007.54
П78

ISSN 0555—2656

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

5-11 д/л

ВЫПУСК

27

81

004.54
П78

МИНИСТЕРСТВО ВЫСШЕГО И СРЕДНЕГО
СПЕЦИАЛЬНОГО ОБРАЗОВАНИЯ УССР
ХАРЬКОВСКИЙ ИНСТИТУТ РАДИОЭЛЕКТРОНИКИ

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

ВЫПУСК 27

Республиканский
межведомственный
научно-технический
сборник

Основан в 1968 г.

БИБЛИОТЕКА
ХИРЭ
Инв. № 6N

2281

ХАРЬКОВ
ИЗДАТЕЛЬСТВО ПРИ ХАРЬКОВСКОМ
ГОСУДАРСТВЕННОМ УНИВЕРСИТЕТЕ
ИЗДАТЕЛЬСКОГО ОБЪЕДИНЕНИЯ «ВИЩА ШКОЛА»
1981

32.818
П78

УДК 62.506.2

Проблемы бионики, вып. 27. — Респ.межвед.науч.-техн. сборник. — Харьков: Вища школа. Изд-во при Харьк. ун-те, 1981, — 1-117+4 с.

В сборнике представлены результаты бионических исследований процессов переработки информации в сенсорных каналах и нейронных структурах. Рассмотрены новые аспекты интеллектуальной деятельности, средства формального описания этой деятельности и способы ее воспроизведения в искусственных системах отображения и управления. Разрабатывается математическое и информационное обеспечение, пригодное для моделирования и машинной имитации психических функций человека.

Для научных работников и специалистов, занимающихся бионическими исследованиями с привлечением средств и методов кибернетики и вычислительной техники.

Списки лит. в конце статей.

Редакционная коллегия: Ю. П. Шабанов-Кушнаренко (отв. ред.), М. Ф. Бондаренко (зам. отв. ред.), А. Ф. Осыка (отв. секр.), Н. М. Амосов, А. А. Волков, В. А. Грабина, А. В. Дабагян, К. А. Иванов-Муромский, В. А. Ловицкий, Е. П. Путятин, И. Б. Сироджа, В. Я. Сердюченко, В. Г. Червов.

Адрес редакционной коллегии: 310218, Харьков, пр. Ленина, 14, институт радиоэлектроники, тел. 40-94-32

Редакция естественнонаучной литературы

П $\frac{30501-051}{M226(04)-81}$ 436—81 1502000000

© Издательское объединение «Вища школа», 1981

УДК 510.62

Ю. П. ШАБАНОВ-КУШНАРЕНКО, д-р техн. наук

О МОДЕЛИРОВАНИИ ТЕОРЕТИКО-МНОЖЕСТВЕННЫХ ОТНОШЕНИЙ И ОПЕРАЦИЙ

Статья представляет собой продолжение работы [1]. Введем сокращенную запись $(\xi_i)_1^k$ для векторного представления $(\xi_1, \xi_2, \ldots, \xi_k)$ переменного множества X. Переменные ξ_i принимают булевы значения, поэтому $\xi_i^0 \vee \xi_i^1 = 1$ **(1)**.

Здесь и далее имеется в виду, что индекс i пробегает значения от 1 до k. Заметим, что для универсального множества U $\xi_i = 1$ **(2)**, для пустого множества $\varnothing$ $\xi_i = 0$ **(3)** при всех значениях индекса i.

Пусть $(\xi_i)_1^k$, $(\eta_i)_1^k$ — векторные записи множеств X, Y. Отношения равенства $X = Y$ и включения $X \subseteq Y$ этих множеств могут быть записаны соответственно в виде следующих систем уравнений:

$$\xi_i^1 \sim \eta_i^1 = 1 \text{ (4)}; \quad \xi_i^1 \supset \eta_i^1 = 1 \text{ (5)}.$$

При $X = Y$ имеет место попарное равенство всех компонентов векторных записей множеств X и Y, которое выражается на языке алгебры конечных предикатов системой равенств: $\xi_i^0 = \eta_i^0$; $\xi_i^1 = \eta_i^1$ **(6)**.

Для приборного определения компонентов η_i векторной записи множества Y по известным компонентам ξ_i векторной записи множества X может быть использована переключательная цепь, изображенная на рис. 1, *а*. Второй каскад этой цепи представляет собой простой жгут, состоящий из $2k$ параллельных проводов.

Отношение $\widetilde{X} = Y$ представим в виде $\overline{\xi_i^1} \sim \eta_i^1 = 1$.

Для полноты математического описания этого отношения необходимо также потребовать, чтобы $\eta_i^0 \vee \eta_i^1 = 1$ **(7)**.

Операцию $\widetilde{X}$ нахождения дополнения Y множества X запишем системой равенств: $\xi_i^1 = \eta_i^0$, $\xi_i^0 = \eta_i^1$ **(8)**.

Эта операция может быть реализована переключательной цепью, представленной на рис. 1, *б*. Первый и третий каскады преобразования в этой и последующей цепях не указываются.

Пусть дополнительно к принятым обозначениям запись $(\zeta_i)_1^n$ означает векторное представление множества Z. Полагаем, что $\zeta_i^0 \vee \zeta_i^1 = 1$ **(9)**.

Отношения $X \cup Y = Z$, $X \cap Y = Z$, $X \setminus Y = Z$, $X \dot{-} Y = Z$, связывающие множества X, Y, Z, запишем соответственно в виде систем уравнений:

$$\xi_i^1 \vee \eta_i^1 \sim \zeta_i^1 = 1 \quad (10), \qquad \xi_i^1 \eta_i^1 \sim \zeta_i^1 = 1 \quad (11),$$

$$\xi_i^1 \ominus \eta_i^1 \sim \zeta_i^1 = 1 \quad (12), \qquad \xi_i^1 \oplus \eta_i^1 \sim \zeta_i^1 = 1 \quad (13).$$

Здесь знак $\ominus$ обозначает булеву операцию запрета $X \ominus Y = X\bar{Y}$ (14), где X, Y — булевы переменные.

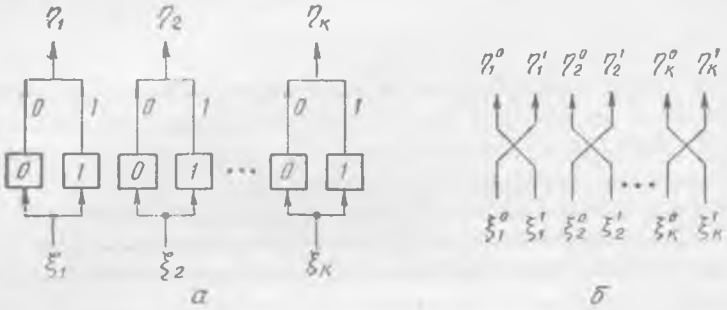


Рис. 1.

Выражая в явном виде переменную ζ из уравнений (10)—(13), получаем зависимости, описывающие операцию $X \cup Y$ нахождения объединения Z множеств X, Y:

$$\xi_i^0 \eta_i^0 = \zeta_i^0; \quad \xi_i^1 \vee \eta_i^1 = \zeta_i^1 \qquad (15),$$

операцию $X \cap Y$ нахождения пересечения Z множеств X, Y

$$\xi_i^0 \vee \eta_i^0 = \zeta_i^0; \quad \xi_i^1 \eta_i^1 = \zeta_i^1 \qquad (16),$$

операцию $X \setminus Y$ нахождения разности Z множеств X, Y:

$$\xi_i^0 \vee \eta_i^1 = \zeta_i^0; \quad \xi_i^1 \eta_i^0 = \zeta_i^1, \qquad (17)$$

операцию $X \dot{-} Y$ нахождения симметрической разности множеств X, Y:

$$\xi_i^0 \sim \eta_i^0 = \zeta_i^0; \quad \xi_i^1 \oplus \eta_i^1 = \zeta_i^1. \qquad (18)$$

На рис. 2, 3 показаны переключательные цепи для формирования векторного представления соответственно объединения, пересечения, разности и симметрической разности множеств по векторным представлениям исходных множеств. Для симметрической разности множеств на схеме изображен лишь фрагмент переключательной цепи, соответствующий преобразованию i-х компонентов векторного представления множеств. Важно заметить, что первые три цепи по существу идентичны и отличаются друг от друга лишь способом включения.

Введенные зависимости можно использовать для формализации доказательств высказываний о конечных множествах. Сделать это можно таким образом. Прежде всего нужно записать

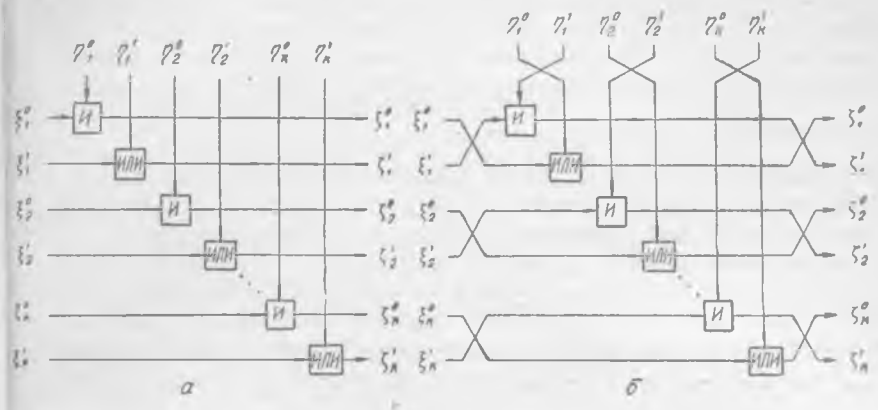


Рис. 2.

доказываемое высказывание в формализованном виде на языке алгебры конечных предикатов. Сначала рассмотрим случай, когда высказывание содержит лишь буквы $X, Y, Z, \ldots, A, B, C, \ldots$

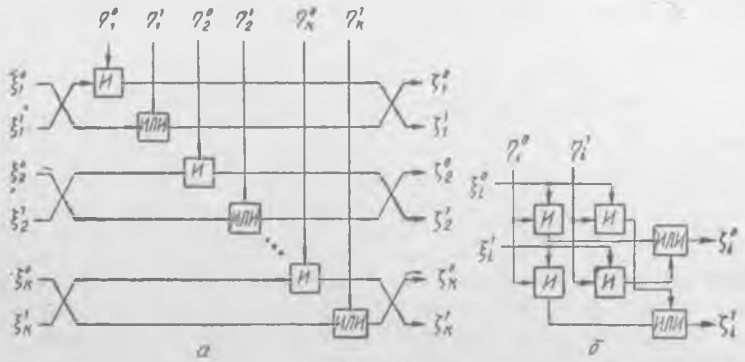


Рис. 3.

обозначающие множества, знаки $\subseteq$, $=$ отношений между множествами и знаки $\sim$, $\cup$, $\cap$, $\setminus$, $\div$ операций над множествами. В этом случае переход к формальной записи высказывания осуществляется простой заменой в нем букв $X, Y, Z, \ldots, A, B, C, \ldots$ соответственно узнаваниями $\xi_i^1, \eta_i^1, \zeta_i^1, \ldots, a_i^1, b_i^1, c_i^1, \ldots$ булевых переменных $\xi_i, \eta_i, \zeta_i, \ldots, a_i, b_i, c_i$ знаков $\subseteq$, $=$, $\sim$, $\cup$, $\cap$, $\setminus$, $\div$ — знаками логических операций $\supset$, $\sim$, $\neg$, $\wedge$, $\vee$, $\ominus$, $\oplus$, знаков $\varnothing$ и U — логическими константами 0 и 1. Полученную в результате этой замены формулу приравни-

ваем к единице. В итоге получаем систему k-уравнений, каждое из которых структурой своей левой части в точности повторяет структуру исходного высказывания. Например, высказывание $A \cup B \subseteq C$ запишем в виде системы уравнений $a_i \vee b_i \supset c_i$ $(1 \leqslant i \leqslant k)$. Образуя конъюнкцию левых частей всех уравнений полученной системы и приравнивая ее к единице, получаем формальную запись заданного высказывания в виде единого уравнения: $\bigwedge_{i=1}^{k} (a_i \vee b_i \supset c_i) = 1$.

Рассмотрим теперь процесс формализации произвольных сложных высказываний, у которых в роли простых высказываний используются высказывания только что рассмотренного типа. Каждое простое высказывание заменяем левой частью моделирующего его уравнения. Логические связки НЕ, И, ИЛИ, ЕСЛИ-ТО, ЕСЛИ и ТОЛЬКО ЕСЛИ-ТО, ИЛИ — ИЛИ, соединяющие простые высказывания, заменяем знаками логических операций $\neg$, $\wedge$, $\vee$, $\supset$, $\sim$, $\oplus$. Полученную формулу приравниваем к единице. Например, высказывание «$A = \bar{B} <=> A \cap B = \varnothing$ и $A \cup B = U$» формально запишем в виде уравнения

$$\bigwedge_{i=1}^{k} (a_i^1 \sim \overline{b_i^1}) \sim \bigwedge_{i=1}^{k} (a_i^1 b_i^1 \sim 0) \wedge \bigwedge_{i=1}^{k} (a_i^1 \vee b_i^1 \sim 1) = 1.$$

Это же уравнение может быть записано в более простой форме

$$\bigwedge_{i=1}^{k} (a_i^1 \sim b_i^0) \sim \bigwedge_{i=1}^{k} (\overline{a_i^1 b_i^1}) \wedge \bigwedge_{i=1}^{k} (a_i^1 \vee b_i^1) = 1$$

или еще проще

$$\bigwedge_{i=1}^{k} (a_i^1 \sim b_i^0) \sim \bigwedge_{i=1}^{k} (a_i^1 \oplus b_i^1) = 1.$$

Формальное доказательство истинности высказывания о конечных множествах заключается в установлении того факта, что левая часть уравнения, моделирующего заданное высказывание, представляет собой тождественно истинный предикат, т. е. что она тождественно равна единице. Несколько примеров таких доказательств приведем ниже.

1. Доказать тождество $\widetilde{X \cap Y} = \tilde{X} \cup \tilde{Y}$ (а).

На языке алгебры конечных предикатов равенство (а) запишем в виде системы уравнений $\overline{\xi_i^1 \eta_i^1} \sim (\overline{\xi_i^1} \vee \overline{\eta_i^1}) = 1$ (б).

Производя тождественные преобразования левой части равенств (б) с использованием зависимостей (1), (7), устанавливаем, что она равна единице:

$$\overline{\xi_i^1 \eta_i^1} \sim (\overline{\xi_i^1} \vee \overline{\eta_i^1}) = (\xi_i^0 \vee \eta_i^0) \sim (\xi_i^0 \vee \eta_i^0) = 1.$$

Таким образом, все уравнения системы (б) являются тождествами. Этим доказывается истинность высказывания (а).

2. Доказать, что $X \cap Y \subseteq X$.

Переходя к векторной записи множеств, находим:

$$\xi_i^1\eta_i^1 \supset \xi_i^1 = \overline{\xi_i^1\eta_i^1} \vee \xi_i^1 = \xi_i^0 \vee \eta_i^0 \vee \xi_i^1 = 1.$$

3. Доказать, что $X \setminus Y = X \dot{-} (X \cap Y)$.

Имеем:

$$\xi_i^1\overline{\eta_i^1} \sim (\xi_i^1 \oplus \xi_i^1\eta_i^1) = \xi_i^1\eta_i^0 \sim (\overline{\xi_i^1}\xi_i^1\eta_i^1 \vee \xi_i^1\overline{\xi_i^1\eta_i^1}) =$$
$$= \xi_i^1\eta_i^0 \sim \xi_i^1(\xi_i^0 \vee \eta_i^0) = \xi_i^1\eta_i^0 \sim \xi_i^1\eta_i^0 = 1.$$

4. Доказать, что $X \cup Y \subseteq Z <=> X \subseteq Z$ и $Y \subseteq Z$.

Для доказательства заметим, что

$$\xi_i^1 \vee \eta_i^1 \supset \zeta_i^1 = \overline{\xi_i^1 \vee \eta_i^1} \vee \zeta_i^1 = \xi_i^0\eta_i^0 \vee \zeta_i^1 =$$
$$= (\xi_i^0 \vee \zeta_i^1)(\eta_i^0 \vee \zeta_i^1) = (\xi_i^1 \supset \zeta_i^1)(\eta_i^1 \supset \zeta_i^1).$$

В силу этого левая часть уравнения

$$(\xi_1^1 \vee \eta_1^1 \supset \zeta_1^1)(\xi_2^1 \vee \eta_2^1 \supset \zeta_2^1) \ldots (\xi_k^1 \vee \eta_k^1 \supset \zeta_k^1) \sim$$
$$\sim (\xi_1^1 \supset \zeta_1^1)(\eta_1^1 \supset \zeta_1^1)(\xi_2^1 \supset \zeta_2^1)(\eta_2^1 \supset \zeta_2^1) \ldots (\xi_k^1 \supset \zeta_k^1)(\eta_k^1 \supset \zeta_k^1) = 1,$$

формально описывающего заданное высказывание, обращается в единицу.

Полученные результаты позволяют решать некоторые виды уравнений с неизвестными множествами. Рассмотрим примеры решения таких уравнений.

Пример 1. Решить систему уравнений $A \cap X = B$; $A \cup X = C$, (в), где A, B, C — данные множества.

Решение. На языке алгебры конечных предикатов эту систему запишем

$$(a_i^1\xi_i^1 \sim b_i^1)(a_i^1 \vee \xi_i^1 \sim c_i^1) = 1 \quad (г).$$

Используя равенство (*и*) из работы [2], получаем уравнение $(b_i^1 \supset a_i^1)(a_i^1 \supset c_i^1) = 1$ для области изменения параметров, в которой существует единственное решение уравнения (г) относительно переменной ξ_i. Таким образом, мы приходим к необходимому и достаточному условию существования единственного решения системы (в): $B \subseteq A \subseteq C$ (д).

Для множеств A, B, C, удовлетворяющих условию (д), решение системы (в) может быть получено различными способами. Отправляясь от равенств (з) работы [2], имеем

$$b_i^1 \vee (a_i^1 \oplus c_i^1) = \xi_i^1; \quad (\overline{a_i^1 b_i^1} \vee a_i^1 b_i^1)\, c_i^1 = \xi_i^1,$$

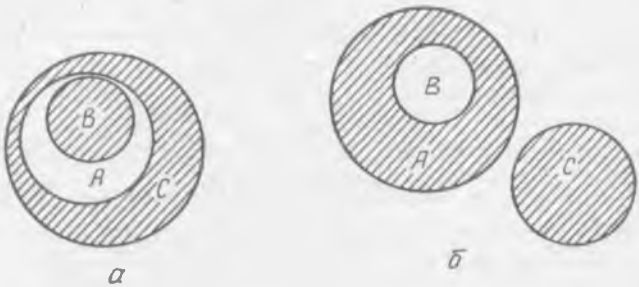
что соответствует следующим выражениям для множества X:

$$X = B \cup (A \dot{-} C) \text{ (е)}; \quad X = (\widetilde{A} \cap \widetilde{B} \cup A \cap B) \cap C \text{ (ж)}.$$

Отправляясь от равенств (к), (л) работы [2], получаем еще два выражения для множества X:

$$X = (C \setminus A) \cup B \quad \text{(з)}; \quad X = (\tilde{A} \cup B) \cap C \quad \text{(и)}.$$

Если бы множества A, B, C были выбраны произвольно, то выражения (е) — (и) задавали бы четыре различных множества. В нашем же случае, в силу действия ограничения (д), все найденные выражения для множества X описывают одно и то же множество, указанное на рис. 4, *а* штриховкой.



а *б*

Рис. 4.

Пример 2. Задана система уравнений $A \setminus X = B$; $X \setminus A = C$ (к), где A, B, C — известные, а X — неизвестное множество. При каких A, B, C система имеет единственное решение?

Решение. Систему (к) записываем в виде уравнения теории интеллекта:

$$(a_i^1 \xi_i^0 \sim b_i^1)(\xi_i^1 a_i^0 \sim c_i^1) = 1 \quad \text{(л)}.$$

Используя равенство (7) работы [2], находим область изменения параметров a_i, b_i, c_i, в которой существует единственное решение уравнения (л) для ξ_i:

$$(a_i^1 0^0 \sim b_i^1)(0^1 a_i^0 \sim c_i^1) \oplus (a_i^1 1^0 \sim b_i^1)(1^1 a_i^0 \sim c_i^1) = 1.$$

После упрощений имеем $(\overline{b_i^1} \vee a_i^1)\overline{a_i^1 c_i^1} = 1$, откуда $b_i^1 \supset a_i^1 = 1$ и $a_i^1 c_i^1 = 0$. Следовательно, система (к) имеет единственное решение, когда $B \subseteq A$ и $A \cap C = \varnothing$ (м).

Пример 3. Для области изменения параметров A, B, C, найденных в предыдущем примере, найти решение системы (к).

Решение. Принимая в качестве f левую часть равенства (л), выражения (9) работы [2] запишем

$$(a_i^1 \sim b_i^1) c_i^0 \overline{b_i^0 (a_i^0 \sim c_i^1)} = \xi_i^0; \quad \overline{(a_i^1 \sim b_i^1) c_i^0 b_i^0} (a_i^0 \sim c_i^1) = \xi_i^1.$$

После упрощений

$$a_i^0 b_i^0 c_i^0 \vee a_i^1 b_i^1 c_i^0 = \xi_i^0; \quad a_i^0 b_i^0 c_i^1 \vee a_i^1 b_i^0 c_i^0 = \xi_i^1. \quad \text{(н)}$$

По полученным равенствам строим формулы, выражающие в явном виде множество X: $X = (A \dashv B) \cup C$ (о); $X = (A \dashv C) \cap \overline{B}$ (п). Доопределяя функцию (н) однозначным образом на всей области изменения параметров a_i, b_i, c_i, имеем:

$$a_i^0 b_i^0 c_i^0 \vee a_i^1 b_i^1 c_i^0 \vee a_i^0 b_i^1 c_i^0 = \xi_i^0;$$

$$a_i^0 b_i^0 c_i^1 \vee a_i^1 b_i^0 c_i^0 \vee a_i^0 b_i^1 c_i^1 \vee a_i^1 b_i^0 c_i^1 \vee a_i^1 b_i^1 c_i^1 = \xi_i^1,$$

что после упрощений дает:

$$(a_i^0 \vee b_i^1) c_i^0 = \xi_i^0, \quad a_i^1 b_i^0 c_i^1 = \xi_i^1.$$

От этих равенств переходим еще к одному способу выражения множества X через множества A, B, C: $X = (A \setminus B) \cup C$ (р). Доопределяя функцию (н) произвольным образом, можем записать:

$$a_i^0 b_i^0 c_i^0 \vee a_i^1 b_i^1 c_i^0 \vee a_i^0 b_i^1 c_i^0 \vee a_i^0 b_i^1 c_i^1 \vee a_i^1 b_i^1 c_i^1 = \xi_i^0,$$

$$a_i^0 b_i^0 c_i^1 \vee a_i^1 b_i^0 c_i^0 \vee a_i^0 b_i^1 c_i^1 \vee a_i^1 b_i^0 c_i^1 \vee a_i^1 b_i^1 c_i^1 = \xi_i^1.$$

После упрощений

$$a_i^0 c_i^0 \vee b_i^1 = \xi_i^0; \quad a_i^1 b_i^0 \vee c_i^1 = \xi_i^1.$$

Первое из полученных равенств приводит к новому выражению множества X через множества A, B, C: $X = (A \cup C) \cap \overline{B}$ (с). При соблюдении условия (н) все четыре зависимости (о) — (с) описывают одно и то же множество, указанное на рис. 4, *б* штриховкой. Каждая из этих зависимостей может быть принята в качестве решения системы (к).

Список литературы: 1. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О моделировании конечных множеств средствами теории интеллекта.— АСУ и приборы автоматики, 1978, вып. 55, с. 55—62. 2. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О решении уравнений теории интеллекта.— АСУ и приборы автоматики, 1978, вып. 55, с, 121—130.

Поступила 25 марта 1980 г.

УДК 510.62

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

О МАТЕМАТИЧЕСКОМ ОПИСАНИИ ЕСТЕСТВЕННОГО ЯЗЫКА

Разработка формального аппарата теории интеллекта [1] открывает новые перспективы для решения задачи математического моделирования естественного языка. Будем смотреть на язык как на детерминированный, дискретный и конечный объект. Основную задачу мы видим в том, чтобы формализовать понятие текста путем математического описания отношения, выделяющего подмножество всех текстов из некоторого множества всевозможных

строчек ограниченной длины, составленных из букв конечного алфавита. Это отношение назовем текстовым. Текстовое отношение должно быть описано как отношение с параметром, поскольку решение вопроса о том, является ли данная строчка текстом или нет, зависит также и от того, кто эту строчку воспринимает. Будем рассматривать текст как многоуровневую конструкцию, полагая, что из букв сбразуются морфемы, из морфем — словоформы, из словоформ — предложения, из предложений — абзацы и т. д. Отдельные части этой конструкции — буквы, морфемы, словоформы, предложения и т. д. будем называть фрагментами текста.

Каждый фрагмент связан с окружающим его текстом, подвергается его воздействию. Действие отброшенной части текста может быть заменено введением некоторого набора признаков, который будем интерпретировать как смысл фрагмента текста. Смысл — это набор промежуточных переменных, связывающих уравнения, описывающие фрагмент текста, с уравнениями, описывающими сстальную часть текста. Набор значений этих переменных интерпретируем как значение смысла. Смысл будем рассматривать как переменный вектор $X = (x_1, x_2, \ldots, x_m)$, где m— число компонентов вектора X. Переменные $x_1, x_2, \ldots, x_m$ назовем компонентами смысла. Значения этих переменных назовем значениями компонентов смысла. Пусть $y_1, y_2, \ldots, y_n$ — некоторый фрагмент текста, где $y_1, y_2, \ldots, y_n$ — буквы, стоящие на 1, 2, ..., n местах фрагмента. Набор $Y = (y_1, y_2, \ldots, y_n)$ буквенных переменных $y_1, y_2, \ldots, y_n$ назовем переменным фрагментом. Набор значений этих переменных назовем индивидуальным фрагментом или просто фрагментом текста. Аналогичным образом введем переменный текст и индивидуальный текст (просто текст). Любой конкретный фрагмент (текст) будем рассматривать как значение некоторого переменного фрагмента (текста). Переменные $y_1, y_2, \ldots, y_n$ назовем компонентами переменного фрагмента (переменного текста), их значения назовем значениями компонентов фрагмента (текста).

Между смыслом X и соответствующим ему переменным фрагментом Y существует определенная связь $L(X, Y)$. Назовем ее фрагментным отношением. Если фрагментом служит текст, то фрагментное отношение превращается в упоминавшееся ранее текстовое отношение. В роли параметров текстового отношения могут выступать любые из компонентов $x_1, x_2, \ldots, x_m$ смысла X. Будем придерживаться принципа однозначности, согласно которому текст (фрагмент) всегда однозначно зависит от его смысла. Принцип однозначности можно интерпретировать как требование полноты набора признаков (компонентов смысла), с помощью которого осуществляется выбор текста (фрагмента). Набор признаков назовем полным, если он при любых значениях признаков обеспечивает однозначность выбора соответствующего ему текста (фрагмента). Любой набор признаков, удовлетворяющий требова-

нию полноты по отношению к текстам (фрагментам), может быть принят в качестве смысла текста (фрагмента). Под неполным смыслом текста будем понимать набор, составленный из некоторых (не всех) компонентов смысла этого текста. Смысл же текста в принятом ранее значении будем называть полным смыслом текста.

Фрагментное отношение $L(X, Y)$, у которого в роли переменной Y выступает часть слова (например, буква, морфема) или целое слово, будем называть морфологическим отношением. В силу принципа однозначности любое морфологическое отношение $L(X, Y)$ есть функция зависимости фрагмента Y от его смысла, поэтому будем морфологическое отношение называть еще морфологической функцией. Пусть y_1 — первая буква окончания, область ее изменения зададим уравнением

$$y_1^{\text{а}} \vee y_1^{\text{е}} \vee y_1^{\text{ё}} \vee y_1^{\text{и}} \vee y_1^{\text{о}} \vee y_1^{\text{у}} \vee y_1^{\text{ы}} \vee y_1^{\text{ю}} \vee y_1^{\text{я}} \vee y_1^{\text{ь}} = 1. \qquad (1)$$

Смысл первой буквы окончания y_1 представим в виде n-мерного вектора $(x_1, x_2, \ldots, x_n)$ с буквенными компонентами $x_1, x_2, \ldots, x_n)$. Введем морфологическое отношение $L(x_1, x_2, \ldots, x_n, y_1) = 1$ (2).

