф G_Φ , очевидно, принадлежит классу L_m . В то же время расстояние $\rho(G, G_\Phi)$ совпадает с функционалом в (7).

Кроме того, каждый орграф типа квазисерии $H \in L_m$ задает разбиение Φ_H с показателем, равным $\text{const} - \rho(G, H)$.

Таким образом, оптимальное в смысле (6) разбиение Φ задает ближайший граф типа квазисерии и, наоборот, ближайший граф типа квазисерии задает наилучшее разбиение. Теорема доказана, что дает возможность сводить искомую задачу о приведении системы к квазиерархическому виду к задаче о поиске некоторого преобразования кососимметрической квадратной матрицы B . Задача (6) с функционалом вида (5), называемая обычно задачей о наилучшей приближенной блочной

триангуляции матрицы B , подробно исследована в литературе [3]. В связи с тем что она является NP -трудной, для ее точного решения предлагались различные схемы метода ветвей и границ [3, 4]. Для решения ее в тех случаях, когда число элементов n слишком велико, разработаны быстрые эвристические и полуэвристические алгоритмы, позволяющие получить решение, которое обладает важным свойством «локальной» оптимальности [5].

Выделим еще одно важное следствие из доказанной теоремы. Заметим, что если C_m — максимально возможный для разбиения на m групп показатель, т. е.

$$C_m = \max_{\Phi \in \tilde{\Phi}^m} C(\Phi), \quad m < n,$$

то, очевидно, $C_m \leq C_{m+1}$. Действительно, в произвольном раз-

биении $\Phi \in \tilde{\Phi}^m$ найдется группа ϕ , содержащая более одного элемента, а значит, ее можно разбить на две так, что общий суммарный показатель, по крайней мере, не уменьшится. На основании теоремы отсюда немедленно следует, что расстояние до ближайшей квазисерии с $m + 1$ классами, по крайней мере, не больше, чем до ближайшей квазисерии с m классами. Это обесценивает постановку задачи о поиске ближайшей квазисерии «вообще» без ограничений на число классов, поскольку искомым минимум расстояния в такой задаче заведомо достигается при $m = n$, т. е. для графа типа серии. В этом случае исходная система аппроксимируется уже не квазиерархической структурой, а иерархической (линейным порядком), что может оказаться слишком сильным искажением.

Вместе с тем задача о поиске ближайшего графа типа серии (линейного порядка) представляет и значительный самостоятельный интерес. Аналогично доказанной выше теореме можно показать, что она эквивалентна задаче о наилучшей приближенной триангуляции матрицы B , т. е. об отыскании такой перестановки ее строк и столбцов, что сумма наддиагональных элементов получаемой матрицы будет максимально возможной. Хотя такая задача и выглядит менее громоздкой, чем задача (6) с функционалом (5), однако является NP -трудной. Для ее решения широко использовались методы целочисленного линейного и динамического программирования ветвей и границ, которые применительно к ней подробно исследованы в работе [5].

Список литературы: 1. Белкин А. Р. Некоторые подходы к упрощению структуры сложных систем // Науч. тр. / Моск. физ.-мат. ин-т.—1983.—С. 84—86
2. Миркин Б. Г. Проблема группового выбора.—М.: Наука, 1974.—120 с
3. Белкин А. Р., Леонов В. Ю. Приближенная блочная триангуляция и диагонализация матриц методом ветвей и границ // Науч. тр. / Моск. физ.-техн. ин-т.—1984.—С. 186—191. 4. Белкин А. Р. Об одной модели обработки матрицы парных сравнений.—В кн.: II Всесоюз. конф. по стат. и дискретному анализу нечисловой информ. и экспертным оценкам: Тез. докл. М.; Таллин

Поступила в редколлегию 24.01.85

УДК 519.71

Н. П. ДИДИЧЕНКО, канд. техн. наук, В. И. КРИВЦОВ

ОБ ОДНОМ МНОГОМЕРНОМ АНАЛОГЕ СТРУКТУРНОЙ МОДЕЛИ ПОВЕДЕНИЯ

В работах [1—2] описана структурная модель поведения обучающейся системы (ОС), которая функционирует в стационарной случайной среде. Последняя представляется конечным множеством сигнальных комплексов $\{S_j\}_{j=1}^M$, где $S_j \in R^n$, и множеством оценочных действий, содержащим два элемента O_1 и O_2 . В каждом акте обучения [1] сигнальный комплекс S_j предлагается ОС с вероятностью P_j , где $\sum_{j=1}^M P_j = 1$. Выбор оценочного действия осуществляется средой в соответствии с матрицей π , где π_{ij} — вероятность того, что на реакцию r_i среда ответит действием O_1 при условии, что на вход ОС поступил сигнальный комплекс S_j , т. е.

$$P((O = O_1) / (S = S_j) \cap (r = r_i)) = \pi_{ij},$$

$$P((O = O_2) / (S = S_j) \cap (r = r_i)) = 1 - \pi_{ij}.$$

Модель, рассматриваемая в работах [1—2], позволяет описывать ситуации, в которых сигнальные комплексы S_j являются одномерными. Предлагаем обобщение структурной модели на случай многомерных сигнальных комплексов.

Перейдем к ее описанию.

На рисунке представлена функциональная схема модели.

Блок V воспринимает сигнальный комплекс $S \in R^n$. Он является копией R^n .

Согласно гипотезе Конорского [5], каждый сигнальный комплекс вызывает в мозге определенное сочетание возбужденных нервных элементов. Некоторые из них являются общими для близких сигнальных комплексов.

Будем предполагать, что множество возбужденных элементов V сигнальным комплексом S_j представляет собой шар радиусом ρ_j с центром в точке $V^{(j)}$. Обозначим его через \bar{S}_j , т. е.

$$\bar{S}_j = \{V \mid \|V - V^{(j)}\| \leq \rho_j\}.$$

Блок B кодирует S_j .

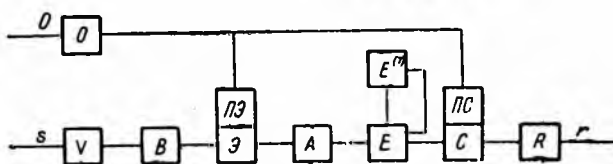
Обозначим через $\bar{S}_0 = \bigcup_{j=1}^M \bar{S}_j$, а через

$$C_{j_1 j_2 \dots j_M} = \bar{S}_{j_1} \cap \bar{S}_{j_2} \cap \dots \cap \bar{S}_{j_M},$$

где j_i принимает два значения: 0, i . Каждому многомерному индексу $j_1 j_2 \dots j_M$ поставим во взаимно однозначное соответствие число k :

$$k = \sum_{i=1}^M \xi(j_i) 2^{i-1}, \quad \xi(j_i) = \begin{cases} 1, & j_i \neq 0, \\ 0, & j_i = 0. \end{cases}$$

Тогда последовательность множеств $\{C_{j_1 j_2 \dots j_M}\}$ можно записать



в порядке возрастания k , переобозначив ее при этом через $\{D_k\}_{k=0}^{2^M-1}$. Эта последовательность содержит в виде отдельных элементов все множества \bar{S}_j , $j = \overline{1, M}$, все их попарные пересечения, пересечения по три и т. д. и, наконец, пересечения всех \bar{S}_j , $j = \overline{1, M}$. Заметим, что некоторые из этих множеств могут быть пустыми. Построим последовательность $\{B_k\}_{k=1}^N$:

$$B_k = D_k \setminus \bigcup_{i=k+1}^N D_i, \quad k = \overline{1, N-1}, \quad B_N = D_N, \quad N = 2^M - 1.$$

Множества B_k попарно не пересекаются. Кроме того, для каждого \bar{S}_j существует такой их набор, что \bar{S}_j однозначно представимо в виде объединения этого набора:

$$\bar{S}_j = \bigcup_{k=1}^N (B_k \cap \bar{S}_j).$$

В блоке B множество \bar{S}_j преобразуется в вектор $b = (b_1, \dots, b_N)$, где b_i равно мере пересечения B_i и \bar{S}_j :

$$b_i = \mu(B_i \cap \bar{S}_j), \quad i = \overline{1, N}.$$

Блок \mathcal{E} (экран) [3—4] представлен вектором $p = (p_1, p_2, p_3, \dots, p_N)$, где p_i — вероятность события $b_i = 0$ при условии, что $a_i = 0$. Если же $b_i = 0$, то $a_i = 0$ обязательно. Таким образом, a является случайным вектором, причем

$$P(a_i = b_i / b_i \neq 0) = P_i; \quad P(a_i = 0 / b_i \neq 0) = 1 - P_i;$$

$$P(a_i = 0/b_i = 0) = 1. \quad (1)$$

Блок E представлен вектором $e = (e_1, \dots, e_N)$, где e_i является средневзвешенным между значениями a_i и своим предыдущим значением $e_i^{(1)}$ при условии, что $b_i \neq 0$ и равно нулю в противном случае:

$$e_i = \begin{cases} (1 - \delta)e_i^{(1)} + \delta a_i, & b_i \neq 0, \\ 0, & b_i = 0. \end{cases} \quad (2)$$

Здесь $0 \leq \delta \leq 1$ — весовой коэффициент.

Информация из блока E поступает одновременно в блоки $E^{(1)}$, C . Блок $E^{(1)}$ — точная копия E и представлен вектором $e^{(1)} = (e_1^{(1)}, \dots, e_N^{(1)})$, где $e_i^{(1)}$ при первом предъявлении S_j становится равным $b_i(S_j)$, а в дальнейшем равно e_i , когда $b_i \neq 0$, и равно $e_i^{(1)}$ в противном случае, т. е.

$$e_i^{(1)} = \begin{cases} e_i, & b_i \neq 0, \\ e_i^{(1)}, & b_i = 0. \end{cases}$$

Вектор e является психологической мерой множества \bar{S}_j , которая совпадает с b при первом предъявлении S_j и изменяется в зависимости от степени обученности, в отличие от меры b , которая остается постоянной на всем этапе обучения и может меняться только при изменении множества сигнальных комплексов.

По отношению к ОС будем предполагать, что она располагает конечным числом m возможных реакций r_1, \dots, r_m . Блок C осуществляет связь элементов B с реакциями и представлен матрицей c .

Обозначим через B_{ik} множество элементов B_i , связанных с реакцией r_k . Тогда c_{ik} представляет собой меру B_{ik} : $c_{ik} = \mu(B_{ik})$. Таким образом, все

$$0 \leq c_{ik} \leq b_i \text{ и } \sum_{k=1}^m c_{ik} = b_i.$$

В блоке R осуществляется выбор конкретной реакции. Этот выбор производится случайным образом так, что вероятность реакций r_1, \dots, r_m пропорциональна числам μ_1, \dots, μ_m , где

$$\mu_k = \sum_{i=1}^N b_i^{-1} e_i c_{ik}, \quad (3)$$

$$P(r = r_k) = \mu_k \left(\sum_{j=1}^m \mu_j \right)^{-1}. \quad (4)$$

Блок O воспринимает оценочные действия среды O_1 и O_2 , каждое из которых характеризуется значениями оценочных параметров $0 \leq \alpha, \beta \leq 1$. При положительной обратной связи $\alpha = \alpha_1, \beta = \beta_1$, а при отрицательной — $\alpha = \alpha_2, \beta = \beta_2$.

Блок ПЭ (преобразователь экрана) меняет значения компо-

нентов вектора p на новые \tilde{p}_i . В этом случае изменению подлежат лишь те p_i , для которых $b_i \neq 0$ (ведь только в этом случае экран работал). Таким образом, $\tilde{p}_i = p_i$ при $b_i = 0$. Для каждого $b_i \neq 0$, в зависимости от значения оценочного параметра β и значений a_i , \tilde{p}_i будет изменяться по формулам

$$\tilde{p}_i = \begin{cases} (1 - \beta_1) p_i + \beta_1 v_1, & a_i \neq 0, \\ (1 - \beta_1) p_i + \beta_1 v_2, & a_i = 0, \\ (1 - \beta_2) p_i + \beta_2 v_3, & a_i \neq 0, \\ (1 - \beta_2) p_i + \beta_2 v_4, & a_i = 0, \end{cases} \quad (5)$$

где β_1, β_2 — скорости обучения; $v_j, j = \overline{1, 4}$ — направления обучения (точки притяжения оператора (5)), $0 \leq v_j \leq 1, j = \overline{1, 4}$. Если допускается полное обучение, то v представляет собой вектор из нулей и единиц: $v = (1, 0, 0, 1)$.

Блок ПС (преобразователь связей) меняет значения c_{ij} в зависимости от оценочного параметра α , выбранной реакции r и состояния B . Заметим, что состояния A и E не принимаются в расчет, т.е. обучение связям происходит по всей информации, получаемой от S .

Переходим к описанию работы ПС. В памяти ПС хранятся две квадратные матрицы порядка m :

$$\lambda^+ = \|\lambda_{ij}^+\|_{i,j=1}^m, \quad \lambda^- = \|\lambda_{ij}^-\|_{i,j=1}^m$$

такие, что

$$0 \leq \lambda_{ij}^+, \lambda_{ij}^- \leq 1, \quad \sum_{j=1}^m \lambda_{ij}^+ = \sum_{j=1}^m \lambda_{ij}^- = 1.$$

Пусть была выбрана реакция r_l и получена оценка α . Тогда новые значения c_{ik} (обозначим их \tilde{c}_{ik}) определяются следующим образом. Для каждого k множество B_{ik} разделяется на два подмножества: $B_{ik}^{(1)}$ — множество элементов B_{ik} , которые остались связанными с r_k , и $B_{ik}^{(2)}$ — множество элементов B_{ik} , которые стали связанными с одной из $r_l, l = \overline{1, m}$. Связь с r_l устанавливается случайным образом:

$$P(B_{ik}^{(2)} \text{ связано с } r_l) = (1 - \alpha) \delta_{kl} + \alpha \lambda_{jl}, \quad (6)$$

где α и λ_{jl} равны α_1 или α_2 и λ_{jl}^+ или λ_{jl}^- — соответственно, в зависимости от значения оценочного действия среды, а δ_{kl} — символ Кронекера. Формулу (6) можно трактовать следующим образом. С вероятностью $(1 - \alpha) + \alpha \lambda_{jl}$ множество $B_{ik}^{(2)}$ останется связанным с r_k и с вероятностью $\alpha \lambda_{jl}$ станет связанным с r_l . Обозначим через $(1 - \gamma) c_{ik}$ меру $B_{ik}^{(1)}$, через γc_{ik} — меру $B_{ik}^{(2)}$. Тогда

$$\tilde{c}_{ik} = (1 - \gamma) c_{ik} + \gamma \sum_{l=1}^m \xi_{il}, \quad (7)$$

где ξ_{il} — случайная величина, принимающая значения c_{il} с вероятностью $(1 - \alpha) \delta_{kl} + \alpha \lambda_{jk}$ и нуль — с вероятностью $1 - (1 - \alpha) \delta_{kl} - \alpha \lambda_{jk}$, т. е.

$$\begin{aligned} P(\xi_{il} = c_{il}) &= (1 - \alpha) \delta_{kl} + \alpha \lambda_{jk}; \\ P(\xi_{il} = 0) &= 1 - (1 - \alpha) \delta_{kl} - \alpha \lambda_{jk}. \end{aligned} \quad (8)$$

Здесь δ_{kl} — символ Кронекера.

Предложенная модель позволяет хорошо описывать и осмысливать поведение животных в различных как лабораторных, так и натуральных экспериментах.

Модель обладает обоими видами генерализаций — афферентной и эфферентной, а также обучаемым экранированием входной информации, т. е. способностью отделять в сигнальном комплексе рефлекторную часть от индифферентной. Ее можно использовать для получения различных функциональных моделей. Приведем несколько примеров.

Пусть в формуле (2) $\delta = 0$ (обучение экрана никак не влияет на изменение E). Тогда это модель Буша — Мостеллера.

Доказательство. Выразим обучение в виде формул, по которым вероятности реакций $P(r_k/S)$, $k = \overline{1, m}$ непосредственно преобразуются для некоторого сигнального комплекса S после акта обучения, связанного с предъявлением того же сигнального комплекса при условии, что на этот комплекс ОС ответила реакцией r_j . Согласно формулам (3) — (4)

$$P(r_k/S) = \left(\sum_{j=1}^N e_j \right)^{-1} \sum_{i=1}^N b_i^{-1} e_i c_{ik}. \quad (9)$$

Так как в формуле (2) $\delta = 0$, то в процессе обучения e_i не изменяются и равны b_i . Тогда формулу (9) можно переписать следующим образом:

$$P(r_k/S) = \left(\sum_{j=1}^N b_j \right)^{-1} \sum_{b_i \neq 0} c_{ik}. \quad (10)$$

Пусть после предъявления ОС сигнального комплекса S произошла реакция r_j . Тогда согласно формулам (7), (8) математическое ожидание c_{ik} равно

$$\begin{aligned} M\tilde{c}_{ik} &= (1 - \gamma) c_{ik} + \gamma \sum_{l=1}^m M\xi_{il} = (1 - \gamma) c_{ik} + \gamma \sum_{l=1}^m [(1 - \alpha) \delta_{kl} + \\ &+ \alpha \lambda_{jk}] c_{il} = (1 - \alpha \gamma) c_{ik} + \alpha \gamma \lambda_{jk} b_i. \end{aligned} \quad (11)$$

Новые $P(r_k/S)$ (обозначим их через $\tilde{P}(r_k/S)$) будут вычисляться по формуле

$$\tilde{P}(r_k/S) = (1 - \alpha \gamma) P(r_k/S) + \alpha \gamma \lambda_{jk},$$

т. е. по модели Буша — Мостеллера.

При тех же самых условиях (при $\delta = 0$) получим формулы преобразования вероятности реакции $P(r_k/S_2)$ для сигнального комплекса S_2 после акта обучения, связанного с предъявлением сигнального комплекса S_1 . Не нарушая общности, можно положить $M = 2$.

Тогда, учитывая (10), напишем

$$P(r_k/S_1) = \frac{c_{1k}}{b_1 + b_3} + \frac{c_{3k}}{b_1 + b_3}, \quad (12)$$

$$P(r_k/S_2) = \frac{c_{2k}}{b_2 + b_3} + \frac{c_{3k}}{b_2 + b_3}. \quad (13)$$

После предъявления ОС сигнального комплекса S_1 и ответа системы на S_1 реакцией r_j на основе обратной связи новые $\tilde{P}(r_k/S_1)$ имеют вид

$$\tilde{P}(r_k/S_1) = \frac{\tilde{c}_{1k}}{b_1 + b_3} + \frac{\tilde{c}_{3k}}{b_1 + b_3}.$$

Так как \tilde{c}_{3k} входит в формулы (12) и (13), изменится также $P(r_k/S_2)$:

$$\tilde{P}(r_k/S_2) = \frac{c_{2k}}{b_2 + b_3} + \frac{\tilde{c}_{3k}}{b_2 + b_3}. \quad (14)$$

Подставив в (14) выражение для \tilde{c}_{3k} из (11), получим

$$\tilde{P}(r_k/S_2) = \frac{c_{2k}}{b_2 + b_3} + \frac{(1 - \alpha\gamma) c_{3k} + \alpha\gamma\lambda_{ik}b_3}{b_2 + b_3}. \quad (15)$$

Преобразуя выражение (15), имеем

$$\tilde{P}(r_k/S_2) = P(r_k/S_2) - \frac{\alpha\gamma c_{3k}}{b_2 + b_3} + \frac{\alpha\gamma\lambda_{ik}b_3}{b_2 + b_3}. \quad (16)$$

Формула (16) устанавливает зависимость $\tilde{P}(r_k/S_2)$ от $P(r_k/S_2)$ после предъявления сигнального комплекса S_1 . То, что в эту формулу входит c_{3k} делает затруднительным ее практическое применение.

Рассмотрим допущения, которые позволяют заменить формулу (16) другой, но не точной, а приближенной, зато лишенной указанного выше недостатка. Так, в начальной стадии обучения можно положить, что $P(r_k/S_2) = \frac{c_{3k}}{b_3}$, тогда, обозначив выражение

$\frac{b_3}{b_2 + b_3}$ через z , формулу (16) можно записать в виде

$$\tilde{P}(r_k/S_2) = (1 - \alpha\gamma z) P(r_k/S_2) + \alpha\gamma z \lambda_{ik}. \quad (17)$$

Возможности использования преобразования (17) при построении функциональных моделей описаны нами в работе [6].

Рассмотрим теперь процесс обучения, в котором начиная с определенного момента c_{2k} становится равным b_2 и в дальнейшем не изменяется. Тогда (16) переписывается в виде

$$P(r_k/S_2) = (1 - \alpha\gamma)P(r_k/S_2) + \alpha\gamma[(1 - z) + \lambda_{ijk}z].$$

В случае, когда c_{2k} становится равным нулю, получаем

$$\tilde{P}(r_k/S_2) = (1 - \alpha\gamma)P(r_k/S_2) + \alpha\gamma z \lambda_{ijk}.$$

Приведенные примеры показывают возможность использования предлагаемой модели при синтезе различных функциональных моделей.

Список литературы: 1. *Короп В. Ф., Дидиченко Н. П., Левенко В. В.* Одна структурная модель обучаемости // Эвристические модели в психологии и социологии.— К., 1974.— С. 67—76. 2. *Дидиченко Н. П.* Структурная модель поведения, учитывающая реакции поведения птиц // Управление поведением животных.— М., 1977.— С. 94. 3. *Короп В. Ф., Дидиченко Н. П.* Частичное экранирование входной информации как одна из форм адаптации поведения // II Международная конференция стран СЭВ по основным проблемам бионики «Бионика-78»: Рефераты докл. // М.; Л., 1978.— С. 174—176. 4. *Короп В. Ф., Дидиченко Н. П.* Частичное экранирование входной информации и его математическая трактовка // Пробл. бионики.— 1980.— Вып. 25. С. 93—98. 5. *Шовен Р.* Поведение животных.— М.: Мир, 1972.— 487 с. 6. *Короп В. Ф., Крапивный А. П., Дидиченко Н. П., Харченко Л. П.* Способность птиц ориентироваться в сложной ситуации эксперимента по источнику звука // Вестн. Харьк. ун-та. Биология.— 1974.— Вып. 6.— С. 128—129.

Поступила в редколлегию 18.03.86

УДК 51.76:612.014.482

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

АНАЛИЗ ПОНЯТИЯ «ДОЗА ВРЕДНОГО ВОЗДЕЙСТВИЯ» И СВЯЗАННЫХ С НИМ АСПЕКТОВ

В литературе по гигиене труда часто применяется термин «доза». Это понятие используется, например, при оценке воздействия химических веществ ионизирующего излучения. Делаются попытки применить дозовый подход для оценки воздействия электромагнитного излучения (ЭМИ) [1]. Применение дозового принципа существенно упрощает принятие решений о допустимости условий среды для человека, степени риска и т. д. Однако даже при наличии лишь одного фактора внешней среды на рабочем месте, оцениваемого только одним параметром, попытка сформулировать понятие «доза», адекватно связанное с физиологическим эффектом, часто наталкивается на ряд трудностей.

Например, для ЭМИ естественно в качестве параметра, характеризующего данное воздействие, выбрать мощность излучения (или мощность поглощения) P , а в качестве доз мощности — $D = Pt$, где t — время экспозиции. Для случая $P \neq \text{const}$ соответственно

$$D = \int_{t_1}^{t_2} P(t) dt.$$

Здесь $[t_1, t_2]$ — период экспозиции.

Такие попытки делались в работе [2].

Однако практика показала необходимость ряда оговорок, введения поправочных коэффициентов и т. д., так как, например, при низкой мощности воздействие не ощущается независимо от интервала экспозиции. Кроме того, на практике часто встречается воздействие на человека одновременно нескольких факторов среды. Авторам неизвестны источники, в которых обсуждается понятие «доза» в этих ситуациях.

Таким образом, анализ современного состояния вопроса приводит к необходимости подробно исследовать понятие «доза вредного воздействия» с целью его формализации и обобщения. При этом следует учитывать, что анализ понятия, находящегося на этапе становления, представляет интерес и с точки зрения изучения принципов мышления человека.

Поверхностный анализ применения термина «доза» показывает, что имеется в виду оценка количества вещества, выделенной или поглощенной энергии или результата воздействия при заданных условиях. Оценки могут быть даны удельные (для единицы объема, площади поверхности или массы) и для всего объекта или источника воздействия. Однако в любом случае доза обладает свойствами аддитивности и инвариантности во времени.

Свойство аддитивности заключается в том, что если мы разделим рассматриваемый интервал времени на два, то доза за весь интервал равна сумме доз за части интервала.

Свойство инвариантности состоит в том, что доза воздействия за определенный интервал времени определяется только воздействием в течение этого интервала.

Фактор внешней среды может влиять на состояние человека негативным и позитивным образом. В задачах охраны труда обычно рассматриваются только те факторы, которые влияют негативно (вредные факторы). В этом случае доза воздействия всегда положительна, а в случае отсутствия или неощутимого воздействия она равна нулю.

Исходя из указанных свойств, построим формализованное определение дозы.

Пусть воздействие внешней среды характеризуется n -мерным вектором параметров x , зависящим от времени, т. е. $x = x(t)$. Область изменения времени обозначим D_t . При этом компонентами $x^{(i)}(t)$ вектора $x(t)$ могут быть величины различной природы,

например характеристики одного фактора (мощность и частота электромагнитного излучения), а также набора факторов (температура воздуха, атмосферное давление, уровень шума, концентрация вредных веществ). Они могут изменяться и непрерывно, и дискретно (например, может быть параметр «наличие воздействия ЭМИ», равный единице, если воздействие имеет место, и нулю — в противном случае). Существенным для $x^{(i)}(t)$ является только то, что они характеризуют воздействие среды на оператора (или состояние среды) в фиксированный момент времени t .

После выбора номенклатуры показателей $x^{(i)}(t)$ можно определить класс допустимых вектор-функций $x(t)$. В него войдут все функции $x(t)$, удовлетворяющие имеющимся ограничениям на функции $x^{(i)}(t)$ и их сочетания. Обозначим такой класс X .

Введем на классе X функционал D . Этот функционал зависит от параметров и от двух моментов времени t_1, t_2 ($t_1 < t_2$).

Таким образом, $D = D(x(t); t_1, t_2); x(t) \in X$.

Рассмотрим следующие аксиомы для функционала D .

A1. Аддитивность.

$\forall x(t) \in X, \forall \{t_1, t_2, t_3\}$ таких, что $t_1 < t_2 < t_3$ и $[t_1, t_2], [t_2, t_3] \subset D_t$, имеет место равенство $D(x(t); t_1, t_2) + D(x(t); t_2, t_3) = D(x(t); t_1, t_3)$.

A2. Инвариантность во времени.

$\forall [t_1, t_2] \subset D_t, \forall \tau: [t_1, t_2] \subset D_t$ и $[t_1 + \tau; t_2 + \tau] \subset D_t$ (сдвиг интервала времени на τ не выводит из D_t), имеет место следующее утверждение: $\forall x_1(t), x_2(t) \in X: \forall t \in [t_1, t_2], x_2(t) = x_1(t + \tau) \Rightarrow D(x_2(t); t_1, t_2) = D(x_1(t); t_1 + \tau, t_2 + \tau)$.

A3. Положительность.

$\forall x(t) \in X, \forall t_1, t_2$ таких, что $[t_1; t_2] \subset D_t$, имеет место неравенство $D(x(t); t_1, t_2) \geq 0$.

A3'. Отрицательность.

$\forall x(t) \in X, \forall t_1, t_2$ таких, что $[t_1; t_2] \subset D_t$, имеет место неравенство $D(x(t); t_1, t_2) \leq 0$.

Функционал D , удовлетворяющий аксиомам A1, A2, назовем дозовым функционалом, а $D(x(t); t_1, t_2)$ — измеренной функционалом D дозой воздействия при интенсивности $x(t)$ на интервале $[t_1, t_2]$. В случае выполнения дополнительно аксиомы A3 (A3') назовем D позитивным (негативным) дозовым функционалом и соответственно $D(x(t); t_1, t_2)$ — дозой вредного (полезного) воздействия.

Как видим, аксиомы A1—A3 являются формализацией указанных выше свойств дозы. В самом деле, свойство A1 отражает тот факт, что дозы суммируются, свойство A2 означает, что доза за интервал определяется состоянием среды только во время этого интервала и не зависит от предыстории. Аксиома A3 отражает свойство дозы для факторов безусловно вредных.

Очевидно, что если $D(x(t); t_1, t_2)$ — дозовый функционал, то $\alpha D(x(t); t_1, t_2)$ — также дозовый функционал $\forall \alpha \in R$. Если

$D_1(x(t); t_1, t_2)$ и $D(x(t); t_1, t_2)$ — дозовые функционалы, то $D_1(x(t); t_1, t_2) + D_2(x(t); t_1, t_2) = (D_1 + D_2)(x(t); t_1, t_2)$ также будет дозовым функционалом.

Таким образом, функционалы, удовлетворяющие аксиомам A1, A2, образуют линейное пространство. Следовательно, для одного и того же класса функций X можно построить бесконечное множество дозовых функционалов.

В частности, если $g(x)$ — скалярная функция вектора x , $g(x) \geq 0 \forall x$ и $\int_{t_1}^{t_2} g(x(t)) dt$ сходится, то

$$\Phi_g(x(t); t_1, t_2) = \int_{t_1}^{t_2} g(x(t)) dt \quad (1)$$

будет позитивным дозовым функционалом. Выполнение аксиом A1 — A3 очевидно.

Из-за многообразия дозовых функционалов встает вопрос о сужении их пространства.

Естественным будет использовать для выбора дозовых функционалов информацию о действии факторов среды на организм человека.

Рассмотрим следующий частный случай. Для ЭМИ установлены максимальные времена пребывания человека при различных значениях плотности потока энергии (ППЭ).

Обозначим соответствующие времена через τ_i , а мощности — через P_i . Естественно будет предположить, что «максимально допустимые дозы», измеренные с помощью одного и того же дозового функционала, равны между собой.

Таким образом, $D(P_i; 0, \tau_i) = \text{const}$. Если выберем дозовый функционал в виде (1), то будет иметь место соотношение

$$g(P_i) \tau_i = \text{const} \text{ или } \frac{g(P_i)}{g(P_j)} = \frac{\tau_j}{\tau_i}.$$

Следовательно, согласование дозового функционала с нормативными значениями максимально допустимого времени пребывания под воздействием ЭМИ с заданными ППЭ привело к дополнительным ограничениям на значения функции g .

Отметим еще один аспект рассмотренного примера. Очевидно, что с увеличением P должна возрастать и доза воздействия за одно и то же время. Таким образом, функция $g(P)$ должна быть монотонно возрастающей.

Выводы, сделанные при рассмотрении приведенного примера, могут быть применены для дальнейшего формирования представлений о понятии «доза».

Дозовый функционал D порождает для каждого интервала $[t_1, t_2] \subset D_t$ отношение частичной упорядоченности на классе X .

Для двух функций $x_1(t)$ и $x_2(t)$ можно принять $x_1(t) \underset{[t_1, t_2]}{D} > x_2(t)$.

если $D(x_1(t); t_1; t_2) \geq D(x_2(t); t_1; t_2)$. Очевидно, что если $x_1(t) \underset{D}{>} x_2(t)$ и $x_1(t) \underset{D}{>} x_2(t)$, то $x_1(t) \underset{D}{>} x_2(t)$. С другой стороны, в классе X может существовать естественная частичная упорядоченность. Если в этом смысле $x_1(t)$ мажорирует $x_2(t)$ на интервале $[t_1, t_2]$, будем обозначать этот факт

$$x_1(t) \underset{X}{>} x_2(t).$$

Пусть, например, компоненты $x(t)$ — концентрации в воздухе различных вредных веществ. В этом случае можно считать, что

$$x_1(t) \underset{X}{>} x_2(t), \text{ если } \forall i \ x_1^{(i)}(t) > x_2^{(i)}(t) \forall t \in [t_1, t_2].$$

При наличии такой упорядоченности мы должны потребовать согласованности двух отношений порядка: если $x_1(t) \underset{X}{>} x_2(t)$,

то $x_1(t) \underset{D}{>} x_2(t)$.

Для приведенного выше примера и задания дозового функционала по формуле (1) условие согласованности порядков будет означать, что функция g монотонно не убывает по каждому аргументу.

Возможен также подход к выбору дозового функционала, основанный на сравнении дозы с эффектом. Рассмотрим этот вопрос подробнее.

Пусть наряду с дозовым функционалом D на X задан функционал эффекта $\Phi(x(t); t_1, t_2)$, характеризующий ухудшение состояния объекта (оператора) под воздействием, характеризующимся вектор-функцией $x(t)$ в период $[t_1, t_2]$. Функционал Φ соединяет результат воздействия и результат процессов адаптации и восстановления организма. Поэтому от него нельзя требовать выполнения аксиом А1—А3. Одним из методов выбора дозового функционала является приближение функционала эффекта в пространстве дозовых функционалов, т. е. нужно выбрать функционал D , удовлетворяющий аксиомам А1—А3, такой, что $\forall x \in X, \forall [t_1, t_2] \subset D_i, \forall D'$ -дозового выполняется неравенство

$$|\Phi(x; t_1, t_2) - D(x; t_1, t_2)| \leq |\Phi(x; t_1, t_2) - D'(x; t_1, t_2)|.$$

Рассмотрим выбор такого функционала на примере. Пусть $x(t)$ — интенсивность воздействия; y — состояние организма, и имеет место соотношение $y' + by = ax$ при условии, что $y(t_1) = y_1$. Такая модель широко применяется при исследовании воздействия вредных факторов на биологические системы (см., например, [3]).

Тогда

$$y(t_2) = y_1 e^{-b(t_2-t_1)} + a \int_{t_1}^{t_2} e^{b(t_1-t)} x(t) dt.$$

Видим, что при равных начальных условиях от $x(t)$ зависит $\int_{t_1}^{t_2} e^{b(t_1-t)} x(t) dt$, которое можно рассматривать в качестве функционала эффекта. Докажем, что ему соответствует дозовый функционал $D(x(t); t_1, t_2) = \int_{t_1}^{t_2} x(t) dt$. Предположим, что мы нашли функционал вида $D'(x(t); t_1, t_2) = \int_{t_1}^{t_2} g(x(t)) dt$ (ограничимся такими функционалами, где $g(x) \neq x$).

Тогда найдется такое значение $\tilde{x} = \text{const}$, что $g(\tilde{x}) \neq \tilde{x}$. Для упрощения выкладки примем $t_1 = 0$; $t_2 = t$.

Оценим разность $\Delta = |\Phi(\tilde{x}; 0, t) - D'(\tilde{x}; 0, t)|$

$$\Delta = \left| \int_0^t (e^{-b\tau} \tilde{x} - g(\tilde{x})) d\tau \right|.$$

По формуле Тейлора

$$e^{-b\tau} = 1 - \tau \frac{e^{-b\theta\tau}}{b}, \text{ где } \theta \in]0; 1[.$$

$$\text{Отсюда } \Delta = \left| \int_0^t (\tilde{x} - g(\tilde{x})) d\tau - \tilde{x} \int_0^t \tau \frac{e^{-b\theta\tau}}{b} d\tau \right|.$$

Отметим, что

$$\int_0^t \tau \frac{e^{-b\theta\tau}}{b} d\tau < \frac{t^2}{2b}; \quad \int_0^t (\tilde{x} - g(\tilde{x})) d\tau = t(\tilde{x} - g(\tilde{x})).$$

Если $\tilde{x} \neq g(\tilde{x})$, то можно выбрать достаточно малое t такое, что $\Delta \approx t(\tilde{x} - g(\tilde{x})) = O(t)$. Если же $g(x) \equiv x$, то

$$\Delta = \left| \int_0^t \tau \frac{e^{-b\theta\tau}}{b} d\tau \right| = O(t^2).$$

Таким образом, для любой функции $g(x) \neq x$ можно выбрать $x(t) = \tilde{x}$ и t такие, что

$$\left| \Phi(x(t); 0, t) - \int_0^t g(x(t)) dt \right| > \left| \Phi(x(t); 0, t) - \int_0^t x(t) dt \right|,$$

что и требовалось доказать.