Разложим [2] предикат L (назовем его морфологическим предикатом) по переменной x_1

$$L(x_1, x_2, \ldots, x_n, y_n) = x_1^{\text{а}} L(a_1, x_2, \ldots, x_n \; y_1) \vee$$

$$\vee x_1^{\text{а}_2} L(a_2, x_2, \ldots, x_n, y_1) \vee \ldots \vee x_1^{a_k} L(a_k, x_2, \ldots, x_n, y_1). \quad (3)$$

При разложении полагаем, что переменная x_1 пробегает значения $a_1, a_2, \ldots, a_k$. Принимая поочередно для переменной x_1 значения $a_1, a_2, \ldots, a_k$, получаем k частных случаев морфологического предиката:

$$L_i(x_2, \ldots, x_n, y_i) = L(a_i, x_2, \ldots, x_n, y_i). \qquad (4)$$

Отношения $L_i(x_2, \ldots, x_n, y_1) = 1$ (5) могут изучаться отдельно, после чего из них можно собрать по формуле (3) предикат L:

$$L(x_1, x_2, \ldots, x_n, y_1) = x_1^{\text{а}_1} L^{*}(x_2, \ldots, x_n, y_1) \vee$$

$$\vee x_1^{\text{а}_2} L_2(x_2, \ldots, x_n, y_1) \vee \ldots \vee x_1^{\text{а}_k} L_k(x_2, \ldots, x_n, y_1). \quad (6)$$

Если же предикаты $L_1, L_2, \ldots, L_k$ окажутся слишком сложными для непосредственного математического описания, то к ним тоже можно применить теорему о разложении и т. д. до тех пор, пока не придем к достаточно простым предикатам.

Сузим задачу введением пяти грамматических признаков, значения которых зафиксируем: $\xi_1 = \text{о}$ — вид морфемы со значением окончание, $\xi_2 = \text{п}$ — номер буквы окончания со значением первый, $\xi_3 = \text{с}$ — тип словоизменения со значением склонение, $\xi_4 = \text{с}$ — тип склонения со значением субстантивный, $\xi_5 = 0$ — вид словоформы со значением основной. Вводим переменные

признаки x_1 — падеж, x_2 — род, x_3 — число, x_4 — признак одушевленности, x_5 — признак ударности основы, x_6 — требование простановки знака ¨ над буквой ё, x_7 — последняя буква основы, x_8 — вид основы [3]. Области изменения введенных переменных задаем уравнениями:

$$x_1^{\text{и}} \vee x_1^{\text{р}} \vee x_1^{\text{д}} \vee x_1^{\text{в}} \vee x_1^{\text{т}} \vee x_1^{\text{п}} = 1, \ (7); \quad x_2^{\text{м}} \vee x_2^{\text{ж}} \vee x_2^{\text{с}} = 1, \ (8);$$

$$x_3^{\text{е}} \vee x_3^{\text{м}} = 1, \ (9); \ x_4^{\text{о}} \vee x_4^{\text{н}} = 1, \ (10); \ x_5^{\text{у}} \vee x_5^{\text{б}} = 1, \ (11);$$

$$x_6^{\text{с}} \vee x_6^{\text{и}} = 1, \ (12); \ x_7^{\text{а}} \vee x_7^{\text{б}} \vee x_7^{\text{в}} \vee x_7^{\text{г}} \vee x_7^{\text{д}} \vee x_7^{\text{е}} \vee x_7^{\text{ж}} \vee x_7^{\text{и}} \vee x_7^{\text{й}} \vee$$

$$\vee x_7^{\text{л}} \vee x_7^{\text{к}} \vee x_7^{\text{л}} \vee x_7^{\text{м}} \vee x_7^{\text{н}} \vee x_7^{\text{о}} \vee x_7^{\text{п}} \vee x_7^{\text{р}} \vee x_7^{\text{с}} \vee$$

$$\vee x_7^{\text{т}} \vee x_7^{\text{у}} \vee x_7^{\text{ф}} \vee x_7^{\text{х}} \vee x_7^{\text{ц}} \vee x_7^{\text{ч}} \vee x_7^{\text{ш}} \vee x_7^{\text{щ}} \vee x_7^{\text{ы}} \vee$$

$$\vee x_7^{\text{ю}} \vee x_7^{\text{я}} = 1, \ (13); \quad x_8^{\text{т}} \vee x_8^{\text{м}} = 1, \ (14).$$

Дальнейшая задача состоит в том, чтобы описать морфологическое отношение $L(x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6, x_7, x_8, y_1) = 1$ (15). В силу полноты набора $(x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6, x_7, x_8)$ уравнение (15) задает некоторую функцию

$$y_1 = F(x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6, x_7, x_8). \tag{16}$$

Она будет описана, если мы представим ее в явном виде [4]:

$$y_1^{\sigma} = F_{\sigma}(x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6, x_7, x_8), \tag{17}$$

где $\sigma \in \{$а, е, ё, и, о, у, ы, ю, я, _$\}$.

В результате описания получаем следующие формулы:

$$y_1^{\text{а}} = (x_8^{\text{т}} s_1 \vee s_2 \vee s_3 \vee x_7^{\text{и}})(x_3^{\text{е}}(x_1^{\text{и}} x_2^{\text{ж}} \vee x_1^{\text{р}}(x_2^{\text{м}} \vee x_2^{\text{с}}) \vee x_2^{\text{м}} t_1) \vee$$

$$\vee x_3^{\text{м}}(t_2 x_2^{\text{с}} \vee x_1^{\text{д}} \vee x_1^{\text{т}} \vee x_1^{\text{п}})) \ (18); \quad y_1^{\text{е}} = x_6^{\text{с}} x_5^{\text{б}}(x_8^{\text{м}} s_1 x_3^{\text{е}} t_3 \vee$$

$$\vee (s_4 \vee x_7^{\text{и}})(x_3^{\text{е}} t_3 \vee x_3^{\text{н}}(x_3^{\text{м}} \vee x_2^{\text{с}}) t_1)); \tag{19}$$

$$y_1^{\text{и}} = (x_8^{\text{м}} s_1 \vee s_2 \vee s_3 \vee s_4)(x_3^{\text{е}} x_1^{\text{р}} x_2^{\text{ж}} \vee x_3^{\text{м}} t_2(x_2^{\text{м}} \vee x_2^{\text{ж}})) \vee$$

$$\vee x_7^{\text{й}}(x_3^{\text{б}}(x_1^{\text{п}} x_5^{\text{у}} \vee (x_1^{\text{р}} \vee x_1^{\text{д}}) x_2^{\text{ж}}) \vee x_3^{\text{м}} t_2(x_2^{\text{м}} \vee x_2^{\text{ж}})); \tag{20}$$

$$y_1^{\text{о}} = (x_8 s_1 \vee s_2)(x_3^{\text{е}} t_3 \vee x_3^{\text{м}} t_1(x_2^{\text{м}} \vee x_5^{\text{б}} x_2^{\text{с}})) \vee x_5^{\text{б}} x_1^{\text{у}} \times$$

$$\times (x_3^{\text{е}} t_3 \vee x_3^{\text{м}} t_1(x_2^{\text{м}} \vee x_2^{\text{с}})) \vee x_5^{\text{б}} s_3 x_3^{\text{с}} t_4; \tag{21}$$

$$y_1^{\text{у}} = (x_8^{\text{т}} s_1 \vee s_2 \vee s_3 \vee x_7^{\text{у}}) x_3^{\text{е}}(x_1^{\text{д}}(x_2^{\text{м}} \vee x_2^{\text{с}}) \vee x_1^{\text{в}} x_2^{\text{ж}}); \tag{22}$$

$$y_1^{\text{ы}} = (x_8^{\text{т}} s_1 \vee x_7^{\text{у}})(x_3^{\text{е}} x_1^{\text{р}} x_2^{\text{ж}} \vee x_3^{\text{м}} t_2(x_2^{\text{м}} \vee x_2^{\text{ж}})); \tag{23}$$

$$y_1^{\text{ю}} = (x_8^{\text{м}} s_1 \vee s_4 \vee x_7^{\text{я}}) x_3^{\text{е}}(x_1^{\text{д}}(x_2^{\text{м}} \vee x_2^{\text{с}}) \vee x_7^{\text{в}} x_2^{\text{ж}}); \tag{24}$$

$$y_1^{\text{_}} = x_5^{\text{у}}(x_3^{\text{е}} t_2 x_2^{\text{м}} \vee x_3^{\text{м}} t_1(x_2^{\text{ж}} \vee x_2^{\text{с}})). \tag{25}$$

В формулах (18) — (25) приняты следующие сокращения:

$$s_1 = x_7^{\text{б}} \vee x_7^{\text{в}} \vee x_7^{\text{д}} \vee x_7^{\text{з}} \vee x_7^{\text{л}} \vee x_7^{\text{м}} \vee x_7^{\text{н}} \vee x_7^{\text{п}} \vee x_7^{\text{р}} \vee x_7^{\text{с}} \vee x_7^{\text{т}} \vee x_7^{\text{ф}}; \tag{26}$$

$$s_2 = x_7^{г} \vee x_7^{к} \vee x_7^{ъ}; \ (27); \quad s_3 = x_7^{ж} \vee x_7^{ч} \vee x_7^{ш} \vee x_7^{щ}; \qquad (28)$$

$$s_4 = x_7^{а} \vee x_7^{ь} \vee x_7^{й} \vee x_7^{о} \vee x_7^{у} \vee x_7^{ы} \vee x_7^{ю} \vee x_7^{я}; \qquad (29)$$

$t_1 = x_1^{р} \vee x_1^{п} x_4^{о}$ **(30)**; $t_2 = x_1^{л} \vee x_1^{в} x_4^{н}$ **(31)**; $t_3 = x_1^{т} \vee (x_1^{л} \vee x_1^{в}) x_2^{с}$ **(32)**.

Построим также модель для второй y_2 и третьей y_3 букв окончания основных словоформ субстантивного склонения. Имеем:

$$y_2^{в} \vee y_2^{й} \vee y_2^{м} \vee y_2^{х} \vee \overline{y_2} = 1 \ (33); \quad y_3^{и} \vee y_3^{ю} \vee \overline{y_3} = 1 \ (34).$$

Вводим дополнительный признак x_9 — вариант словоформы с областью [3]: $x_9^{с} \vee x_9^{п} = 1$ **(35)**. Выражения для узнавания букв окончания имеют вид:

$$y_2^{п} = (x_8^{т} s_1 \vee s_2 \vee s_4 \vee x_7^{п} \vee x_7^{и}) x_3^{ч} t_1 (x_2^{ы} \vee x_5^{б} x_2^{с}); \qquad (36)$$

$$x_2^{й} = x_1^{т} x_2^{ж} x_3^{е} x_9^{н} \vee (x_8^{м} s_1 \vee s_3) x_3^{ы} t_1 (x_5^{б} \vee x^{м} x_5^{4}) \vee$$

$$\vee x_5^{4} (s_4 \vee x_7^{п}) (x_3^{е} t_2 x_2^{м} \vee x_3^{м} t_1 (x_2^{ж} \vee x_2^{с})); \qquad (37)$$

$$y_2^{м} = x_3^{е} x_1^{т} (x_2^{м} \vee x_2^{с}) \vee x_3^{ы} (x_1^{д} \vee x_1^{т}) \ (38); \quad y_2^{х} = x_3^{ы} x_1^{п} \ (39);$$

$$\overline{x_2} = x_3^{п} ((x_1^{н} \vee x_1^{в}) (x_2^{ж} \vee x_2^{с}) \vee x_1^{р} \vee x_1^{д} \vee x_1^{п} \vee t_1 x_2^{ы} \vee x_1^{т} x_2^{ж} x_9^{с}) \vee$$

$$\vee x_3^{м} t_2 \vee x_5^{4} (t_1 \vee t_3 \vee x_7^{ц}) (x_3^{ъ} t_2 x_2^{м} \vee x_3^{ч} t_1 (x_2^{ж} \vee x_2^{с})); \qquad (40)$$

$$x_3^{и} = x_1^{т} x_3^{м} \ (41); \quad x_3^{ю} = x_1^{т} x_2^{ж} x_3^{е} x_9^{с} \ (42);$$

$$\overline{x_3} = x_1^{л} \vee x_1^{р} \vee x_1^{д} \vee x_1^{п} \vee x_1^{т} (x_2^{м} \vee x_2^{с} \vee x_2^{ж} x_9^{п}) x_3^{е}. \qquad (43)$$

Список литературы: 1. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О теории интеллекта.— Проблемы бионики, 1979, вып. 22, с. 3—11. 2. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Об алгебре конечных предикатов.— АСУ и приборы автоматики, 1979, вып. 50, с. 14—20. 3. Математическое описание процесса склонения имен прилагательных/Ю. П. Шабанов-Кушнаренко, М. Ф. Бондаренко, В. М. Бондарев и др.— Проблемы бионики, 1980, вып. 24, с. 22—27. 4. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Аналитический метод явного задания конечных алфавитных операторов.— Проблемы бионики, 1980, вып. 25, с. 3—11.

Поступила 25 марта 1980 г.

УДК 62.506.2

Е. М. СНЕЖКО, канд. техн. наук,
Ю. А. СЕМЕНОВ

НЕПРЕРЫВНО-ДИСКРЕТНОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ СЕТЕЙ ВОЗБУДИМЫХ ЭЛЕМЕНТОВ НА ЭВМ

Моделирование сетей возбудимых элементов, в частности, сетей нейронов развивалось от моделей простейших элементов (формальных нейронов) к более адекватным и сложным моделям, в которых учитываются непрерывные и дискретные стороны элементов. Эти модели разрабатывались как физические устройства либо реализовались на ЭВМ [1]. Моделирование сетей позволяет

глубже изучить их функции по переработке информации, обнаружить новые свойства таких сетей, которые могут быть использованы при создании технических устройств, а также установить адекватность теоретических представлений биокибернетики экспериментальным результатам. В работе изложен подход к моделированию сетей непрерывно-дискретных элементов на ЭВМ, позволяющий строить сложные сети с гибкой структурой, легко менять их параметры и условия эксперимента с сетью.

Моделирование на универсальных ЭВМ, наиболее широкое по своим возможностям, до последнего времени не использовалось в полной мере из-за трудоемкости программирования. Сейчас разработаны специализированные языки моделирования на ЭВМ дискретных, непрерывных и смешанных систем. Языки моделирования дискретных систем подразделяются на языки транзактов (например, GPSS), процессов (SIMULA) и событий (SIMSCRIPT). Языки моделирования непрерывных систем включают процедуры решения разностных и интегрирования дифференциальных систем уравнений (ДИНАМО, CSMP). Языки моделирования непрерывно-дискретных систем различаются принципами взаимодействия непрерывных и дискретных процессов [2].

При моделировании сетей нейронов необходимо учитывать их непрерывные свойства, наиболее характерными из которых являются суммирование потенциалов на мембране нейрона и изменение порога возбудимости после генерирования импульса. Процесс возникновения импульса и передачи на другие нейроны может рассматриваться как дискретный, соответствующий запаздыванию импульса в канале связи. Форма импульса выбрана в виде дельта-функции. Изменение потенциала мембраны при поступлении на его вход импульса достаточно хорошо описывается дифференциальным уравнением $u''(t) + a_1 u't + a_2 u(t) = \delta($ (1) при $u(0) = u'(0) = 0$. Известно [3], что решение уравнения (1) эквивалентно решению соответствующего однородного уравнения при $u'(0) = 1$. При достижении потенциалом $u(t)$ порогового значения $h(t)$ возбудимый элемент генерирует распространяющийся импульс. При этом потенциал $u(t)$ может обращаться в нуль или уменьшаться на определенную величину. Изменение порогового значения элемента также аппроксимируется решением дифференциального уравнения второго порядка $h''(t) + b_1 h'(t) + b_2 h(t) = \delta(t)$ (2), где $h(0) = h_1$; $h'(0) = h_2$ — значения, соответствующие генерации импульса. В такой модели фаза абсолютной невозбудимости соответствует достаточно большому значению порога $h(t)$.

Дискретные процессы в модели сети — распространение импульсов — задаются матрицами передачи $\| \mathrm{CON}(i, j) \|$ и $\| \mathrm{DEL}(i, j) \|$, которые характеризует синаптические веса и время передачи от элемента i к элементу j.

Для представления дискретных процессов в сети выбран принцип моделирования событий и разработана общая програм

ма моделирования, соответствующая такому подходу [4]. В системе организуется список событий, и каждое новое событие, которое должно произойти, заносится в список на соответствующее место. Для моделирования непрерывных процессов использован метод интегрирования Рунге-Кутта. Взаимосвязь этих процессов осуществляется двояким образом: а) при наступлении какого-либо события могут изменяться решение, параметры, начальные условия или вид дифференциальных и разностных уравнений; б) решение дифференциального уравнения при достижении определенного значения вызывает событие, которое может изменить непрерывную и дискретную части модели. Список событий содержит записи с четырьмя параметрами: (PAR (1) — — PAR (4)): время наступления события, код события, номер элемента-приемника, номер элемента-передатчика. В системе выделено три типа событий: 1) поступление импульсов на некоторые элементы извне; 2) передача импульсов от одних элементов к другим; 3) генерация импульса, когда потенциал достигает порогового значения. Соответственно разработаны три подпрограммы, *а* — поступления внешних импульсов INPUT; *б* — генерация импульса SPIKE; *в* — передача импульса TRANS, моделирующие эти события (рис. 1). При наступлении события 1 в момент t для нейрона i происходит генерация импульса (событие 3) и планируется поступление следующего входного импульса (событие 1) в момент $t + \tau_i$, где τ_i — период поступления импульсов. При поступлении импульса от другого элемента (событие 2) изменяется решение дифференциального уравнения (1) по формуле $u'(t) = u'(t) + \mathrm{CON}(i, j)$. При генерации импульса (событие 3) в момент t происходит фиксирование межимпульсного интервала элемента i, обнуление потенциала (это выполняется для некоторых нейронов), задание начального значения порога после генерации импульса, а также планируется поступление импульсов на другие нейроны (события 2) в момент $+ \mathrm{DEL}(i, j)$. По окончании заданного интервала моделирования подсчитываются статистические характеристики межимпульсных интервалов для всех элементов, печатаются соответствующие гистограммы и графики мембранных потенциалов.

В качестве объекта моделирования была выбрана сеть из $N = 10$ возбудимых элементов со случайными связями между ними. На рис. 2 приведен граф сети, цифры на ребрах соответствуют весам передачи. Отрицательные значения соответствуют тормозным связям. Внешние импульсы (стимулы) поступают на элементы 1 и 2. Параметры возбудимых элементов соответствуют экспериментальным данным (1), при этом $a_1 = 1{,}21$ с, $a_2 = 0{,}21$; $b_1 = 0{,}24$ с, $b_2 = 0{,}11$. При этих параметрах возбуждающий потенциал достигает максимума на второй микросекунде и длится от 5 — 20 мс; порог элемента имеет рефрактерную фазу 3 — 4 мс, а затем фазы повышенной и пониженной возбудимости. Модель реализована на языке ФОРТРАН IУ для ДОС ЕС с использо-

ванием общей программы моделирования. Время счета на ЭВМ ЕС-1022 составляет 3 — 7 мин в зависимости от входных данных

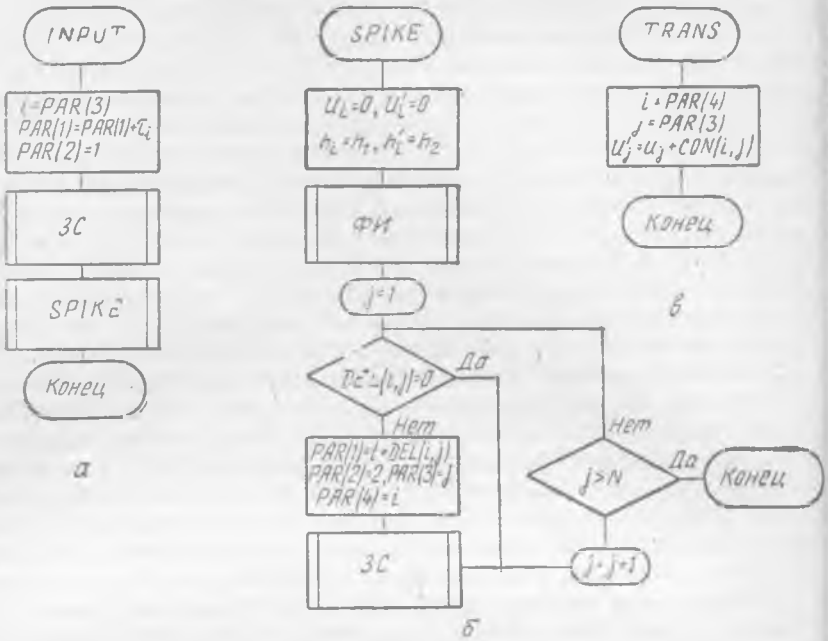


Рис. 1.

Проведены несколько серий экспериментов с моделью сети. Входной информацией служат матрицы связей и задержек, параметры уравнений (1), (2), величина порога покоя, периоды поступления входных импульсов. В таблице приведены статистические характеристики межимпульсных интервалов для элементов сети, когда на элемент 1 поступают импульсы с интервалом 10 мс, на элемент 2 — с интервалом 7 мс, порог 11 мс.

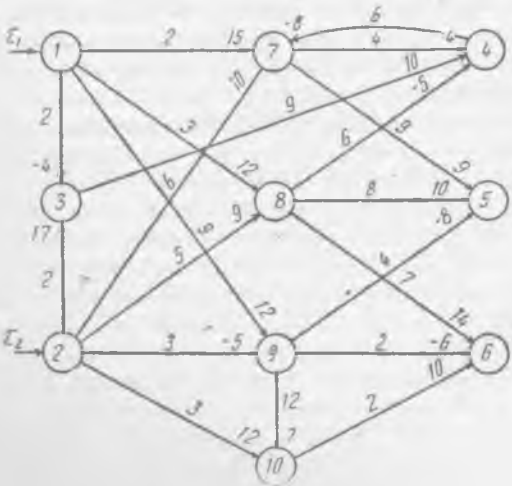


Рис. 2.

Результаты моделирования сети, представленной на рис. 2, показали, что среднее значение уменьшается, а среднеквадратичное отклонение межимпульсных интерва

лов увеличивается при увеличении числа входов элемента. Достоинство модели — простота программирования и отладки, гибкость использования и внесения изменений, обширная выходная информация. Для расширения области использования предусмотрена модификация модели для учета взаимодействия импульсов в узлах передачи (синапсах) и для моделирования других типов элементов. Число элементов сети и связей между ними может быть значительно увеличено. Предусмотрено также генерирование случайных чисел с различными законами распределения для моделирования случайных процессов в сети.

№ элемента	Среднее, мс	Среднее квадратичное, мс	Коэффициент вариации	Значение		Число наблюдений
				макс	мин	
1	10,0	0,0	0,0	10,0	10,0	10
2	7,0	0,0	0,0	7,0	7,0	13
3	6,95	0,17	0,02	6,50	7,15	12
4	—	—	—	—	—	—
5	4,69	0,53	0,11	3,81	5,61	16
6	5,31	0,86	0,16	4,29	6,87	13
7	5,11	0,99	0,19	3,43	6,98	17
8	5,46	1,07	0,20	4,00	7,15	15
9	—	—	—	—	—	—
10	6,83	0,40	0,58	5,81	7,03	9

Проведенное моделирование сети непрерывно-дискретных возбудимых элементов на ЭВМ показало перспективность этого метода исследования. Получены результаты о преобразовании импульсных потоков в сетях и статистические характеристики распределения межимпульсных интервалов, которые могут быть сопоставлены экспериментальными данными.

Список литературы: 1. *Фомин С. В., Беркинблит М. Б.* Математические проблемы в биологии.— М.: Наука, 1973.—144 с. 2. *Ören T. J.* Software for simulation of combined continuous and discrete systems.— Simulation, 1977, 28, № 2, p. 33—45. 3. *Кириллов В. В., Моисеев В. С.* Аналоговое моделирование динамических систем.— М.: Машиностроение, 1977.—288 с. 4. *Moore L. J., Lee S. M., Taylor B. V.* Combined continuous — discrete system simulation with GASP IV.— Computer and Operation Research, 1977, 4, № 2, p. 129—137.

Поступила 11 января 1980 г.

УДК 616.27

В. Г. ВОРОНОВ, д-р техн. наук, Л. В. ДЕРБУНОВИЧ, канд. тех. наук, ВАХИД-АХМАД

ПРИМЕНЕНИЕ МЕТОДА РАЗМЫТОЙ КЛАСТЕРИЗАЦИИ ДЛЯ АНАЛИЗА СИНДРОМОВ

Во многих задачах медицинской диагностики редко удается задать перечень классов, которые удовлетворили бы требования полноты (каждый объект генеральной совокупности обязательно

БИБЛИОТЕКА
ХИРЭ

принадлежит к одному из заранее заданных классов) и пересекаемости (принадлежит только одному классу) [1].

Часто применяемый в медицинской практике Байесовский метод позволяет определить условную вероятность болезни по вероятности обнаруженных у больного симптомов:

$$P|D_k|S_j^i = \frac{P(D_\kappa)\, P(S_j^i/D_\kappa)}{\sum\limits_k P(D_k)\, P(S_j^i/D_k)}, \qquad (1)$$

где $P(D_\kappa)$ — априорная вероятность данной болезни в группе; $P(S_j^i/D_k)$ — условная вероятность всех симптомов данной болезни [2].

Чтобы сократить объем анализа в случае использования метода Байеса, прибегают к допущению об условной вероятности симптомов, что теоретически не всегда оправдано. Однако отказ от названных допущений предполагает введение других ограничений, меняющихся в зависимости от конкретной ситуации. Поскольку Байесовский метод анализа учитывает преобладание у пациентов $P(D_k)$ и $P(S_j^i)$, мы отдаем предпочтение ему несмотря на то, что трудно определяемые вероятности могут служить источником погрешностей.

И наконец, если границы заболеваний размыты и в группу обучающих выборок входят пересекающиеся заболевания, то классические методы анализа оказываются неприменимыми.

Для исключения указанных недостатков предлагается метод размытой кластеризации [3], отличающийся от обычного метода тем, что в первом случае границы между кластерами (множество объектов, имеющих общие сходные признаки) допускаются размытыми. Этот метод заключается в следующем. Определяются функции принадлежности выборочных точек, зависящих, во-первых, от числа выборочных точек, принадлежащих одной и той же болезни и лежащих близко к выборочной точке, и, во-вторых, от числа точек, принадлежащим к разным болезням и лежащих близко к выборочной точке.

Пусть $\{P_{i_j}\} \subset S_1 \times \ldots \times S_n = S \subset R^n$ — выборочные точки больных с точно известной болезнью среди $D_1 \ldots D_m$, где больной, представляющий симптомо-комплекс P_{ij}, имеет болезнь D_i; $j \in \{1, \ldots, n_i\}$ — интервал выборочных больных для данной болезни D_i и $P_{i_j} = P_{k_l} \Rightarrow i = k$.

Теперь пусть d — метрика на выборочном пространстве $S \subset R^n$; c — положительная постоянная, выбор которой обсуждается ниже.

Близость точки P_{i_j} для болезни категории D_k, которая обозначается α^i_{jk}, можно найти с помощью формулы

$$\alpha_{i_{jk}} = \sum_l \frac{1}{(d(P_{i_j}, P_{k_l}))^c + 1}. \qquad (2)$$

Мера кластеризации точки P_{ij}, которая обозначается α_{ij}, есть близость точки P_{ij} только для собственной болезни категории D_i, которую рассчитывают из формулы

$$\alpha_{ij} = \sum_{l} \frac{1}{(d(P_{ij}, P_{il}))^c + 1}. \quad (3)$$

Средняя близость точки P_{ij} к болезни, иным чем D_i, которая обозначается β_{ij}, определяется выражением $\beta_{ij} = \sum_{k \neq i} \alpha_{ijk} / (m-1)$ (4).

Тогда α_{ij} — мера того, сколько других точек в категории болезни D_i лежит близко к P_{ij} согласно с метрикой d, и β_{ij}, таким же методом усредняет близость P_{ij} к точкам в других категориях болезни.

Отметим зависимость α_{ijk} от метрики d и постоянной (c). Идеально метрика d нормализует меры каждого из n симптомов. При таком выборе метрики (эллиптическая метрика) используется среднее квадратичное отклонение σ_p каждого компонента поля симптома. Для определения метрики d сначала выявляется среднеквадратичное отклонение

$$\sigma_p = \sqrt{\frac{\sum_{ij} (S_{ijp} - \bar{S}_p)^2}{N+1}}, \quad (5)$$

где $P_{ij} = \{S_{ijp}\} \in S$; N — общее число выборочных точек, находящихся под рассмотрением; $\bar{S}_p = \frac{\sum_{ij} S_{ijp}}{N}$ — среднее значение измерений p-го симптома всех выборочных точек.

Тогда для σ_p, P_{ij} и $\{S_{ijp}\}$, определенных выше, и $(X_1, \ldots, X_p)$, $(Y_1, \ldots, Y_p) \in S$ эллиптическую метрику d находим на S с помощью

$$d(P_{ij}, P_{kl}) = \sqrt{\sum \left(\frac{X_p - Y_p}{\sigma_p}\right)^2}, \quad (6)$$

где $P_{kl} = \{S_{klp}\} \in S$. Выбор метрики d фактически нормализует каждый компонент поля симптома. Выбор постоянной (c) определяет чувствительность выбранной меры «близости» по отношению к метрике d.