Аналогично можно определить дозовые функционалы для других зависимостей эффекта от воздействия.

Предложенные методы формирования дозовых функционалов могут найти применение при определении гигиенических норм для технологических процессов с сочетанием изменяющихся во времени вредных воздействий.

Список литературы: 1. Давыдов Б. И., Тихончук В. С., Антипов В. В. Биологическое действие, нормирование и защита от электромагнитных излучений.— М.: Энергоатомиздат, 1984.— 176 с. 2. Минин Б. А. СВЧ и безопасность человека.— М.: Сов. радио, 1974.— 214 с. 3. Методы математической биологии. Книга 7: Методы анализа и синтеза биологических систем управления.— К.: Вища шк., Головное изд-во, 1983.— 272 с.

Поступила в редколлегию 13.03.86

УДК 62.506:51—76

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

ИДЕНТИФИКАЦИЯ РЕАКЦИИ ЧЕЛОВЕЧЕСКОГО ОРГАНИЗМА НА ВОЗДЕЙСТВИЕ УСЛОВИЙ ТРУДА И ОПТИМИЗАЦИЯ ТЕХНОЛОГИЧЕСКИХ ПРОЦЕССОВ С ТОЧКИ ЗРЕНИЯ ОХРАНЫ ТРУДА

В связи с увеличением выпуска РЭА возрастает необходимость в исследовании воздействия вредных факторов среды рабочего места работников радиоэлектронной промышленности на организм человека. Особенно много внимания уделяется воздействию электромагнитного излучения. Однако в этой области имеется немало нерешенных задач. Особенно сложной является проблема, связанная с воздействием на организм человека низких уровней ППЭ. По этому вопросу существует ряд противоречивых мнений.

Как указано в работе [1], «необходимо изучать длительное облучение низкой интенсивности в сочетании с воздействием таких факторов, как высокая температура и влажность окружающей среды». С другой стороны, в ряде источников (например, [2]) справедливо указывается на то, что облучение работающих с источниками излучения микроволн во многих случаях имеет прерывистый и неравномерный характер. Следовательно, встает вопрос об изучении воздействия электромагнитного излучения, существенно изменяющегося во времени.

Таким образом, приходим к необходимости описания динамической системы, входные воздействия для которой — изменяющиеся во времени характеристики окружающей среды (например, уровень ЭМИ, температура, влажность), а выходные — параметры, характеризующие физиологическое и психофизиологическое состояние человека, причем зависимость между этими функциями времени является динамической, стохастической, непрерывной и, вообще говоря, нелинейной.

Динамический характер модели вызван тем, что временные характеристики связи воздействия и реакции зависят от запаздывания, поражения и восстановления, ритмичности функционирования затронутых биологических систем и других факторов [3].

Стохастический характер изучаемой зависимости объясняется, с одной стороны, тем, что на состояние человека влияет ряд неучтенных факторов, связанных с его индивидуальностью и неконтролируемыми особенностями жизни. С другой стороны, имеется случайная погрешность при измерении входных и выходных параметров системы. Непрерывность их связи не нуждается в обосновании. Нелинейный характер зависимости приближенно можно считать линейным.

Это предположение основывается на следующих аргументах. Во-первых, линейные модели широко применяются при исследовании биологических систем, в частности воздействия на них вредных факторов окружающей среды (см., например, [4]). Во-вторых, для измерения ряда параметров окружающей среды характерна высокая погрешность; значения параметров существенно изменяются во времени и пространстве. Например, при измерении уровня электромагнитных излучений СВЧ-диапазона погрешности измерительных приборов достигают 30%. В-третьих, индивидуальные реакции организма, особенно при низких уровнях воздействия, весьма вариабельны. Таким образом, на наш взгляд, погрешность вследствие линеаризации модели должна быть существенно меньше суммарной измерительной погрешности.

Отметим еще одну особенность модели, которую мы строим. Эта модель является имитационной в том смысле, что главная задача при ее построении — не раскрытие механизмов воздействия факторов окружающей среды, а феноменологический прогноз эффекта вредного воздействия с целью выработки мер по его снижению.

Пусть Y — множество вектор-функций состояния организма человека-оператора; X — множество вектор-функций состояний внешней среды рабочего места оператора. Вектор-функции из Y имеют размерность m , а вектор-функции из X — размерность n .

Пусть $(x_1(t), \dots, x_n(t))^T = x(t) \in X$, а $(y_1(t), \dots, y_m(t))^T = y(t) \in Y$.

В этом случае можно принять математическую модель влияния на $x(t)$ в виде

$$y(t) = v(t) + \varepsilon_y(t), \quad (1)$$

$$x(t) = u(t) + \varepsilon_x(t), \quad (2)$$

$$v(t) = \int_0^t \omega(\tau) u(t - \tau) d\tau. \quad (3)$$

Здесь $v(t)$ — детерминированная составляющая $y(t)$ (вектор-функция той же размерности); $\varepsilon_y(t)$ — стохастическая составляющая $y(t)$. Аналогично $u(t)$ и $\varepsilon_x(t)$ — соответственно детерминированная и стохастическая составляющие вектор-функции $x(t)$. Случайные функции $\varepsilon_y(t)$ и $\varepsilon_x(t)$ могут быть интерпретированы как ошибки измерения. Предполагается, что это — стационарные случайные процессы, некоррелированные между собой и с δ -видной автокорреляционной функцией, т. е. случайные процессы, близкие к белому шуму.

Взаимосвязь $x(t)$ и $y(t)$ выражается как связь их детерминированных компонент (3). Здесь $\omega(\tau)$ — импульсная переходная матрица-функция размера $m \times n$; T — продолжительность наблюдения.

Переходя в (3) к дискретному времени, получаем уравнение

$$v(t) = \sum_{i=1}^N \omega(\tau_i) u(t - \tau_i) \Delta\tau_i,$$

т. е. приходим к уравнению множественной регрессии с отступающими по времени (лаговыми) переменными.

Таким образом, первой проверкой адекватности нашей модели может служить анализ корреляции между временными рядами, образованными независимыми (входными) переменными с учетом отставания во времени и зависимыми (входными) переменными.

Основным методом решения задачи нахождения переходной функции (переходной матрицы) является составление уравнения Винера — Хопфа. В одномерном случае оно имеет вид

$$R_{xy} = \int_0^T \omega(\tau) R_{xx}(t - \tau) d\tau, \quad (4)$$

где

$$R_{xy}(\tau) = \frac{1}{T - \tau} \int_0^{T-\tau} x(t) y(t + \tau) dt, \quad (5)$$

$$R_{xx}(\tau) = \frac{1}{T - \tau} \int_0^{T-\tau} x(t) x(t + \tau) dt. \quad (6)$$

Как видим, функция R_{xy} является естественным обобщением корреляции временных рядов с запаздыванием.

Имеется ряд методов решения уравнения Винера — Хопфа (см. работу [5]). Эти методы основываются на дальнейшей параметризации задачи путем разложения $\omega(t)$ по заданной системе функций либо перехода к дискретному времени. Имеются также методы, основанные на применении преобразования Лапласа.

После определения функции ω можно оценить параметры случайного процесса.

Если с достаточной степенью достоверности считать этот процесс стационарным и $M_{\varepsilon_y}(0) = 0$, то оценивание можно признать адекватным.

Аналогичные рассуждения можно провести и в многомерном случае: $\omega(\tau)$ — матрица-функция размера $m \times n$, R_{xx} — матрица-функция размера $n \times n$,

$$(R_{xx}(\tau))_{ij} = \frac{1}{T-\tau} \int_0^{T-\tau} x_i(t) y_j(t+\tau) dt;$$

$R_{xy}(\tau)$ — матрица-функция размера $m \times n$,

$$(R_{xy}(\tau))_{ij} = \frac{1}{T-\tau} \int_0^{T-\tau} x_i(t) y_j(t+\tau) dt.$$

Приведенные формулы для R_{xy} и R_{xx} пригодны при рассмотрении одной реализации случайных функций $x(t)$ и $y(t)$. При наличии реализаций, каждая из которых имеет длину T_i можно воспользоваться формулами

$$R_{xy}(\tau) = \frac{1}{\sum_{i=1}^s (T_i - \tau)} \sum_{i=1}^s \int_0^{T_i - \tau} x^{(i)}(t) y^{(i)}(t + \tau) dt;$$

$$R_{xx}(\tau) = \frac{1}{\sum_{i=1}^s (T_i - \tau)} \sum_{i=1}^s \int_0^{T_i - \tau} x^{(i)}(t) x^{(i)}(t + \tau) d\tau;$$

$$0 < \tau < \min T_i.$$

Здесь $x^{(i)}(t)$, $y^{(i)}(t)$ — i -е реализации процессов $x(t)$, $y(t)$.

Остановимся на некоторых практических вопросах определения переходной импульсной функции $\omega(\tau)$.

В формулах (5), (6) следует принять $\tau < T_R < T$. Интервал T_R нужно выбирать из следующих соображений: $R_{xy}(0)$ должно быть существенно больше $R_{xy}(T_R)$. Удобно проводить выбор T_R при центрированных данных, т. е. когда

$$\int_0^T x(\tau) d\tau = 0 \quad \text{и} \quad \int_0^T y(\tau) d\tau = 0.$$

В этом случае можно, например, определить T_R из соотношения $|R_{xy}(T_R)| < 0,05 \max_{\tau < T_R} R_{xy}(\tau)$. Процедура выбора T_R часто носит

не формальный, а эвристический характер. При выборе T_R слишком малым имеется опасность упустить существенную информацию, в то время как при выборе T_R , близким к T , вносим в уравнение неотфильтрованную случайную помеху (при τ , близком к T , величины

$$\frac{1}{T-\tau} \int_0^{T-\tau} x(t)x(\tau+t)dt \text{ и } \frac{1}{T-\tau} \int_0^{T-\tau} x(t)y(\tau+t)dt$$

зависят от поведения функций $x(t)$, $y(t)$ на малых участках). Если $T_R < \tau < T$, следует принять $R_{xy}(\tau) = R_{xx}(\tau) = 0$.

В силу указанной выше низкой точности исходных данных от численных методов определения $w(\tau)$ требуется, в первую очередь, не высокая точность, а устойчивость к ошибкам.

Естественной с точки зрения задач охраны труда является следующая ситуация. Имеется технологический процесс, связанный с вредным воздействием, переменным во времени. Можно варьировать этими воздействиями в пределах определенных технологических ограничений. Нужно выбрать такой вариант процесса, чтобы он, удовлетворяя технологическим требованиям, приносил наименьший вред здоровью работников. Формализованно эта задача выглядит следующим образом. Имеется функционал $\Phi(y)$, определяющий вредность (тяжесть, опасность) состояния организма $y(t)$, и набор функционалов $\Psi_1(x)$, $\Psi_2(x)$, ..., $\Psi_r(x)$, характеризующих технологические требования. Приходим к задаче нахождения условного экстремума $\Phi(y(t)) \rightarrow \min$ при $\Psi_i(x(t)) = 0$ ($i = 1, \dots, r$).

Вектор $x(t)$ можно изменять и по уровню (с помощью защитных средств), и по характеру изменения по времени (с помощью организации технологического процесса и труда персонала). Полученная математическая модель реакции организма на воздействие вредных факторов окружающей среды позволяет использовать оба эти фактора для оптимизации условий труда.

Список литературы: 1. Гигиенические критерии состояния окружающей среды для радиочастот и микроволн / Под ред. З. В. Гордон.— М.: Медицина, 1984.— 145 с. 2. Гигиена труда и биологическое действие электромагнитных волн радиочастот / Под ред. З. В. Гордон.— М.: Медицина, 1972.— 112 с. 3. Давыдов Б. И., Тихончук В. С., Антипов В. В. Биологическое действие, нормирование и защита от электромагнитных излучений.— М.: Энергоиздат, 1984.— 175 с. 4. Методы математической биологии. Книга 7: Методы анализа и синтеза биологических систем управления.— К.: Вища шк. Головное изд-во. 1983.— 272 с. 5. Растринин Л. А., Маджаров Н. Е. Введение в идентификацию объектов управления.— М.: Энергия, 1977.— 215 с.

Поступила в редколлегию 13.03.86

СИГНАЛЬНОЕ ФАЗИРОВАНИЕ КОГЕРЕНТНЫХ СИСТЕМ ЦИФРОВОЙ СВЯЗИ С АБСОЛЮТНЫМ ПРЕДСТАВЛЕНИЕМ ПЕРЕДАВАЕМЫХ СООБЩЕНИЙ

Известно, что практически неизбежные случайные «перескоки» фазы синхросигнала на выходе реальных схем восстановления когерентной несущей в ряде случаев могут приводить к образованию весьма длинных пакетов ошибок в принимаемом цифровом потоке [1, 2]. При этом традиционно используемые методы борьбы с влиянием указанных выше явлений основаны, как правило, на относительном кодировании передаваемых сообщений [1]. Это, однако, сопровождается заметным ухудшением качества связи (особенно при использовании помехоустойчивых кодов [1]) и, в частности, «размножением» ошибок передачи в приемном терминале системы [1, 3]. Поэтому нашей целью было исследовать возможности организации эффективного контроля наличия и оперативного восстановления однозначности отчета фазы дискретных сигналов с абсолютным (т. е. натуральным, рефлексным и т. п. неотнотительным) представлением дискретной информации.

Отметим, что при достаточно большом значении отношения сигнал — шум в кольце ФАПЧ схемы восстановления несущей случайные «перескоки» (m -кратная неопределенность) фазы опорного колебания когерентного демодулятора m -позиционных сигналов являются сравнительно редким и, как правило, одиночным (т. е. изолированным) случайным событием [2]. В связи с этим возможен и целесообразен периодический контроль и восстановление однозначности отсчета фазы принимаемых сигналов в так называемом [2, 4] режиме «дискретного времени». При этом нижняя граница длительности периода данного (т. е. сигнального) фазирования определяется допустимой избыточностью цифровой передачи

$$k_n = \frac{T_c}{T_c - KT_\phi} = \frac{N_n}{N_n - KN_\phi}, \quad (1)$$

а верхняя граница — интервалом старения синхронинформации и, следовательно, максимально возможной и средней длиной обусловленной случайным перескоком фазы опорного сигнала пачки ошибок:

$$L_{\max} = \frac{N_n}{K} - N_\phi, \quad (2)$$

$$B = \frac{1}{\tau_n} \int_0^{\tau} dt \int_0^{\tau} p(\theta) d\theta - \int_0^{\tau} dt \int_0^t d\theta \int_0^{\tau} p(\varphi) d\varphi \quad (3)$$

и вероятностью их появления

$$p_t = \int_t^T p(\theta) d\theta. \quad (4)$$

Здесь T_c — длительность сеанса связи, в течение которого передается N_n символов; K — количество циклов сигнального фазирования за один сеанс связи, причем в каждом из указанных выше циклов сигнальное фазирование осуществляется за время T_ϕ , в течение которого передается специальная синхропоследовательность $\{S_\phi\}$ длиной N_ϕ символов $KT_\phi < T_c$, $KN_\phi < N_n$; K_n — числовой коэффициент, характеризующий информационную избыточность передаваемых сообщений; τ_n — длительность элементарного тактового интервала; T — длительность периода сигнального фазирования (при $L \neq 0$ выполняется $0 \leq t \leq T$); t — момент «перескока» фазы опорного сигнала когерентного демодулятора; $p(t)$ — вероятность «перескока» фазы в момент времени t .

Из приведенного следует существование оптимальных значений T_{opt} длительности периода сигнального фазирования $T = T_{c/K}$ (т. е. $T_{\text{opt}} = T_{c/K_{\text{opt}}}$) — по критерию минимума избыточности передаваемой информации при заданном качестве связи или, наоборот, максимальной верности передачи сообщений при фиксированной избыточности последних. Очевидно также, что для снижения суммарных неинформативных потерь полезной длительности сеанса связи целесообразно полностью либо частично «совмещать» во времени сигнальное фазирование с передачей других вспомогательных сообщений, используемых, например, для цикловой синхронизации [4]. Учитывая при этом, что проявление и влияние нарушений сигнального и циклового фазирований в ряде случаев практически неразличимы [1], предпочтительно применение единой и общей для обеих процедур синхропоследовательности априорно известного для передающего и приемного терминалов системы связи вида $\{S'_\phi\}$, которая для кодовых комбинаций длиной n m -ичных символов должна иметь не менее $(n \times m)$ различных разрешенных состояний $\{S'_\phi\}$, т. е.

$$\{S'_\phi\}_{i_1, j_1} \neq \{S'_\phi\}_{i_2, j_2}, \quad \forall i_1 \neq i_2 \text{ и/или } \forall j_1 \neq j_2, \quad (5)$$

где $i, i_1, i_2 \in [1, m]$ и $j, j_1, j_2 \in [1, n]$, а $\{S'_\phi\}_{ij}$ означает состояние (вид) синхрокомбинации $\{S'_\phi\}$ при «перескоке» фазы опорного сигнала когерентного демодулятора на $[(i-1)/m] \cdot 2\pi$ радиан и циклическом сдвиге на $(j-1)$ символов. Тогда структурная схема одного из возможных вариантов построения системы периодического сигнального и циклового фазирования передаваемых сообщений может быть изображена в виде, представленном на рис. 1. Здесь КД — когерентный демодулятор (т. е. синхронный детектор с устройством принятия решений);

СВН — схема восстановления несущей; ДФ — дискретный фазовращатель, осуществляющий сдвиг фазы опорного сигнала; КД с выхода СВН на $[(i-1)/m] \cdot 2\pi$ радиан по команде первого выхода дешифратора ДШ, который по виду принимаемой синхропоследовательности $\{S'_\phi\}_i$ определяет текущие значения коэффициентов i, j и формирует управляющие воз

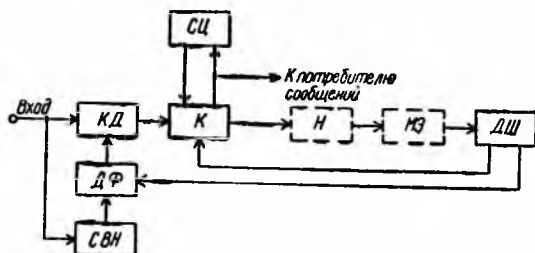


Рис. 1

действия для первого и второго выходов соответственно; К — коммутатор, который по сигналу с выхода счетчика циклов СЦ периодически через время T отключает выход КД от потребителя полезных сообщений и на длительность T_ϕ подключает выход КД к входу накопителя Н (обратная операция — отключение входа Н от выхода КД и подключение последнего на время $(T - T_\phi)$ к потребителю сообщений с цикловым фазированием выходного цифрового потока осуществляется по соответствующей команде со второго выхода ДШ, при этом первым символом данного потока одновременно корректируется и текущее состояние СЦ); МЭ — мажоритарный элемент.