Далее рассчитаем модифицированное значение размытого множества D_i в P_{ij}

$$\mu_i(P_{ij}) = \frac{1}{1 + (\beta_{ij}/\alpha_{ij})^{k_1}} \quad (7)$$

и модифицированное значение размытого множества D_k, $k \neq i$ в P_{ij}

$$\mu_k(P_{ij}) = \frac{1}{1 + (\alpha_{ij}/\alpha_{ijk})^{k_2}}, \quad (8)$$

где k_1, k_2 — положительные постоянные, и устанавливают чувствительность нашей размытой меры по отношению к мере близости и кластеризации α_{ijk}, α_{ij}, β_{ij}. Отметим, что $\alpha_{ijk} > 0$ для всех i, j, $k \Rightarrow$ модифицированное значение размытого множества определяется на множестве выборочных точек.

Когда значения функций принадлежности определены в заданных точках, остается найти функции μ_i на остальной части поля симптома S. Пусть размытое множество $D_1, \ldots, D_m$ установлено для выборочных точек $\{P_1, \ldots, P_q\}$ в поле симптома $S = S_1 \times \ldots \times S_n$. Одним методом для определения D_i ко всему полю симптома является обобщение метода, описанного в [4]. Допустим, что можно найти размытое множество A_{ijk}, определенное в S для каждой болезни D_i и каждой пары выборочных точек P_j и P_k, для которых $\mu_i(P_j) = \mu_{Di}(P_j) > \mu_i(P_k) = \mu_{Di}(P_k)$ такие, что $\mu_{Aijk}(P_j) = \mu_i(P_j)$ и $\mu_{Aijk}(P_k) = \mu_i(P_k)$. Затем найдем размытое множество D_i на остальной части поля симптома S с помощью $D_i = \bigcup_j \bigcap_k A_{ijk}$. Имеется множество путей оценки A_{ijk}, один из которых приводится ниже.

Если взять полином c-й степени, чья $(n+1)$-мерная кривая проходит через точки $(P_i, \mu_{Di}(P_j))$ и $(P_k, \mu_{Di}(P_k))$ с вершиной в точке, имеющей большое значение принадлежности в D_i, то можно образовать гиперплоскость в $(n+1)$-мерном пространстве вращением этого полинома вокруг вершины. Следующее определение для A_{ijk} фактически образует эту плоскость взятием значения 0, когда она будет лежать под полем симптома в графике функции принадлежности A_{ijk}.

Для $c > 0$

$$\mu_{Aijk}(P_x) = \max(0,\ \mu_i(P_{ij})) + \frac{(d(P_{ij}, P_x))^c}{(d(P_{ij}, P_{kl}))^c}(\mu_i(P_{kl}) - \mu_i(P_{ij}))). \qquad (9)$$

Для $(c = 2)$ получаем параболическую поверхность. Большие значения (c) производят соответственно поверхности более высоких степеней. Так как размытые множества A_{ijk} определяются при условии, что $\mu_i(P_j) > \mu_i(P_k)$, что последняя разность в (9) всегда отрицательна, поэтому $\mu_{Aijk}(P_x) \leqslant \mu_i(P_j)$ для всех $X \in S$.

В двухмерном поле симптома график функции принадлежности для выбора A_{ijk} при $(c = 1)$ представляет собой центрированный конус вокруг точки P_j (рис. 1).

Функция принадлежности для $\bigcap_k A_{ijk}$ равна функции принадлежности некоторого размытого множества A_{ijkl}, для которого $\frac{\mu_i(P_{ij}) - \mu_i(P_{kl})}{d(P_{kl}, P_{ij})}$ есть максимально возможное значение среди различных значений P_{kl}. В двухмерном случае это есть «конус максимального наклона» вокруг каждой точки P_j. Наконец, определение $D_i = \bigcup_j \bigcap_k A_{ijk}$ соответствует определению наивысших точек на конусах $\bigcap A_{ijk}$ вокруг каждой P_j (рис. 2), т. е.

формулу для нахождения функции принадлежности к D_i в любой точке S можно представить в виде

$$\mu_i(P_x) = \bigcup_j \bigcap_{kl} (\mu_i(P_{ij}) + \frac{(d(P_x, P_{ij}))^c}{(d(P_{kl}, P_{ij}))^c} (\mu_i(P_{kl}) - \mu_i(P_{ij}))) \quad (10)$$

для всех $\mu_i(P_{ij}) > \mu_i(P_{kl})$.

Проиллюстрируем этот метод на следующем примере.

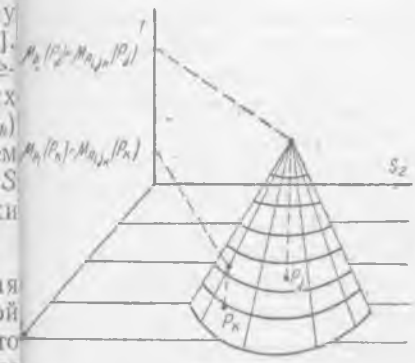


Рис. 1.

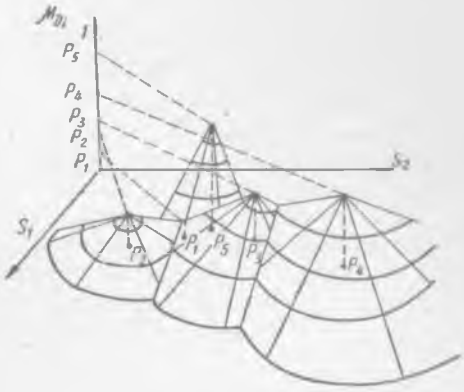


Рис. 2.

Предположим, что необходимо различить три заболевания D_1, D_2, D_3 при использовании двух тестов S_1 и S_2. Взаимосвязь симптом — болезнь отражена ниже

	D_1	D_2	D_3
S_1	$\gtrsim 10$	в интервале от 3 до 10	$\gtrsim 10$
S_2	$\lesssim 150$	в интервале 150÷350	$\lesssim 350$

Как видно, все зависимости симптомов и болезней размыты. Кроме того, симптомы S_1 и S_2 позволяют лишь различить D_1 и D_3, если S_2 находится в диапазоне от 150 до 350, в таких случаях говорят, что болезнь нечетко выделяется в этом интервале. Для того чтобы показать, как реализован метод размытой кластеризации, предположим, что при обработке данных ничего не знаем о приведенных зависимостях.

Допустим, что при рассмотрении 15 пациентов с одной из болезней D_1, D_2, D_3 получены такие результаты тестов S_1 и S_2.

Пациент / Болезнь	P_{11} D_1	P_{12} D_1	P_{13} D_1	P_{14} D_1	P_{15} D_1	P_{21} D_2	P_{22} D_2	P_{23} D_2	P_{24} D_2	P_{25} D_2	P_{31} D_3	P_{32} D_3	P_{33} D_3	P_{34} D_3	P_{35} D_3
S_1	12	10	15	8	14	5	4	7	8	6	11	16	13	10	17
S_2	15	50	75	125	25	150	250	325	200	225	175	300	100	250	50

Рассмотрим диагностические результаты для следующих двух гипотетических пациентов. Пусть P_1 — пациент с одним из трех заболеваний D_1, D_2, D_3 имеет симптомы $S_1 = 6$ и $S_2 = 200$; а P_2 — симптомы $S_1 = 13$, $S_2 = 75$. Как видно из зависимости симптом — болезнь, похоже, что P_1 имеет D_2, а P_2 — неопределенность между D_1 и D_3, но совершенно определенно не имеет D_2. С помощью приведенных результатов тестов определим размытые множества D_1, D_2, D_3 в поле симптом $S_1 \times S_2$.

Сначала определим в каждой из точек выборки значения функций принадлежности $\mu_{Di} = \mu_i$ и эллиптическую метрику d в $S_1 \times S_2 = S$ следующим образом: для (s_1, t_1), $(s_2, t_2) \in S$

$$d((s_1, t_1)), (s_2, t_2)) = \sqrt{\left(\frac{s_2 - s_1}{\sigma_1}\right)^2 + \left(\frac{t_1 - t_1}{\sigma_2}\right)^2}. \qquad (11)$$

Отсюда следует, что стандартные отклонения симптомов σ_1, σ_2 точек выборки $\{P_{ij}\}$ по тестам составляют $\sigma_1 = 4$, $\sigma_2 = 100$. Пусть $c = k_1 = k_2 = 2$ для определения мер близости, кластеризации и модифицированного значения размытого множества в точках выборки. Значения мер близости и кластеризации, определенные по формуле (2), сведены в табл. 1.

В табл. 2 показаны значения функций принадлежности для данных точек выборки $\{P_{ij}\}$, полученные по формулам (7) и (8).

Рассмотрим гипотетических пациентов, описанных ранее: $P_1 = (6, 200)$, $P_2 = (13, 75)$. Для случая эллиптической метрики d находим значения $d^2(P_x, P_{ij})$, $x = 1,2$, что показано в табл. 3.

Затем по формуле (8) находим значение функции принадлежности к D_i в любой желаемой точке S, т. е. $\mu_i(P_x)$:

x \ i	1	2	3
1.	.1	.83	.2
2.	.6	.09	.57

Эти значения можно изменять за счет изменения c, k_1 и k_2. Из значений функции принадлежности к D_i следует, что P_1 наверняка имеет болезнь D_2 и вторую по вероятности болезнь D_3. Несомненно, что с увеличением объема выборки возрастает принадлежность P_1 к D_2 и снижается принадлежность P_1 к D_3.

Диагноз у P_2 является неопределенным между D_1 и D_3 (ни одно из значений функций принадлежности не является преобладающим).

Таблица 1

k	j				
	1	2	3	4	5
$i=1$					
1.	3.64	3.05	2.91	2.31	3.43
2.	.69	1.09	.69	2.23	.56
3.	1.45	1.67	2.23	1.55	1.77
β_{1j}	1.07	1.34	1.46	1.89	1.67
$i=2$					
1.	1.34	.72	.58	1.44	1.10
2.	2.91	3.19	2.58	3.15	3.69
3.	.97	.84	1.06	1.86	1.25
β_{2j}	1.66	.78	.82	1.65	1.18
$i=3$					
1.	1.80	.60	2.89	1.02	2.36
2.	1.72	.66	.89	2.22	.47
3.	2.63	1.84	2.43	2.29	1.91
β_{3j}	1.76	.63	1.89	1.62	1.42

$\alpha_{ij} = \alpha_{iji}$; $\beta_{ij} = \sum_{k \neq i} \alpha_{iik}/2$.

Таблица 2

i	j				
	1	2	3	4	5
	$\mu_1(P_{ij})$				
1.	.91	.84	.80	.61	.80
2.	.17	.05	.05	.17	.08
3.	.31	.10	.59	.17	.60
	$\mu_2(P_{ij})$				
1.	.03	.10	.05	.50	.03
2.	.75	.94	.90	.79	.90
3.	.31	.11	.12	.50	.06
	$\mu_3(P_{ij})$				
1.	.14	.23	.37	.31	.22
2.	.10	.07	.15	.25	.10
3.	.72	.87	.63	.67	.64

Таблица 3

i	j				
	1	2	3	4	5
	$d^2(P_1, P_{ij})$				
1.	5.7	3.25	6.7	.81	7.1
2.	.31	.5	1.6	.25	.04
3.	1.6	7.25	4.1	1.25	9.25
	$d^2(P_2, P_{ij})$				
1.	.49	.62	.25	2.5	.29
2.	4.56	8.2	11.5	3.2	6.2
3.	1.25	5.7	.06	4.7	1.06

По сравнению с обычными дискриминантными методами, в которых искусственно устанавливаются резкие границы между областями, метод размытой кластеризации более точно отражает диагностическую информацию. Преимущество этого метода наиболее очевидно проявляется при диагностике относительно редких заболеваний, а также в тех случаях, когда отсутствует возможность получения статистики для формирования статистических массивов. К достоинствам метода относится тот факт, что при определении принадлежности больного к болезни D_i, не только учитывается, сколько точек выборки, принадлежащих к D_i, близки к симптомам больного, но также «расстояния» симптомов больного до точек выборки, принадлежащих к другим категориям болезни.

Список литературы: 1. *Чирейкин Л. В., Шурыгин Д. Я., Лабутин В. К.* Автоматический анализ электрокардиограмм.— Л.: Медицина, 1977.—248 с. 2. *Мельников В. Г.* Медицинская кибернетика.— Киев: Вища школа, 1978.—240 с. 3. *Tamura S., Niguchi S., Tanaka K.* Pattern classifications based on fuzzy Relations. IEEE Trans. Systems, man and Cybernetics, SMC—1, № 1, 1977 p. 61—66. 4. *Bellman R., Kaballa R., Zadeh L.* Abstraction and Pattern Classification — Journ. of Mathematical, Analysis and Applications, vol. 13 № 1 January, 1966, p. 1—7.

Поступила 7 марта 1980 г.

УДК 612.84; 62.506.2

Ю. И. НЕФЕДОВ, канд. техн. наук, В. П. ШАПКИН

О МЕХАНИЗМЕ ВЫДЕЛЕНИЯ ИЗМЕРЕНИЙ ПРИЗНАКОВ ИЗОБРАЖЕНИЙ

Рецептивные поля зрительного анализатора реагируют на определенные пространственно-временные сигналы. Функционирование рецептивных полей основано на взаимодействии процессов возбуждения и торможения в пространстве и во времени. Обнаружены рецептивные поля, имеющие сходные функциональные свойства, но отличающиеся структурно-функциональной организацией (рис. 1.). Известны, например, круговые поля — детекторы контуров с центральными on- или off-зонами и окружающими их off- или on-областями, соответственно [1]. Причем между on- и off-зонами поля существует взаимно тормозное взаимодействие. В зрительной коре млекопитающих найдены клетки с простыми рецептивными полями, имеющими вытянутые on- и off-области. Обнаружено такое же количество простых полей с противоположно направленными on- и off-зонами [2]. Простые рецептивные поля реагируют на прямые линии и световые границы со специфической ориентацией и положением. У 75% выходных нейронов простых рецептивных полей изменение контраста световой границы (т. е. поворот стимула на 180°) на входе поля приводило к изменению положительных компонентов реакции на отрицательную [3]. Свойства этих клеток можно объяснить тремя видами связей коркового нейрона с ганглиозными клетками [3]. Однако 25% клеток зрительной коры отвечают совершенно идентичными реакциями при изменении контраста световой границы. Свойства последних нельзя объяснить таким же простым механизмом.

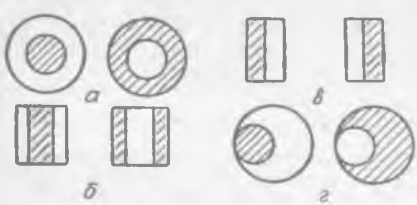


Рис. 1.

Известные нейрофизиологические данные не дают ответа на два важных вопроса: какова роль полей, имеющих противоположно расположенные on- и off-зоны и идентичные функциональ-

ные свойства, при распознавании; как формируются рецептивные поля 25% клеток зрительной коры с одинаковыми реакциями на световые стимулы, имеющие противоположный контраст?

Ответ на эти вопросы может дать диалектический метод исследования, рассматривающий взаимодействие противоположных частей системы (единство и борьбу противоположностей) как внутреннее содержание процесса развития.

Устойчивое функционирование нервной и мышечной систем осуществляется посредством «антагонистического» взаимодействия процессов возбуждения и торможения в пространстве и во времени. В рецептивных полях зрительного анализатора это взаимодействие может вызвать по крайней мере два эффекта: во-первых, характеристики пространственно-временных сигналов, на которые реагирует рецептивное поле, будут строго ограничены; во-вторых, реакция на данные сигналы будет кратковременной, т. е. возникает адаптация, связанная с уменьшением активности. Единство противоположных частей рецептивного поля (суммация on- и off-ответов) и их «антагонистическое» взаимодействие в сочетании с пространственной анизотропией структуры поля обеспечивает адаптацию к неизменяющимся на сенсорном входе сигналами и детектирование определенных элементов сенсорной информации. Такая структурно-функциональная организация рецептивных полей обнаруживается на всех уровнях зрительного анализатора. Можно по аналогии распространить подобный принцип взаимодействия функционально противоположных частей системы на более сложные структуры, образуемые конвергенцией рецептивных полей с противоположными пространственно-временными характеристиками (рис. 1.). Это позволит предсказать их возможное функциональное назначение в процессе распознавания и объяснить механизм формирования рецептивных полей с одинаковыми реакциями на световые сигналы противоположного контраста.

Рассмотрим гипотетическую модель структуры (рис. 2.), образованной конвергирующими на один суммирующий нейрон (Σ) двумя простыми рецептивными полями (A и B), пространственно совмещенными друг с другом в плоскости xy проектируемого изображения. Поля A и B имеют противоположное расположение областей с on- и off-ответами. Поэтому на выходе суммирующего элемента (Σ) возникает одинаковая реакция на включение и выключение света в любой части поля (т. е. on- и off-ответ). Найдем реакцию данной структуры на светлую полосу шириной b, ориентация которой изменяется на угол α. Пусть в начальный момент времени светлая полоса закрывает всю центральную область структуры шириной b (т. е $\alpha_{t=0} = 0$). Будем считать, что изменение ориентации полосы происходит за время, значительно меньшее длительности on-off ответов, а величина реакции при точечной стимуляции равна I_0. При данных условиях ответ суммирующего элемента на изменение ориента-

ции полосы можно представить в виде произведения I_0 и площади поля, на которой изменилась освещенность при повороте полосы. На рис. 3,*а* показана проекция полей *A* и *B* на плоскость *xy*, где указанная площадь заштрихована. Причем на участках, отмеченных двойной штриховкой, произошло включение света (в поле *B*), а простой штриховкой — выключение света (в поле *A*). Нетрудно заметить, что вся площадь заштрихованной области равна площади центральной зоны рецептивного поля. Так как on- и off-ответы суммируются, то реакция на изменение ориентации полосы света будет on-off-типа и наибольшая

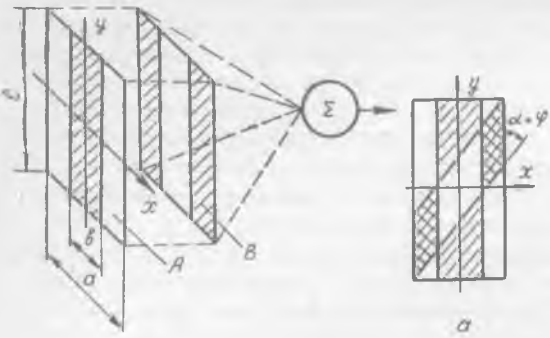


Рис. 2.

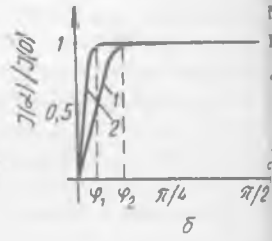


Рис. 3.

по величине, равная реакции $I(0)$ на включение или выключение полосы в центральной зоне поля. Простой расчет позволяет найти величину реакции, как функцию угла α:

$$I(\alpha) = I_0 \left(\frac{ab - 2b^2}{\sin \alpha} + bc \right). \qquad (1)$$

Здесь a, b, c — константы, определяющие размеры поля (рис. 2). Из полученного соотношения следует, что при равенстве площадей on- и off-зон ($a = 2b$) реакция принимает наибольшее значение: $I_{\text{макс}} = I_0 bc$ (2).

В этом случае угол поворота α может принимать любые значения, лежащие в пределах $\varphi \leqslant \alpha \leqslant \pi - \varphi$, где φ — некоторый минимальный угол поворота (рис. 3), зависящий от отношения длины поля c к его ширине a. При увеличении отношения c/a угол φ уменьшается. На рис. 3,*б* приведены полученные аналитически графики зависимости от угла α отношения реакции $I(\alpha)$ (1) к наибольшей реакции $I(0)$ для случаев $c/a = 3$ (кривая *1*), $c/a = 6$ (кривая *2*).

Анализ решений для случаев $\alpha_{t=0} \neq n\pi$, $\alpha_{t=0} + \alpha \neq n\pi$, где $n = 0, 1, 2 \ldots$, т. е. при отличной начальной и конечной ориентациях полосы света и центральной зоны поля, показывает, что по величине реакция на изменение ориентации стимула во много раз меньше ее максимального значения (2).

Результаты проведенных исследований позволяют дать ответ на поставленные выше вопросы и сделать вывод о функциях рассмотренной модели рецептивного поля, образованного конвергенцией двух простых рецептивных полей с противоположно расположенными on- и off-зонами. Данное поле отвечает наибольшей реакцией на изменение ориентации полосы от положения, при котором полоса покрывает центральную область поля, т. е. при котором ориентации стимула и поля совпадают. Включение и выключение света в центральной части поля вызывает такой же ответ. Аналогичная реакция возникает и при движении через поле полосы или прямолинейной световой границы, ориентация которых совпадает с ориентацией поля. Причем изменение контраста ходных сигналов на противоположный не приводит к изменениям ответов. Таким образом, данное рецептивное поле можно рассматривать как детектор изменения ориентации прямых линий от заданного значения (новизны ориентации) и как детектор ориентированных прямых линий.

Можно сформулировать гипотезу о назначении рецептивных полей с противоположной структурно-функциональной организацией (рис. 1): данные поля, совмещенные друг с другом в плоскости изображения, конвергируя образуют структуру, детектирующую изменения (новизну) таких пространственно-временных признаков изображений, на которые избирательно реагирует каждое из полей.

Применение подобных детекторов новизны в устройствах распознавания зрительных образов может привести к существенному сокращению описания изображений.

В устройствах распознавания зрительных образов сокращение описания изображений обычно осуществляется путем выделения характерных признаков, на базе которых возможна идентификация образов. При анализе динамически изменяющейся визуальной информации повторяющиеся данные о выделенных признаках избыточны. Кратковременное запоминание набора признаков и выделение детекторами новизны их изменений позволит устранить поток данных об элементах изображений не меняющих пространственно-временные характеристики. Такое уплотнение информации должно привести к экономии усилий (уменьшению числа операций) при распознавании, увеличению пропускной способности канала передачи данных и к сокращению времени распознавания изображений.

Список литературы 1. *Wiesei T. N.* Receptive fields of ganglion cells in the cat's retina.— Journ. Physiol., 1960, 28, p. 583—594. 2. *Hubel D. H., Wiesel T. N.* Receptive fields of single neurons in the cat's striate cortex.— Journ. Physiol., 1959, 148, p. 574—591. 3. *Бернс Б.* Неопределенность в нервной системе. Пер. с анг.— М.: Мир, 1969.—251 с. 4. Barlow H. B., Hill R. M., Levick W. R. Retinal ganglion cells responding selectively to direction and spead of image motion in the rabbit.— Journ. Physiol., 1964, 173, p. 377—398.

Поступила 23 февраля 1980 г.

УДК 62.506.2

В. А. ЛОВИЦКИЙ, канд. техн. наук, М. С. БАРЕНБОЙМ

О СТРАТЕГИИ ПОИСКА ДОКАЗАТЕЛЬСТВА ТЕОРЕМ В ИСКУССТВЕННЫХ СИСТЕМАХ. СООБЩЕНИЕ 1

В последние годы интенсивно развивается подход, основанный на использовании узкого исчисления предикатов при построении естественноязыковых искусственных систем. В настоящей работе на основании теорем о чистоте и о поглощении, полученных Дж. Робинсоном [1], предлагаются новые приемы автоматизированного поиска решения задач из исчисления предикатов 1-го порядка либо доказательство того факта, что соответствующее данной задаче множество предложений непротиворечиво (т. е. невозможность на основании данной системы аксиом получить решение задачи).

Как показывает наш опыт, приведенные методы во многих случаях быстрее достигают цели, чем предлагаемые ранее [2, 3]. Иногда полученные методы позволяют утверждать, что найденное решение — самое короткое из всех решений рассматриваемой задачи.

В статье в основном использованы обозначения, приведенные в работе [2]: символы $\sim$, $\wedge$, $\vee$, $\Rightarrow$, $\forall$, $\exists$ — отрицание, конъюнкция, дизъюнкция, импликация, кванторы всеобщности и существования соответственно; n-местные предикаты ($n \geqslant 0$) обозначим заглавными буквами латинского алфавита: A, B, C, D, ...; переменные — символами u, v, w, x, y, z, u_1, v_1, w_1, ...; n-местные функции ($n \geqslant 0$) — a, b, c, d, e, f, g, h, k, a_1, b_1, ...

Напомним [2], что литералом называется атомарная формула либо ее отрицание. Предложение — это дизъюнкция литералов. Предложение, состоящее из пустого множества литералов обозначается через nil.

Пусть даны два предложения

$$C_1 = A(x_1, \ldots, x_n, y_1, \ldots, y_m) \vee B(x_1, \ldots, x_n);$$

$$C_2 = \sim B(y_1, \ldots, y_m) \vee C(x_1, \ldots, x_n, y_1, \ldots, y_m),$$

где B и $\sim B$ — литералы, зависящие соответственно от переменных $x_1, \ldots, x_n, y_1, \ldots, y_m$; A, C — дизъюнкции остальных литералов, составляющих данное предложение. Пусть существуют такие значения переменных $x_1 = a_1, \ldots, x_n = a_n, y_1 = b_1, \ldots, y_m = b_m$, при которых $B(a_1, \ldots, a_n)$ совпадает с $B(b_1, \ldots, b_m)$. Тогда предложение $C_3 = A(a_1, \ldots, a_n, u_1, \ldots, u_m) \vee C(v_1, \ldots, v_n, b_1, \ldots, b_m)$ называется резольвентой. В таком случае будем говорить, что $B(x_1, \ldots, x_n)$ и $\sim B(y_1, \ldots, y_m)$ образуют контранарную пару (контрапункт). Процесс нахождения значе-

ния таких переменных, при которых соответствующие литералы совпадают, осуществляется с помощью алгоритма унификации [1, 2].

Постановка задачи: пусть дано выражение $A \vdash B$ **(1)**, где A, B формулы из исчисления предикатов 1-го порядка. Требуется либо доказать (1) либо определить те значения переменных, при которых (1) имеет место.

Выражению (1) соответствует некоторое множество предложений S. Пусть $R(S)$ — объединение S и множества всех резольвент, которые можно получить из S $R^2(S) = R(R(S))$ и т. д. (1) имеет место тогда и только тогда, когда для некоторого n $R^n(S)$ содержит пустое предложение [1].

Если (1) не наблюдается, то будем говорить, что S выполнимо.

Отсюда следует, что нашей задачей является нахождение тех предложений, с помощью которых мы можем получить nil.

Верны следующие теоремы.

Теорема о чистоте [1]. *Если S — множество предложений, а C — предложение из S, в C содержится литерал L, который ни с каким литералом из $S \setminus \{C\}$ не может образовать контрапункт, то S выполнимо тогда и только тогда, когда выполнимо $S \setminus \{C\}$.*

В таком случае говорят, что литерал L чист в S.

Будем говорить, что предложение D поглощается предложением C, если при некоторых значениях переменных, содержащихся в C, D совпадает с $C \vee C_1$, где C_1 — дизъюнкция литералов.

Теорема о поглощении [1]. *Если S — конечное множество предложений, а D — предложение из S, которое поглощается некоторым предложением из $S \setminus \{D\}$, то S выполнимо тогда и только тогда, когда выполнимо $S \setminus \{D\}$.*

На основании изложенного сформулируем следующую теорему.

Теорема 1. *Если из каждого предложения из S можно выбрать литерал таким образом, что в полученном множестве литералов никакие два из них не могут образовать контрапункт, то S выполнимо.*

Доказательство: пусть $S = \{C_1, C_2, \ldots, C_m\}$; $L_1, \ldots, L_m$ — соответствующие литералы. Если S невыполнимо, то невыполнимо и множество предложений $S \cup \{L_1, \ldots, L_m\}$. На основании теоремы о поглощении невыполнимо множество $S_1 = \{L_1, \ldots, L_m\}$. С другой стороны, из теоремы о чистоте следует, что S_1 выполнимо, т. е. мы пришли к противоречию. Следовательно, S выполнимо.

Пусть S — невыполнимое множество предложений; $S^{(2)}$ — множество предложений, которые фактически использовались при получении nil; $S^{(3)}$ — множество тех и только тех предложений из $S^{(2)}$, которые необходимо использовать для получения nil (назовем такое множество предложений доказательством невы-

полнимости S); $S^{(1)}$ — множество предложений, которое содержится в любом доказательстве невыполнимости S.

По определению $S^{(1)} \subset S^{(3)} \subset S^{(2)} \subset R^n(S)$. Перенумеруем по порядку все литералы предложений из S. Поставим в соответствие каждому литералу множество номеров следующим образом: каждому литералу из S соответствует множество, состоящее из его номера. В полученных резольвентах каждому литералу соответствует то же множество, что и в предложении, с помощью которого образовалась данная резольвента. Если предложение вида $L_1 \vee L_2 \vee C$ заменяется на предложение вида $L \vee C$, причем литералам L_1 и L_2 соответствуют множества $\mathfrak{M}_1$ и $\mathfrak{M}_2$, то литералу L соответствует множество $\mathfrak{M}_1 \cup \mathfrak{M}_2$.

$L_{\mathfrak{M}}$ будем обозначать литерал L, которому соответствует множество номеров $\mathfrak{M}$.

Обозначим через $(\mathfrak{M}, \mathfrak{N})$ резольвенту, полученную с помощью предложений, где соответствующие множествам $\mathfrak{M}$, $\mathfrak{N}$ литералы используются при образовании контрапункта.

На основании изложенного выше получены следующие свойства.

Свойство 1. Пусть S_1 — невыполнимое множество предложений, и из каждого предложения из S_1 выбрали произвольно по одному литералу $L_{\mathfrak{M}_1}; L_{\mathfrak{M}_2}, \ldots, L_{\mathfrak{M}_S}$. Тогда для некоторых $L_{\mathfrak{M}_i}$ и $L_{\mathfrak{M}_j}$ $(1 \leqslant i, j \leqslant S)$ произвольное доказательство $S^{(3)}$ содержит одну из резольвент, где для образования соответствующего контрапункта используются литералы $L_{\mathfrak{M}}$ и $L_{\mathfrak{N}}$, для которых $\mathfrak{M}_i \subset \mathfrak{M}$, $\mathfrak{M}_j \subset \mathfrak{N}$ вместе с предложениями, ее образующими.

Действительно, из определения множества номеров $\mathfrak{M}$, соответствующего литералу L, и из метода математической индукции следует, что если $L_{\mathfrak{M}}$ входит в предложение, с помощью которого образуется резольвента R, и если $L_{\mathfrak{M}}$ не участвует в образовании контрапункта для получения R, то R содержит литерал $L_{\overline{\mathfrak{M}}}$, где $\mathfrak{M} \subset \overline{\mathfrak{M}}$. Но тогда, если утверждение свойства 1 не выполняется, получаемые в доказательстве невыполнимости S_1, резольвенты всегда будут содержать литералы $L_{\mathfrak{M}}$ или $L_{\mathfrak{N}}$, где $\mathfrak{M}_i \subset \mathfrak{M}$ и $\mathfrak{M}_j \subset \mathfrak{N}$. То есть мы не получим nil, что противоречит условию.

Свойство 2. Пусть для некоторого доказательства $S^{(3)}$ $C_1 = L_{\mathfrak{M}_1} \vee \ldots \vee L_{\mathfrak{M}_k} \in S_1 \subset S^{(3)}$, где S_1 — невыполнимое множество предложений. Тогда для каждого $L_{\mathfrak{M}_i}$ $(1 \leqslant i \leqslant k)$ существует такое предложение $C_2 \in S_1$, содержащее литерал $L_{\mathfrak{N}_j}$, что $S^{(3)}$ содержит резольвенту R, для которой литералы $L_{\mathfrak{M}}$ и L

де $\mathfrak{M}_i \subset \mathfrak{M}$, $\mathfrak{N} \subset \mathfrak{N}$ используются для образования соответствующего контрапункта.

Доказательство свойства 2 аналогично доказательству свойства 1.

Свойство 3. Пусть имеет место (1) и пусть A соответствует множество предложений S_1, а B — множество предложений S_2. Тогда, если A непротиворечиво, произвольное доказательство невыполнимости $S_1 \cup S_2$ содержит одно из предложений $C \in S_2$.

Доказательство очевидно.

Свойство 4. Пусть для некоторого множества предложений S_1, $C = C_1 \vee C_2 \in S_1$ и предложение C_1, поглощает предложение C_2. При этом S_1 выполняется тогда и только тогда, когда выполнимо $S_1 \setminus \{C\} \cup \{C_2\}$.

Например, предложение $P(x_1, c) \vee P(x_2, c) \vee P(x_2, x_3)$ можно заменить на предложение $P(x_2, c) \vee P(x_2, x_3)$.

Доказательство свойства 4. Пусть S_1 невыполнимо. Тогда невыполнимо $S_1 \cup \{C_2\}$. Так как C_2 поглощает C, то $S_1 \cup \{C_2\} \setminus C\}$ также невыполнимо. Обратно, пусть невыполнимо $S_1 \setminus \{C\} \cup \{C_2\}$. Тогда $S_1 \cup \{C_2\}$ невыполнимо. Так как C поглощает C_2, то S_1 также невыполнимо. Таким образом свойство 4 доказано.

Пусть $S^{(3)}$ — произвольное доказательство невыполнимости $= \{C_1, \ldots, C_k\}$. Если в этом доказательстве некоторое предложение C участвует n раз в образовании резольвент, то добавим $S^{(3)}$ еще $(n-1)$ предложений C. Образуем множество $S_1^{(3)}$ таким образом, чтобы в нем каждое предложение участвовало при образовании резольвент только один раз. Для такого множества будет справедливо

Свойство 5. Если $S_1^{(3)} = \{C_1, \ldots, C_k, (\mathfrak{M}_1, \mathfrak{N}), \ldots, (\mathfrak{M}_l, \mathfrak{N}_l)\}$ такое доказательство невыполнимости S, в котором каждое предложение участвует в образовании резольвент не более одного раза, то и множество $S_1^{(3)} = \{C_1, \ldots, C_k, (\mathfrak{M}_1', \mathfrak{N}_1'), \ldots, (\mathfrak{M}_l', \mathfrak{N}_l')\}$, полученное в результате перестановок в $S_1^{(3)}$ пар $(\mathfrak{M}_i, \mathfrak{N}_i)$ также будет доказательством невыполнимости S.

Такие доказательства будем считать эквивалентными.

Замечание 1. При перестановке следует учитывать, чтобы каждой паре $(\mathfrak{M}_i', \mathfrak{N}_i')$ предшествовало появление в $S_1^{(3)}$ литералов, соответствующих $\mathfrak{M}_i', \mathfrak{N}_i'$.

Замечание 2. Паре $(\mathfrak{M}_i', \mathfrak{N}_i')$ соответствуют последние из полученных в $S_1^{(3)}$ литералов $L_{\mathfrak{M}_i'}$ и $L_{\mathfrak{N}_i'}$.

Доказательство свойства 5 следует из теоремы об унификации [1].

Заметим, что из свойств 1, 2, 3, 5 следует полнота приводимых в [2 — 3] стратегий поддерживающего множества, опорного множества и P_1-опровержения. Приведем теперь алгоритм, позволяющий выбрать из данного множества предложений S

литералы, удовлетворяющие условию теоремы 1, либо сделать вывод о невозможности такой выборки (см. блок А).

Блок А: 1. Присваиваем каждому предложению номер $N=m$, где m число предложений в S. Полагаем $M(1)=m$.

2. Полагаем $n=1$, $\mathrm{ind}=0$.

3. Если $n>m$, перейти к п. 20.

4. Среди предложений с номером $N>n$ выбираем предложения с наименьшим числом литералов.

5. Если выбранных в п. 4 в предложений больше одного, выбираем предложение, содержащее литерал L, для которого имеется наибольшее количество предложений с номером $N>n$, содержащих литералы, поглощаемые L.

6. Если полученных в п. 5 предложений больше одного, выбираем предложение, содержащее литерал L, для которого в предложениях с номером $N>n$ содержится наибольшее количество литералов, способных с L образовать контранарную пару.

7. Если полученных в п. 6 предложений не меньше одного, выбираем любое из них и присваиваем ему номер $N=n$.

8. Если в предложении с $N=n$ не все литералы зачеркнуты, перейти к п. 10.

9. Полагаем $n=n-1$. Если $n>0$, перейти к п. 19, иначе перейти к п. 21.

10. Если $\mathrm{ind}=0$, перейти к п. 11. Восстанавливаем до первоначального состояния все предложения с номером $N>n$. Полагаем $m=M(n)$, $\mathrm{ind}=0$.

11. Выбираем в предложении с $N=n$ среди незачеркнутых литералов литерал L, удовлетворяющий условию п. 5.

12. Если выбранных в п. 11 литералов больше одного, выбираем среди них литерал L, для которого удовлетворяется условие п. 6.

13. Если выбранных в п. 12 литералов не меньше одного, выбираем любой из них.

14. Если среди предложений с $N>n$ нет литералов, поглощаемых L, положить $M(n+1)=m$. Перейти к п. 16.

15. Из предложения, содержащего поглощаемый литерал, выбираем этот литерал. Вычеркиваем данное предложение и полагаем $m=m-1$. Перейти к п. 14.

16. Если $n=m$, перейти к п. 20.

17. Вычеркиваем из незачеркнутых предложений с номером $N>n$ литералы, которые могут образовать контрапункт с литералом L.

18. Если нет предложения, у которого зачеркнуты все литералы, полагаем $n=n+1$; перейти к п. 3.

18*а*. Положить $\mathrm{ind}=1$.

19. Вычеркиваем из предложения с номером n литерал L, перейти к п. 8.

20. m-ка выбрана. Выйти из блока.

21. Искомую выборку литералов выбрать нельзя. Выйти из блока.

Покажем теперь, как из каждого предложения из S можно выбрать по литералу таким образом, чтобы из них можно было образовать n-ку контрапунктов (см. блок В).

Блок В: 1. Выбираем из каждого предложения из S по литералу, с помощью которых можно образовать нерассмотренную ранее n-ку контрапунктов (выборку производим снизу вверх). Если выборку сделать невозможно, перейти к п. 7.

2. Вычеркиваем из S предложения, содержащие выбранные литералы.

3. Вычеркиваем из S все литералы, способные с выбранными образовать контрапункты.

4. Выполнить блок А.

5. Если из оставшегося множества S нельзя выбрать литералы, удовлетворяющие теореме 1, восстановить все предложения до первоначального состояния и перейти к п. 1.

6. Искомые литералы выбраны. Выйти из блока.

7. Для данного n искомая выборка невозможна. Выйти из блока.

Список литературы: 1. Robinson J. A., A Machine — Oriented Logic Based on the Resolution Principle.— J.AC M, 12, № 1, p. 23—41. 2. *Нильсон Н.* Искусственный интеллект.— М.: Мир, 1973.—270 с. 3. *Слейгл Дж.* Искусственный интеллект.— М.: Мир, 1973.—319 с.

Поступила 29 февраля 1980 г.

УДК 62.506.2

В. А. ЛОВИЦКИЙ, канд. техн. наук,
М. С. БАРЕНБОЙМ

О СТРАТЕГИИ ПОИСКА ДОКАЗАТЕЛЬСТВА ТЕОРЕМ В ИСКУССТВЕННЫХ СИСТЕМАХ. СООБЩЕНИЕ 2

Рассмотрим алгоритм, реализующий предлагаемую стратегию поиска доказательства теорем.

В последующем изложении литералы будут нумероваться. Через L_i обозначим литерал с номером i, а через (i, j) — резольвенту, для которой при образовании соответствующего контрапункта использовались литералы L_i, L_j.

В приводимом ниже алгоритме поиска решения задач вида (1) на основании свойств 1, 2 [1], а также формул для вероятности независимых событий, приближенно определяются вероятности резольвирования соответствующих пар литералов. Резольвента образуется с помощью тех пар, которые (за исключением некоторых случаев) в данный момент имеют наибольшую вероятность.

При описании алгоритма будут использоваться функции $p_1(i, j)$, $p_4(i)$ для приближенных значений вероятностей использования пары литералов $< L_i, L_j >$ в качестве контрапункта при образовании резольвент; $p_2(i, j)$, $p_3(i, j)$ как служебные функции; двумерный массив М1 для хранения аргументов функции p_1; одномерные массивы М3, М7 для хранения аргументов функций p_3, p_4; М2 — для запоминания пар $< L_i, L_j >$, которые запрещается использовать для образования резольвент, М4 — для установления связи между соответствующими предложениями. Одномерные массивы М5, М6, М8 используются как служебные.

Алгоритм поиска: 1. Получаем множество предложений $S = S_1 \cup S_2$, где S_1 соответствует формуле A, S_2 — формуле B.

2. Нумеруем все предложения и все литералы из S.

3. Исключаем из S тавтологии.

4. Заменяем предложения вида $C = C_1 \vee C_2$, где C_1 поглощает C_2, на C_2.

5. Исключаем из S предложения, у которых один из литералов чист в S либо которое поглощается другим предложением.

6. Если A непротиворечиво и S_2 пусто, перейти к п. 60.

7. Помещаем в М6 номера литералов из S.

8. Выполнить блок А [1]. Если из каждого предложения из S_2 можно выбрать по литералу таким образом, что никакие два из них не могут образовать контрапункт, перейти к п. 60.

9. В каждом предложении C из S_2 выбираем литерал L_i, для которого относительно других литералов из C имеется наименьшее количество литералов из $S \setminus \{C\}$, способных с L_i образовать контрапункт, и полагаем $p_4(i) = \frac{1}{l_i} \cdot \frac{1}{S_2}$ (l_i — число литералов из $S \setminus \{C\}$, которые могут с L_i образовать контрапункт, S_2 — число предложений в S_2). Помещаем i в массив М7.

10. Среди всех чисел $p_4(i)$ выбираем максимальное $\bar{p}$.

11. Положить $N = 1$. Присвоить N_6 номер последнего предложения из S.

12. Если $1/N < \bar{p}$, перейти к п. 15.

13. Выполнить блок В [1]. Если из каждого предложения из S нельзя выбрать по литералу таким образом, чтобы из них можно было образовать только N контрапунктов, положить $N = N + 1$ и перейти к п. 12.

14. С помощью блока В определяем все группы, состоящие из N пар $< L_i, L_j >$, удовлетворяющие п. 13, и помещаем пары чисел $< i, j >$ в массив М1. Для каждой такой пары полагаем $p_1(i, j) = \frac{1}{N}$.

15. Если в S имеются предложения единичной длины, литералы L_{i_1}, L_{j_1} которых могут образовать контрапункт, то положить

$i^* = i_1$, $\tilde{i} = j_1$ и перейти к п. 25. Иначе, среди чисел $p_1(i, j)$ и $p_4(i)$ выбираем максимальное $\tilde{p}$.

16. Если в S имеются предложения вида $C_1 \vee L_{i_1}$ и $C_2 \vee \sim L_{i_2}$, где $C_1 \vee \sim L_{i_1}$ поглощает $C_2 \vee \sim L_{i_2}$, то если C_2 пусто или ни для какого j, отличного от i_2, не имеет место унифицируемость литералов L_i, L_j, то положить $i^* = \max(i_1, i_2)$, $\tilde{i} = \min(i_1, i_2)$, поместить $< i^*, \tilde{i} >$ в М2 и перейти к п. 25.

17. Если нет таких литералов L_i, L_j, для которых $p_1(i, j) = \tilde{p}$, перейти к п. 23.

18. Среди всех пар $< L_i, L_j >$, для которых $p_1(i, j) = \tilde{p}$ и ни $< i, j >$, ни $< j, i >$ не содержится в М2, выбираем такие, чтобы в полученном множестве содержалось как можно меньше пар вида $< L_{i_1}, L_{j_1} >, \ldots, < L_{i_k}, L_{j_k} >$, где $L_{j_1}, \ldots, L_{j_k}$ принадлежат предложениям, имеющим более одного литерала. Из полученного множества пар выбираем пару $< L_{\tilde{i}}, L_{\tilde{j}} >$, образующую резольвенту наименьшей длины. Если таких пар несколько, выбираем любую из них. Положить $i^* = \max(\tilde{i}, \tilde{j})$, $\tilde{i} = \min(\tilde{i}, \tilde{j})$.

19. Если с помощью литералов L_{i^*} и $L_{\tilde{i}}$ можно образовать контрапункт, то поместить $< i^*, \tilde{i} >$ в М2, установить соответствие между $< i^*, \tilde{i} >$ и номером, который будет присвоен предложению $< i^*, \tilde{i} >$, положить $p_2(i^*, \tilde{i}) = p_1(i^*, \tilde{i})$ и перейти к п. 25.

20. Если пара $< i^*, \tilde{i} >$ имеет в массиве М3 соответствующую ей пару $< i_1^*, \tilde{i}_1 >$, то исключить из М3 $< i_1^*, \tilde{i}_1 >$, вместо $< i^*, \tilde{i} >$ поместить в М1 пару $< i_1^*, \tilde{i}_1 >$, положить $p_1(i_1^*, \tilde{i}_1) = p_3(i_1^*, \tilde{i}_1)$ в массиве М6 вместо i^* и $\tilde{i}$ поместить i_1^* и $\tilde{i}_1$, после чего перейти к п. 15.

21. Если $p_1(i^*, \tilde{i}) = 1$, то перейти к п. 60. Иначе исключить из М1 все пары $< i^*, \tilde{i} >$, для каждой из оставшихся пар $< i, j >$, находящихся в той же группе, где ранее находилась пара $< i^*, \tilde{i} >$, положить $p_1(i, j) = \dfrac{p_1(i, j)}{1 - p_1(i^*, \tilde{i})}$.

22. Выполнить п. 15. Перейти к п. 17.

23. Если в S имеется предложение вида $C_1 \vee L_{i_1}$ и $C_2 \vee \sim L_{i_2}$, где $C_1 \vee \sim L_{i_1}$ поглощает $C_2 \vee \sim L_{i_2}$, то положить $i^* = \max(i_1, i_2)$, $\tilde{i} = \min(i_1, i_2)$ поместить $< i^*, \tilde{i} >$ в M2 и перейти к п. 25.

24. Среди всех пар литералов $< L_i, L_j >$, которые могут образовать контрапункт, где L_i, L_j не содержится в одном предложении, пары $< i, j >$, $< j, i >$ не содержатся в M2 и для которых $p_4(i) = \bar{p}$ выбираем пару $< L_{i^*}, L_{\tilde{i}} >$, где резольвента $< i^*, \tilde{i} >$ не превосходит по числу литералов никакую другую резольвенту $< i, j >$. Если таких пар несколько, выбираем любую из них. Поместить $< i^*, \tilde{i} >$ в M2.

25. Образуем резольвенту $(i^*, \tilde{i}) = L_{i'_1} \vee \ldots \vee L_{i'_n}$ (здесь по определению $L_{i'_\nu}$ получим путем означивания литерала L_{i_ν}, который содержится в одном из предложений, с помощью которого образовалась резольвента).

26. Если $(i^*, \tilde{i}) = \text{nil}$, перейти к п. 61.

27. Исключить из M1 $< i^*, \tilde{i} >$. Исключить из M6, если таковые в нем имеются, номера, равные i^* или $\tilde{i}$. Присвоить новый номер предложению $< i^*, \tilde{i} >$ и новые номера $i'_1, \ldots, i'_n$ литералам $L_{i'_1}, \ldots, L_{i'_n}$. Положить $S = S \cup \{(i^*, \tilde{i})\}$. Поместить в M4 пару $< N_1, N_2 >$, где N_1 — номер предложения $< i^*, \tilde{i} >$, N_2 — номер предложения, содержащего литерал L_{i^*}, с помощью которого образовалась резольвента $(i^*, \tilde{i})$.

28. Если $i^* \in$ M7 и не существует такого $L_j \in S$, что L_{i^*} и L_j находятся в разных предложениях, L_{i^*} и L_j могут образовать контрапункт и $< i^*, j >$ в M2, исключить i^* из M7.

29. Если $(i^*, \tilde{i})$ — тавтология, либо поглощается другим предложением из S, либо $(i^*, \tilde{i})$ содержит литерал, чистый в S, то если $i^* \in$ M7 и $p_t(i^*) = 1$ перейти к п. 60, иначе к п. 47.

30. Если $(i^*, \tilde{i})$ не является предложением вида $C_1 \vee C_2$, где C_1 поглощает C_2, перейти к п. 32.

31. Заменяем $(i^*, \tilde{i})$ на C_2. Если при этом дизъюнкция литералов $L_{i'_{\nu_1}} \vee \ldots \vee L_{i'_{\nu_k}}$ $(k = 2, 3, \ldots)$ была заменена на литерал $L_{i'_\nu}$, то присвоить $L_{i'_\nu}$ номер i'_{ν_μ}, если для некоторых $\mu = \overline{1, k}$,

$< i_{\nu_\mu},\ j > \in$ M1, то положить $p_1(i_{\nu_1},\ j) = 1 - (1 - p_{\nu_1}) * \ldots * (1 - p_{\nu_k})$, где для всех $\mu = \overline{1,\ k}$

$$p_{\nu_\mu} = \begin{cases} \tilde{p} * p_1(i_{\nu_\mu},\ j), & \text{если } < i_{\nu_\mu},\ j > \in \text{M1}, \\ 0 & \text{если } < i_{\nu_\mu},\ j > \bar{\in} \text{M1}, \end{cases}$$

$$p_3(i_{\nu_\mu},\ j) = p_1(i_{\nu_\mu},\ j),$$

$$p_1(i_{\nu_\mu},\ j) = \begin{cases} p_1(i_{\nu_\mu},\ j) - p_1(i_{\nu_\mu},\ j) & \text{при } p_1(i_{\nu_\mu},\ j) \geqslant p_1(i_{\nu_\mu},\ j), \\ 0 & \text{при } p_1(i_{\nu_\mu},\ j) < p_1(i_{\nu_\mu},\ j). \end{cases}$$

Поместить все пары $< i_{\nu_\mu},\ j > \in$ M1 в массив M3, пару $< i_{\nu_1},\ j >$ в те группы пар из M1, которые содержат одну из пар $< i_{\nu_\mu},\ j >$. Установить соответствие между $< i_{\nu_1},\ j >$ и парами $< i_{\nu_\mu},\ j >$. Все пары $< i_{\nu_\mu},\ j >$ $(\mu = \overline{1,\ k})$, для которых $p_1(i_\nu,\ j) = 0$ исключить из M1. В массиве M6 заменить номера $i_{\nu\mu}$ на i_{ν_1}. Со всеми остальными литералами из C_2 поступаем точно так же как и с литералами в п. 32. Присвоить предложению C_2 номер предложения $(i^*,\ \tilde{i})$. Положить $N_3 = 0$. Перейти к п. 33.

32. Для всех $L_{i_\nu} \in (i^*,\ \tilde{i})$ и L_j, для которых $< i_\nu,\ j > \in$ M1 или $< j,\ i_\nu > \in$ M1 полагаем $p_1(i_\nu,\ j) = \tilde{p} * p_1(i_\nu,\ j)$, $p_3(i_\nu,\ j) = p_1(i_\nu,\ j)$, $p_1(i_\nu,\ j) = p_1(i_\nu,\ j) - p_1(i_\nu,\ j)$.

Поместить пару $< i_\nu,\ j >$ в массив M3, пару $< i_\nu,\ j >$ в те группы пар из M1, которые содержат пару $< i_\nu,\ j >$. Установить соответствие между $< i_\nu,\ j >$ и парами $< i_\nu,\ j >$. Все пары $< i_\nu,\ j >$, для которых $p_1(i_\nu,\ j) = 0$, исключить из M1. В массиве M6 заменить номера i_ν на i_ν. Положить $N_3 = 0$.

33. Если в S нет предложений, поглощаемых последним из образовавшихся предложений, то перейти к п. 35, иначе исключить из S поглощаемое предложение и если $N_3 = 0$, то выполнить с п. 37 по п. 42.

34. Перейти к п. 33.

35. Если в S нет предложений, содержащих чистые в S литералы, то перейти к п. 43, иначе исключить из S предложение с чистым литералом и если $N_3 = 0$, выполнить с п. 37 по п. 42.

36. Перейти к п. 35.

37. Присвоить N_1 номер исключенного предложения.

38. Если предложение с номером N_1, не содержит литералы, номера которых имеются в массиве M6, перейти к п. 42.

39. Если $N_1 \leqslant N_6$, положить $N_3 = 1$ и перейти к п. 42.

40. Определяем N_2 такое, что $< N_1, N_2 > \in$ М6. Если предложение с номером N_2 принадлежит S, перейти к п. 42.

41. Если $N_2 \leqslant N_6$, то положить $N_3 = 1$ и перейти к п. 42, иначе положить $N_1 = N_2$ и перейти к п. 40.

42. Пустой оператор.

43. Удалить из М7 номера литералов, принадлежащие исключенным предложениям.

44. Среди литералов последнего из образовавшихся предложений C выбираем литерал $L_{i'}$, для которого относительно других литералов из C имеется наименьшее количество (l) литералов из $S-\{C\}$, способных с $L_{i'}$ образовать контрапункт (если таких несколько, то среди них выбираем тот, с помощью которого можно образовать резольвенту наименьшей длины) и полагаем $p_4(i') = \bar{p} \cdot \frac{1}{l}$. Помещаем i' в М7.

45. Если $N_3 = 0$, перейти к п. 15.

46. Выполнить п. 6. Выполнить п. 8. Выполнить п. 15. Перейти к п. 11.

47. Присвоить N_1 номер предложения $(i^*, \bar{i})$.

48. Если в массиве М4 нет пары $< N_1, N_2 >$, где N_2 — некоторый номер, перейти к п. 51.

49. Если предложение с номером N_1 не содержится в S, перейти к п. 50. Если существует такой номер N_3, не принадлежащий массиву М5, что $< N_3, N_1 > \in$ М4, перейти к п. 56. Если в предложении с номером N_1 имеется литерал $L(i)$, такой, что $i \in$ М7, то положить $p_4(i) = \frac{p_4(i)}{1 - p_4(i^*)}$ и перейти к п. 15.

50. Поместить N_1 в М5. Исключить из М5 все номера N_3, для которых $< N_3, N_1 > \in$ М4. Исключить из М4 все пары $< N_3, N_1 >$. Исключить из S предложение с номером N_1. Поместить N_1 в N_5 и N_2 в N_1. Перейти к п. 48.

51. Определяем в массиве М2 пару $< i, j >$, соответствующую номеру N_5.

52. Если $< i, j >$ не содержалась в массиве М1, то если массив М7 пуст, перейти к п. 60, иначе к п. 15.

53. Если $< i, j >$ имеет в М3 соответствующую ей пару $< i_1, j_1 >$, то исключить из М3 $< i_1, j_1 >$, в те группы пар, где ранее содержалась пара $< i, j >$ поместить $< i_1, j_1 >$, положить $p_1(i_1, j_1) = p_3(i_1, j_1)$ в массиве М6 вместо i и j поместить i_1 и j_1, после чего перейти к п. 15.

54. Если $p_2(i, j) = 1$, перейти к п. 60.

55. Для всех пар $< i_1, j_1 >$ из массива М3, находящихся ранее в той же группе пар из М1, где находилась пара $< i, j >$, положить

$$p_3 = (i_1, j_1) =$$

$$= \begin{cases} \dfrac{p_3(i_1, j_1)}{1 - p_2(i, j)} & \text{если в М3 нет пары, соответствующей} < i_1, j_1 >, \\ \dfrac{p_3(i_1, j_1)}{(1 - p_2(i, j))^2} & \text{в М3 есть пара, соответствующая} < i_1, j_1 >. \end{cases}$$

Для всех пар $< i_1, j_1 >$ из М1, находящихся в той же группе пар, где ранее находилась $< i, j >$ и таких, что $< i_1, j_1 > \in$ М3 положить

$$p_1(i_1, j_1) =$$

$$= \begin{cases} \dfrac{p_1(i_1, j_1)}{1 - p_2(i, j)} & \text{если в М3 нет пары } < i_2, j_2 >, \text{ соответствующей } < i_1, j_1 >, \\ \dfrac{p_1(i_1, j_1)}{(1 - p_2(i, j))^2} & \text{в М3 есть пара } < i_2, j_2 >, \text{ соответствующая } < i_1, j_1 >. \end{cases}$$

Если в этой группе находится $< i_2, j_2 >$, то положить $p_1(i_2, j_2) = p_3(i_2, j_2) - p_1(i_1, j_1)$. Исключить из М1 все $< i, j >$ с $p_1(i, j) = 0$. Перейти к п. 15.

56. Поместить N_1 в массив М8.

57. Определить все пары $N_3 \in$ М5, для которых существует номер $N_1 \in$ М8, такой что $< N_3, N_1 > \in$ М4.

58. Из полученных номеров N_3 выбираем те, для которых не существует такого N_4, что $< N_4, N_3 > \in M_4$. Для всех литералов L_i, содержащихся в предложениях с выбранными номерами и для которых $i \in$ М7, положить $p_4(i) = \dfrac{p_4(i)}{1 - p_4(i^*)}$.

59. Если из полученных в п. 57 номеров выбраны все, перейти к п. 15. Иначе поместить оставшиеся номера вместо старых в массив М8 и перейти к п. 57.

60. Выдать сообщение «Для решения задачи недостаточно данных» и перейти к п. 62.

61. Выдать решение задачи.

62. Конец.

Ниже приводятся произвольным образом выбранные из работ [2, 3] примеры десяти логических, геометрических и других задач, которые были решены с помощью различных стратегий. Конкретно были решены следующие задачи:

1) [2, с. 242]; 2) [2, с. 239]; 3) [3, с. 90]; 4) задача об обезьяне и бананах [2, с. 225]; 5) [3, с. 211]; 6) [3, с. 245]; 7) [3, с. 109]; 8) [3, с. 113]; 9) [3, с. 114]; 10) [3, с. 220].