Отметим, что на практике, как правило, требуется создание определенного «запаса» по качеству приема синхросимволов (по сравнению с верностью передачи информационных символов) [3, 4]. При этом один из наиболее рациональных (т. е. в достаточной степени эффективный и сравнительно просто реализуемый) методов решения указанной задачи основан на использовании мажоритарной обработки в блоке МЭ повторяющихся и «накапливаемых» в элементе Н одинаковых синхрокombинаций по критерию: « p из q » [4]. Здесь $q > p > q/2$ а $q = 2l + 1$ ($l \in N$, где N — множество натуральных чисел) причем обычно $p = (q + 1)/2$. В последнем случае вероятность ошибочного приема синхросимвола может быть оценена формулой следующего вида:

$$p_s \approx C_q^{\frac{q+1}{2}} p_0^{\frac{q+1}{2}} (1 - p_0)^{\frac{q+1}{2}}, \quad (6)$$

где $C_q^{\frac{q+1}{2}}$ — число сочетаний из q по $[(q + 1)/2]$; p_0 — вероятность ошибки передачи элементарного информационного символа в используемом канале связи.

Тогда вероятность ошибочного приема синхροкомбинации «длинной» L_Φ синхросимволов приближенно равна

$$p_c \approx L_\Phi p_s. \quad (7)$$

Очевидно, что реально достижимая кратность мажоритарного накопления синхροкомбинаций длиной L_Φ символов каждая (т. е. максимальное значение q) ограничена сверху прежде всего допустимой избыточностью k_n передаваемых сообщений и, в частности, предельно возможным значением $T_\Phi(N_\Phi \geq \{[q + 1] \div [q + 2]\}L_\Phi)$, а также практическими условиями и возможностями аппаратурной реализации схем обработки синхροинформации.

Выше рассматривались когерентные системы цифровой связи с простым безыбыточным (натуральным, рефлексным и т. п. неотносительным) абсолютным кодированием передаваемых сообщений. Вместе с тем необходимо отметить, что существует и достаточно широко применяется на практике обширный класс избыточных помехоустойчивых (т. е. обнаруживающих и/или исправляющих ошибки передачи) кодов, использование которых наиболее эффективно при неотносительных методах представления информации [1, 3]. Некоторые из корректирующих кодов (в первую очередь, сверточные) обладают также и весьма важным в теоретическом и особенно в прикладном отношении дополнительным свойством самосинхронизации [1, 3, 5]. Покажем, что практическое применение данных свойств обеспечивает реальную возможность постоянного (а не только периодического, как для простых безыбыточных кодов — см. выше) контроля текущего наличия однозначности отсчета фазы когерентных дискретных сигналов с абсолютным представлением передаваемых кодированных сообщений, а также оперативного и автоматического восстановления этого состояния в случае его срывов (т. е. при случайных «перескоках» фазы опорного сигнала когерентного демодулятора) в реальном масштабе времени. Существенно также, что данный эффект может быть достигнут без введения специальной дополнительной избыточности. Учитывая предпочтительность самоортогональных систематических сверточных кодов с минимальной избыточностью для перспективных систем высокоскоростной передачи информации [3], разработку и анализ метода сигнального фазирования когерентных радиолиний цифровой связи проведем для указанной выше важной разновидности кодов. При этом представляется целесообразным на последовательность поверочных символов $\{x_n(D)\}$ осуществлять синхронное наложение (гаммирование) синхросигнала $\{S'_\Phi(D)\}$ с описанными выражением (5) свойствами и априорно известного вида на передающем и приемном терминалах системы связи. Тогда в соответствии с логикой работы предложенного и описанного в статье [5] устройства на приемном

терминале цифрового канала необходимо сформировать n вариантов синдромной последовательности $\{C(D)\}_j$, т. е.

$$C(D)_j = \sum_{z=1}^{n-1} y_z^{(j)}(D) f_z(D) + y_n^{(j)}(D); \quad (j = 1, 2, \dots, n), \quad (8)$$

причем каждый из данных вариантов получается путем циклического сдвига на $(j-1)$ номеров n параллельных шин порогового декодера самоортогонального систематического сверточного кода со скоростью $R_k = (n-1)/n$. Здесь $f_z(D)$ — z -й образующий полином, строящийся для кодов рассматриваемого класса на основе простых совершенных разностных множеств; $y_z(D) = [x_z(D) + E_z(D)]$ — z -й (т. е. приходящий по z -й шине декодера) принимаемый символ; $E_z(D)$ — z -й шумовой символ, характеризующий качество используемого канала связи; D — оператор сдвига (задержки) Хаффмена; надстрочный символ (j) характеризует j -й вариант нумерации шин декодера.

Очевидно, что фазирующая комбинация $\{S'_\phi(D)\}$ в отсутствие ошибок передачи выделится на синдромной последовательности $C(D)$ лишь для правильного разделения принимаемого цифрового потока на информационные и поверочную подпоследовательности (г. е. в случае наличия циклового синхронизма) и, кроме того, при отсутствии неоднозначности отсчета фазы опорного сигнала когерентного демодулятора. На этом основан возможный и один из наиболее рациональных алгоритмов циклового и сигнального фазирования высокоскоростных систематических самоортогональных сверточных кодов с минимальной избыточностью.

Отметим также, что влияние ошибок передачи на качество выделения синхросигнала $\{S'_\phi(D)\}$ может быть существенно ослаблено известными методами и, в частности, с помощью мажоритарного накопления достаточного количества повторений комбинации $\{S'_\phi(D)\}$ на длине кодового ограничения N_A используемого кода (в этом отношении целесообразно увеличивать значение R_k — см., например, работу [3]). Действительно, вероятность ошибочного выделения синхросимвола равна вероятности появления единичного символа p_1 в синдромной последовательности $\{C(D)\}$ и равна

$$p_1 \approx \sum_{b=0}^{[a/2]+1} C_0^{2b+1} p_0^{2b+1} (1-p_0)^{a-2b}, \quad (9)$$

где a — число ненулевых членов (степеней) в образующих полиномах используемого светочного кода.

Считая фазирующую последовательность $\{S'_\phi(D)\}$ искаженной при наличии в ней хотя бы одного ошибочно выделенного синхросимвола, вероятность необнаружения циклового синхронизма и/или однозначности отсчета фазы опорного сигнала когерентного демодулятора определяется формулами (6), (7)

с заменой в выражении (6) значения p_0 на p_1 , характеризующего соотношением (9). При этом необходимо учитывать, что p_1 в ряде практически важных случаев может на порядок и более превосходить значение p_0 [5]. Это обуславливает необходимость дополнительного увеличения кратности мажоритарного накопления повторов синхрокомбинации $\{S_{\Phi}'(D)\}$ на длине кодового ограничения N_A и, следовательно, соответствующего повышения кодовой скорости R_k используемого кода.

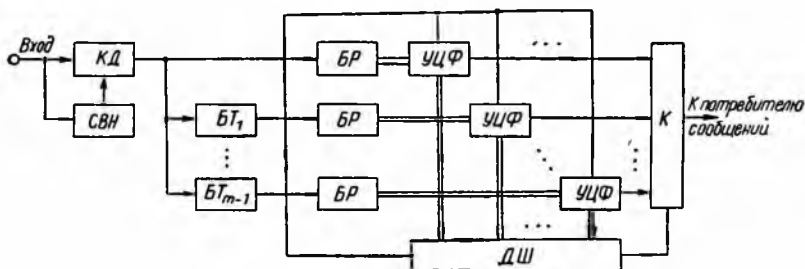


Рис. 2

На рис. 2 представлена структурная схема устройства циклового и сигнального фазирования высокоскоростных самоортогональных систематических кодов с минимальной избыточностью для случая одновременного и параллельного во времени оперативного контроля и автоматического восстановления истинного синхросостояния и однозначности отсчета фазы опорного сигнала когерентного демодулятора. Здесь БР — блок, осуществляющий разделение входного и последовательного во времени цифрового потока на n параллельных ($[n - 1]$ информационных и один поверочный) каналов; БТ_{*i*} — блок трансформации значений символов, соответствующей «перескоку» фазы опорного сигнала на $[(i - 1)/m] \cdot 2\pi$ радиан; УЦФ — устройство циклового фазирования, предложенное и описанное в работе [5]. Практическое применение представленного на рис. 2 устройства «ценой» определенного усложнения схемы и аппаратурной реализации обеспечивает повышенную оперативность функционирования — максимальная задержка циклового и сигнального фазирования не превышает длительности кодового ограничения используемого сверточного кода. Некоторое упрощение данного устройства возможно на основе применения параллельно-последовательных и особенно последовательно-последовательного алгоритмов работы этого устройства.

Логические блок-схемы последовательно-последовательного варианта алгоритма циклового и сигнального фазирования

минимально избыточных самоортогональных систематических сверточных кодов с регулярным и, следовательно, просто реализуемым правилом перебора возможных вариантов для случаев более вероятных «перескоков» фаз опорного сигнала когерентного демодулятора или для более вероятных «вставок» и «выпадения» символов и т. п. нарушений циклового синхронизма представлены на рис. 3, 4 соответственно.

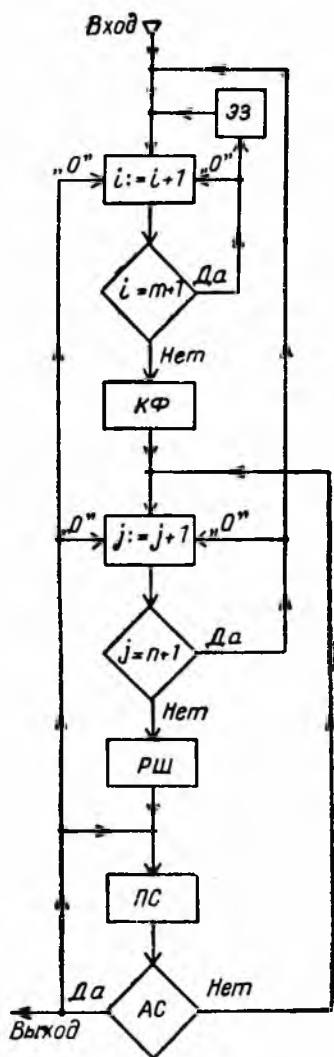


Рис. 3

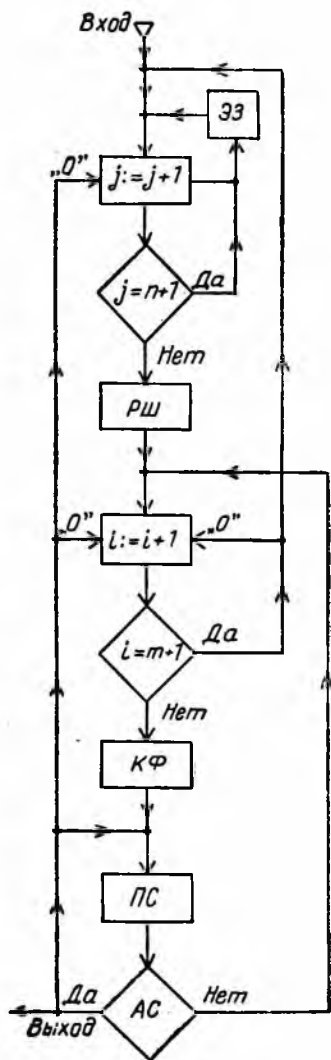


Рис. 4

Здесь КФ — коррекция фазы опорного сигнала когерентного демодулятора на $[(i-1)/m] \cdot 2\pi$ радиан (либо трансформация значений символов, соответствующая данной коррекции); РШ — разделение шин декодера на информационные и поверочную с циклическим сдвигом на $(j-1)$ номеров; ПС — построение синдромной последовательности; АС — анализ синдромной последовательности (включая возможный этап накопления и мажоритарной обработки повторяющихся гаммирующих синхрокombинаций), причем выходы «Да» и «Нет» соответствуют случаям наличия либо отсутствия факта выделения указанных комбинаций; ЭЗ — элемент задержки; «О» — обнуляющий вход, т. е. найденный и соответствующий случаю наличия сигнального и циклового синхронизма («истинным» состояниям блоков КФ и РШ условно присваиваются нулевые номера), вследствие чего исследуемое устройство подготавливается к работе на следующих циклах (этапах). Однако при использовании параллельно-последовательных и особенно наиболее просто реализуемого последовательно-последовательного (см. рис. 3, 4) алгоритмов функционирования устройства цикловой и сигнальной синхронизации заметно ухудшаются динамические характеристики последнего (полная длительность циклового и сигнального фазирования в самом пессимистическом случае может достигать $(n+m)N_A$ элементарных тактовых интервалов). Поэтому рациональный вариант построения и оптимальный алгоритм функционирования устройства циклового и сигнального фазирования должны выбираться из соображений разумного компромисса между допустимой сложностью аппаратурной реализации и требуемым качеством (в первую очередь, быстродействием) работы в заданных условиях — индивидуально для каждой конкретно решаемой задачи.

Список литературы: 1. Банкет В. Л., Ляхов А. И. Применение сверточных кодов в системах связи с фазовой манипуляцией // Зарубежная радиоэлектроника.— 1981.— № 8.— С. 3—23. 2. Ascheid G., Meyr H. Cycle slips in phase-locked loops: a tutorial survey // IEEE Transaction. Communication.— 1982.— 80, № 10.— P. 2228—2241. 3. Иванов М. А., Макаренко Б. И., Яковлев И. А. Исследование особенностей сверточного кодирования информации в высокоскоростных системах цифровой связи // Радиотехника.— 1984.— № 3.— С. 39—45. 4. Иванов М. А., Щербина Ю. В., Яковлев И. А. Адаптивный метод цикловой синхронизации высокоскоростных систем цифровой связи // Радиотехника.— 1985.— № 5.— С. 45—47. 5. Иванов М. А., Щербина Ю. В. Цикловая синхронизация высокоскоростных сверточных кодов // Радиотехника.— 1986.— Вып. 76.— С. 87—90.

Поступила в редколлегию 18.11.85

спектрального описания речевого сигнала и помехи соответственно; T — символ транспонирования; x_i — мощность мгновенного спектра в i -й частотной полосе. Чтобы исключить влияние громкости произношения на результаты автоматической классификации сигнала, необходимо использовать нормированный вектор спектрального описания, определив норму в виде

$$\|X\| = \sum_{i=1}^n x_i = \sigma_c^2, \quad (3)$$

где σ_c^2 — дисперсия (мощность) случайного процесса на входе системы. После нормировки вектора (2) в соответствии с (3) получаем

$$\tilde{X} = \frac{r^2}{r^2 + 1} \tilde{X}_y + \frac{1}{r^2 + 1} \tilde{X}_\xi.$$

Здесь \tilde{X} , \tilde{X}_y , \tilde{X}_ξ — нормированные векторы X , X_y , X_ξ соответственно, а $r = \sqrt{\sigma_y^2/\sigma_\xi^2}$ — отношение сигнал/шум на входе автоматической системы классификации. Учитывая, что в практических случаях $r^2 \gg 1$, после простейших преобразований приходим к выражению

$$\tilde{X} \approx \tilde{X}_y + \frac{1}{r^2} \tilde{X}_\xi. \quad (4)$$

Не нарушая общности рассуждений, точность работы классификатора автоматической системы анализа сигнала можно определять на примере двух классов речевых образов Ω_1 и Ω_2 , так как результаты несложно обобщить на случай многих классов. Хотя теоретический минимум ошибки классификации дает байесовский классификатор, однако в реальных системах он используется крайне редко из-за ограничений на вычислительные ресурсы. Чаще всего используют классификацию по правилу «ближайшего среднего» [4]. Поэтому анализ влияния шумов на точность классификации речевых сигналов, представленного описанием (4), произведем для классификатора данного типа. Решающее правило для него имеет вид

$$d(\tilde{X}, \mu_i) = \min_j d(\tilde{X}, \mu_j) \Rightarrow X \in \Omega_i, \quad i, j = 1, 2. \quad (5)$$

В выражении (5) $\mu_i = M \left\{ \tilde{X} \mid_{\tilde{X} \in \Omega_i} \right\}$ — среднее значение векторов \tilde{X} , принадлежащих классу Ω_i (эталон класса Ω_i), а $d(\tilde{X}, \mu_i)$ — евклидово расстояние от вектора \tilde{X} до вектора μ_i

$$d(\tilde{X}, \mu_i) = \sqrt{(\tilde{X} - \mu_i)^T (\tilde{X} - \mu_i)}.$$

В терминах гиперплоскости, разделяющей классы Ω_1 и Ω_2 , правило (5) для сигнала без помех запишется как

$$H_{12}(\tilde{X}) = (\tilde{X}_y - \mu_1)^T (\tilde{X}_y - \mu_1) - (\tilde{X}_y - \mu_2)^T (\tilde{X}_y - \mu_2),$$

или после элементарных преобразований

$$H_{12}(\tilde{X}) = 2\tilde{X}_y^T (\mu_2 - \mu_1) + \mu_1^T \mu_1 - \mu_2^T \mu_2 = 0. \quad (7)$$