Предлагаемой в данной работе стратегий, дополнительных предложений (включая nil) было порождено: в примерах № 1—3, № 2—3, № 3—6, № 4—5, № 5—8, № 6—5, № 7—9, № 8—1, № 9—9, № 10—15.

Стратегией «Предпочтение единичным элементам», использующей понятие «опорного множества», было порождено дополнительных предложений в примере № 1—4, № 2—4 (в обоих случаях получено не самое короткое доказательство), № 3—5, № 4—6, № 5—16, № 6—13, № 7—9, № 8—1, № 9—9.

AF — стратегией в примере № 1 порождено 11 дополнительных вершин. Модельной стратегией в примере № 2—7 дополнительных вершин.

Стратегий P_1 — опровержение в примере № 1 было порождено 5 дополнительных вершин, № 2—4. Таким образом, предложенная стратегия позволяет при поиске доказательства теорем строить меньше «лишних» предложений по сравнению с известными стратегиями.

Список литературы: 1. *Ловицкий В. А., Баренбойм М. С.* О стратегиях поиска доказательства теорем в искусственных системах. Сообщение 1. (См. статью в настоящем сборнике). 2. *Нильсон Н.* Искусственный интеллект.— М.: Мир, 1973.—270 с. 3. *Слейгл Дж.* Искусственный интеллект.— М.: Мир, 1973.—319 с.

Поступила 29 февраля 1980 г.

УДК 510.8

Н. Г. САРНАВСКИЙ,
Б. Н. КУЗЬМЕНКО,
В. В. ШЛЯХОВ

РАСПОЗНАВАНИЕ ПРЕДИКАТА БЛОК-СХЕМЫ

Пусть E — конечное множество. Блок-схемой называется такое разбиение множества E на подмножества $E_1, E_2, \ldots, E_k, \ldots, E_r$, называемые блоками, что выполняются следующие условия:

1) каждый блок E_i содержит точно l элементов;

2) каждый элемент $a \in E_i$ принадлежит точно k блокам;

3) каждая пара a_i, a_j различных элементов множества E встречается точно в m блоках.

Пусть $L = \{E_i\}$ — множество блоков. Тогда блок-схема определяет следующий предикат $D(E_i, a)$, заданный на $L \times E$, который будем называть предикатом блок-схемы:

$$D(E_i, a) = \begin{cases} 1, & \text{если блок } E_i \text{ содержит элемент } a, \\ 0, & \text{если элемент } a \text{ не лежит в блоке } E_i. \end{cases} \quad (1)$$

Из свойств 1)—3) блок-схемы вытекают такие свойства предиката $D(E_i, a)$:

1′. Для каждого фиксированного блока E_i существует точно l различных элементов $a \in E$ таких, что $D(E_i, a) = 1$;

2′ Для каждого фиксированного $a \in E$ существует точно k различных элементов (блоков) E_i таких, что $D(E_i, a) = 1$.

3′. Если $a_i, a_j \in E$, $a_i \neq a_j$, то существует точно m различных элементов E_r таких, что $D(E_r, a_i) = D(E_r, a_j) = 1$.

Рассмотрим произвольные множества B, C и отображения: $f_1 : B \to L$, $f_2 : C \to E$. Тогда предикат $D(E_i, a)$ естественным образом определяет предикат $T(b, c) = D(f_1(b), f_2(c))$ **(2)**, заданный на $B \times C$.

Определим, какие предикаты $T(b, c)$, заданные на декартовом произведении $B \times C$ произвольных множеств B и C, допускают представления в виде (2) через предикат D некоторой блок-схемы с параметрами (l, k, m).

Найдем сначала необходимые условия для предиката $T(b, c)$, представимого в виде (2).

1″. Для каждого фиксированного $\hat{b} \in B$ существует точно l элементов $c_1, c_2, \ldots, c_l$, удовлетворяющих условиям: при $i \neq j$, $T(b, c_i) \not\equiv T(b, c_j)$ $(\forall b \in B)$, $T(\hat{b}, c_i) = 1$.

2″. Для каждого фиксированного $\hat{c} \in C$ существует точно k различных элементов $b_1, b_2, \ldots, b_k$, удовлетворяющих условиям: при $i \neq j$, $T(b_i, c) \not\equiv (b_j, c)$ $(\forall c \in C)$, $T(b_i, \hat{c}) = 1$.

3″. Если c_i, c_j и $T(b, c_i) \not\equiv T(b, c_j)$ $(\forall b \in B)$, то существует точно m элементов $b_1, b_2, \ldots, b_m$, удовлетворяющих условиям

$$T(b_{s_1}, c) \not\equiv T(b_{s_2}, c) \quad (\forall c \in C); \quad T(b_r, c_i) = T(b_r, c_j) = 1$$
$$(r = 1, 2, \ldots, m).$$

Доказательство свойств 1″—3″ вытекает из свойств 1′—3′ предиката D блок-схемы.

Докажем свойство 1″. Пусть $\hat{b} \in B$ и пусть $f_1(\hat{b}) = E_i$. В силу определения блок-схемы блок E_i содержит точно l элементов $a_1, a_2, \ldots, a_l$. Так как f_2 — сюръективное отображение C на E, то $a_i = f_2(c_i)$, $(i = 1, 2, \ldots, l)$.

Рассмотрим элементы $c_1, c_2, \ldots, c_l$. Если для $i \neq j$ выполняется тождество $T(b, c_i) = T(b, c_j)$ $(\forall b \in B)$, то различные элементы a_i и a_j одновременно принадлежат каждому блоку, что невозможно. Следовательно, $T(b, c_i) \not\equiv T(b, c_j)$ (при $i \neq j$). Предположим, что множество $c_1, c_2, \ldots, c_l$ можно дополнить элементом c_{l+1} так, что будут выполняться условия

$$T(b, c_i) \not\equiv T(b, c_j) \quad (i \neq j, \ i, j \in \{1, 2, \ldots, l+1\}), \tag{3}$$

$$T(\hat{b}, c_i) = 1 \quad (i \in \{1, \ldots, l+1\}). \tag{4}$$

Пусть $f_2(c_{l+1}) = a_{l+1}$. Тогда из (3) следует, что элементы $a_1, a_2, \ldots, a_{l+1} \in E$ попарно различны, а из (4), что блок $f_1(b) = E_i$ содержит $l+1$ элементов $a_1, a_2, \ldots, a_{l+1}$, что противоречит свойству 1) блок-схемы. Аналогично доказываются свойства 2″, 3″.

Покажем, теперь, что свойства 1″—3″ достаточны для представимости в виде (2) произвольного предиката $T(b, c)$ на $B \times C$

(B, C — произвольные множества) через предикат блок-схемы в виде (2).

Пусть предикат $T(b, c)$ на $B \times C$ удовлетворяет условиям 1″—3″.

Как и в предыдущих задачах, определим отношения эквивалентности для элементов множества B и для элементов множества C:

$$b_1 \sim b_2, \text{ если } T(b_1, c) = (b_2, c) \ (\forall c),$$
$$c_1 \sim c_2, \text{ если } T(b, c_1) = T(b, c_2) \ (\forall b).$$

Рассмотрим разложения множеств B, C на непересекающиеся подмножества эквивалентных между собой элементов:

$$B = B_1 \cup B_2 \cup \ldots\ldots \cup B_r, \ C = C_1 \cup C_2 \cup \ldots\ldots \cup C_q.$$

Определение 1. *Назовем подмножества B_i блоками. Будем говорить, что блок B_i содержит элемент C_j, если для $b \in B_i$, $c \in c_j$ выполняется равенство $T(b, c) = 1$.*

Как и в предыдущих рассмотрениях получаем, что это определение корректно.

Покажем, что оно определяет блок-схему с параметрами l, k, m. Прежде всего установим, что каждый блок B_i содержит точно l элементов c_r.

В самом деле, пусть B_i — фиксированный блок. Согласно свойству 1″ существуют элементы $c_1, \ldots\ldots, c_l \in C$, для которых

$T(b, c_i) \not\equiv T(b, c_j)$ $(i \neq j, \ \forall b \in B)$, $\hat{T}(b, c_i) = 1$ $(b \in B_i)$ (5).

Пусть $c_i \in C_i$ (после перенумерации подмножества C_i). Тогда из (5) следует, что блок B_i содержит элементы $c_1, c_2, \ldots, c_e$.

Предположим, что блок B_i, кроме этих элементов, содержит еще один элемент, например, C_{l+1}. Пусть $C_{l+1} \in C_{l+1}$. Тогда, согласно определению 1, $\hat{T}(b, c_{l+1}) = 1$ (6) и из определения подмножеств C_i вытекает, что $T(b, c_{l+1}) \not\equiv T(b, c_i)$ $(i = 1, \ldots, l)$ (7) для $\forall b \in B$. Соотношения (5)—(7) противоречат условию 1″. Следовательно, каждый блок B_i содержит точно l элементов C_j. Так же проверяется, что каждый элемент C содержится точно в k различных блоках. Для этого используется свойство 2″.

Проверим, наконец, что каждая пара C_i, C_j $(i \neq j)$ лежит точно в m блоках.

Пусть $C_i \neq C_j$. Возьмем элементы $c_i \in C_i$, $c_j \in C_j$. Тогда в силу определения подмножеств C_s имеем $T(b, c_i) \not\equiv T(b, c_j)$ для $\forall b \in B$. Следовательно, согласно свойству 3″ найдем элементы $b_1, b_2, \ldots, b_m$ такие, что $T(b_r, c_i) = T(b_r, c_j) = 1$ $(r = 1, \ldots, m)$ (8), $T(b_q, c) \not\equiv T(b_p, c)$ $(p \neq q, \ \forall c \in C)$ (9). Пусть $b_i \in B_i$ $(i = 1, \ldots, m)$ (может быть после перенумерации блоков B_i). Тогда из определения 1 и уравнения (9) следует что каждый из элементов C_i, C_j принадлежит каждому блоку $B_1, \ldots, B_m$. Если найдется еще один блок, например B_{m+1}, который одновременно содержит

элементы C_i и C_j, то для элемента $b_{m+1} \in B_{m+1}$ выполняются неравенства $T(b_{m+1}, c_i) = T(b_{m+1}, c_j) = 1$, при этом в силу определения блоков B_s $T(b_{m+1}, c) \not\equiv T(b_i, c)$ $(i = 1, \ldots, m; \forall c \in C)$. В сочетании с (8), (9) это противоречит условию 3″. Итак, каждая пара различных элементов C_i, C_j принадлежит точно m различным блокам.

Мы проверили, что подмножества $\{B_i\} = \overline{B}$ и $\{C_i\} = \overline{C}$ образуют блок-схему с параметрами (l, k, m).

Как и выше, построим для этой блок-схемы предикат

$$D(B_i, C_j) = \begin{cases} 1, \text{ если блок } B_i \text{ содержит элемент } C_j, \\ 0, \text{ если блок } B_i \text{ не содержит элемент } C_j. \end{cases}$$

Построим теперь отображения $f_1 : B \to \overline{B}$, $f_2 : C \to \overline{C}$, которые задаются так: $f_1(b) = B_i$, если $b \in B_i$; $f_2(c) = C_j$, если $c \in C_j$. Покажем, что $T(b, c) = D(f_1(b), f_2(c))$ **(10)**.

Действительно, пусть $b \in B_i$, $c \in C_j$. Если $T(b, c) = 1$, то в силу определения предиката имеем: $D(B_i, C_j) = 1$. Если же $T(b, c) = 0$, то на основании определения 1 блок B_i не содержит элемент C_j и тогда для предиката имеем $D(B_i, C_j) = 0$. Это доказывает формулу (10).

Итак, мы установили следующую теорему.

Теорема. *Предикат $T(b, c)$, заданный на декартовом произведении $B \times C$ произвольных множеств B и C, тогда и только тогда записывается в виде (2) через предикат D некоторой блок-схемы с параметрами (l, k, m), когда одновременно выполняются условия 1″—3″.*

Список литературы: 1. *Курош А. Г.* Курс высшей алгебры.— М.: Наука, 1975.—320 с. 2. *Сарнавский Н. Г., Шляхов В. В.* Распознавание предиката проективной плоскости.

Поступила 7 марта 1980 г.

УДК 510.8

Н. Г. САРНАВСКИЙ, Б. Н. КУЗЬМЕНКО, В. В. ШЛЯХОВ,

РАСПОЗНАВАНИЕ ПРЕДИКАТА ПРОЕКТИВНОЙ ПЛОСКОСТИ

Проективные плоскости, в частности конечные, используются во многих прикладных задачах. Говорят, что задана проективная плоскость L, если определены два множества $A = \{a\}$, $X = \{x\}$, называемые соответственно прямыми точками и удовлетворяющие следующим условиям инцидентности.

1. Каждым двум различным точкам сопоставлена одна и только одна прямая.

2. Любым двум различным прямым сопоставлена одна и только одна точка.

3. Существует четыре точки, из которых три лежат на одной прямой.

(Если точка x сопоставлена с прямой a, то, как обычно, говорят, что точка x лежит на прямой a или что прямая a проходит через точку x).

Определим предикат $T(a, x)$ на декартовом произведении $A \times X$:

$$T(a, x) = \begin{cases} 1, & \text{если точка } x \text{ лежит на прямой } a; \\ 0, & \text{если прямая } a \text{ не проходит через точку } x. \end{cases}$$

В соответствии с аксиомами 1—3 проективной плоскости предикат $T(a, x)$ удовлетворяет следующим свойствам.

1′. Если $x_1, x_2 \in X$; $x_1 \neq x_2$, то существует точно один элемент $a \in A$ (прямая), такой что $T(a, x_1) = T(a, x_2) = 1$.

2′. Если $a_1, a_2 \in A$; $a_1 \neq a_2$, то существует точно один элемент $x \in X$, такой что

$$T(a_1, x) = T(a_2, x) = 1.$$

3′. Существует четыре элемента $x_1, x_2, x_3, x_4 \in X$ такие, что для любой пары x_i, x_j $(i \neq j)$ из равенства $T(a, x_i) = T(a, x_j) = 1$ вытекает, что $T(a, x_z) = 0$, где $z \neq i, j$. Будем называть предикат $T(a, x)$, удовлетворяющий свойствам 1′—3′, предикатом проективной плоскости. Пусть теперь B, C — произвольные множества и

$$f_1 : B \to A, \quad f_2 : C \to X \tag{1}$$

— произвольные отображение этих множеств соответственно на множество прямых A и множество точек X проективной плоскости. Отображениям (1) можно сопоставить предикат $F(b, c)$, заданный на произведении $B \times C$:

$$F(b, c) = T(f_1(b), b_2(c)), \tag{2}$$

где $T(a, x)$ — предикат проективной плоскости. Исследуем вопрос, каким свойствам должен удовлетворять предикат $F(b, c)$, заданный на декартовом произведении $B \times C$ произвольных множеств B, C, для того, чтобы его можно было представить в виде (2).

Отметим сначала необходимые условия для предиката $F(b, c)$, заданного формулой (2), которые вытекают из свойств 1′—3′ предиката проективной плоскости:

1″. Пусть c_1, c_2 — такие элементы множества C, что

$$F(b, c_1) \not\equiv F(b, c_2), \ \forall b \in B. \tag{3}$$

Существует элемент $b_1 \in B$ такой, что $F(b_1, c_1) = F(b_1, c_2) = 1$. Если при этом $F(b_2, c_1) = F(b_2, c_2) = 1$, то для всех $c \in C$ $F(b_1, c) = F(b_2, c)$.

Доказательство. Из условия (3) следует, что $f_2(c_1) \neq f_2(c_2)$, так как в случае совпадения точек $f_2(c_1)$ и $f_2(c_2)$ для всех прямых $f_1(b)$ должно выполняться равенство $T(f_1(b), f_2(c_1)) = T(f_1(b), f_2(c_2))$, т. е. $F(b, c_1) = F(b, c_2)$ для всех $b \in B$, что противоречит условию (3).

Различные точки $f_2(c_1)$, $f_2(c_2) \in X$ определяют единственную прямую $a \in A$. Имеем

$$T(a, f_2(c_1)) = T(a, f_2(c_2)) = 1. \quad (4)$$

Так как $f_1 : B \to A$ — сюръективное отображение, то существует элемент $b_1 \in B$, для которого $f_1(b_1) = a$. Тогда в силу (4) $F(b_1, c_1) = F(b_1, c_2) = 1$. Если $F(b_2, c_1) = F(b_2, c_2) = 1$, то $T(f_1(b_2), f_2(c_1)) = T(f_1(b_2), f_2(c_2)) = 1$, т. е. прямая $f_1(b_2)$ проходит через точки $f_2(c_1)$ и $f_2(c_2)$. Следовательно, $f_1(b_2) = a = f_1(b_1)$. Но тогда для всех точек $f_2(c)$ выполняется равенство

$$T(f_1(b_1), f_2(c) = T(f_1(b_2), f_2(c))$$

или $F(b_1, c) = F(b_2, c)$ для $\forall c \in C$. Утверждение 1″ доказано.

2″. Пусть b_1, b_2 — такие элементы множества B, что $F(b_1, c) \not\equiv F(b_2, c)$, $\forall c \in C$. Существует элемент $c_1 \in C$ такой, что

$$F(b_1, c_1) = F(b_2, c_1) = 1.$$

Если при этом $F(b_1, c_2) = F(b_2, c_2) = 1$, то для всех выполняется равенство $F(b, c_1) = F(b, c_2)$. Свойство 2″ двойственно доказанному выше свойству 1″. Доказательство аналогично доказательству свойства 1″.

3″. Существуют такие элементы $c_1, c_2, c_3, c_4 \in C$, что для любой пары c_i, c_j $(i \neq j)$ из равенства $F(b, c_i) = F(b, c_j) = 1$ следует, что $F(b, c_r) = 0$, где $r \neq i, j$.

Доказательство. Возьмем четыре различные точки x_1, x_2, x_3, x_4, из которых никакие три не лежат на одной прямой. Пусть $f_2(c_i) = x_i$ $(i = 1, 2, 3, 4)$. Тогда элементы c_1, c_2, c_3, c_4 являются искомыми.

В самом деле, пусть $F(b, c_i) = F(b, c_j) = 1$ $(i \neq j)$. Тогда прямая $f_1(b)$ проходит через точки x_i и x_j. Если $F(b, c_r) = 1$ $(r \neq i, j)$, то $T(f_1(b), f_2(c_r)) = T(f_1(b), x_r) = 1$, т. е. прямая $f_1(b)$ проходит через точку x_r, а это противоречит свойству 3′ предиката $T(a, x)$.

Покажем теперь, что свойства 1″—3″ предиката $F(b, c)$ на $B \times C$ достаточно для его представимости в виде (2) через предикат проективной плоскости. Пусть на множестве $B \times C$ задана функция $F(b, c)$ $(b \in B, c \in C)$, принимающая значения 1, 0 и удовлетворяющая свойствам 1″—3″. Определим отношения эквивалентности на множестве B и на множестве C,

$$b_1 \sim b_2, \text{ если } F(b_1, c) = F(b_2, c) \text{ для } \forall c \in C; \quad (5)$$

$$c_1 \sim c_2, \text{ если } F(b, c_1) = F(b, c_2) \text{ для } \forall b \in B.$$

Рассмотрим разбиения множеств B, C на непересекающиеся подмножества эквивалентных между собой элементов:

$$B = B_1 \cup B_2 \cup \ldots . (B_i \cap B_j = \Lambda,\ i \neq j);\ C = C_1 \cup C_2 \cup \ldots . (C_i \cap C_j = \Lambda,\ i \neq j).$$

Назовем подмножества B_t прямыми, а подмножества C_t — точками. Следующим образом определим отношение инцидентности между точками и прямыми:

Определение. *Будем говорить, что точка C_j лежит на прямой B_i (эквивалентное высказывание: прямая B_i проходит через точку C_j), если существуют такие элементы $b \in B_i$ и $c \in C_j$, что $F(b, c) = 1$.*

Так как в силу (5) $F(b_1, c_1) = F(b_2, c_2)$ для любых $b_1, b_2 \in B_i$, $c_1, c_2 \in C_j$, то последнее определение корректно. Проверим, что для этого определения инцидентности выполняются все аксиомы проективной плоскости. Возьмем произвольные элементы $c_1 \in C_i$, $c_2 \in C_j$ $(i \neq j)$. Так как $c_1 \not\sim c_2$, то в силу (5) существует такой элемент $b \in B$, что $F(b, c_1) \neq F(b, c_2)$. Теперь в силу свойства $1''$ предиката $F(b, c)$ найдется такой элемент $b \in B$, что $F(b, c_1) = F(b, c_2) = 1$.

Пусть $b \in B_s$. Тогда в силу определения можно утверждать, что прямая B_s проходит через точки C_i и C_j. Докажем единственность этой прямой. Пусть прямая B_k также проходит через точки C_i и C_j. Возьмем произвольные элементы $b_1 \in B_s$, $b_2 \in B_k$. Согласно определению имеем

$$F(b_1, c_1) = F(b_1, c_2) = 1; \; F(b_2, c_1) = F(b_2, c_2) = 1.$$

Из этих равенств на основании второго свойства $1''$ вытекает, что $F(b_1, c) = F(b_2, c)$ для всех $c \in C$. Отсюда вследствие определения получаем, что $b_1 \sim b_2$, т. е. $B_k = B_s$.

Итак, через любые две различные точки c_i и c_j проходит одна и только одна прямая B_s.

Используя свойство $2''$ предиката $F(b, c)$ точно так же можно проверить двойственную аксиому проективной плоскости. Две различные прямые B_i, B_j имеют точно одну общую точку C_2.

Проверим, наконец, третью аксиому проективной плоскости. Возьмем четыре элемента C_1, C_2, C_3, C_4, удовлетворяющие свойству $3''$. Пусть $c_i \in C_i$. Тогда C_1, C_2, C_3, C_4 — различные точки. В самом деле, предположим, например, что $C_1 = C_2$. Тогда в силу определения

$$F(b, c_1) = F(b, c_2) \text{ для } \forall b \in B. \tag{6}$$

Пусть $b_1 \in B$ такой элемент, что $F(b_1, c_1) = F(b_1, c_3) = 1$. Тогда ввиду $3''$ $F(b_1, c_2) = 0$, что противоречит (6). Следовательно $C_1 \neq C_2$. Итак, C_1, C_2, C_3, C_4 — попарно различные точки. Возьмем любую пару из этих четырех точек, например, C_1, C_2. Предположим, что прямая B_i проходит через эти точки. Тогда для элемента $b \in B_i$ имеем $F(b, c_1) = F(b, c_2) = 1$. В силу свойства 3 запишем $F(b, c_3) = F(b, c_4) = 0$. Но это означает, что прямая B_i не проходит через точки C_3 и C_4. (Если, например, прямая B_i проходит через точку C_3, то $F(b, c) = 1$ для всех $b \in B_i$, $c \in C_3$). Тем самым проверена аксиома 3 проективной плоскости.

Пусть $A = \{B_i\}$ — множество прямых, а $X = \{C_i\}$ — множество точек. Соответствующую этим точкам и прямым проективную плоскость обозначим через L.

Построим отображения: $f_1 : B \to A$; $f_2 : C \to X$, где $f_1(b) = B_i$, если $b \in B_i$; $f_2(c) = c_i$, если $c \in C_i$. Покажем теперь, что имеет место равенство

$$F(b, c) = T(f_1(b), f_2(c)), \qquad (7)$$

где T — предикат, соответствующий проективной плоскости L. Действительно, пусть $F(b, c) = 1$, причем $f_1(b) = B_i$, $f_2(c) = C_j$. Ввиду определения это означает, что прямая B_i проходит через точку C_j, и тогда $T(B_i, C_j) = 1$.

Если же $F(b, c) = 0$, то прямая B_i не проходит через точку C_j и $T(B_i, C_j) = 0$. Формула (7) доказана.

Итак, нами установлена теорема. Предикат $F(b, c)$, заданный на множестве $B \times C$ тогда и только тогда представим в виде (2) через предикат проективной плоскости $T(a, x)$, когда функция $F(b, c)$ удовлетворяет свойствам 1″—3″.

Поступила 7 марта 1980 г.

УДК 519.816

О. К. ИЛЮНИН, канд. техн. наук, *Ю. А. БОБРОВСКИЙ*, *С. П. ГОРЕЛОВ*

АНАЛИЗ ЭФФЕКТИВНОСТИ КОМБИНИРОВАННОГО МЕТОДА ИЗМЕРЕНИЙ

Ввиду того, что каждое измерение требует определенных временных и трудовых затрат, существенное значение имеет сокращение числа измерений. Это ведет к уменьшению затрат и повышению эффективности производства. Когда разговор идет об измерении каких-либо объектов, прежде всего необходимо представлять в какой шкале эти объекты меряются.

В случае измерения в порядковых шкалах задача сокращения числа измерений сводится к задаче минимизации числа парных сравнений, необходимых для полной ранжировки объектов, т. е. к выбору наиболее эффектного в смысле минимального количества сравнений алгоритма сортировки.

В случае использования количественных шкал вопросы сокращения числа измерений практически не исследованы. Необходимость решения этой задачи обусловлена прежде всего тем, что стоимость одного измерения в количественной шкале значительно превосходит стоимость одного измерения в порядковой шкале. Например, если при измерении в порядковых шкалах методами экспертных оценок длительность работы с экспертами составляет 0,5—0,9 длительности всей экспертизы, то применение количественных шкал увеличивает длительность всей экспертизы в несколько раз.

В данной работе с учетом некоторых допущений рассмотрены вопросы уменьшения числа измерений в количественных шкалах за счет комплексного применения количественных и порядковых шкал.

Предположим заданы произвольное множество объектов L, C_r и C_ρ — стоимости одного измерения в ранговой и количественной шкалах соответственно, Δ — допустимая погрешность при определении значений функции $f(i)$, $i = \overline{1, L}$.

Необходимо с минимальными затратами измерить все объекты множества L в количественной шкале, т. е. определить значения $f(i)$, $i = \overline{1, L}$.

Для решения этой задачи можно применить следующие подходы.

1. Непосредственное измерение всех объектов, при этом затраты будут равны: $R_1 = C_\rho L$ **(1)**.

2. Большой практический интерес представляет двухэтапная процедура измерений, когда на первом этапе все объекты ранжируются, а минимальное (f_{min}) и максимальное (f_{max}) значения функции $f(i)$ измеряются в количественной шкале. Практическим примером реализации этого этапа может служить дихотомическая процедура ранжировки с помощью нуль-органа или эксперта.

На втором этапе для измерения оставшихся $(L-2)$ объектов применяется метод дихотомии, причем, если известны $f(i)$, $f(j)$ и $|f(i) - f(j)| \leqslant \Delta$, то отрезок $[i, j]$ в дальнейшем больше не делится, т. е. значения функции определены с требуемой точностью Δ.

Общие затраты при втором подходе равны $R_2 = C_r \cdot r + C_\rho \times (2 + \rho)$ **(2)**, где r, ρ — оценки числа измерений в порядковой и количественной шкалах соответственно.

Оценка числа измерений в порядковой шкале (сравнений) зависит от выбранного метода сортировки. Из всех рассмотренных в [1] методов оптимальной сортировки меньше всего сравнений дают методы: бинарные вставки; простое двухпутевое слияние; выбор из дерева; сортировка вставками и слиянием.

Для всех методов сортировки, включая перечисленные выше, известна нижняя оценка минимального числа сравнений — $S(L)$, достаточного для сортировки L объектов:

$$S(L) \geqslant [\log_2 L!] = L \log_2 L - L/(\ln 2) + \frac{1}{2} \log_2 L + O(1), \quad (3)$$

где символ $[t]$ обозначает наименьшее целое число, большее или равное t.

Максимальное число сравнений для метода бинарных вставок

$$B(L) = \sum_{k=1}^{L} [\log_2 k] = L[\log_2 L] - 2^{[\log_2 L]} + 1. \quad (4)$$

Аналогичная формула для максимального числа сравнений при сортировке L объектов по методу простого двухпутевого слияния выглядит так:

$$W(L) = 1 - 2^t + \sum_{k=1}^{t} (l_k + k - 1) \cdot 2^t, \tag{5}$$

если двоичное представление числа L — это $2^{l_1} + 2^{l_2} + \ldots + 2^{l_t}$, где $l_1 > l_2 > \ldots > l_t \geqslant 0$, $t \geqslant 1$.

Оказывается, что для выбора из дерева максимальное число сравнений либо такое же, как для бинарных вставок, либо такое же, как для двухпутевого слияния, в зависимости от того, как строится дерево, т. е.

$$D(L) = \begin{cases} B(L), \\ W(L). \end{cases} \tag{6}$$

Число сравнений $F(L)$, необходимых для сортировки L объектов вставками и слиянием, выражается очень простой формулой

$$F(L) = \sum_{k=1}^{L} \left\lceil \log_2 \left(\frac{3}{4} k \right) \right\rceil. \tag{7}$$

В [1] доказано, что $B(L) \leqslant W(L)$. Из формул (4), (7) вытекает следующее общее неравенство:

$$F(L) \leqslant B(L) \leqslant W(L). \tag{8}$$

Так как $D(L)$ равно либо $B(L)$, либо $W(L)$, то очевидно сортировка вставками и слиянием дает минимальное число сравнений из всех максимальных значений для рассмотренных методов. Причем при $1 \leqslant L \leqslant 12$ и $20 \leqslant L \leqslant 21$ $F(L) = S(L) = \lceil \log_2 L! \rceil$, т. е. при этих значениях сортировка вставками и слиянием оптимальна.