Если $H_{12}(\tilde{X}) > 0$, то $\tilde{X}_y \in \Omega_1$, а если $H_{12}(\tilde{X}) \leq 0$, то $\tilde{X}_y \in \Omega_2$. Подставив (4) в (7), получим выражение разделяющей гиперплоскости при наличии помех с учетом того, что обучение производилось на «чистом» сигнале:

$$H'_{12}(\tilde{X}) = 2\tilde{X}_y^T (\mu_2 - \mu_1) + \frac{2}{r^2} \tilde{X}_\xi^T (\mu_2 - \mu_1) + \mu_1^T \mu_1 - \mu_2^T \mu_2 = 0, \quad (8)$$

или $H'_{12}(\tilde{X}) = H_{12}(\tilde{X}) + \frac{2}{r^2} \tilde{X}_\xi^T (\mu_2 - \mu_1)$. Отсюда следует, что действие помехи эквивалентно смещению разделяющей гиперплоскости в сторону класса Ω_1 или класса Ω_2 в зависимости от знака алгебраической суммы компонентов разностного вектора $\mu_2 - \mu_1$. Поскольку для квазидетерминированного речевого сигнала мощность мгновенного спектра в i -й частотной полосе является случайной функцией [5], спектральный вектор описания \tilde{X} является случайным вектором, характеризующимся многомерным нормальным распределением. Тогда решающие функции (7), (8) — линейные функции вектора \tilde{X} — можно описать плотностью одномерного нормального распределения. Среднее значение для решающей функции (7) определится как

$$M \{H_{12}(\tilde{X})\} = 2(\mu_2 - \mu_1)^T M \{\tilde{X}_y\} + \mu_1^T \mu_1 - \mu_2^T \mu_2, \quad (9)$$

а для решающей функции (8) как

$$M \{H'_{12}(\tilde{X})\} = 2(\mu_2 - \mu_1)^T M \{\tilde{X}_y\} + \frac{2}{r^2} \tilde{X}_\xi^T (\mu_2 - \mu_1) + \mu_1^T \mu_1 - \mu_2^T \mu_2. \quad (10)$$

При выводе формулы (10) принято, что

$$\frac{2}{r^2} M \{\tilde{X}_\xi^T\} \approx \frac{2}{r^2} \tilde{X}_\xi^T$$

из тех соображений, что среднее по множеству от мгновенного спектра стационарного случайного сигнала помехи является статистическим спектром, который для большинства классов акустических помех достаточно близок к слабо флуктуирующему мгновенному спектру. Дисперсия решающей функции (7) по определению [5] запишется в виде

$$\sigma_H^2 = M\{[2(\mu_2 - \mu_1)^T \tilde{X}_y + \mu_1^T \mu_1 - \mu_2^T \mu_2] - [2(\mu_2 - \mu_1)^T M\{\tilde{X}_y\} + \mu_1^T \mu_1 - \mu_2^T \mu_2]\}^2. \quad (11)$$

После несложных преобразований получим

$$\sigma_H^2 = 2(\mu_2 - \mu_1)^T K_i (\mu_2 - \mu_1), \quad i = 1, 2, \quad (12)$$

где K_i — ковариационная матрица i -го класса. Для упрощения выкладок примем, что ковариационные матрицы обоих классов равны: $K_1 = K_2 = K$. Подстановка (8) в (11) даст выражение

для дисперсии решающей функции $H'_{12}(\tilde{X})$, аналогичное выражению (12). Таким образом, при $\tilde{X} \in \Omega_1$ решающие функции $H_{12}(\tilde{X})$ и $H'_{12}(\tilde{X})$ подчиняются нормальным законам распределения $N_1(m_1, \sigma_H)$ и $N_1\left(m_1 + \frac{2}{r^2} \tilde{X}_\xi (\mu_2 - \mu_1), \sigma_H\right)$ соответственно. Среднее значение

m_1 определяется подстановкой в (9) значения $M\{\tilde{X}_y\} = \mu_1$ и равно

$$m_1 = \mu_2^T (2\mu_1 - \mu_2) - \mu_1^T \mu_1. \quad (13)$$

Аналогично законы распределения для функций (7), (8) запишутся как $N_2(m_2, \sigma_H)$ и $N_2\left(m_2 + \frac{2}{r^2} \tilde{X}_\xi (\mu_2 - \mu_1), \sigma_H\right)$ соответственно, где

$$m_2 = \mu_1^T (\mu_1 - 2\mu_2) + \mu_2^T \mu_2. \quad (14)$$

Вероятность ошибки классификации для решающей функции (7) в отсутствие помех запишется тогда как сумма вероятностей ошибок 1-го и 2-го рода:

$$P(e) = P(\Omega_1) P(H_{12}(\tilde{X}) < \theta |_{\tilde{X} \in \Omega_1}) + P(\Omega_2) P(H_{12}(\tilde{X}) > \theta |_{\tilde{X} \in \Omega_2}), \quad (15)$$

где θ — порог, выбираемый из условия минимума потерь от ошибок распознавания. Тогда

$$P(H_{12}(\tilde{X}) < \theta |_{\tilde{X} \in \Omega_1}) = \int_{-\infty}^{\theta} \frac{1}{\sigma_H \sqrt{2\pi}} e^{-\frac{[H_{12}(\tilde{X}) - m_1]^2}{2\sigma_H^2}} dH_{12}(\tilde{X}), \quad (16)$$

$$P(H_{12}(\tilde{X}) > \theta |_{\tilde{X} \in \Omega_2}) = \int_{\theta}^{\infty} \frac{1}{\sigma_H \sqrt{2\pi}} e^{-\frac{[H_{12}(\tilde{X}) - m_2]^2}{2\sigma_H^2}} dH_{12}(\tilde{X}). \quad (17)$$

Подставив (16), (17) в (15) и выполнив ряд преобразований, получим

$$P(e) = P(\Omega_1) \Phi\left(\frac{\theta - m_1}{\sigma_H}\right) + P(\Omega_2) \Phi\left(\frac{m_2 - \theta}{\sigma_H}\right). \quad (18)$$

Здесь $\Phi\left(\frac{\theta - m_1}{\sigma_H}\right)$ — функция Лапласа. Второе слагаемое в (18) получено с учетом свойства функции Лапласа $\Phi(-a) = 1 - \Phi(a)$. Если выбрать двоичную функцию потерь (0 — стоимость правильного решения, 1 — стоимость ошибки), то порог θ определится тогда из следующего выражения для отношения правдоподобия:

$$\frac{P(H_{12}(\tilde{X}) = \theta |_{\tilde{X} \in \Omega_2})}{P(H_{12}(\tilde{X}) = \theta |_{\tilde{X} \in \Omega_1})} = \frac{P(\Omega_2)}{P(\Omega_1)} = \lambda. \quad (19)$$

После подстановки (16), (17) в (19) и решения полученного уравнения относительно θ находим

$$\theta = \frac{m_1 + m_2}{2} + \frac{\sigma_H^2 \ln \lambda}{m_1 - m_2}. \quad (20)$$

Заменяя в (20) m_1 , m_2 и σ_H^2 их значениями, определяем окончательно пороговую величину θ :

$$\theta = K \ln \lambda. \quad (21)$$

При наличии помехи θ примет значение

$$\theta_\varepsilon = K \ln \lambda + \frac{4}{r^2} \tilde{X}_\varepsilon (\mu_2 - \mu_1) = \theta + \Delta_\varepsilon. \quad (22)$$

Тогда вероятность ошибки при наличии помех определится выражением

$$P(\theta_\varepsilon) = P(\Omega_1) \Phi\left(\frac{\theta + \Delta_\varepsilon - m_1}{\sigma_H}\right) + P(\Omega_2) \Phi\left(\frac{m_2 - \theta - \Delta_\varepsilon}{\sigma_H}\right). \quad (23)$$

Уравнение (23) определяет теоретическую зависимость ошибки классификации от воздействующего на речевой сигнал шума. Достоинством данного выражения является то, что оно исключает необходимость интегрирования плотности распределения вероятностей признаков в n -мерном пространстве.

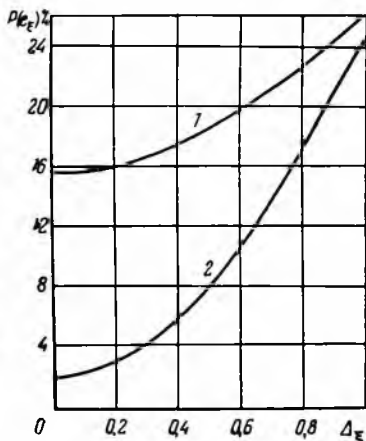
Используя формулы (18) и (23), можно определить количественно увеличение ошибки распознавания от величины помехи. На рисунке приведены графики зависимости вероятности ошибки классификации от Δ_ε помеховой составляющей спектрального описания речевых образов: 1 — $m_1 = 1$; $\sigma_H = 1$; 2 — $m_1 = 1$; $\sigma_H = 0,5$.

При этом вычисления велись по формуле

$$P(e_\varepsilon) = \frac{1}{2} \left[\Phi\left(\frac{\Delta_\varepsilon - m_1}{\sigma_H}\right) + \Phi\left(\frac{-\Delta_\varepsilon - m_1}{\sigma_H}\right) \right],$$

полученной из (23) в предположении равенства априорных вероятностей речевых образов и с учетом равенства $m_2 = -m_1$, которое следует из сравнения (13) и (14).

Анализ полученных графиков позволяет сделать следующие выводы. 1. Устранение влияния шумов на точность классификации речевых сигналов методом фильтрации дает высокую эффективность только для классов с хорошей разделяемостью, т. е. если разброс σ_n образов в классах меньше или равен половине расстояния m_1 между их эталонами: $\sigma_n \leq m_1/2$. 2. При одинаковом относительном снижении уровней шума фильтрация помех с большей абсолютной величиной повышает точность классификации сигналов в большей степени, чем фильтрация помех, малых по абсолютной величине.



Список литературы: 1. Сапожков М. А. Речевой сигнал в кибернетике и связи.— М.: Связьиздат, 1963.— 452 с. 2. Быков Н. М. Алгоритм и устройство цифрового сглаживания сигналов в реальном масштабе времени.— К., 1980.— 9 с.— Деп. в УкрНИИТИ 22.03.80. № 2348. 3. Фант Г. Акустическая теория речеобразования.— М.: Наука, 1964.— 284 с. 4. Методы автоматического распознавания речи/Под ред. У ЛИ.— М.: Мир, 1983.— 716 с. 5. Кузьмин И. В., Кедрус В. А. Основы теории информации и кодирования.— К.: Вища шк. Головное изд-во, 1977.— 280 с.

Поступила в редколлегию 13.03.86

УДК 62—506:62—501 772

В. В. РОГОВЕНКО, О. Г. РУДЕНКО, канд. техн. наук,
А. В. ХИТРОВ, канд. техн. наук

ИССЛЕДОВАНИЕ РОБАСТНЫХ СВОЙСТВ МНОГОШАГОВЫХ АДАПТИВНЫХ АЛГОРИТМОВ ИДЕНТИФИКАЦИИ

Задача идентификации объекта, описываемого уравнением

$$y_n = C^* x_n + \xi_n, \quad (1)$$

где y_n — наблюдаемый выходной сигнал; $x_n = x_{1n}, x_{2n}, \dots, x_{Mn}^t$ — вектор входных сигналов $N \times 1$; $C^* = (C_1, C_2, \dots, C_N)^n$ — вектор искомых параметров $N \times 1$; ξ_n — помеха; T — символ транспонирования, сводится к минимизации некоторого функционала

качества (критерия идентификации), зависящего от вида функции распределения помех ξ_n . Наиболее широко используемый на практике квадратичный функционал качества приводит к построению различных алгоритмов идентификации, позволяющих получить оценки искомого вектора C^* при нормальных распределениях.

При таком подходе достаточно просто изучаются свойства получаемых оценок. Многочисленные исследования алгоритмов стохастической аппроксимации свидетельствуют о том, что они обеспечивают получение оценок при наличии помех, однако скорость их сходимости значительно ниже по сравнению с алгоритмом Качмажа. Алгоритм Качмажа и его различные модификации, являясь наиболее быстродействующими среди самых простых в вычислительном отношении одношаговых алгоритмов, сходятся в область, определяемую статистическими свойствами полезных сигналов и помех. Незначительное усложнение структуры алгоритмов путем увеличения объема используемой информации, т. е. переход от одношаговых к многошаговым алгоритмам позволяет в ряде случаев добиться существенного ускорения процесса идентификации.

В [1—3] изучались многошаговые алгоритмы вида

$$C_n = C_{n-1} - \gamma x_n^{(s)} [x_n^{(s)t} x_n^{(s)}]^{-1} E_n^{(s)}. \quad (2)$$

Здесь $x_n^{(s)} = (x_n, x_{n-1}, \dots, x_{n-s+1})$ — матрица $N \times S$; $E_n^{(s)} = (y_n - C_{n-1}^t x_n, y_{n-1} - C_{n-1}^t x_{n-1}, \dots, y_{n-s} - C_{n-1}^t x_{n-s+1})^t$ — вектор $S^n \times 1$; S — память алгоритма; γ_n — некоторый параметр.

Покажем, что при отсутствии помех $\gamma_{\text{опт}} = 1$ и скорость сходимости таких алгоритмов определяется выражением

$$M \{ \|\theta_n\|^2 \} = K_s \left(1 - \frac{1}{N-S+1} \right)^{n-s} M \{ \|\theta_0\|^2 \}, \quad (3)$$

где $\theta_i = C_i - C^*$; $\|\cdot\|^2$ — евклидова норма; K_s — коэффициент, зависящий от способа интегрирования на первых шагах.

Наличие помех $\xi_n \sim N(0, \sigma^2 I)$ приводит к тому, что скорость сходимости уменьшается. При этом справедлива оценка [4]:

$$M \{ \|\theta\|^2 \} = K_s \left(1 - \frac{1}{N-S+1} \right)^{n-s} M \{ \|\theta_0\|^2 \} + \frac{N+S-1}{N-S-1} \frac{\sigma_\xi^2}{\sigma_x^2} \left[1 - \left(1 - \frac{1}{N-S+1} \right)^{n-s} \right]. \quad (4)$$

В правой части выражения (3) появилась составляющая, обусловленная присутствием помехи ξ_n . Как следует из (4), алгоритм (2) сходится в область

$$\lim_{n \rightarrow \infty} M \{ \|\theta_n\|^2 \} = \frac{N+S-1}{N-S-1} \frac{\sigma_\xi^2}{\sigma_x^2}, \quad (5)$$

определяемую глубиной памяти алгоритма S и соотношением дисперсий помехи и полезного сигнала. Из (4) видно, что с ростом S наряду с повышением скорости сходимости алгоритма (первое слагаемое) увеличивается область сходимости (второе слагаемое или выражение (5)). Важным вопросом, возникающим при практическом использовании алгоритмов типа 2, является выбор рациональной глубины памяти S .

Теоретически решить такую задачу весьма трудно. Поэтому целесообразно воспользоваться статистическим моделированием. В его пользу говорит тот факт, что теоретические оценки типа (3) — (5) для данных алгоритмов получены только в случаях нормально распределенной помехи. Однако в ряде практически важных ситуаций отсутствует априорная информация о виде функции распределения помехи, а принятие гипотезы нормальности не всегда оправдано. В связи с этим особый интерес представляет исследование устойчивости алгоритмов к аномальным изменениям и распределениям помех с утяжеленными «хвостами».

Выше отмечено, что алгоритм (2) получен путем минимизации квадратичного функционала. Выбор минимизируемого функционала другого вида приводит к получению алгоритма, отличного от алгоритмов, минимизирующих квадратичный функционал (типа метода наименьших квадратов МНК) и, следовательно, обладающего другими свойствами. Как показывает практика, применение оценок (алгоритмов) метода наименьших модулей, получающихся в результате минимизации модульного критерия (МНМ), весьма перспективно. Если эффективность МНМ при гауссовых распределениях помехи ниже, чем МНК, то при распределениях помех с более тяжелыми хвостами (например, Лапласа или Коши) эффективность МНМ существенно превышает эффективность МНК.

В работе [4] получен ряд асимптотически оптимальных алгоритмов, обеспечивающих качественное оценивание параметров модели (1) при различных видах распределения помех. Конечно-выборные свойства таких алгоритмов изучены недостаточно, а перенос асимптотических результатов на случай конечной выборки затруднителен. Поэтому наиболее рациональным для изучения этих свойств и выработки рекомендаций по практическому применению алгоритмов является статистическое моделирование.

Чтобы выбрать алгоритм идентификации и правильно интерпретировать результаты, исследователю необходимо знать возможно большее число методов оценивания, их возможности и статистические гипотезы, на которых они основаны. Зачастую желательно решить одну и ту же задачу несколькими методами, поэтому представляет интерес исследование робастных свойств алгоритмов типа (2),

Кроме того, можно рассмотреть многошаговый алгоритм

$$C_n = C_{n-1} + \gamma_n x_n^{(s)} [x_n^{(s)T} x_n^{(s)}]^{-1} \text{sign } E_n^{(s)}, \quad (6)$$

где

$$\text{sign } a = \begin{cases} 1, & \text{если } a > 0; \\ 0, & \text{если } a = 0; \\ -1, & \text{если } a < 0. \end{cases}$$

Введение нелинейного преобразования вектора ошибок $\text{sign } E_n^{(s)}$ должно обеспечить устойчивость оценивания при наличии помех с распределениями, отличными от нормального. Кроме того, если в алгоритме (2) можно взять $\gamma_n = \text{const}$ (устойчивость процесса идентификации обеспечивается при выборе параметра $\gamma_n \in (0, 2)$ при отсутствии помех и $\gamma_n \in (0, 1)$ — при их наличии), то в (6) такой выбор параметров недопустим даже при отсутствии помех, так как в этом случае длина шага в (6) не будет уменьшаться. С другой стороны, из теории стохастической аппроксимации известно, что при наличии помех параметр $\gamma_{(n)}$ должен удовлетворять условиям Дворецкого: $\sum_{n=1}^{\infty} \gamma_n = \infty$, $\sum_{n=1}^{\infty} \gamma_n^2 < \infty$. Поэтому в дальнейшем в обоих алгоритмах используется последовательность $\{\gamma_n\}$ вида $\gamma_n = \frac{1}{n}$.

Формально алгоритм (6) может быть получен следующим образом.

Рассмотрим поправку оценки вектора C на n -м такте

$$C_n = C_n + \delta_n. \quad (7)$$

Здесь δ_n — некоторый случайный вектор, зависящий от S выходных векторов $x_n, x_{n-1}, \dots, x_{n-s+1}$ ($S < N$), S , выходных величин $y_n, y_{n-1}, \dots, y_{n-s+1}$ и оценки C_{n-1} . Если в качестве Z_n взять вектор с минимальной нормой среди всех обобщенных решений системы $\text{sign}(y_n - x_n C_{n-1}) = x_n \delta_n$, который, как известно [5], имеет вид $\delta_n = x_n^+ \text{sign } E_n^{(s)}$, где x_n^+ — матрица, псевдообратная к x_n , $\text{sign } E_n^{(s)} = \text{sign}(y_n - x_n C_{n-1})$, то получим алгоритм (6) с $\gamma_n = 1$ (необходимость введения параметра объяснялась выше).

Для практических целей более удобно пользоваться рекуррентной формой алгоритмов (2) и (6), в которой операция обращения матрицы заменяется ее рекуррентным вычислением. Данную форму нетрудно получить, используя блочное представление матрицы $X_n^{(s)} = [x_n / x_{n-1}^{(s-1)}]$, где $x_{n-1}^{(s-1)} = (x_{n-1}, x_{n-2}, \dots, x_{n-s+1})$ — матрица $N \times (S-1)$, и воспользовавшись правилами умножения и обращения блочных матриц. Учитывая, что

$$\text{sign } E_n^{(s)} = \left(\frac{\text{sign } E_n}{\text{sign } E_{n-1}^{(s-1)}} \right),$$

после несложных преобразований получим

$$C_n = C_{n-1} + \gamma_n \frac{R_{n-1}^{(s-1)} x_n}{a_n} \text{sign } C_n + \gamma_n \left(I - \frac{R_{n-1}^{(s-1)} x_n x_n^t}{a_n} \right) \times \\ \times x_{n-1}^{(s-1)} [x_{n-1}^{(s-1)t} x_{n-1}^{(s-1)}]^{-1} \text{sign } E_{n-1}^{(s-1)}, \\ R_{n-1}^{(s-1)} = I - x_{n-1}^{(s-1)} [x_{n-1}^{(s-1)t} x_{n-1}^{(s-1)}]^{-1} x_{n-1}^{(s-1)t}.$$

Здесь I — единичная матрица, $a_n = x_n^t R_{n-1}^{(s-1)} x_n$.

Разбивая матрицу $x_{n-1}^{(s-1)}$ на блоки $x_{n-1}^{(s-1)} = [x_{n-1}/x_{n-1}^{(s-2)}]$ и выполняя операции умножения и обращения блочных матриц, получаем следующую рекуррентную форму вычисления матрицы $R_{n-1}^{(s-1)}$ [2]:

$$R_{n-s+1}^{(i)} = R_{n-s+i-1}^{(i-1)} = \frac{R_{n-s+i-1}^{(i-1)} x_{n-s+1} x_{n-s+i-1}^t R_{n-s+i-1}^{(i-1)}}{a_n - S + i},$$

где

$$a_{n-s+i} = x_{n-s+i}^t R_{n-s+i-1}^{(i-1)} x_{n-s+i}; \quad i = \overline{1, S-1}; \quad R_{n-s}^{(0)} = T.$$

Таким образом, рекуррентная форма (6) приобретает вид

$$C_n = e_{n-1} + \gamma_n r_n^{(s)}; \\ r_n^{(s)} = \frac{R_{n-1}^{(s-1)} x_n \text{sign } C_n}{a_n} + \left(I - \frac{R_{n-1}^{(s-1)} x_n x_n^t}{a_n} \right) r_{n-1}^{(s-1)}; \quad (8)$$

$$R_{n-s+1} = R_{n-s+i-1}^{(i-1)} - \frac{R_{n-s+i-1} \cdot x_{n-s+1} \cdot x_{n-s+1}^t \cdot R_{n-s+i-1}^{(i-1)}}{a_n - s + i},$$

$$R_{n-s}^{(0)} = I, \quad r_0 = 0.$$

Рекуррентная форма (2) получается аналогично, только вместо $\text{sign } e_n$ в (8) будет фигурировать e_n .

Как следует из приведенных формул, переход от алгоритма (6) к его рекуррентной форме (8) приводит к тому, что вместо операции обращения матрицы необходимо $S-1$ раз вычислить матрицу $R_{n-1}^{(s-1)}$. Нетрудно убедиться также, что формулой (8) можно воспользоваться только после $n \geq S$ шагов. До этого момента следует применять алгоритм (8) с переменной глубиной памяти S , в соответствии с которым матрица $R_{n-1}^{(s-1)}$ определяется так:

$$R_{n-1}^{(s-1)} = R_{n-2}^{(s-2)} - \frac{R_{n-2}^{(s-2)} x_{n-1} x_{n-1}^t R_{n-2}^{(s-2)}}{a_{n-1}}; \\ R_0 = I.$$

Использование результатов работы [5] позволяет изменить процедуру вычисления матрицы $[x_n^{(s)t} x_n^{(s)}]^{-1}$ при поступлении нового входного вектора x_n . В этом случае становится возможным не пересчет матрицы $S-1$ раз на каждом шаге процесса идентификации, как это было реализовано в рассмотренной

рекуррентной форме, а расширение матрицы путем добавления n -го наблюдения.

Результаты статистического моделирования алгоритмов (2), (6) показаны на рис. 1, 2. Исследование проводили на ЭВМ ЕС-1022. В качестве вектора параметров C^* брали 5-мерный вектор с компонентами $C = (0,15; 0,2; 0,25; 0,3; 0,35)^t$. Статистически независимые компоненты входного вектора x_n на каждом шаге генерировались подпрограммой GAUSS из стандартного математического обеспечения ЕС ЭВМ (представляют собой ста-

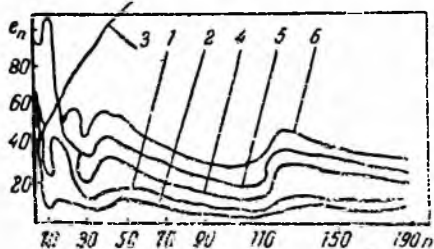


Рис. 1

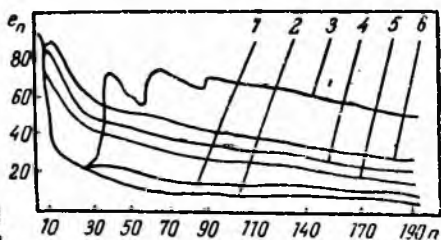


Рис. 2

ционарные случайные процессы типа дискретного белого шума $x \sim N(0, 1)$. Независимую помеху ξ_n генерировали специально составленной подпрограммой, которая представляет собой случайные дискретные последовательности с различными функциями плотности и параметрами $\rho(0, \sigma)$. Кроме помех с нормальным распределением, исследовали влияние помех с распределениями Коши и Лапласа. Соотношение шум-сигнал выбиралось равным 0,3. В качестве начальных оценок выбирали вектор $C_0 = (1, 1, 1, 1, 1)^t$. Программа написана на языке ФОРТРАН-IV. Для возможности сравнения алгоритмов во всех случаях использовали одни и те же реализации процессов x и ξ . В качестве критериев точности алгоритмов брали ошибку идентификации $e_n = y_n - C_{n-1}^t x_n$ и дисперсию оценок $M \{ \|C_n - C^*\|^2 \}$. Исследование проводилось для алгоритмов (2), (6) с различной глубиной памяти $S (S = \bar{1}, 4)$.

На рис. 1 показаны кривые изменения ошибки идентификации для обоих алгоритмов с $S = 2$, имеющих плотность распределения нормальную, Лапласа и Коши соответственно. Кривые 1, 2, 3 соответствуют настройке по алгоритму (2), кривые 4, 5, 6 — по алгоритму (6).

Как следует из данного рисунка, точность алгоритма (6) на конечном ($n = 150$) интервале процесса идентификации ниже, чем точность алгоритма (2) при распределениях помех нормальном и Лапласа. Однако если при наличии помех с распределением Коши алгоритм (2) практически неработоспособен, то оценки, получаемые с помощью алгоритма (6), удов-

летворительны. С увеличением памяти алгоритмов оценки, получаемые с помощью алгоритма (6), становятся лучше оценок, получаемых по алгоритму (2). На рис. 2 показаны графики настройки по исследуемым алгоритмам для $S = 4$. В этом случае алгоритм (2) расходится, а (6) — сходится. Как показывает моделирование, наиболее целесообразным в смысле скорости сходимости и точности является выбор $S \approx 0,5N$.

Анализ результатов моделирования свидетельствует о целесообразности расширения набора оценок путем введения новых вычислительных процессов и исследования их свойств на конечных выборках. Это позволит создать эффективные с практической точки зрения процедуры идентификации.

Список литературы: 1. *Аведьян Э. Д.* Модифицированные алгоритмы Качмажа для оценки параметров линейных объектов // Автоматика и телемеханика. — 1978. — № 5. — С. 64—72. 2. *Ищенко Л. А., Руденко О. Г.* Многошаговые адаптивные алгоритмы идентификации линейных объектов // Автометрия. — 1983. — № 6. — С. 31—35. 3. *Ищенко Л. А., Либероль Б. Д., Руденко О. Г.* Проекционные алгоритмы идентификации линейных объектов // Докл. АН УССР. — 1985. — № 7. — С. 75—81. 4. *Цыпкин Я. Э.* Основы информационной теории идентификации. — М.: Наука, 1984—320 с. 5. *Алберт А.* Регрессия, псевдоинверсия и рекуррентное оценивание. — М.: Наука, 1977. — 224 с.

Поступила в редколлегию 20.01.86

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

БИНАРНОЕ КОДИРОВАНИЕ МНОЖЕСТВА ВАРИАБЕЛЬНЫХ ПРОСТРАНСТВЕННО-ВРЕМЕННЫХ ОРГАНИЗАЦИЙ ПОТЕНЦИАЛОВ ГОЛОВНОГО МОЗГА

Методы автоматического анализа переменных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов (АСП) головного мозга, положенные в основу бионического виртуального мультипараметрического устройства (ВМУ), позволяют производить параллельную дешифровку синхронизированной и асинхронизированной биоэлектрической активности. Возмущения формируют фазовые портреты различных функциональных состояний в форме комбинаторных признаков АСП. Признаки АСП имеют инвариантные структуры и нестационарное исходное распределение во времени выборки, характерное для данного фазового портрета. Как временные интервалы, так наборы признаков АСП варьируют в зависимости от функционального состояния. Код может быть представлен в виде графа и синтезирован в матрицу. Управляющий бионический ВМУ включает стробирующий сигнал обратной

связи данного кода соответствующего порогового уровня, т. к. матрица кодов АСП ВМУ в данном случае многоуровневая. Приоритетная подсистема алгоритмизированных существенных признаков (кодов) АСП выполняет функции управления, подсистема регулирования реализует робототехнические функции. Таким образом, строится бионический ВМУ-робот. Супервизор управляющей системы, входящей в состав бионического интеллекта робота, управляет вводом-выводом программных модулей (ПМ) комбинаторных признаков АСП.

Вероятный автокод АСП представляет экстремумы переменных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга. Бионический ВМУ автоматически классифицирует матрицы существенных комбинаторных признаков АСП согласно различным фазовым портретам. Экстремумы АСП, имеющие вероятностную направленность веса, отображаются в виде вершин орграфа, а логические пространственно-временные связи между ними — дугами. Переходы логических связей между экстремумами АСП образуют информационно-поисковые пути ВМУ. Граф типа дерева информационного поиска в пределах истоковых и стоковых матриц существенных комбинаторных признаков АСП реализуется ВМУ в реальном времени. Транспонированные матрицы, матрицы смежности фазовых портретов комбинаторных признаков АСП являются вершинами такого информационно-поискового дерева ВМУ. Каждой такой матрице соответствует пороговый уровень. Стоковые и истоковые матрицы существенных признаков АСП образуют вершины графа типа «И/ИЛИ». Набор матриц различных состояний образует базу данных ВМУ. В результате формируется топология массива информации ВМУ в виде тезауруса. Такой подход к решению основных биологических проблем, несомненно, актуален и имеет научную и практическую ценность.

Мы ставим своей целью разработать бинарный автокод в форме комбинаторных признаков АСП различных функциональных состояний.

Так как производится автоматический системный анализ экстремумов АСП, напомним, что под системой в данном случае следует понимать совокупность АСП инвариантных структур, взаимосвязанных пространственно-временными отношениями. Информационные системы экстремумов АСП отображают переходы пространственно-временных отношений в форме бинарно закодированных сообщений или переменных сигналов, автокодов. Под кибернетическим анализом в данном случае нужно понимать автоматический анализ множества систем комбинаторных признаков АСП и целевое управление ими. Пространственно-временные синхронные и асинхронные связи понимаются в двух аспектах. В узком смысле — в аспекте логических связей, которые необходимы для анализа функций,

реализуемых логическими элементами и использованных при разработке ВМУ-роботов. В широком смысле — это взаимообусловленности множества распределенных в пространстве и времени экстремумов АСП инвариантных структур.

Отображаемые системы АСП позиционны, координируемы, адресны, так как зависят от местоположения, позиции, координат, адреса пространства измерения. Основой бинарного кодирования является двоичное счисление. Кодирование АСП инвариантных структур в двоичной системе счисления производится по формуле:

$$a_n 2^n + \dots + a_1 2^1 + a_0 2^0 + a_{-1} 2^{-1} + \dots + a_n 2^{-n}. \quad (1)$$

Фиксируется наличие АСП, равных или превышающих уровень заданной амплитуды и обозначенных логической «1». Поэтому такой код назван бинарным. Преимущество его в том, что он позволяет отобразить нестационарные случайные колебания с многомерным параллельным измерением. Формируется бионический автокод АСП согласно функциональному состоянию. Если в формуле двоичного счисления учитывать экстремумы АСП положительной полярности, то отсчет нужно производить от $a_0 \cdot 2^0$. В формуле (1) сохранится левосторонний положительный полурад:

$$a_n 2^n + \dots + a_1 2^1 + a_0 2^0. \quad (2)$$

Если кибернетически анализируются АСП отрицательной полярности, то проводится аналогичный отсчет от $a_0 2^0$. Сохраняется правосторонний отрицательный полурад:

$$a_0 2^0 + a_{-1} 2^{-1} + \dots + a_{-n} 2^{-n}. \quad (3)$$

Таким образом, ряд (1) позволяет кодировать АСП обеих полярностей.

Пусть имеется 4 канала регистрации: лобно-височная зона правой стороны FTR — 1, левой FTL — 2, теменно-затылочной правой POR — 3, левой ROL — 4. Допустим, что исследуются АСП положительной полярности. Условимся, что точкой отсчета является правосторонняя лобно-височная зона 1. Отсутствие АСП либо не превышение порога срабатывания логических элементов равно логическому «0».

Появление АСП только на отсчетной зоне FTR означает: $1 \cdot 2^0 = 1 \cdot 1 = 1$. Появление их на одной из двух других с отсутствием на отсчетной зоне FTR обозначим: $1 \cdot 2^1 + 0 \cdot 2^0 = 1 \cdot 2 + 0 \cdot 1 = 2$. Появление потенциала головного мозга на FTR и любой второй зоне опишем алгоритмом: $1 \cdot 2^1 + 1 \cdot 2^0 = 1 \cdot 2 + 1 \cdot 1 = 3$. Это предпосылки для конструирования бионической мажоритарной модели множества различных комбинаторных признаков АСП. При таком кодировании системы АСП можно характеризовать числами десятичной системы счисления. При этом, от 4 до 7 рассматриваются три зоны

регистрации, из которых число 4 характеризует пространственно-временную организацию асинхронного потенциала, согласно двоичной системе счисления, равного: $1 \cdot 2^2 + 0 \cdot 2^1 + 0 \cdot 2^0 = 1 + 0 + 0 = 1$. Число 5 в десятичной системе счисления характеризуется пространственно-временными «мажоритарными» организациями синхронных потенциалов двухкомпонентных структур трех зон регистрации, один из потенциалов которой находится на отсчетной зоне FTR , другой характеризуется числом 4: $1 \cdot 2^2 + 0 \cdot 2^1 + 1 \cdot 2^0 = 1 + 0 + 1 = 2$. Число 6 определяется переменной пространственно-временной организацией синхронных потенциалов головного мозга двухкомпонентных структур из трех зон при отсутствии потенциала на FTR : $1 \cdot 2^2 + 1 \cdot 2^1 + 0 \cdot 2^0 = 1 + 2 + 0 = 3$. Наконец, число 7 устанавливается переменными пространственно-временными организациями синхронных потенциалов головного мозга трехкомпонентных структур из трех зон, включая отсчетную FTR : $1 \cdot 2^2 + 1 \cdot 2^1 + 1 \cdot 2^0 = 1 + 2 + 1 = 4$.

При построении мажоритарной модели множества АСП число 1 характеризует пространственно-временную организацию асинхронного потенциала, регистрируемого от отсчетной зоны; число 2 — асинхронный потенциал, регистрируемый от любой зоны, кроме отсчетной. Иначе, числа 1 и 2 являются мерами мажоритарных систем асинхронных связей. Число 3 характеризует мажоритарную систему синхронных связей, включая зону отсчета. Мера числа 4 такая же, как 1 и 2, но оценивает не две, а три зоны регистрации. Числа 5 и 6, как отмечено, определяют мажоритарные системы локальных синхронных связей, причем 5 включает потенциалы отсчетной зоны, 6 — любые другие.