Таким образом, для метода сортировки вставками и слиянием нижняя оценка числа сравнений равна

$$r_{\min} = S(L) = \lceil \log_2 L! \rceil, \tag{9}$$

а верхняя оценка:

$$r_{\max} = F(L) = \sum_{k=1}^{L} \left\lceil \log_2 \left(\frac{3}{4} k \right) \right\rceil. \tag{10}$$

Верхняя и нижняя оценки числа шагов при измерении методом дихотомии определяются следующим образом [2]:

$$p_{\max} = \min \left[L - 2;\ (E \log_2 (L+1) - 1)\, E \frac{l_{\max} - l_{\min}}{\Delta} + 3 \right]; \tag{11}$$

$$p_{\min} = \min \left[E \frac{l_{\max} - l_{\min}}{\Delta};\ E \log_2 (L+1) \right], \tag{12}$$

где Et — целая часть числа t, т. е. $Et \leqslant t < Et + 1$.

Двухэтапная процедура оказывается более эффективной или, по крайней мере, не хуже непосредственного измерения объектов при выполнении неравенства

$$C_r r + C_\rho (2 + \rho) \leqslant C_\rho L. \tag{13}$$

Руководствуясь принципом гарантированного результата, получаем условие предпочтительности двухэтапной процедуры:

$$C_r r_{\max} \leqslant C_\rho (L - \rho_{\max} - 2),$$

откуда

$$\frac{r_{\max}}{L - \rho_{\max} - 2} \leqslant \frac{C_\rho}{C_r}. \tag{14}$$

Условие предпочтительности одноэтапной процедуры имеет вид

$$C_r r_{\min} \geqslant C_\rho (L - \rho_{\min} - 2).$$

Отсюда

$$\frac{r_{\min}}{L - \rho_{\min} - 2} \geqslant \frac{C_\rho}{C_r}, \tag{15}$$

где $r_{\min}$, $r_{\max}$ определяются из (9), (10); $\rho_{\min}$, $\rho_{\max}$ определяются из (11), (12).

Таким образом, область альтернативных решений находится в пределах

$$\frac{r_{\min}}{L - \rho_{\min} - 2} \leqslant \frac{C_\rho}{C_r} \leqslant \frac{r_{\max}}{L - \rho_{\max} - 2}. \tag{16}$$

Для нахождения решения в альтернативной области требуется знание дополнительной информации о законах распределений величин r и ρ. Так как эти величины являются целочисленными, то имеет смысл говорить только о дискретных законах распределений. Предположим r, ρ — случайные величины с распределениями вероятностей

$$P(r = r_i) = P_i, \quad 1 \leqslant i \leqslant r_{\max} - r_{\min} + 1,$$
$$P(\rho = \rho_j) = P_j, \quad 1 \leqslant j \leqslant \rho_{\max} - \rho_{\min} + 1,$$

A — множество пар (r_i, ρ_j), удовлетворяющих неравенству (13). Тогда вероятность предпочтения двухэтапной процедуры в области (16) запишем $P = \sum\limits_{(r_i, \rho_j) \in A} P_i P_j$ **(17).**

В случае равномерного распределения вероятностей величин r, ρ достаточно найти K — число пар (r_i, ρ_j), удовлетворяющих неравенству (13) и умножить его на Z — вероятность совместного появления каждой пары (r_i, ρ_j).

Приводим алгоритм определения K.

Шаг 1. (Начальная установка) Положить $K = 0$; $I = 1$; $J = 1$; $r_1 = r_{\min}$; $\rho_1 = \rho_{\min}$.

Шаг 2. (Цикл по I). Выполнить шаг 3 при $I = 1, 2, \ldots, r_{\max} - r_{\min} + 1$.

Шаг 3. (Цикл по J) Выполнить шаг 4 при $J = 1, 2, \ldots, \rho_{max} - \rho_{min} + 1$.

Шаг 4. $\left(\text{Сравнить } \frac{r(I)}{L - \rho(J) - 2}, \frac{C_\rho}{C_r}\right)$. Если $\frac{r(I)}{L - \rho(J) - 2} \leqslant \frac{C_\rho}{C_r}$, то увеличить K на 1.

В противном случае перейти к шагу 5.

Шаг 5. (Сравнить J, I). Если $J > 1$, то увеличить I на 1 и перейти к шагу 3, в противном случае перейти к шагу 6.

Шаг 6. (Печать результата). Вывод на печать содержимого счетчика K.

Так как величины, r, ρ независимы и ввиду нашего предположения равномерно распределены, то вероятность совместного появления любой пары (r, ρ) можно найти следующим образом:

$$Z = \frac{1}{(r_{max} - r_{min} + 1)(\rho_{max} - \rho_{min} + 1)}. \qquad (18)$$

Отсюда вероятность предпочтения двухэтапной процедуры в области альтернативных решений по формуле (17) с учетом (18) имеет вид $P = KZ$ **(19)**, где K — число пар (r, ρ), удовлетворяющих неравенству (13), определяется из алгоритма, описанного выше. Выбор двухэтапной процедуры обусловлен выполнением неравенства $P > 1 - P$ **(20)**.

Таким образом, получены условия (14) и (20), при которых применение двухэтапной процедуры позволяет уменьшить суммарные затраты по сравнению с одноэтапной процедурой. Причем в области неопределенности (16) предпочтение двухэтапной процедуры носит вероятностный характер, в то время как в области (14) это событие является достоверным.

Список литературы: 1. *Кнут Д.* Искусство программирования для ЭВМ. Т. 3.— М.: Мир, 1978.—260 с. 2. *Афанасьев В. А., Ильюнин О. К.* Об адекватных статистиках порядковых шкал.— Депон. ВИНИТИ, № 2437—79, 1979, 3 июля.

Поступила 28 февраля 1980 г.

УДК 681.322.06

С. К. КОЛУБАЙ

АСИНХРОННЫЕ ПАРАЛЛЕЛЬНЫЕ ГРАФ-СХЕМЫ С ИЛИ-ВЕРШИНАМИ

Продолжаем исследование параллельных программ на асинхронном языке типа $<i, k, j, l>$ [1—3]. Основными целями работы являются следующие: 1) детальное рассмотрение способов представления $<i, k, j, l>$-программ множествами инструкций и помеченными ориентированными графами; 2) достаточно точное описание способов преобразования из одних форм представления в другие; 3) исследование соотношения между описанными формами представления.

Вместо обозначения $<i, k, j, l>$-программа в дальнейшем применяется *ikjl*-программа. Будем различать две формы задания *ikjl*-программ: множественную (программа представляется множеством инструкций) и графовую (ориентированным графом, вершины которого помечены командами инструкций). Кроме этого в статье уточняются и усовершенствуются некоторые обозначения и терминология.

Множественная форма представления *ikjl*-программ считается основной, а графовая — вспомогательной. Это различие обусловлено тем, что параллельно с исследованием собственно *ikjl*-программ, анализируются способы их эффективной реализации, которые, естественно, основываются на аппаратной поддержке процессов диспетчеризации. С этой целью в работе [4] предложено, а в [2] усовершенствовано специализированное устройство, названное процессоро-памятью, которое может быть построено с использованием ассоциативного запоминающего устройства. Характерной особенностью применения процессоро-памяти для диспетчеризации выполнения *ikjl*-программ является требование: *ikjl*-программа должна быть представлена в множественной форме.

Одной из особенностей *ikjl*-программ, описанных в [1, 2], является отсутствие инструкции с командой останова. Выполнение программы продолжается до тех пор, пока имеются *готовые* или *работающие* инструкции. Естественно, что в графовой форме [3] такая программа представляется без соответствующей *заключительной вершины*. То, что момент завершения счета по *ikjl*-программе может быть однозначно определен по состоянию ее инструкций, является особенностью не только этих программ, но также и любых других асинхронных программ. Это свойство асинхронных программ обусловлено одной важной особенностью их выполнения: включаются всегда только готовые к выполнению инструкции (операторы).

В то же время представляется целесообразным ввести в асинхронную *ikjl*-программу специальную *заключительную инструкцию* с командой останова, выполнение которой прекращает процесс счета по *ikjl*-программе независимо от состояния остальных инструкций. Использование заключительной инструкции тем самым позволяет контролировать правильность выполнения *ikjl*-программы: если в программе сработала заключительная инструкция и нет ни одной готовой или работающей инструкции, то имело место *нормальное завершение* *ikjl*-программы. В противном случае (т. е. 1) заключительная инструкция еще не выполнилась, а готовых или работающих инструкций в *ikjl*-программе уже нет или 2) есть готовые или работающие инструкции, но уже выполнилась ее заключительная инструкция) имело место *аварийное завершение* *ikjl*-программы.

В данной работе *командами инструкций* *ikjl*-программы являются произвольные операторы присваивания, ввода — вывода или логические выражения, записанные на языке программирования,

например, АЛГОЛ-60. Для краткости операторы присваивания или ввода — вывода называются *преобразователями*, а логические выражения — *распознавателями*. Выполнение преобразователей и распознавателей понимается в обычном программистском смысле, причем будем считать, что результатом выполнения распознавателя может быть 1 или 0. Для обозначения произвольных преобразователей используются символы f, f_1, f_2, ..., причем для обозначения пустого преобразователя будем применять символ $\varnothing$ пустого множества. Для обозначения произвольных распознавателей — символы p, p_1, p_2, ... Множество всех преобразователей, включая и пустой, обозначим K^f, а распознавателей — K^p. В *ikjl*-программе используем две особые инструкции: одну с командой, обозначаемой **старт**, другую — **стоп**. Таким образом, множество K всех команд (*операторов*), которые могут быть использованы в качестве команд инструкций любой *ikjl*-программы, равно $K = K^f \cup K^p \cup \{\textbf{старт, стоп}\}$.

Пусть N — множество натуральных чисел и Z — целых чисел, не равных нулю.

Множественной формой ikjl-программы называется конечное множество

$$A = \{a_0, a_1, \ldots, a_r, a_{r+1}, \ldots, a_n\} \qquad (1)$$

наборов (*инструкций*) $a_r = (a_r^i, a_r^k, a_r^j, a_r^l)$, в каждом из которых a_r^i — *номер инструкции*, a_r^k — *команда инструкции*, a_r^j, a_r^l — *номера связи*, причем $a_0^i, a_1^i, \ldots, a_{n-1}^i \in N$, $a_n^i = 0$, $a_0^k = \textbf{старт}$, $a_1^k, \ldots, a_{n-1}^k \in K^f \cup K^p$, $a_n^k = \textbf{стоп}$, $a_0^j = a_0^l = 0$, $a_1^j, a_1^l, a_2^j, a_2^l, \ldots, a_n^j, a_n^l \in Z$ и множество A удовлетворяет условиям:

$$1)\ \forall (a \in A)\,(a^i \neq -a^i);\quad 2)\ \forall (a \in A)\,\forall (\sigma \in \{j, l\})\,(a^i \neq$$

$$\neq a^\sigma \,\&\, (a^k \in K^p \Rightarrow -a^i \neq a^\sigma));\quad 3)\ \forall (1 \leqslant q \leqslant n)\,\forall (\sigma \in \{j, l\})\,\exists \times$$

$$\times (0 \leqslant r \leqslant n-1)\,(a_r^i = a_q^\sigma \vee -a_r^i = a_q^\sigma \,\&\, a_r^k \in K^p),$$

$$4)\ \forall (0 \leqslant q \leqslant n-1)\,\exists (\sigma \in \{j, l\})\,\exists (1 \leqslant r, s \leqslant n) \times$$

$$\times (a_q^i = a_r^\sigma \,\&\, (a_q^k \in K^p \Rightarrow -a_q^i = a_s^\sigma)).$$

Инструкции a_0, a_n в A называются соответственно *начальной* и *заключительной инструкциями*. Если $a_r^k \in K^f$, то a_r — *инструкция обработки*, а если $a_r^k \in K^p$, то a_r — *инструкция управления*.

Содержательный смысл условий 1) — 4) в определении множественной формы *ikjl*-программы поясним ниже на основе рассмотрения ее графовой формы. Класс всех множественных форм *ikjl*-программ обозначим A.

Графовой формой (или *граф-схемой*) *с разметкой дуг*, построенной по множественной форме (1) *ikjl*-программы, называется помеченный ориентированный граф $G = (V, L)$ (2) с множеством $V = \{v_0, v_1, \ldots, v_r, v_{r+1}, \ldots, v_n\}$ вершин и множеством L дуг, $L \subseteq V \times V$, причем каждая вершина v_r помечается командой

$\varkappa(v_r) = a_r^k$ ($\varkappa : V \to K$), всякая дуга $l \in L$ — номером $\lambda(l)$ ($\lambda : L \to Z$ и из вершины v_r в вершину v_q ($0 \leqslant r, q \leqslant n$) ведет дуга $(v_r, v_q) \in L$, в том и только в том случае, если:

$$1)\ (a_r^i = a_q^j \vee a_r^i = a_q^l) \,\&\, a_r^i \neq 0 \quad \text{или}$$

$$2)\ (\neg a_r^i = a_q^i \vee \neg a_r^i = a_q^j) \,\&\, \varkappa(v_r) \in K^p.$$

В первом случае дуга (v_r, v_q) помечается номером $\lambda((v_r, v_q)) = a_r^i$, а во втором — номером $\lambda((v_r, v_q)) = \neg a_r^i$ (a_r^i с отрицательным знаком).

Обозначим через γ описанное преобразование произвольной множественной формы $A \in \mathrm{A}$ *ikjl*-программы в граф-схему G с разметкой дуг, т. е. $G = \gamma(A)$, а через Γ_l — класс всех граф-схем, которые могут быть получены таким путем, т. е.

$$\Gamma_l = \{G \mid \exists (A \in \mathrm{A})\ (G = \gamma(A))\}.$$

Следующее утверждение характеризует преобразование γ. Пусть $A, A' \in \mathrm{A}$ — произвольные множественные формы, тогда имеет место.

Утверждение 1. *$\gamma(A) = \gamma(A')$ тогда и только тогда, когда A и A' содержат равное число инструкций и*

$$\forall (a \in A)\ \exists (a' \in A')\ (a' = (a^i, a^k, a^l, a^j) \vee a' = (a^i, a^k, a^l, a^j)).$$

Т. е. A и A' в этом случае равны с точностью до перестановки номеров связи инструкций.

Доказательство утверждения 1 достаточно очевидное и мы его опускаем.

Скажем, что A *γ-эквивалентно* A' ($A, A' \in \mathrm{A}$) и обозначим это через $A \overset{\gamma}{\sim} A'$, если $\gamma(A) = \gamma(A')$. Во всех случаях, когда $A \overset{\gamma}{\sim} A'$, будем считать, что A и A' — различные γ-эквивалентные множественные формы одной и той же *ikjl*-программы.

Таким образом, любая граф-схема из класса Γ_l может рассматриваться как инвариант всех γ-эквивалентных множественных форм из A.

В граф-схеме (2) дуга $l \in L$ называется *входной дугой* вершины $v \in V$ или *выходной дугой* вершины $u \in V$, если $l = (u, v)$.

Следующие свойства достаточно полно характеризуют произвольную граф-схему $G = (V, L) \in \Gamma_l$.

1. Существует единственная *начальная вершина* $v_0 \in V$, не имеющая входных дуг, причем v_0 — единственная вершина, помеченная оператором **старт** (т. е. $\varkappa(v_0) =$ старт).

2. Существует единственная *заключительная вершина* $v_n \in V$, не имеющая выходных дуг, причем v_n — единственная вершина, которая помечена оператором **стоп** (т. е. $\varkappa(v_n) =$ **стоп**).

3. Входные дуги любой вершины, не являющейся начальной, помечены не более чем двумя различными целыми числами из Z, причем эти числа не равны по модулю.

4. Все выходные дуги любой *вершины-преобразователя* $v \in V$ ($\varkappa(v) \in K^i$) или начальной вершины помечены одним и тем же натуральным числом, которое не равно ни одному из чисел, помечающих входные дуги вершины.

5. Любая *вершина-распознаватель* $v \in V$ ($\varkappa(v) \in K^p$) имеет не меньше двух выходных дуг, каждая из которых помечена либо положительным, либо отрицательным числом, причем все помечающие числа равны между собой по модулю и, кроме того, ни одно из них не равно ни одному из номеров, помечающих входные дуги вершины v.

6. Для произвольной вершины $v \in V$ и произвольного номера $x \in Z$ справедливо

$$L(v, x) \neq \varnothing \Rightarrow \forall (u \in V)\,(L(u, x) = L(v, x) \vee L(u, x) = \varnothing),$$

где

$$L(v, x) = \{u \in V \mid (v, u) \in L \,\&\, \lambda((v, u)) = x\}.$$

7. G не содержит кратных дуг и петель.

Доказательства свойств. Свойства 1, 2 следуют из того факта, что в начальную вершину v_0 не ведет ни одна дуга, а из заключительной вершины v_n не исходит ни одной дуги, так как $a_0^i = a_0^t = a_n^i = 0$ и при построении G запрещается вести дугу из вершины v_r, если $a_r^i = 0$. Кроме того, благодаря выполнению условия (3) в определении множественной формы A (1), каждая вершина v_r ($1 \leqslant r \leqslant n$) содержит не меньше одной входной дуги, если $a_r^j = a_r^t$ и не меньше двух, если $a_r^j \neq a_r^t$. С другой стороны, благодаря выполнению условия (4) в определении множественной формы A, каждая вершина v_r ($0 \leqslant r \leqslant n-1$) имеет не меньше одной выходной дуги. Только $a_0^k =$ **старт** и только $a_n^k =$ **стоп**. Свойства 1 и 2 доказаны.

Свойства 3, 4 и 5 достаточно очевидны.

Свойство 6 характеризует структуру граф-схемы (2) с учетом разметки дуг. Множество $L(v, x)$ — это множество всех вершин граф-схемы, в которые ведут дуги из вершины $v \in V$, помеченные номером $x \in Z$. Для доказательства свойства 6 достаточно рассмотреть преобразование γ. Предположим, что для вершины $v \in V$ и номера $x \in Z$ справедливо $L(v, x) \neq \varnothing$ и пусть $L(v, x) = \{v_{i_1}, \ldots, v_{i_r}\}$. Тогда в каждую вершину $v_{i_1}, \ldots, v_{i_r}$ ведет дуга, помеченная номером x. Это означает, что в каждой из инструкций $a_{i_1}, \ldots, a_{i_r} \in A$ один из номеров связи равен x. Если для некоторой вершины $v_q \in V$ справедливо $L(v_q, x) \neq \varnothing$, то это означает, что в инструкции $a_q \in A$ либо $a_q^i = x$, либо $-a_q^i = x \,\&\, a_q^k \in K^p$. Поэтому по построению граф-схемы G из v_q ведут дуги во все вершины $v_{i_1}, \ldots, v_{i_r}$, т. е. $L(v_q, x) = L(v, x)$. Свойство 6 доказано.

Докажем свойство 7. Убедимся сначала в том, что в G нет кратных дуг. Действительно, все выходные дуги произвольной вершины, помеченные одним и тем же номером, заходят в разные вершины (по построению G), а дуги, помеченные разными номерами, также не могут вести в одну и ту же вершину, так как с одной стороны, метящие номера могут различаться только знаком (см. свойство 4), а с другой — входные дуги любой вершины так помечены быть не могут (см. свойство 2). Покажем теперь, что в G нет петель. Действительно, предположим противное, что петля $l = (v, v) \in L$, тогда входная и выходная дуги помечены одним и тем же номером, что противоречит условию 2) в определении A. Свойство 7 доказано.

Необходимо также уметь преобразовывать произвольную граф-схему $G \in \Gamma_l$ в соответствующую множественную форму. Обозначим это преобразование через α. Очевидно, что α есть отображение Γ_l в A, так как ни одна граф-схема $G \in \Gamma_l$ не содержит информации о порядке номеров связи в инструкциях, и поэтому в результате применения α к G может быть получена только одна из γ-эквивалентных множественных форм. Рассмотрим отображение α класса Γ_l на систему $A_p \subset A$ представителей классов эквивалентности по отношению $\underset{\gamma}{\sim}$, которую определим следующим образом: $A_p = \{A \in A \mid \forall\, (a \in A)\ (a^j \leqslant a^i)\}$, т. е. номера связи в любой инструкции упорядочены по возрастанию.

Пусть $G \in \Gamma_l$ — граф-схема с множеством $V = \{v_0, v_1, \ldots, v_r, v_{r+1}, \ldots, v_n\}$ вершин и x_r — положительный номер, помечающий выходные дуги вершины v_r, $\varkappa(v_r)$ — команда, метящая вершину, а y_r, z_r — два различных номера ($y_r < z_r$), помечающих входные дуги вершины или два одинаковых номера ($y_r = z_r$), если все входные дуги помечены одним и тем же номером. По определению полагаем $y_0 = z_0 = x_n = 0$, так как вершина v_0 не имеет входных дуг, а v_n — выходных.

Тогда $A = \alpha(G)$ определяется следующим образом: $A = \{a_0, a_1, \ldots, a_r, \ldots, a_n\}$, причем каждая инструкция $a_r = (x_r, \varkappa(v_r), y_r, z_r)$.

Из определения преобразований γ и α очевидно следует:

$$\forall\, (A \in A_p)\ (\alpha(\gamma(A)) = A) \quad (1); \quad \forall\, (G \in \Gamma_l)\ (\gamma(\alpha(G)) = G) \quad (2).$$

Поэтому γ есть взаимно однозначное отображение A_p на Γ_l, причем $\gamma^{-1} = \alpha$.

Для полноты рассмотрения граф-схем из Γ_l нам осталось установить в каких случаях произвольный ориентированный граф G с произвольной разметкой дуг принадлежит классу Γ_l. Этот факт можно истолковать как то, что G является графовой формой некоторой *ikjl*-программы. Поэтому возможно применение преобразования α к G с тем, чтобы получить множественную форму $A = \alpha(G)$ той же программы, причем применение преобразования γ к A даст вновь граф G, т. е. $\gamma(A) = G$.

Пусть $G = (V, L)$ — произвольный ориентированный граф с непустым множеством $V = \{v_0, v_1, \ldots, v_n\}$ вершин, множеством L дуг, причем каждая вершина $v \in V$ помечена некоторой командой $\varkappa(v)$ $(\varkappa : V \to K)$, а каждая дуга $l \in L$ некоторым целым числом $\lambda(l)$, не равным нулю $(\lambda : L \to Z)$. Имеет место

Утверждение 2. *$G \in \Gamma_l$ в том и только в том случае, если удовлетворяет всем свойствам* $1 \div 6$ *граф-схем из* Γ_l.

Доказательство. *Необходимость* очевидна. *Достаточность.* Применим к G преобразование α. В результате получим множество $A = \alpha(G)$ инструкций, которое удовлетворяет условиям определения (1) множественной формы. Применим теперь к полученному множеству $A = \alpha(G)$ преобразование γ. Очевидно, что $G = \gamma(A)$, т. е. $G = \gamma(\alpha(G))$, а значит $G \in \Gamma_l$. Доказательство окончено.

Рассмотрение граф-схем из класса Γ_l показывает, что определенные изменения разметки дуг произвольной граф-схемы $G \in \Gamma_l$ приводят к другой граф-схеме в Γ_l той же *ikjl*-программы. В этой связи представляет интерес рассмотреть более общий инвариант *ikjl*-программ, определяющий их структурно с точностью до подходящей разметки дуг. Для этого рассмотрим еще один класс графовых форм *ikjl*-программ и изучим его соотношение с классами Γ_l и A. Граф-схемы, рассматриваемые ниже, свободны от разметки дуг целыми числами, однако содержат дополнительные вершины, которые отражают присутствие в множественной форме *ikjl*-программы определенных структурных связей между ее инструкциями. В новом классе граф-схем асинхронных параллельных *ikjl*-программ, аналогично граф-схемам последовательных программ, останутся помеченными только выходные дуги вершин-распознавателей и притом с аналогичной разметкой.

Граф-схемой (или *графовой формой*) *с ИЛИ-вершинами,* построенной по граф-схеме $G = (V, L)$ *ikjl*-программы называется ориентированный граф $G_d = (V_d, L_d)$ (3) с множеством $V_d = V \cup D$ вершин (V — множество вершин-операторов из G и $D = \{d_1, \ldots, d_m\}$ — множество ИЛИ-вершин), множеством L_d дуг, среди которых помечены символами — только некоторые выходные дуги вершин-распознавателей, $(L_d \subseteq V_d \times V_d)$, причем каждая вершина-оператор $v \in V$ помечается той же командой $\varkappa(v)$, что в граф-схеме G, а множества D и L_d определяются следующим образом: 1) дуга $l = (u, v)$ $(u, v \in V)$ принадлежит L_d тогда и только тогда, когда $(u, v) \in L$ и вершина v в граф-схеме G не имеет никакой другой входной дуги, помеченной номером $\lambda((u, v))$; кроме того, если $\lambda((u, v)) < 0$, то в графе G_d дуга (u, v) помечается символом — (минус);

2) ИЛИ-вершина d принадлежит D, а ее входные дуги $(u_1, d), \ldots, (u_r, d)$ и выходная дуга (d, v) (здесь $u_1, \ldots, u_r, v \in V$) принадлежат L_d в том и только в том случае, если в граф-схе-

ме G вершина v имеет $r\,(r>1)$ входных дуг $(u_1, v), \ldots, (u_r, v) \in L$ помеченных одним и тем же номером, т. е.

$$\lambda((u_1, v)) = \ldots = \lambda((u_r, v)),$$

причем других входных дуг вершины v, помеченных этим номером нет; кроме того, если $\lambda((u_1, v)) < 0$, то в графе G_d каждая входная дуга ИЛИ-вершины d помечается символом —.

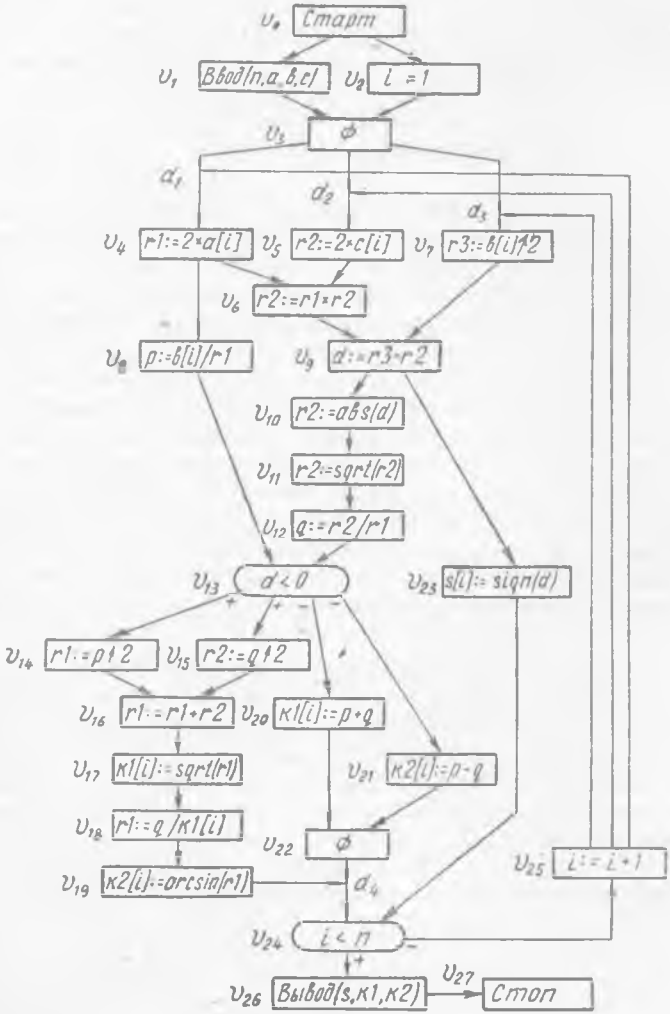


Рис. 1.

Другими словами, при переходе от граф-схемы G с разметкой дуг к граф-схеме G_d с ИЛИ-вершинами, последние вводятся на

входах тех и только тех вершин G, которые имеют более одной входной дуги помеченной одним и тем же номером. При этом снимается разметка дуг граф-схемы целыми числами, а оставляется лишь разметка некоторых выходных дуг вершин-распознавателей символами —.

В качестве иллюстрации на рис. 1 показана в графовой форме с ИЛИ-вершинами *ikjl*-программа примера из работы [3], в которой приведена исходная граф-схема G. Данная программа определяет решение n квадратных уравнений $a_i x^2 + b_i x + c_i = 0$ $(i = 1, \ldots, n)$ для общего случая. ИЛИ-вершины изображаются на рисунках одним из эквивалентных способов, показанных на рис. 2: ИЛИ-вершина изображается кружком, внутри

Рис. 2.

которого пишется либо символ ИЛИ, либо символ $\vee$ операции дизъюнкции, либо ИЛИ-вершина стягивается в необозначаемую точку.

Обозначим через δ, описанное преобразование произвольной граф-схемы $G \in \Gamma_l$ в граф-схему G_d с ИЛИ-вершинами, т. е. $G_d = \delta(G)$, а через Γ_d — класс всех граф-схем, которые могут быть получены таким способом, т. е.

$$\Gamma_d = \{G_d \mid \exists\, (G \in \Gamma_l)\ (G_d = \delta(G))\}.$$

Следующее утверждение характеризует преобразование δ. Пусть $G = (V, L)$, $G' = (V', L') \in \Gamma_l$ — произвольные граф-схемы с разметкой дуг, причем $\varkappa$, λ и $\varkappa'$, λ' — функции разметки вершин и дуг в граф-схемах G и G' соответственно, тогда имеет место

Утверждение 3. $\delta(G) = \delta(G')$ *в том и только в том случае, если* $V = V'$, $L = L'$, $\varkappa = \varkappa'$ *и существует взаимно-однозначное соответствие* φ: $Z \to Z$ *такое, что* $\forall\, (l \in L)\ (\lambda(l) = \varphi(\lambda''(l)))$, *причем* $\forall\, (z \in Z)\ (z < 0 \Rightarrow \varphi(z) < 0)$. Т. е. *граф-схемы G и G' различаются только разметкой дуг, причем разметка дуг одной граф-схемы может быть получена путем взаимно-однозначного кодирования, сохраняющего знак, из разметки дуг другой граф-схемы.*

Доказательство утверждения 3 достаточно очевидное и мы его опускаем.

Скажем, что G δ-*эквивалентно* G' $(G, G' \in \Gamma_l)$ и обозначим это через $G \overset{\delta}{\sim} G'$, если $\delta(G) = \delta(G')$. Во всех случаях, когда $G \overset{\delta}{\sim} G'$, будем считать, что G и G' — различные δ-эквивалентные графовые формы в Γ_l одной и той же *ikjl*-программы. Таким образом, любая

граф-схема из класса Γ_d может рассматриваться как инвариант всех δ-эквивалентных граф-схем из Γ_l.

Пусть A, $A' \in \mathrm{A}$ — произвольные множественные формы, тогда имеет место

Утверждение 4. $\delta(\gamma(A)) = \delta(\gamma(A'))$ *в том и только в том случае, если* A *и* A' *содержат равное число инструкций и существует взаимно-однозначное соответствие* $\varphi: Z \to Z$, *сохраняющее знак, такое что*

$$\forall (a \in A)\, \exists (a' \in A')\, (a' = (\varphi(a^i), a^k, \varphi(a^j), \varphi(a^l)) \vee a' = (\varphi(a^i), a^k, \varphi(a^j), \varphi(a^l))).$$

Это утверждение является непосредственным следствием утверждений 1 и 3.

Скажем, что A δ-*эквивалентно* A' (A, $A' \in \mathrm{A}$) и обозначим $A \overset{\delta}{\sim} A'$, если $\delta(\gamma(A)) = \delta(\gamma(A'))$. Если A δ-эквивалентно A', то будем считать, что A и A'' — различные δ-эквивалентные множественные формы одной и той же *ikjl*-программы. Таким образом, всякая граф-схема с ИЛИ-вершинами из класса Γ_d может рассматриваться как инвариант всех δ-эквивалентных множественных форм из A, т. е. форм, которые могут быть получены друг из друга путем подходящего кодирования номеров инструкций и номеров связи.

Следующие свойства достаточно полно характеризуют граф-схемы с ИЛИ-вершинами из класса Γ_d:

1. Начальная вершина — единственная вершина, не имеющая входных дуг, а заключительная — единственная вершина, не имеющая выходных дуг.

2. Любая вершина-оператор имеет не более двух входных дуг.

3. Всякая вершина-преобразователь (или начальная вершина) имеет произвольное число выходных дуг, причем все они никак не помечены.

4. Выходные дуги каждой вершины-распознавателя различаются, одни из них помечены символом — (минус-дуги), а другие никак не помечены (плюс-дуги), причем вершина-распознаватель имеет хотя бы одну выходную минус-дугу и хотя бы одну плюс-дугу.

5. Каждая ИЛИ-вершина имеет не менее двух входных дуг и ровно одну выходную, причем все ее входные дуги либо помечены, либо не помечены.

6. Для произвольной вершины $v \in V$ справедливо

$$L_d(v) \cap D = \varnothing \vee L_d(v) \subseteq D) \,\&\, (\overline{L_d}(v) \cap D = \varnothing \vee \overline{L_d}(v) \subseteq D),$$

т. е. все вершины, в которые ведут непомеченные (помеченные) дуги из вершины v являются вершинами-операторами или ИЛИ-вершинами.

7. Для произвольной вершины-преобразователя $v \in V$ такой, что $L_d(v) \cap D \neq \varnothing$ имеет место условие

$$\forall (u \in V)\, (L_d(u) = L_d(v) \vee L_d(u) \cap L_d(v) = \varnothing),$$ т. е.,

если из v ведут дуги в ИЛИ-вершины, то из любой другой вершины ведут непомеченные дуги во все те же ИЛИ-вершины или не в одну из них.

8. Для произвольных вершин-распознавателей $u, v \in V$ таких, то

$$(L_d(u) \cap L_d(v) \cup L_d^-(u) \cap L_d^-(v)) \cap D \neq \varnothing$$

выполняется условие $L_d(u) = L_d(v) \& L_d^-(u) = L_d^-(v)$, т. е. множество вершин, в которые ведут помеченные и непомеченные дуги из обеих вершин-распознавателей u и v совпадают.

Здесь через $L_d(v)$ и $L_d^-(v)$ обозначены множества вершин в граф-схеме G_d, в которые ведут соответственно непомеченные и помеченные выходные дуги из вершины $v \in V$.

Свойства 1—8 являются прямыми следствиями свойств граф-схем с разметкой дуг и преобразования δ. Отметим лишь, что последние три свойства 6—8 обусловлены свойством 8 граф-схем из Γ_l и способом введения ИЛИ-вершин.

Дальнейшее исследование класса Γ_d граф-схем с ИЛИ-вершинами продолжается в статье [5].

Список литературы: 1. *Колубай С. К.* Об одном подходе к построению внутреннего языка вычислительной системы.— Проблемы бионики, 1979, вып. 22, с. 33—37. 2. *Колубай С. К.* Программирование и реализация циклических процессов на асинхронном языке типа $< i, k, j\ l >$.— Проблемы бионики, 1980, вып. 26, с.121—130. 3. *Колубай С. К.* Граф-схемы программ на асинхронном языке типа $<i, k, j, l>$.— Проблемы бионики, 1980, вып. 26, с. 68—78. 4. *Колубай С. К.* Параллельная вычислительная система для МК-программ.— Проблемы бионики, 1979, вып. 23, с. 85—92. 5. *Колубай С. К.* Структурирование асинхронные параллельные граф-схемы.— Проблемы бионики. См. статью в настоящем сборнике.

Поступила 7 марта 1980 г.

УДК 621.322.06

С. К. КОЛУБАЙ

СТРУКТУРИРОВАННЫЕ АСИНХРОННЫЕ ПАРАЛЛЕЛЬНЫЕ ГРАФ-СХЕМЫ

Продолжается исследование асинхронных параллельных *ikjl*-программ [1,2]. При выполнении произвольных асинхронных параллельных программ возможно возникновение различных патологических ситуаций, например: 1) ряд операторов может оказаться так взаимосвязан по условиям готовности, что никогда ни один из них не может выполниться; 2) возможно выполнение заключительного оператора при наличии готовых операторов программы; 3) выполнение программы может неожиданно оборваться из-за отсутствия готовых операторов, хотя заключительный оператор еще не выполнен и т. д.

В этой связи каждый раз при исследовании нового класса асинхронных параллельных программ необходимо уметь выделять

такой нетривиальный подкласс программ, выполнение любой программы из которого проходит без появления патологических ситуаций. Решению этой задачи относительно *ikjl*-программ посвящена данная работа. Основным результатом работы следует считать обнаружение того факта, что искомый подкласс оказался классом структурированных *ikjl*-программ.

Решение поставленной задачи должно быть получено для множественной формы [2] представления *ikjl*-программ. Однако решать ее проще исходя из класса Γ_d граф-схем с ИЛИ-вершинами [2]. Поэтому вначале описывается преобразование граф-схем из Γ_d в граф-схемы с разметкой дуг [2]. Это преобразование совместно с преобразованием α [2] позволяет получить для любой *ikjl*-программы множественную форму исходя из ее представления граф-схемой с ИЛИ-вершинами. Выясняются условия, при которых произвольная граф-схема принадлежит Γ_d. Формулируются правила выполнения граф-схем из Γ_d и анализируются причины появления патологических ситуаций. Определяется класс граф-схем с хорошим поведением, при выполнении которых невозможно появление патологических ситуаций. Рекурсивно определяется класс Γ_s структурированных асинхронных параллельных граф-схем, содержащий в качестве своей собственной части класс структурированных последовательных граф-схем. Доказывается, что любая граф-схема из Γ_s обладает хорошим поведением. Вводится расширенный класс Γ_{rd} граф-схем с ИЛИ-вершинами и выясняются условия, при которых произвольная структурированная асинхронная параллельная граф-схема принадлежит Γ_{rd}.

Рассмотрим преобразование β произвольной граф-схемы G_d с ИЛИ-вершинами из класса Γ_d в некоторую граф-схему G_l с разметкой дуг из класса Γ_l, т. е. $G_l = \beta(G_d)$. Это преобразование осуществляется в два этапа: на первом — все дуги G_d размечаются соответствующими целыми числами, на втором — удаляются ИЛИ-вершины.

Приведем один из возможных алгоритмов разметки дуг произвольной граф-схемы $G_d \in \Gamma_d$. Пусть v_0 — начальная вершина граф-схемы $G_d = (V_d, L_d)$.

Шаг 1. Помечаются числом $i = 1$ выходные дуги начальной вершины $v = v_0$.

Шаг 2. Если v — вершина-оператор с непомеченными (помеченными) выходными дугами $(v, u_1), \ldots, (v, u_r)$, то в соответствии со свойством 6 [2] все вершины $u_1, \ldots, u_r \in V_d$ являются либо вершинами-операторами, либо ИЛИ-вершинами. В последнем случае числом i $(-i)$ помечаются все выходные и все входные дуги ИЛИ-вершин $u_1, \ldots, u_r$. Если при этом среди вершин граф-схемы из которых ведут дуги в ИЛИ-вершины $u_1, \ldots, u_r$ окажутся вершины-распознаватели, то их выходные минус-дуги (плюс-дуги) помечаются числом $-i$ $(+i)$.

Шаг 3. Если в граф-схеме G_d каждая дуга помечена некоторым числом, то разметка окончена.

В противном случае имеется вершина-оператор $v \in V_d$ такая, что все ее входные дуги имеют разметку, а выходные нет. Осуществляется разметка выходных дуг этой вершины, для чего значение числа i увеличивается на единицу и если: v — вершина-преобразователь, то все ее выходные дуги помечаются числом i; v — вершина-распознаватель, то все ее плюс-дуги помечаются числом $+i$, а все минус-дуги — отрицательным числом $-i$.

Шаг 4. Перейти к шагу 2.

На втором этапе преобразования G_d в соответствующую граф-схему $G_l = \beta(G_d)$ с разметкой дуг удаляются ИЛИ-вершины. Правила удаления ИЛИ-вершин проиллюстрируем графически. На рис. 1 в левой части эквивалентности показан подграф графа G_d с разметкой дуг, полученной в результате применения алгоритма разметки, причем в подграфе имеются все вершины-операторы, из которых ведут дуги в ИЛИ-вершину d, и вершина, в которую ведет дуга из d. В правой части — эквивалентный подграф в графе G_l без этой ИЛИ-вершины. Очевидно, что полученная граф-схема G_l с разметкой дуг принадлежит классу Γ_l, так как для нее выполняются все свойства 1—6 граф-схем из Γ_l (см. утверждение 2 [2]). Заметим, что описанным преобразованием β может быть получена только некоторая граф-схема из соответствующего класса эквивалентности по отношению δ.

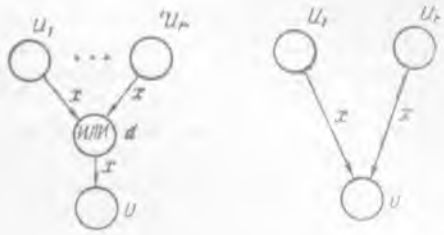


Рис. 1.

Для полноты рассмотрения граф-схем из Γ_d осталось уточнить, в каком случае произвольный ориентированный граф с ИЛИ-вершинами и некоторой разметкой вершин и дуг принадлежит Γ_d.

Пусть $G = (VUD, L)$ — произвольный ориентированный граф с множеством $V = \{v\}$ вершин-операторов, помеченных командами $\varkappa(v)$ ($\varkappa$: $V \to$ К), множеством D ИЛИ-вершин и множеством L ($L \subseteq (V \cup D) \times (V \cup D)$)-дуг, среди которых только некоторые выходные дуги вершин-распознавателей помечены символом —. Имеет место

Утверждение 1. *$G \in \Gamma_d$ в том и только в том случае, если удовлетворяет свойствам 1—8 граф-схем из Γ_d* [2].

Доказательство. *Необходимость.* Очевидна.

Достаточность. Применим к G преобразование β. В результате получим некоторую граф-схему $G_l = \beta(G)$, которая удовлетворяет всем свойствам 1—6 граф-схем из Γ_l (см. [2]), а значит, принадлежит Γ_l. Применим к полученной граф-схеме G_l преобразование δ. Очевидно, что $G = \delta(G_l)$ т. е. $G = \delta(\beta(G))$. Поэтому $G \in \Gamma_d$. Доказательство окончено.

Опишем *правила выполнения* граф-схем с ИЛИ-вершинами.

Условие готовности вершин: 1) ИЛИ-вершина является *готовой*, если *зажжена* хотя бы одна ее входная дуга; 2) вершина-оператор является *готовой* в том и только в том случае, если зажжены все ее входные дуги.

Правило выполнения вершин: 1) ИЛИ-вершина, став готовой, автоматически и мгновенно *выполняется* — *гасятся* все ее входные дуги и *зажигается* выходная; 2) при *выполнении* вершины-оператора v *срабатывает* помечающий ее оператор $\varkappa(v)$, *гасятся* все ее входные дуги и, если а) $\varkappa(v)$ — преобразователь, то *зажигаются* все выходные дуги; б) $\varkappa(v)$ — распознаватель и результат его срабатывания равен 1, то *зажигаются* все выходные плюс-дуги, в противном случае — минус-дуги.

Выполнение любой граф-схемы с ИЛИ-вершинами $G \in \Gamma_d$ состоит из следующих шагов.

Шаг 1. Зажигаются все выходные дуги начальной вершины, а остальные дуги граф-схемы гасятся.

Шаг 2. Если в G нет ни одной готовой вершины-оператора или сработал заключительный оператор, то выполнение G закончено. В противном случае выполняются одновременно любые готовые вершины-операторы.

Шаг 3. Повторяется шаг 2.

Если выполнение граф-схемы на некотором шаге заканчивается, то говорим, что она *останавливается*, иначе — *зацикливается*.

Рассмотрим, к каким граф-схемам в классе Γ_d может привести их произвольное построение. Это удобно сделать, используя понятие *фрагмента граф-схемы*, которым называется любой ее подграф, содержащий вместе со всякой вошедшей в него вершиной и все ее входные и выходные дуги. Дуги, входящие во фрагмент извне, — *входные дуги* (или *входы*) *фрагмента*, исходящие наружу — *выходные дуги* (или *выходы*) *фрагмента*, а остальные дуги — *внутренние*.

Перенесем понятия готовности и выполнения на фрагменты. Фрагмент является *готовым*, если среди его вершин есть хотя бы одна готовая вершина. *Выполнение фрагмента* состоит из выполнения его готовых вершин до тех пор, пока они есть или сработал заключительный оператор, т. е. до *остановки фрагмента*.

На рис. 2 показана небольшая коллекция наиболее характерных *паталогических фрагментов* граф-схем, которые аналогичны соответствующим патологическим схемам потока данных [3, с. 54].

Прежде чем обсудить каждый из фрагментов убедимся в том, что такие ситуации возможны в *ikjl*-программах, заданных множеством инструкций, и плохо видны. Приведем каждый из фрагментов в виде соответствующего множества инструкций используя разметку дуг, показанную на рисунке: $F_1 = \{(2, f_1, 1,1), (3, f_2, 2,5), (4, f_3, 3,3) (5, f_4, 4,4), (6, f_5, 2,2), (7, f_6, 4,6)\}$; $F_2 = \{(2, p, 1,1), (3, f_1, +2, +2), (4, f_2, -2, -2), (5, f_3, 3,4)\}$; $F_3 = \{(2, f_1,$

1,1), (3, f_2, 2,2), (4, f_4, 3,3), (3, f_3, 2,2)}; F_4 = {(3, p, 1,1), (4, f_1, 2,2) (5, f_2, 3,4), (5, f_3, —3,4)(6, f_4, 5,5)}.

Фрагмент F_1 (рис. 2,*а*) изображает ситуацию, известную под названием тупик или тупиковая ситуация, мертвое сцепление или смертельное объятие (deadlock). Ни для одной из вершин v_2, v_3 и v_4 не может выполниться условие готовности, так как имеет место порочный круг зависимости условий готовности: после выключения вершины v_1 вершина v_2 может стать готовой только, если будет зажжена дуга (v_4, v_2), которая может быть зажжена только после выполнения вершины v_4, которая станет готовой

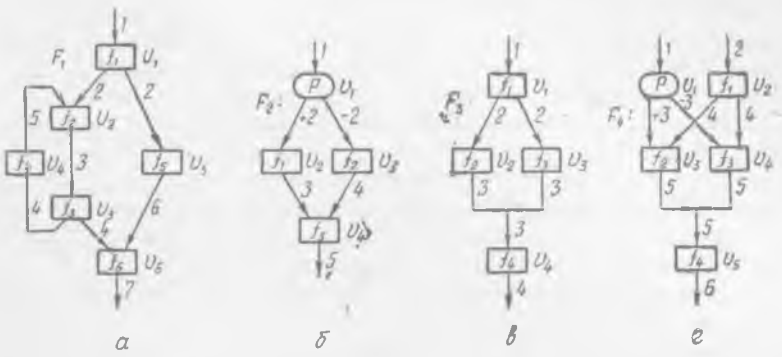


Рис. 2.

лишь после выключения вершины v_3, а эта вершина может стать готовой только после выключения вершины v_2, которая может стать готовой только, если выполнится вершина v_4, которая и т. д. Таким образом, если при выполнении программы, содержащей фрагмент F_1, выполнится его условие готовности, то дуги (v_1, v_2) и (v_5, v_6) останутся постоянно зажженными, а выход F_1 никогда не может быть зажжен.

Фрагмент F_2 (рис. 2,*б*) — ситуация, известная под названием неожиданный останов или незапланированный останов (hanq — up). После выключения вершины v_1 может стать готовой вершина v_2 либо v_3, но никогда обе вместе. С другой стороны, условие готовности вершины v_4 выполнится только тогда, когда будут зажжены обе ее входные дуги, что возможно лишь в случае срабатывания обеих вершин v_2 и v_3. Таким образом, если при выполнении программы, содержащей F_2, выполнится его условие готовности, то в результате его однократного выполнения выходная дуга зажжена не будет, а внутренняя дуга (v_2, v_4) либо (v_3, v_4) останется зажженной. Отметим существенное отличие F_2 от F_1: при повторном выполнении F_2 возможно выполнение условия готовности вершины v_4, если результат выполнения распознавателя p окажется противоположным первому. При этом будет зажжена выходная дуга фрагмента и ни одна внутренняя дуга не останется зажженной.

Фрагмент F_3 (рис. 2,*в*) демонстрирует ситуацию, известную под названием гонки или конфликт (conflict). После выключения вершины v_1 зажигаются дуги (v_1, v_2) и (v_1, v_3), поэтому обе вершины v_2 и v_3 окажутся готовыми. В то же время единственная входная дуга вершины v_4 будет зажжена, если выполнится любая вершина v_2 или v_3. Поэтому единственная выходная дуга фрагмента может казаться зажженной, в то время как имеются еще зажженные внутренние дуги. При выполнении фрагмента F_3 возможны, например, такие последовательности срабатывания вершин: $v_1\ v_2\ v_4\ v_3\ v_4$, $v_1\ v_3\ v_4\ v_2\ v_4$, $v_1\ v_2\ v_3\ v_4$, $v_1\ v_3\ v_2\ v_4$. Из этих последовательностей видно, что результаты выполнения фрагмента F_3 могут быть существенно не однозначными. Таким образом, присутствие в программе конфликтного фрагмента может быть причиной как ее неоднозначного выполнения, так и причиной ситуации, при которой после выполнения заключительной вершины граф-схемы остаются готовые вершины.

Фрагмент F_4 (рис. 2,*г*) носит название «не чистый» фрагмент (unclean). После выполнения условия готовности F_4 он срабатывает и всегда зажигает свою выходную дугу, однако одна внутренняя дуга (v_2, v_3) либо (v_2, v_4) останется при этом зажженной и при повторном выполнении фрагмента может привести к неоднозначным результатам.

Фрагменты $F_1 \div F_4$ демонстрируют наиболее простые патологические образования в граф-схемах асинхронных параллельных программ.

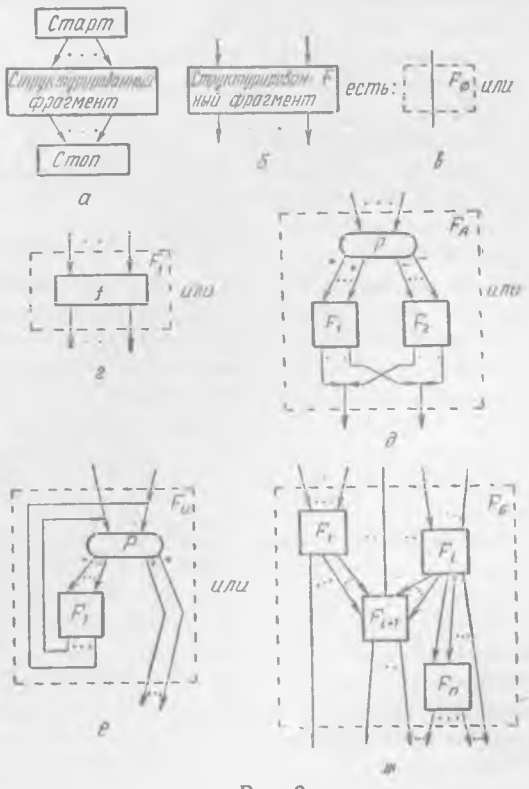
Отметим, что выполнение патологических фрагментов характеризуется следующими особенностями: 1) если до выполнения фрагмента были зажжены все входы, то после остановки некоторые входные или внутренние дуги могут остаться зажженными (см. фрагменты F_1, F_2 и F_4); 2) хотя в процессе выполнения фрагмента зажигаются все выходы, некоторые входные или внутренние дуги в этот же момент остаются зажженными или даже имеются готовые вершины (см. фрагменты F_3, F_4).

Для дальнейшего исследования полезно расширить класс Γ_d граф-схем с ИЛИ-вершинами: допускается произвольное конечное число входных дуг вершин-операторов (кроме начальной) и разрешается заменять ИЛИ-вершины, имеющие более двух входных дуг деревьями ИЛИ-вершин с меньшим количеством входных дуг. Обозначим расширенный класс через Γ_{rd}. Очевидно, что $\Gamma_d \subset \Gamma_{rd}$ и любая граф-схема из Γ_{rd} может быть эффективно преобразована в соответствующие граф-схему в Γ_d.

Назовем $G \in \Gamma_{rd}$ *граф-схемой с хорошим поведением*, если всегда после выполнения G все ее дуги погашены. Класс всех таких граф-схем обозначим через Γ_b. Очевидно, что $\Gamma_b \subset \Gamma_{rd}$. Термин граф-схема с хорошим поведением использован в связи с тем, что просматриваются значительные *аналогии* между граф-схемами из Γ_b и схемами потока данных с хорошим поведением (см., например, [3, с. 55; 4, с. 16]).

Утверждение 2. *Любая граф-схема* $G \in \Gamma_b$ зацикливается либо останавливается после срабатывания заключительного оператора **стоп.**

Действительно, срабатывание любой вершины граф-схемы приводит к зажиганию ее выходных дуг. Поэтому зажигание дуг распространяется по граф-схеме с выходных дуг начальной вершины и может прекратиться только после срабатывания заключительной вершины, которая не имеет выходных дуг. Но так как граф-схема обладает хорошим поведением, то после выполнения заключительного оператора не должно быть зажженных дуг. Утверждение доказано.



Распространим понятие хорошего поведения также и на фрагменты: скажем, что фрагмент F обладает *хорошим поведением*, если после выполнения F всегда зажжены все его выходные дуги, причем тогда и только тогда, когда все внутренние и входные погашены. Очевидно, что ни один из фрагментов $F_1 \div F_4$ (рис. 2) не обладает хорошим поведением.

В реальных произвольно построенных программах описанные патологические образования могут смешиваться и охватывать десятки и сотни вершин, что резко затрудняет их выявление. Ясно, что невозможно составить и полную коллекцию патологических ситуаций. Однако в этом нет необходимости, так как можно быть уверенным в том, что граф-схема лишена любых патологических образований (т. е. является граф-схемой с хорошим поведением), не анализируя присутствие патологических образований в граф-схеме. Можно построить граф-схемы с хорошим поведением, из фрагментов с хорошим поведением, применяя ограниченное число правил их композиции. Оказывается, что любая граф-схема во вводимом ниже классе структуриро-

ванных асинхронных параллельных граф-схем обладает хорошим поведением.

Структурированной асинхронной параллельной граф-схемой называется ориентированный граф (рис. 3, *а*), состоящий из начальной вершины, *структурированного фрагмента* и заключительной вершины, причем входами структурированного фрагмента являются выходные дуги начальной вершины, а его выходами — входные дуги заключительной вершины.

Структурированный фрагмент F (рис. 3, *б*) определяется рекурсивно;

1) *пустой фрагмент* $F_\varnothing$ (рис. 3, *в*), состоящей из единственной дуги и *преобразователь* F_l (рис. 3, *г*), содержащий единственную вершину-преобразователь, являются структурированными фрагментами;

2) пусть F_1, F_2 — структурированные фрагменты ($F_2 \neq F_\varnothing$) и p — распознаватель. Тогда *альтернатива* F_A (рис. 3, *д*) и цикл $F_ц$ (рис. 3.*е*) являются структурированными фрагментами;

3) пусть $F_1, F_2, \ldots, F_n$ — структурированные фрагменты, каждый из которых есть либо преобразователь, либо альтернатива, либо цикл. Тогда *бесконтурный фрагмент* $F_Б$ (рис. 3, *ж*), являющийся произвольным бесконтурным мультифрагментом на множестве вершин $F_1, \ldots, F_n$ — структурированный фрагмент;

4) никакие другие фрагменты структурированными не являются.

Фрагменты $F_1, \ldots, F_n$, входящие в определение альтернативы, цикла и бесконтурного фрагмента, будем называть подфрагментами. Класс всех структурированных граф-схем обозначим через Γ_s.

Таким образом, определение структурированной асинхронной параллельной граф-схемы прежде всего не допускает произвольное использование разпознавателей и упорядочивает структуру программы. Распространим определение хорошего поведения естественным образом на структурированные граф-схемы и фрагменты.

Утверждение 3. *Произвольная структурированная асинхронная параллельная граф-схема обладает хорошим поведением.*

Это утверждение является очевидным, если справедливо

Утверждение 4. *Произвольный не пустой структурированный фрагмент F обладает хорошим поведением.*

Докажем утверждение 4. Очевидно, что оно справедливо при $F = F_l$. Предположим что $F = F_A$ (рис. 3, *д*) и подфрагмент F_2 с хорошим поведением, а подфрагмент F_1 либо пустой, либо с хорошим поведением. Покажем, что альтернатива F_A в этом случае обладает хорошим поведением, Действительно, условие готовности F_A выполнится только тогда, когда будут зажжены все входные дуги распознавателя p, т. е. входы F_A. В результате срабатывания распознавателя p все его входные дуги будут погашены (т. е. погасятся все входные дуги F_A), а зажгутся либо плюс-дуги, либо минус-дуги, что обусловит выполнение условия готовности либо F_1, либо F_2. Так как оба F_1 и F_2 по

предположению являются фрагментами с хорошим поведением, то срабатывание любого готового из них приведет к зажиганию всех выходных дуг фрагмента F_A только тогда, когда все внутренние и входные будут погашены, т. е. F_A — фрагмент с хорошим поведением.