Число 8 изображает пространственно-временную организацию асинхронных потенциалов, регистрируемую от одной из четырех каналов: $1 \cdot 2^3 + 0 \cdot 2^2 + 0 \cdot 2^1 + 0 \cdot 2^0 = 1$. Число 9 в десятичной системе счисления означает появление синхронных потенциалов, один из которых расположен на отсчетной зоне, другой, — как и при числе 8: $1 \cdot 2^3 + 0 \cdot 2^2 + 1 \cdot 2^1 = 1 + 0 + 2 = 3$. Для числа 10 характерна переменная организация синхронных потенциалов, один из которых расположен, как для 8 и 9, другой — на втором, отведенном после зоны отсчета: $1 \cdot 2^3 + 0 \cdot 2^2 + 1 \cdot 2^1 + 0 \cdot 2^0 = 1 + 0 + 2 + 0 = 3$. Число 11 определяется признаком синхронных потенциалов трехкомпонентных структур. Два из них расположены по подобию 10, остальной — на зоне отсчета: $1 \cdot 2^3 + 0 \cdot 2^2 + 1 \cdot 2^1 + 1 \cdot 2^0 = 1 + 0 + 2 + 1 = 4$. Числом 12 кодируются синхронные потенциалы трехкомпонентных структур: $1 \cdot 2^3 + 1 \cdot 2^2 + 0 \cdot 2^1 + 0 \cdot 2^0 = 1 + 4 + 0 + 0 = 5$. Число 13 кодирует потенциалы трехкомпонентных структур: $1 \cdot 2^3 + 1 \cdot 2^2 + 0 \cdot 2^1 + 1 \cdot 2^0 = 1 + 4 + 0 + 1 = 6$. Аналогичную пространственно-временную организацию синхронных потенциалов имеет число 14: $1 \cdot 2^3 + 1 \cdot 2^2 + 1 \cdot 2^1 + 0 \cdot 2^0 = 1 + 4 + 2 + 0 = 7$. Наконец, чис-

ло 15 характеризует пространственно-временную организацию гиперсинхронных (генерализованных) синхронных потенциалов: $1 \cdot 2^3 + 1 \cdot 2^2 + 1 \cdot 2^1 + 1 \cdot 2^0 = 8 + 4 + 2 + 1 = 15$.

Проранжировав числа в десятичной (1, 2, 4, 8) и соответственно в двоичной (1, 10, 100, 1000) системах счета, обнаружили возрастающую прогрессию десятичных чисел. Отложим по оси абсцисс признаки АСП переменных структур согласно классу, по оси ординат — вес (частота), накопленный за период выборки (реализации). А теперь строятся полигоны, гистограммы, кумулятивные кривые или оживы. Из данных чисел бинарного кода можно выделить три вариационных ряда, обозначив признаки АСП соответственно в двоичной или десятичной системах счета. Первый вариационный ряд показан выше, второй — в десятичной системе: 3, 5, 6, 9, 12, в двоичной — 11, 101, 110, 1001, 1010, 1100, третий вариационный ряд в десятичной системе счета равен: 7, 11, 13, 14, в двоичной — 111, 1011, 1101, 1110. Наконец, четвертый вариационный ряд «свернут» в одну пространственно-временную организацию гиперсинхронных потенциалов головного мозга. Наибольшее разветвление признаков АСП наблюдается для двухкомпонентных структур. Таким образом, учитываются инварианты АСП, в которых наиболее информативными являются экстремумы АСП, имеющие вероятное распределение весов согласно различимому фазовому портрету. В основу различения состояний положены алгоритмы информационного поиска.

Переход экстремума АСП от одного разряда к другому в бионическом преобразовательном плане системы счисления происходит в двоичный разряд после единицы в десятичном счислении, в троичный — после трех, переход в следующий разряд осуществляется после числа 7. В тетрадах до числа 15 отображаются системы комбинаторных признаков АСП в пределе до гиперсинхронных структур.

Можно представить код, отображающий инвертированные логические «0» в том смысле, что в эти моменты АСП отсутствуют. ВМУ селектирует АСП, выполняет ряд логических эквивалентных преобразований, синтезирует АСП данные и формирует обобщенную оценку. Упорядочение признаков АСП однородных вариационных рядов означает расположение выделенных и сформированных признаков АСП в определенной последовательности, допустим, в порядке возрастания или убывания весов. ВМУ логически объединяет признаки АСП частных массивов в общий.

Репродуцирование — автоматическое снятие копии синхронизированных и асинхронизированных потенциалов с оригинала. Обратный процесс заключается в снятии дубликата с различных систем и подсистем АСП. Дублирование позволяет автоматически обучить адаптивный бионический ВМУ, рабо-

тающий по принципу вероятностного иерархического функционирования комбинаторного автокода АСП. Репродуцирование положено в принцип генерации систем АСП ВМУ, которое в сопряженном режиме может коммутироваться с АСВТ или мультипараметрической мультипроцессорной микросистемой на БИС или СБИС. В этом случае может происходить сравнение структур, веса и варибельности оригинала в форме систем АСП с копией и дубликатом. При совпадении вероятных величин бионическое самоадаптирующееся ВМУ многозадачно функционирует, при расхождении — в специальном указателе фиксируется ошибка. В бионический ВМУ переносятся реквизиты множества признаков АСП инвариантных структур с оригинала. Набор циклов образует многосерийное дублирование множества систем различных экстремумов АСП.

Процесс перфорации данных биоэлектрической активности наиболее трудоемок в системе технологии обработки информации. Поэтому кибернетический системный анализ должен строиться на основе модульно-магистральной пространственно-временной организации комбинаторных наборов признаков АСП инвариантных структур. Коды ПМ включают команды в форме признаков АСП, которые коммутируются последовательно-параллельно во всем разнообразии сочетаний. Одна команда включает ряд подкоманд. Команда одновременно реализует действие, обеспечивающее конкретизацию ответа в форме систем алгоритмизированных признаков АСП согласно различимости функционального состояния. Получается, что бинарное кодирование АСП, реализация эквивалентных микроопераций и ранжирование в ВМУ однократно. Код подкоманд изображается посредством символов: файлов, дискетт, цифр. Каждая подкоманда несет единицу двоичной информации, имеющую, согласно отображаемой инвариантной структуре, адрес. Маркировка признаков АСП определяется схемой подсоединения входов логических элементов, включенных в состав бионического ВМУ, который, как видно, выполняет функции управляющей системы робота.

Пусть подсистема синхронных связей головного мозга B_1 поступает на входы логического элемента A , B_2 — на логические элементы $A + 1$, B_3 — на $A + 2$, B_4 — на $A + 3$. После кодирования с выхода соответствующих логических элементов на входы считывающих узлов поступают логические «1», свидетельствующие о сформированности соответствующих комбинаторных признаков АСП. При поступлении признака АСП на входы логического элемента $A + 1$ происходит суммирование «1». Совокупность одноцикловых равновероятных весовых подкоманд образует цикловую равновероятную одновесовую команду. Множества команд формирует программный модуль (ПМ) комбинаторных экстремумов АСП, который в динамике индивидуального развития может быть неповторимым. Различи-

мый ПМ признаков АСП после автоматического редактирования в ВМУ становится детерминированным. Автоматический алгоязык отображает естественный автокод комбинаторных признаков различных функциональных состояний. Синтаксис — это система правил построения абсолютных ПМ комбинаторных автокодов АСП. Семантика — система правил толкования построений ПМ существенных признаков АСП согласно фазовым портретам функциональных состояний. Детерминированные ПМ комбинаторных признаков АСП в этом случае представляют однозначные наборы кодов АСП, в которых исключен фактор случайности. Дискретность наборов признаков АСП состоит в том, что несомая ими информация имеет модульную форму, т. е. порциальна, а сами признаки АСП представляют кванты в форме цифр, букв, слов, формул, файлов, дискетт и т. д., так как они прерывисты, разделены равными и неравными интервалами в нестационарном потоке. Так как рассматриваются выборки, набор комбинаторных признаков АСП конечен.

Если АСП являются буквами, то каждый признак, представляющий сжатую инвариантную структуру пространственно-временных организаций АСП, является словом. Если классифицировать признаки АСП по числу структурных компонент, то комбинаторные признаки АСП образуют разные длины слов. Длина признакового слова АСП после уплотнения может быть символизирована натуральным числом или буквой русского, латинского, греческого, английского и другого алфавита. Следовательно, набор комбинаторных признаков АСП выборки представляет в таком случае конечное множество M_i слов АСП разных длин, составленных из синхронных и асинхронных букв i -го различного состояния. Совокупность различных функциональных состояний позволяет выделить характеристические пространственно-временные моменты в динамике процессов, синтезировать в матрицы существенных комбинаторных признаков АСП, связать как логическое объединение декартовых степеней алфавита X :

$$M = X^0 \cup X^1 \cup \dots \cup X^n. \quad (4)$$

Подмножество L множества M признаковых слов АСП алфавита X является языком над алфавитом X .

Функция $Y = F(X)$, отображающая X из M в Y множества M представляет алфавитный оператор F , заданный в M . Установление такого соответствия важно при автоматических эквивалентных преобразованиях признаков АСП в ВМУ-роботе, так как алфавитный оператор F позволяет отобразить совокупность подмножеств L_n , согласно различимости функциональных состояний. К сожалению, не всегда можно установить функциональную связь между входным языком алфавитного оператора и словами АСП выходного языка.

В ВМУ предлагается применить бионический интеллект роботов (далее БИР). БИР строится по системе роботизированных модульно-магистральных пространственно-временных комбинаторных организаций АСП головного мозга. Под роботизированными АСП понимаются комбинаторные алгоритмизированные признаки автокодов АСП, имеющие программно-автоматическое обеспечение, строящиеся на основе аналоговых ЭЭС. Так как АСП логически селективируются из многоканальных случайных нестационарных биоэлектрических процессов головного мозга, для того, чтобы получить смысловые логические пространственно-временные связи алгоритмов измерений, необходимо, с одной стороны, синтезировать дешифрованную уплотненную информацию, с другой — создать такие условия генерирования биоэлектрических процессов, чтобы полученные массивы информации были функционально различимы. У обученных операторов методом саморегуляции высших психофизиологических функций имеется возможность регистрировать различные слова АСП.

Синтезированные и хранимые в БИР ВМУ-робота сформированные фазоимпульсные, амплитудно-модулированные коды АСП, ряд последовательностей существенных мажоритарных параметров, арифметико-логических наборов автокодов АСП являются в этом случае производной ЭЭС как продукта интеллектуального акта, отображением пространственно-временных электрофизиологических свойств, поэтому отвечают бионическому назначению.

Автоматическое измерение, анализ и оценка вероятностных пространственно-временных характеристик ЭЭС с применением микропроцессорных систем для робототехнического автоуправления и авторегулирования — перспективное направление в машиностроении. Кодерные статистические измерения многоканальной ЭЭС с помощью МПУ и ВМУ-роботов логически отфильтровывают вероятностные пространственно-временные характеристики дискретных биосигналов, которые можно классифицировать на синхронные и асинхронные согласно функциональных различимых состояний. Других в природе электрической активности головного мозга не существует. Синхронизм и асинхронизм — граничные значения. Между ними имеется обширная область перехода случайных биопотенциалов от синхронизма к асинхронизму. Комбинаторность синхронных и асинхронных дискретных биосигналов головного мозга многократно возрастает, если учитывать не только однополярные, но разнополярные архитектоники сигналов.

Изучение применяемых робототехнических средств показывает, что до настоящего времени в области бионики биокibernетических средств отображения комбинаторных признаков АСП из многоканальных нестационарных сигналов головного

мозга наблюдается разрыв между теоретическими представлениями и практическими нуждами, прежде всего, в МПУ-роботах.

Сопряжение микроэлектронных автоуправляющих систем с механическими роботами и многофункциональной разноуровневой иерархической подсистемой управления адаптивного БИР, динамическим конфигуратором, изменяющимся в многоуровневом режиме со сканированием, дальнейший переход на сверхбольшие микромодульные электронные схемы автоматизации, позволяют применить в многомерных и многоматериальных схемах и конструкциях роботов супервизорные ОСРВ, ДОСРВ, а также множественный и оптимальный синтаксис систем автокоманд АСП преобразования кодов ПМ, записанных на дисках НМД с одинарной и двойной плотностью.

Логика модели БИР обеспечивает автономный, дистанционный и эргатические режимы. Стартовые МП трансформируются в политоимийное начало функционирования систем автоматических алгоритмов комбинаторных признаков АСП инвариантных структур. Дальнейшее развитие БИР приведет к реализации модели формализованных умозаключений, модусных силлогизмовых, деструктивных, этиллемно-конструктивных подсистем модульных и межмодульных пространственно-временных АСП, сформируется причинно-следственный самоорганизующийся БИР робототехнических систем.

Созданная бионическая система управления обладает сингулярными и несингулярными элементами, а также ограничительными свойствами.

Функционирование БИР на базе микропроцессорной специализированной системы должно быть сингулярным, т. е. прогнозироваться в любой момент значений при наличии иерархического многоуровневого множества взаимозависимых и взаимообусловленных подсистем модульных и межмодульных синхронных и асинхронных связей так, чтобы конструктивный ансамбль подсистем был достоверным.

Вторая противоречащая система, интегративно связанная с первой, основывается на несингулярных, т. е. случайных нестационарных многоканальных процессах головного мозга различных функциональных состояний.

Если в первой системе процессы и дискретные ЭЭС могут быть немарковскими, то в системе второго класса — это марковские случайные биоэлектрические процессы и события, так как качество прогнозирования отображаемой ЭЭС не зависит от значений, предшествующих данному. Немарковские процессы проявляются при преобразовании подсистем пространственно-временных организаций комбинаторных признаков АСП. Деструкция множества подсистем БИР и создание конструктивных подсистем модульных и межмодульных синхронных и асинхронных связей инвариантных структур строится в

прогнозируемом плане с учетом моментов времени и пространства, предшествующих данному, т. е. с учетом «предыстории».

Ограничительные свойства предлагаемого БИР состоят в том, что ими не обеспечиваются эвристические и интуитивные алгоритмы, так как адаптивность данного интеллекта не переходит в область творчества. Интуитивные представления связаны с непредсказуемостью мгновенных значений систем пространственно-временных организаций комбинаторных признаков АСП. БИР не может решать неопределенные задачи.

Предложенный автокод АСП инвариантных структур позволяет повысить уровень интеллектуальной микроэлектронной нагрузки роботов с одновременной рационализацией психофизиологического комфорта оператора в диалоговом режиме с помощью автоматических методов, алгоритмов, реализуемых специализированной микропроцессорной системой ВМУ-робота, многозначно и многозадачно функционирующей по принципу БИР.

Практическая ценность заключается в том, что с помощью кодеров ВМУ-робота удается уплотнить несингулярные многопараметрические данные АСП, поступающие на входные порты ВМУ-робота, получить естественный автокод согласно различным функциональным состояниям.

Научная значимость и новизна состоит в том, что впервые в практике робототехники с помощью естественного автокода АСП инвариантных структур установлена зависимость между автоуправляющими подсистемами БИР ВМУ-роботов на БИС, СБИС с применением супервизоров ОСРВ, ДОСРВ, в форме многоуровневых иерархических взаимосвязанных и взаимообусловленных подсистем пространственно-временных связей машинных, файловых, дискетных ПМ в дешифраторном библиотечном автоматическом тезаурусе программных матриц существенных признаков АСП различных функциональных состояний организма.

Поступила в редколлегию 16.04.85

УДК 658.012.011

С. Д. БУШУЕВ, В. В. МОРОЗОВ

АВТОМАТИЗАЦИЯ ПОСТРОЕНИЯ СТРУКТУРНЫХ МОДЕЛЕЙ СТРОИТЕЛЬСТВА НА БАЗЕ ЕСТЕСТВЕННО-ЯЗЫКОВЫХ ОПИСАНИЙ

Одним из перспективных направлений развития автоматизированных систем управления строительством (АСУС) является создание систем диалогового общения пользователя и ЭВМ на некотором подмножестве естественного языка. В таких систе-

мах процессы обработки естественно-языковой информации (ЕЯИ) основываются на внутримашинных представлениях о языке общения в конкретной проблемной области.

Особенность разрабатываемого подхода заключается в том, что в систему не закладывается априорная модель языка общения (лексика, грамматика), а представление знаний о языке общения формируется в результате обучения на примерах текстов естественно-языковых описаний (ЕЯО) с соответствующими семантическими интерпретациями в форме многоуровневых структурных моделей [1].

Основные этапы автоматизированного формирования структурных моделей следующие: обучение языку общения; лингвистическая обработка текста; формирование структуры.

На этапе обучения языку общения формируется модель базы значений путем выделения текстовых компонентов и их смыслового значения.

На этапе обработки ЕЯО подключается лингвистический процессор, который осуществляет распознавание образов и осмысливание словосочетаний, сформированных на этапе обучения. Распознавание и обработка ЕЯО сводится к следующим шагам.

1. Анализ естественно-языковых описаний модели.
2. Формирование внутрисистемного представления модели.
3. Отображение модели на формальном языке моделирования.

В процессе анализа ЕЯО в диалоговом режиме предусматривается адаптация к новым, еще неизвестным системе словам и словосочетаниям. В результате синтеза ЕЯИ и базы знаний системы формируются формализованные описания элементов структурных моделей.

Далее, на этапе формирования многоуровневых моделей, элементы которых объединяются уровнями иерархии, фиксирующими отношения локальности, глобальности и независимости элементов сложной системы, подключается аппарат построения и анализа растущих многоуровневых семантических сетей (РМСС). Построение таких РМСС осуществляется рекурсивными процедурами на основе обработки отношений включения и порядка. При анализе построенных РМСС формируются уровни иерархии элементов системы и множество отношений на локализованных группах, определяющих последовательную активизацию, активизацию на основе графа, сетевых организационно-технологических моделей, моделей систем обслуживания и т. д.

Рассмотрим формальную постановку задачи автоматизированного формирования структурных моделей.

Пусть известно множество W объектов предметной области: $W = \{\omega_1, \omega_2, \dots, \omega_k\}$, где k — количество объектов.

Описание структурной многоуровневой модели S системы

представляется в виде отображения L множества W на множество классов элементов τ , параметров P , специальных функций F , проективных иерархий π , множество отношений декомпозиции R^D и композиции R^k : $L: W \rightarrow \{\tau, P, F, \pi, R^D, R^k\}$.

Сущность формирования структурных моделей на базе ЕЯО заключается в формировании такого множества описаний элементов посредством базы знаний и умолчаний.

Модель структуры имеет вид [2]

$$S(W) = \{ \langle \tau_1, \bar{P}_1, \bar{F}_1, \pi_1, R_1^D, R_1^k \rangle, \langle \tau_2, \bar{P}_2, \bar{F}_2, \pi_2, R_2^D, R_2^k \rangle, \dots, \langle \tau_k, \bar{P}_k, \bar{F}_k, \pi_k, R_k^D, R_k^k \rangle \}.$$

Тезаурус базы знаний содержит множество ключевых слов C , лексем отображений H и их внутренней интерпретации I в рамках структурных моделей. Тезаурус базы знаний имеет вид

$$T_3 = \{ \langle C_1, H_1, I_1 \rangle, \langle C_2, H_2, I_2 \rangle, \dots, \langle C_i, H_i, I_i \rangle, \dots \},$$

где $H_i = \{h_1, h_2, h_3, \dots\}$ — множество лексем отображений ЕЯО.

Система обучается путем представления некоторых последовательных обучающих выборок с указанием слов, словосочетаний и их смыслового значения. На этом этапе осуществляется накопление опыта распознавания образов (слов). Сущность процесса накопления опыта заключается в решении реальных задач определения смыслового значения образа рядом экспертов с накоплением частоты использования символов языка. В результате накопления опыта (обучения) получается интегрированный по экспериментам график частоты появления того или иного символа для определения синтаксического и семантического значения слова. Формальная модель языка общения представляется системой соответствий:

$$M_0 = \{a_1, a_2, a_3, b_1, b_2, b_3\}.$$

Здесь $a_1: H \rightarrow C$ — отображение множества лексем на множество ключевых слов; $a_2: (r \cup F_L \cup Z) \rightarrow R$ — отображение релятивных слов r (не имеющих лексического значения), флексий F_L и знаков препинания Z на множестве семантических отношений R ; $a_3: n_c \rightarrow R$ — отображение номинативных слов n_c (полнозначных) в множество семантических отношений R ; $b_1 - b_3$ — отображения, обратные отображениям $a_1 - a_3$.

При анализе слова из ЕЯО взвешенные комбинации входов элементов системы (базы знаний) составляют ее реакцию, которая указывает на принадлежность входного изображения (теста) определенному смысловому образу. При выделении необходимого слова активизируется соответствующая интерпретация ЕЯО.

В отличие от других видов распознающих систем такой подход характеризуется тем, что в нем допускается большая свобода установления связей и поведение системы не заранее

заданным логическим алгоритмом, а постепенно создающимся смещением его характеристик в сторону правильных решений.

Этап перевода ЕЯО моделей на формальный язык структурного моделирования можно представить в виде суперпозиций функций:

$$P'_i = \varphi_1(M_0, T_3, \omega_j) \varphi_2(T_3, H_i) \mid j = \overline{1, k},$$

где φ_1 — функция отображения ЕЯО множества объектов W предметной области в множество их внутренней интерпретации; φ_2 — функция отображения множества интерпретаций в множество предложений P'_i на формальном языке моделирования.

Иерархия вхождений процессов (объектов) в более сложные процессы (объекты) отображается в виде многоуровневой семантической сети (МСС). Составной семантический процесс (например, возведение промышленного объекта) представляется многоуровневым графом, корневая ассоциативная вершина которого соответствует составному процессу (объекту), промежуточные ассоциативные вершины — соответствуют более простым составным или элементарным процессам (объектам).

Формально растущие МСС можно определить тройкой (V, D, Q) . Здесь V — множество графов многоуровневой структуры; D — множество операций включения и порядка, задающих преобразование в графе; Q — множество допустимых описаний элементов, представленных в виде корневых многоуровневых графов.

Определив язык описания семантических свойств L , порожденный грамматикой G , можно отобразить форму задания РМСС:

$$S_s = \langle e_i, r_j, e_k \mid \langle e_i, \bar{r}_j, e_k \rangle,$$

где $E = \{e_1, e_2, \dots, e_n\}$ — множество элементов семантической сети; $R = \{r_1, r_2, \dots, r_m\}$ — множество семантических отношений.

Таким образом, $(V_e, D_e, L(G))$ определяет процесс построения растущих многоуровневых семантических сетей.

Рассмотрим пример построения структурной модели на базе следующих описаний.

Пусть сетевая организационно-технологическая модель возведения части здания задана графом (рис. 1).

Наименования СМР, соответствующие процессам P1-P11, следующие:

- P1: планировка территории;
- P2: бурение и забивка свай;
- P3: обрубка оголовков свай;
- P4: щеленчатая подготовка под ростверки;
- P5: работы по устройству ростверка;
- P6: устройство фундаментов;
- P7: устройство сборных фундаментов;

- P8: гидроизоляция свай;
- P9: устройство монолитных фундаментов;
- P10: гидроизоляция фундаментов;
- P11: гидроизоляция ростверков.

Исходный текст описания модели можно задать произвольно: «Обрубка оголовков свай следует за бурением и забивкой свай» и т. д.

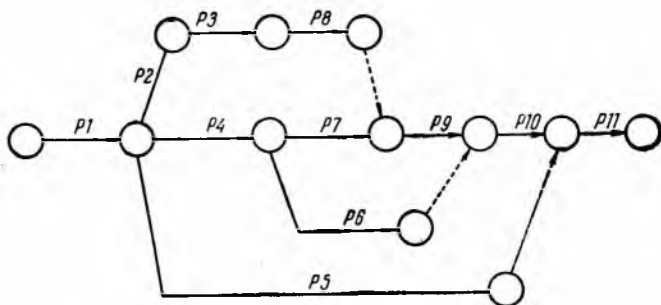


Рис. 1

После трансляции текста ЕЯО получаем стилизованную модель на формальном языке, по которой строится РМСС (рис. 2).

На этапе анализа РМСС строится многоуровневая структурная модель с выделением групповых процессов ГРУППА и отношением на локализованных группах ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНО, ПАРАЛЛЕЛЬНО. Результирующая структурная многоуровневая модель имеет вид:

- 01 1 _ ГРУППА ПОСЛ;
- 02 2 _ Планировка-территории;
- 03 2 _ ГРУППА ГРАФ;
- 04 3 _ ГРУППА ПОСЛ;
- 05 4 _ Бурение-и-забивка-свай;
- 06 4 _ Обрубка-оголовков-свай;
- 07 4 _ Гидроизоляция-свай;
- 08 3 _ Работы-по-устройству-ростверка;
- 09 3 _ ГРУППА ПОСЛ;
- 10 4 _ Щебенчатая-подготовка-под-ростверки;
- 11 4 _ ГРУППА ПАР;
- 12 5 _ Устройство-фундаментов;
- 13 5 _ ГРУППА ПОСЛ;
- 14 6 _ Устройство-сборных-фундаментов;
- 15 6 _ Устройство-монолитных-фундаментов;
- 16 4 _ Гидроизоляция-фундаментов;
- 17 2 _ Гидроизоляция-ростверков;
- 18 (15 > 7,

где 01—18 — порядковые номера элементов структурной модели (адреса); 1—6 — номера уровней иерархии; ГРАФ — отношения, определяющие активизацию элементов на основе графа; — — признак класса элемента модели типа «процесс»; (15>7 — директива, определяющая активизацию элемента, расположенного по адресу 15 после пассивизации элемента по адресу 7.

Таким образом, рассмотренный подход позволил авторам разработать мобильную и адаптивную по отношению к отображениям процессов строительства систему, обеспечивающую представление описаний моделей на производственно-ориентировочных языках. Использование механизма обучения обеспечивает возможность быстрой перестройки входных языков в соответствии с диалектами конкретных производственных отделов.

Внедрение предлагаемого подхода в условиях энергетического строительства показало его эффективность.

Список литературы: 1. Бушув С. Д., Михайлов В. С. Разработка алгоритмов управления строительством.—К.: Будівельник, 1980.—136 с. 2. Бушув С. Д. Система специального математического обеспечения имитационного моделирования многоуровневых объектов управления // Усилитель сигналов и моделирования.—1982.— № 3.— С. 83—89.

Поступила в редколлегию 15.04.85

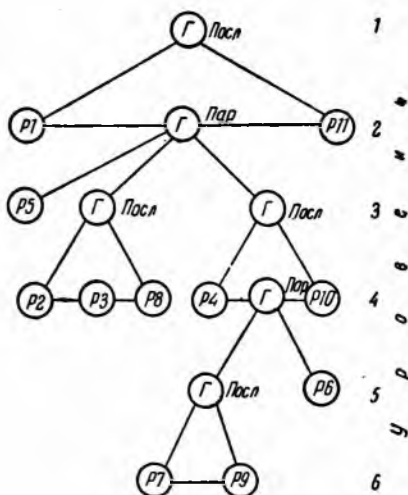


Рис. 2

УДК 62.50

Н. Г. ЛЫСЕНКО, Г. Ф. КРИВУЛЯ, канд. техн. наук

КОДИРОВАНИЕ СИМВОЛОВ РАСПОЗНАЮЩЕЙ ГРАММАТИКИ ДВУХОСНОВНОЙ АЛГЕБРЫ ПРЕДИКАТА

Все методы кодирования связаны с решением хотя бы одной из трех задач: передачей, хранением и преобразованием информации. В данной статье рассматриваются только известные методы кодирования хранимой и преобразуемой информации [1] применительно к символам распознающей грамматики, порождаемой двухосновной алгеброй предиката [2],

поскольку в рамках этой грамматики вопросы теории кодов, исправляющих ошибки [3], не выходят за пределы задачи распознавания образов [2]. В существующих методах оценки характеристик кода его емкость задается эвристически, что приводит к субъективности и, следовательно, к недолговечности классификатора. Отличительная особенность кодирования символов грамматики двухосновной алгебры предиката состоит в возможности более объективно оценивать емкость кода.

Методы кодирования символов. Наиболее часто терминальные символы кодируют дескрипторно [1] из-за простоты кодирования новых свойств, а нетерминальные — последовательно блоками [1], основываясь на использовании иерархической классификации свойств последних. Поскольку в рассматриваемой грамматике синтаксический анализ разверткой ведется методом группового учета аргументов (МГУА) по вертикали и МГУА по горизонтали [2], наиболее целесообразно кодировать символы этими аргументами. Последовательное кодирование символов объединенного алфавита (как, например, в [2]) дает наглядность представления дерева грамматики. Программная реализация схемы грамматики не требует такой наглядности, что позволяет отказаться от последовательного кодирования в пользу параллельного кодирования аргументами по вертикали, обеспечивая простоту МГУА. Поскольку все аргументы нетерминального символа являются параметрами его грубой модели, возможна многоуровневая классификация символов (нетерминальный символ может быть представлен различными комбинациями), позволяющая ускорить поиск.

Каждый уровень нетерминальных символов (предложение, слово, слог) параллельно кодируется только одним аргументом анализа по вертикали на первых разрядах с порядковой регистрацией группировок нетерминальных символов на остальных разрядах, отличающихся символами следующего, более низкого уровня иерархии. Физический смысл порядковой регистрации группировок символов состоит также и в указании адреса области памяти классификатора с хранимыми параметрами анализа по горизонтали. Необходимость хранения таких параметров состоит в том, чтобы при расширении распознающей грамматики при включении в нее все новых порождающих грамматик не кодировать заново встречающиеся ранее символы. Поскольку эти параметры для терминальных символов независимы, их можно рассматривать как отдельные признаки параллельного кодирования блоками, как, например, в терминах описания массивов на языке программирования ПЛ1 [2].

Применение идеи грубой модели к нетерминальным символам позволяет отказаться от их последовательного кодирования и использовать параллельное кодирование как для терминальных символов, обеспечивая тем самым идентичность и простоту обработки по отдельным признакам. Физический

смысл параллельного кодирования нетерминальных символов заключается в указании их габаритов, а терминальных — в указании их размеров. Полный отказ от параллельно-дескрипторного в пользу параллельного кодирования блоками значительно увеличил бы объем памяти, отводимой под код вершин деревьев вывода. Компромиссом является хранение в одном экземпляре каждого символа в параллельном коде блоками и в необходимом количестве — в параллельно-дескрипторном коде в вершинах деревьев вывода. Связь между «внешним» и «внутренним» кодом символов представляет собой систему ассоциаций [2].

В отличие от синтаксического анализ образов предполагает заведомо их знание. В таком случае кодирование символов особенно претерпевает существенные изменения при снятии ограничений с объема памяти для хранения табличных моделей символов (например, когда символов немного). При этом вместо параллельно-дескрипторного кода в вершинах деревьев вывода можно использовать непосредственно параллельный код и отказаться от системы ассоциаций.

Вычисление характеристик кода. Емкость кода символов рассматриваемой грамматики определяется размерами координатной сетки, накладываемой на объект. В свою очередь, размер N координатной сетки определяется допустимой ошибкой ϵ в долях аппроксимации минимального символа по размерам, допустимой ошибкой φ в радианах аппроксимации минимального символа, по углу наклона и отношению o габаритов максимального нетерминального символа к размерам минимального терминального символа (предполагается для простоты идентичность требований по обеим координатам):

$$N = \frac{o}{\epsilon \varphi}.$$

Максимальное число M типов терминальных символов при этом

$$M = \frac{N(N+1)}{2},$$

а терминальных символов в слове равно N , слогов в слове — $0,5N^2$, слов в предложении — $0,5N^2$. Таким образом, верхняя оценка числа R разрядов под каждый признак параллельного кода терминального символа с основанием a равна

$$R = \log_a N,$$

как и число разрядов под признак дескрипторной части параллельно-дескрипторного кода слога и параллельной части кодов всех нетерминальных символов.

Верхняя оценка числа разрядов R_- под признак дескрипторной части параллельно-дескрипторного кода слова и предложения

$$R_- = 2 \log_a (0,5N).$$

Так, размер координатной сетки при $\varepsilon = 0,1$, $\varphi = 0,1$ и $\sigma = 10$ равен 1000. Максимальное число терминальных символов, размещаемых на этой координатной сетке, равно 5×10^5 . Каждый из пяти [2] признаков параллельного кода терминального символа представляется тремя цифрами, а дескрипторная часть параллельно-дескрипторного кода состоит из шести цифр. Общее число символов алфавита равно примерно 10^6 . Максимально допустимое количество символов в алфавите растет в квадратичной зависимости от размера координатной сетки, тогда как число всевозможных образов растет значительно быстрее (как функция 2^{N^2}), так что предлагаемое грамматическое описание терминальными и нетерминальными символами и их кодирование позволяют существенно минимизировать табличное описание объекта.

Список литературы: 1. Касами Т., Токура Н., Ивадари Е., Инагаки Я. Теория кодирования. М.: Мир, 1978.— 576 с. 2. Лысенко Н. Г., Кривуля Г. Ф. Синтаксис и семантика порождающей и распознающей грамматик двухосновной алгебры предиката // АСУ и приборы автоматки. — 1985.— Вып. 75.— С. 17—21. 3. Венчиковский Л. Б. Методы кодирования технико-экономической информации.— М.: Сов. радио, 1978.— 120 с.

Поступила в редколлегию 07.07.83

СОДЕРЖАНИЕ

<i>Бондаренко М. Ф., Шабанов-Кушнарченко Ю. П.</i> Об абстрактном определении алгебры конечных предикатов	3
<i>Герасин С. Н., Ситников Д. Э., Шабанов-Кушнарченко С. Ю.</i> О предикатах дифункциональности	12
<i>Осыка А. Ф., Воронина И. Н.</i> О распознавании элементов значения текста	18
<i>Кайкова Е. Б., Терзиян В. Я.</i> Механизм исследования временных последовательностей в естественно-языковых текстах	25
<i>Иванова О. А., Шаронова Н. В.</i> Моделирование семантических связей в русских дееминутивах	34
<i>Зененко Г. П.</i> Миграционные группы слов в системе лексико-грамматических классов португальского языка	39
<i>Четвериков Г. Г., Кириленко Т. В.</i> Обобщенный метод минимизации совокупности конечных предикатов	44
<i>Алисейко Е. В., Буслик Н. Н., Клименко Л. Б.</i> Контекстный метод уточнения имен элементов в иерархических структурах данных	49
<i>Краснобаев В. А.</i> Искусственный интеллект и система счисления в остаточных классах	53
<i>Алипов Н. В., Григорьев А. В.</i> Преобразователи формы информации интеллектуального типа	58
<i>Вакульский О. А., Вариченко Л. В.</i> Теоретико-числовые преобразования по составному модулю и их использование для вычисления цифровой свертки	65
<i>Белкин А. Р., Леонов В. Ю.</i> Об одном подходе к структурному преобразованию сложных систем	70
<i>Дидиченко Н. П., Кривцов В. И.</i> Об одном многомерном аналоге структурной модели поведения	75
<i>Дзюндзюк Б. В., Степанова Т. И.</i> Анализ понятия «доза вредного воздействия» и связанных с ним аспектов	81
<i>Дзюндзюк Б. В., Степанова Т. И.</i> Идентификация реакции человеческого организма на воздействие условий труда и оптимизация технологических процессов с точки зрения охраны труда	87
<i>Иванов М. А.</i> Сигнальное фазирование когерентных систем цифровой связи с абсолютным представлением передаваемых сообщений	92
<i>Кузьмин И. В., Агеев А. С., Быков Н. М., Круподерова Л. М.</i> Классификация речевых сигналов по правилу ближайшего среднего в шумовых условиях	100
<i>Роговенко В. В., Руденко О. Г., Хитров А. В.</i> Исследование робастных свойств многшаговых адаптивных алгоритмов идентификации	105
<i>Колотенко Г. А., Ахмедов Т. И., Скумин В. А.</i> Бинарное кодирование множества переменных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга	111
<i>Бушуев С. Д., Морозов В. В.</i> Автоматизация построения структурных моделей строительства на базе естественно-языковых описаний	120
<i>Лысенко Н. Г., Кривуля Г. Ф.</i> Кодирование символов распознающей грамматики двухосновной алгебры предиката	125