Предположим, что $F \equiv F_ц$ (рис. 3,*е*) и подфрагмент F_1 обладает хорошим поведением. Очевидно, что выходные дуги $F_ц$ будут зажжены только тогда, когда все внутренние и входные будут *погашены, т. е. $F_ц$ — фрагмент с хорошим поведением.*

Осталось показать, что $F \equiv F_Б$ (рис. 3,*ж*) является фрагментом с хорошим поведением, если подфрагменты $F_1, \ldots, F_n$ обладают хорошим поведением. Действительно, каждая выходная дуга $F_Б$ является выходной дугой одного из подфрагментов, если какая-либо выходная дуга еще не зажжена, то это означает, что соответствующий фрагмент еще не сработал. С другой стороны, $F_Б$ не содержит фрагментов без входных дуг, поэтому каждый его фрагмент обязательно выполнится, после того как зажгутся все входные дуги $F_Б$. Следовательно, $F_Б$ — фрагмент с хорошим поведением. Утверждение 3 доказано.

Определение класса Г структурированных асинхронных параллельных граф-схем дано независимо от исследуемого расширенного класса Γ_{rd} граф-схем с ИЛИ-вершинами. Поэтому важно установить условия, при которых структурированная граф-схема $G \in \Gamma_s$ принадлежит Γ_{rd}. Если $G \in \Gamma_s \cap \Gamma_{rd}$, то этот факт можно истолковать как возможность преобразования G в соответствующую граф-схему из Γ_d и затем в некоторую множественную форму *ikjl*-программы. Очевидно, однако, что $\Gamma_s/\Gamma_{rd} \neq \varnothing$.

Пусть $G \in \Gamma_s$ — произвольная структурированная граф-схема. Прежде всего отметим, что G по определению не содержит петель и кратных дуг, так как является ориентированным графом.

Рассмотрим теперь, каким образом в G могут быть связаны между собой ИЛИ-вершины. Очевидно, что определение не допускает контуров, состоящих только из ИЛИ-вершин, и каждая ИЛИ-вершина имеет ровно одну выходную дугу. Поэтому любой подграф в G, состоящий только из ИЛИ-вершин, является входящим деревом и может быть заменен одной ИЛИ-вершиной с соответствующим числом входных дуг (см. определение класса Γ_{rd}).

Выделим в G все максимальные входящие деревья, имеющие в качестве своих вершин только ИЛИ-вершины. Каждое такое дерево заменим одной ИЛИ-вершиной с входными дугами из тех же вершин операторов, из которых вели дуги в удаляемое дерево, и обозначим полученный граф через G'. Тогда имеет место

Утверждение 4. *Структурированная граф-схема G принадлежит Γ_{rd} в том и только в том случае, если G' удовлетворяет свойствам 5—8 граф-схем из Γ_d* (см. в [2]).

Это утверждение является следствием утверждения 1 и способа расширения класса Γ_d.

В заключение статьи отметим две задачи, которые требуют своего решения: разработать алгоритм, позволяющий проанализировать, является ли произвольная граф-схема из Γ_{rd} структурированной; установить необходимые и достаточные условия однозначности структурированных асинхронных параллельных граф-схем.

Список литературы: 1. *Колубай С. К.* Программирование и реализация циклических процессов на асинхронном языке типа $< i, k, j, l >$.— Проблемы бионики, 1980, вып. 26, с. 66—73. 2. *Колубай С. К.* Асинхронные паралельные граф-схемы с ИЛИ-вершинами.— См. статью в настоящем сборнике. 3. *Rumbaugh T. E.* A parallel asynchronous computer architecture for data flow programs.— Proj. MAC Techn. Rept., No 150. Massachusetts Institute of Technology, 1975, p. 1—320. 4. *Деннис Дж. Б., Фоссин Дж. Б., Линдерман Дж. П.* Схемы потока данных.— В кн.: Теория программирования. Ч. 2. Новосибирск, ВЦ СО АН СССР, 1972, с. 7—41.

Поступила 7 марта 1980 г.

УДК 681.323

А. Г. МУРАШКО, канд. техн. наук, Ю. С. ЗАМАЛЕЕВ

МОДЕЛЬ ПРОЦЕССА ПОСТАНОВКИ И РЕШЕНИЯ ЗАДАЧ НА АДАПТИВНОЙ НЕОДНОРОДНОЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СИСТЕМЕ

При моделировании биологических систем необходимо производить вычисления для каждой конкретной задачи в рамках следующих стратегий проведения эксперимента [1].

1. Каждая i-я задача решается в заданное время и с заданной погрешностью.

2. Погрешность решения ее — минимальная при заданном времени решения.

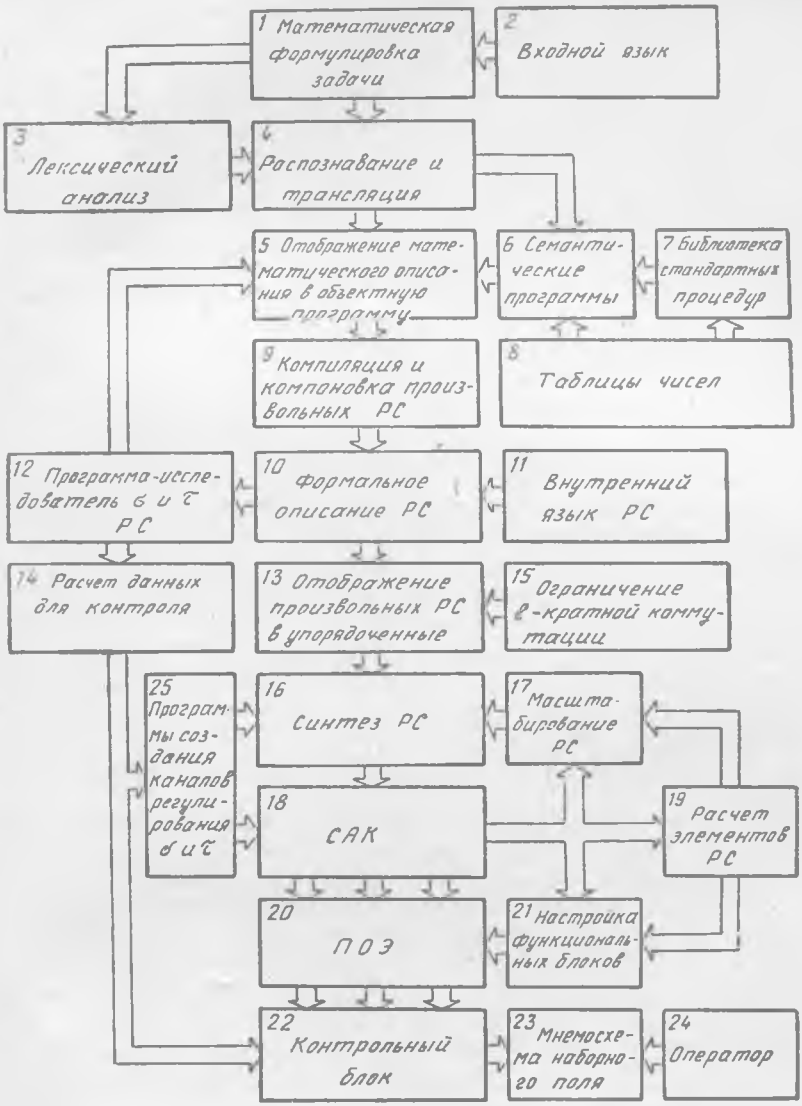
3. Время решения — минимальное, а погрешность решения не более заданной.

4. Время решения и погрешность его — в заданных пределах. Удовлетворение любой из этих стратегий в рамках вычислительных систем с «жесткой» структурой затруднительно [2]. Практически не существует методов априорного определения возможностей для обеспечения заданной стратегии. Решение же задач моделирования методом последовательных проб ведет к необоснованному удорожанию эксперимента и увеличению сроков исследований.

Развитие вычислительных систем с изменяемой конфигурацией и новые принципы организации вычислительных процессов открывают пути преодоления указанных трудностей. В работе [3] описана адаптивная неоднородная вычислительная система (АНВС), целенаправленно изменяющая свою конфигурацию в зависимости от требований принятой стратегии эксперимента.

Рассмотрим постановку задачи к решению и реализацию вычислительного процесса на АНВС в рамках модели, изображенной на рисунке.

Представим процесс прохождения задачи от момента ее постановки до получения требуемых результатов, как состоящий из нескольких этапов. Первый — математическая постановка исходной задачи. Она может быть инженерной, экономической или



решаемой с целью исследовать физический процесс средствами вычислительной техники. Необходимо выявить наиболее рациональную форму описания исследуемого процесса или явления, определить пределы изменения отдельных наиболее важных па-

раметров. Обязательно следует указать пределы допустимых отклонений от необходимой точности и времени решения конкретной задачи, исходя из позиции эффективного применения средств вычислительной техники, а в данном случае с позиции обобщенного ограничивающего критерия — стоимости эксперимента $C_э$ [1].

Как правило, первый этап является этапом подготовки и выполняется полностью человеком. Он тщательно анализирует решаемую задачу и выбирает наиболее рациональные средства и методы решения, а также на входном языке формулирует задание вычислительной машине.

Второй этап заключается в следующем. Посредством машины-диспетчера [3] производитс лексический анализ, распознавания и трансляции математического описания с входного языка на внутренний язык. Любую форму математического описания (дифференциальные, интегральные, интегро-дифференциальные и алгоритмические операторы) можно представить состоящей из элементов определенного типа, которые известны заранее. Например, любое дифференциальное уравнение можно представлять в общем виде элементами типа

$$\ldots \pm \varphi(t, \psi(y), \psi_2(y'), \ldots \psi_n(y^{(n)}) f\left(\frac{d^n y}{dt^n}\right) \pm \ldots$$

При этом каждый тип элемента порождает часть общей структурной схемы решения уравнения, которое записано на входном формальном языке. Распознаватель транслятора, осуществляя лексический анализ входной записи и выявляя тот или иной тип элемента, передает управление семантическим программам. Семантические программы, пользуясь библиотекой стандартных процедур и специальных таблиц, сразу же отображают распознанный элемент в структурную схему. Таким образом, программа-транслятор, осуществляя слева направо просмотр записанного в строчку исходного уравнения, производит построение решающей структуры.

Основная часть транслятора — это распознаватель, который построен по правилам формальной грамматики, например, метод Флойда, Замельзона — Баура, старшинства Вирта и т. п.

На третьем этапе посредством машины-диспетчера производится синтез рациональных вычислительных схем и рассчитываются данные для контроля, а также для настройки соответствующих блоков и установки передаточных коэффициентов. С помощью специального устройства, которое содержит управляемый коммутатор с полной или l-кратной коммутацией, осуществляется автоматическое построение реальной структурной схемы.

В случае, когда вычислительное устройство с программируемой структурой содержит l-кратный коммутатор, на сеть связей вычислительных блоков накладываются определенные ограничения. При этом синтезированная схема решения упорядочивается

по специальным алгоритмам так, чтобы построенная структурная схема соответствовала возможностям системы коммутации.

Если коммутатор, входящий в состав вычислительного устройства с программируемой структурой, функционирует по принципу полной коммутации, то упорядочивание составленной схемы решения не производится.

Затем машина-диспетчер представляет структурную схему на внутреннем формальном языке, выводя на выходные носители информации данные о схеме соединений вычислительных блоков, представленные в виде определенных кодов. Также выводятся данные о потенциометрических установках, значениях параметров, над которыми осуществляется контроль и т. п. В конечном счете кодированный текст поступает в систему автоматической коммутации устройства сопряжения, где формальное описание расшифровывается и структура вычислительной системы настраивается на решение поставленной задачи.

Четвертый этап — производится статический контроль и контроль правильности набранной задачи, которые выполняются с помощью контрольного блока и оператором по мнемосхеме наборного поля вычислительной системы.

Осуществляется пробное решение, в процессе которого блоки и программы масштабирования устанавливают требуемые масштабы переменных. Производится динамический контроль правильного функционирования синтезируемой вычислительной структуры решаемой задачи. Одновременно с этим определяются величины, подлежащие процессу контроль — коррекция с помощью так называемых каналов регулирования. Для построения каналов регулирования предназначена специальная программа создания вспомогательных задач, которая изображена на рисунке в виде блока 25.

В рамках рассмотренной модели процесса постановки и организации вычислительного процесса на АНВС осуществляются четыре стратегии проведения решения задач.

Таким образом, достигается наиболее рациональная организация процессов постановки решения задач, которая обеспечивается функционированием специализированной операционной системы АНВС (ОС — АНВС), входящей в состав системы программного обеспечения АНВС [4].

Список литературы: 1. *Замалеев Ю. С.* Принципы организации адаптивного поведения цифрового интегратора.— Проблемы бионики, 1979, вып. 22, с. 38—42. 2. *Мурашко А. Г., Замалеев Ю. С.* Структура адаптивной мультипроцессорной вычислительной системы.— Проблемы бионики, 1979, вып. 22, с. 24—32. 3. *Мурашко А. Г., Замалеев Ю. С.* Структура адаптивной неоднородной вычислительной системы.— АСУ и приборы автоматики, 1980, вып. 53, с. 31—35. 4. *Мурашко А. Г., Замалеев Ю. С.* Основные алгоритмы операционной системы адаптивной неоднородной вычислительной системы. См. статью в настоящем сборнике.

Поступила 12 декабря 1979 года.

УДК 681.323

А. Г. МУРАШКО, канд. техн. наук, *Ю. С. ЗАМАЛЕЕВ*

ОСНОВНЫЕ АЛГОРИТМЫ ОПЕРАЦИОННОЙ СИСТЕМЫ АДАПТИВНОЙ НЕОДНОРОДНОЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СИСТЕМЫ

Описанная в работе [1] структура адаптивной неоднородной вычислительной системы АНВС позволяет преодолевать трудности, возникающие при моделировании биологических систем [2]. Программным продолжением и расширением аппаратурной части АНВС является ее специализированная операционная система. Рассмотрим здесь основные алгоритмы операционной системы АНВС (ОС—АНВС), обеспечивающие высокую эффективность использования аппаратуры АНВС в рамках решаемого класса задач.

АНВС с помощью ОС—АНВС алгоритмически настраивается на получение решения задачи, где точность δ и быстродействие τ заданы в соответствии с выбранной стратегией решения [3]. При решении задачи на АНВС осуществляется аппаратный контроль параметров данной задачи и при необходимости производится их коррекция путем выполнения корректурных программ или введением каналов регулирования.

Блок-схема ОС—АНВС (рис. 1) содержит алгоритмы A, B, C, D, E и управляющую программу (монитор).

Процесс настройки АНВС происходит следующим образом. Машина-диспетчер [1], получив исходные данные и условия проведения решения задачи, вызывает программу формирования задач A. При этом в запоминающем устройстве машины-диспетчера хранятся программы автоматического отображения алгебраических, дифференциальных, интегральных и интегро-дифференциальных операторов в аналоговые, цифровые и гибридные вычислительные структуры. Тогда управляющая программа производит выбор пакета, в котором содержится задача с высшим приоритетом k_i, а затем на основе признаков $\{\Pi\}$, $\{\sigma\}$, $\{T\}$ вызывает нужную программу отображения B. При этом признаки обусловлены заранее. При их введении происходит вызов и выполнение определенного алгоритма отображения, что создает аналоговые вычислительные структуры АВС или цифровые вычислительные структуры ЦВС. Полученные АВС и ЦВС оцениваются по точности и быстродействию посредством алгоритма выбора и оценки вычислительных структур C.

При удовлетворении результатов прогнозирования необходимым условиям по точности и быстродействию происходит вызов алгоритма построения рациональных вычислительных структур D. При выполнении алгоритма D произвольная вычислительная структура преобразуется в структуру, соответствующую возможностям системы автоматической коммутации (САК). При реализации

программы D формируется кодированный текст формального описания вычислительной структуры АВС, ЦВС или ГВС.

Программа упорядочивания решающих структур содержит подпрограммы, которые выполняются последовательно. Структур-

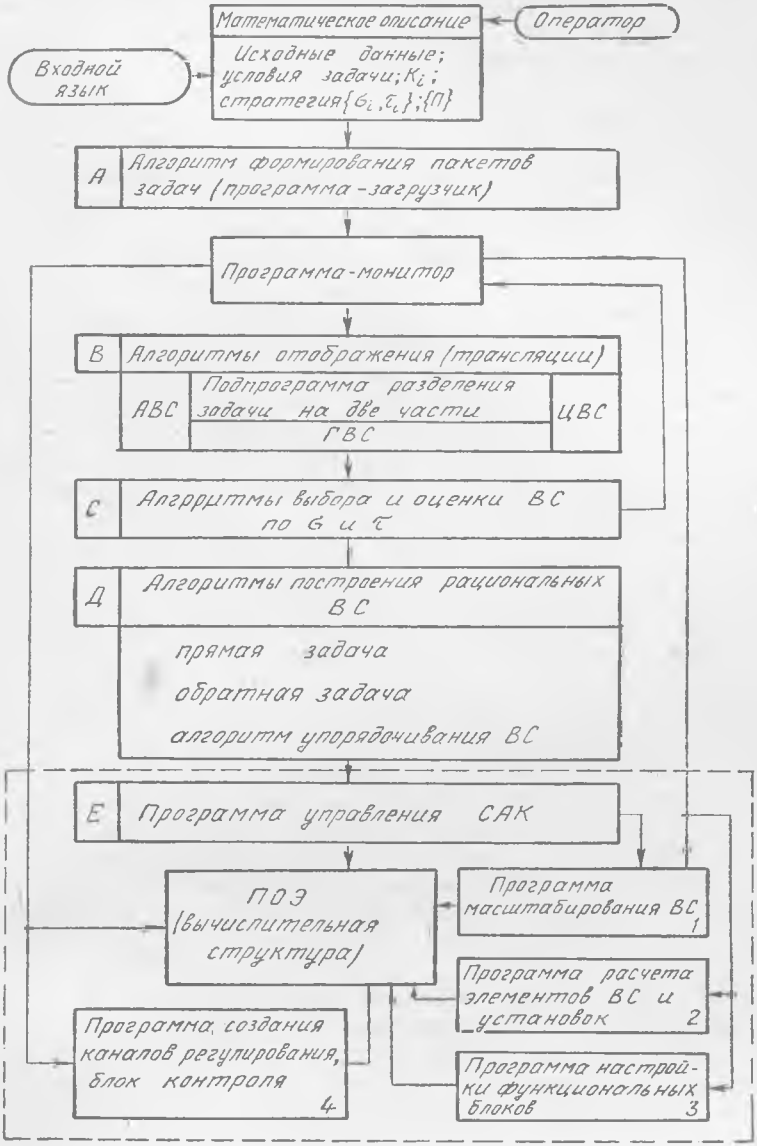


Рис. 1.

ные схемы, записанные на внутреннем формальном языке [4, 5], являются исходными данными для этих подпрограмм.

При неудовлетворительных результатах прогнозирования программа выбора и оценки вычислительных структур C обращается к программе-монитору и последняя вызывает одну из программ разделения задачи на две части. При этом формируется гибридная вычислительная структура ГВС, как результат действия специальной программы компоновки и программы разделения задачи на две части. Затем ГВС оценивается по точности и быстродействию. Если ГВС удовлетворяет условиям по точности и быстродействию, то происходит ее упорядочивание. Если ГВС не удовлетворяет условиям по точности и быстродействию, то процесс повторяется до тех пор, пока не исчерпываются возможности подпрограмм разделения задачи на две части и не будет найден вариант разделения, который позволит сформировать ГВС, удовлетворяющую названным условиям.

Программа управления системой коммутации E согласно тексту формального описания реализует сформированную вычислительную структуру на поле операционных элементов и стандартных процедур АНВС. Затем управляющая программа производит вызов программ обслуживания и диагностики из запоминающего устройства машины-диспетчера. В результате процесс настройки вычислительной системы в соответствии с заданным оператором функционирования заканчивается.

В случае более детального рассмотрения, в частности на уровне математического описания решаемой задачи в вычислительные структуры и оценки последних по точности и быстродействию, логика функционирования основных алгоритмов ОС—АНВС состоит в следующем (рис. 2).

Программа-загрузчик передает решаемую задачу управляющей программе с указанием признаков нужной стратегии решения. Тогда управляющая программа инициирует функционирование определенной программы отображения. Происходит обращение к программе отображения математических описаний в АВС или в ЦВС в зависимости от заданной стратегии решения. В заданной стратегии критическим параметром может выступать или погрешнось σ, или время решения t: при t происходит обращение к программе формирования задач A, при σ — к алгоритму Ц.

Результатом функционирования алгоритма В является АВС или $ЦВС_i$.

В качестве примера покажем функционирование аналогового канала отображения. Программа отображения математических описаний в АВС генерирует, в зависимости от задания и возможностей вычислительной системы, одно или несколько формальных описаний вычислительных структур.

$АВС_1$, $АВС_2$, ..., $АВС_i$ ($i = 1, 2, 3, \ldots$) равноценны по времени стратегии (позволяет провести эксперимент с заданным быстродействием $\tau_{задан}$).

Синтезированные АВС посредством алгоритма Ц оцениваются только по σ. Каждая $АВС_i$ оценивается критическим числом k_{σ}, условно характеризующим данную структуру по σ. Результатом функционирования алгоритма Ц есть набор чисел k_{σ_i}.

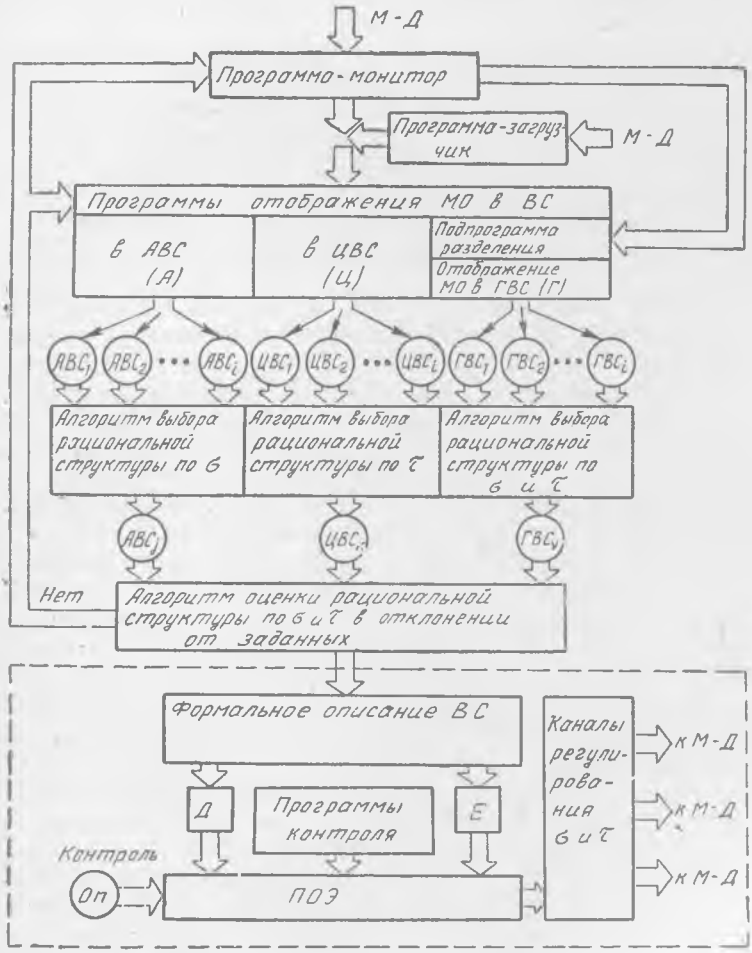


Рис. 2.

Затем в зависимости от стратегии решения выбирается рациональная вычислительная структура, характеризующаяся тем или иным k_{σ_i}.

В случае аналоговых структур, когда критическим параметром является τ, вычислительная структура выбирается по минимальному числу k_{σ_i}. Минимальное значение k_{σ_i} говорит о том,

что данная структура предпочтительнее остальных в смысле погрешности.

Затем управляющая программа инициирует работу программы оценки σ на выбранной $АВС_j$. При этом программа оценки анализирует $АВС_j$ и определяет, если они есть, пределы отклонения σ от $\sigma_{задан}$.

Когда выбранная $АВС_j$ удовлетворяет стратегии решения по σ, то управляющая программа инициирует работу программ D, E и программ диагностики и контроля. При этом функционирует программа масштабирования, расчеты начальных и дополнительных условий и программ установки и настройки потенциометров и функциональных блоков выбранной аналоговой структуры.

Затем осуществляется коммутация, на поле операционных элементов вычислительной структуры, также делается пробное решение.

При наличии отклонений в $АВС_j$ по погрешности от заданного значения посредством управляющей программы вызывается работа программы Ц, трансляция по программе Ц аналогично процессу отображения по программе A. Разница заключается в том, что t есть критический параметр, в соответствии с которым сравниваются, выбираются и оцениваются конкретные для решаемой задачи $ЦВС_i$. Но при этом погрешность не оценивается.

По алгоритму выбора выбирается $ЦВС_k$. Затем алгоритм оценки определяет пределы отклонения времени решения от заданного для структуры $ЦВС_k$. В случае удовлетворения $ЦВС_k$ требованиям стратегии, осуществляется коммутация и настройка $ЦВС_k$ на поле операционных элементов. Отсюда видно, что задача функционирования ОС—АНВС на указанном уровне заключается в выборе, оценке, самонастройке конкретной конфигурации элементов. Эти элементы связаны между собой согласно алгоритму решаемой задачи в вычислительную структуру, удовлетворяющую заданной стратегии.

На этапе подготовки ОС—АНВС настраивает вычислительную структуру алгоритмически. При этом ОС—АНВС выбирает чисто аналоговую или чисто цифровую структуру.

В случае, когда на чисто аналоговом или чисто цифровом уровне не удается удовлетворить стратегии решения, управляющая программа производит вызов программы Г (рис. 2).

В программу отображения Г входит программа разделения задачи на две части: аналоговую и цифровую.

В основном трансляция по программе Г осуществляется аналогично программам трансляции А и Ц. Разница в том, что гибридные вычислительные структуры $ГВС_1$, $ГВС_2$, ..., $ГВС_l$ сравниваются, выбираются, оцениваются посредством специальных программ выбора и оценки по двум параметрам: погрешности и времени решения.

То обстоятельство, что ОС—АНВС способна с помощью своих средств создавать и обслуживать широкий диапазон струк-

турных конфигураций, характеризует адаптируемость программ к изменяющимся ресурсам.

Управляя выполнением программ потребителя и программных компонент системы программного обеспечения, ОС—АНВС позволяет рационально организовать процесс постановки и прохождения задач в соответствии с заданной стратегией решения.

Список литературы: 1. *Мурашко А. Г., Замалеев Ю. С.* Структура адаптивной неоднородной вычислительной системы.— АСУ и приборы автоматики, 1980, вып. 53, с. 31—35. 2. *Мурашко А. Г., Замалеев Ю. С.* Структура адаптивной мультипроцессорной вычислительной системы.— Проблемы бионики, 1979, вып. 22, с. 24—32. 3. *Замалеев Ю. С.* Принципы организации адаптивного поведения цифрового интегратора.— Проблемы бионики, 1979, вып. 22, с. 38—42. 4. *Мурашко А. Г., Сенченко Н. И., Терентьев М. Ф.* Об одном способе формального описания структурных схем для АВМ.— Аналоговая и аналого-цифровая вычислительная техника, 1972, вып. 5, с. 80—86. 5. *Красногорова В. С., Мурашко А. Г., Сенченко Н. И.* Способ построения *l*-кратной коммутирующей матрицы для аналоговых структур.— Автоматика и телемеханика, 1974, вып. 7, с. 172—177.

Поступила 12 декабря 1979 г.

УДК 519.762.2

М. Ф. БОНДАРЕНКО., канд. техн. наук, *Н. В. ШАРОНОВА*

ЗАДАЧА ФРАГМЕНТАЦИИ СУФФИКСОВ ИМЕН СУЩЕСТВИТЕЛЬНЫХ

В пределах употребительной лексики словообразовательная система русского языка складывается из трех основных подсистем: корнетипы знаменательных слов, приставки, суффиксы. Из трех типов морфем складываются модели простых и сложных слов по определенным семантическим схемам. Смысловые ассоциации наиболее сложно организованы, поскольку значение слова не есть простая сумма значений составляющих его частей. Составление слова происходит по ступеням, одновременно присоединяются друг к другу только две части.

В русском языке около двухсот разных суффиксов, из них две трети составляют производные суффиксы, которые образовались путем наращивания звуков на исходные морфемы [1]. Наиболее разветвленную подсистему образуют именные суффиксы. Каждая часть речи имеет свой инвентарь суффиксов, самая разнообразная истема суффиксов у имени существительного.

Образованию суффиксальных основ русского языка свойственны элементы агглютинации. Простые суффиксы относительно немногочисленны, наиболее разнообразны цепочки суффиксов, из которых исторически возникали производные суффиксальные морфемы. Значимость осложненных, вторичных суффиксов определяется исходными морфемами. Следует отметить, что, наряду с очевидным разнообразием и многообразием суффиксов, в их составе часто встречаются одинаковые кусочки, исторически

восходящие к простым суффиксам, а также одинаковые (в смысле сочетания букв) наращения исходных морфем. Например, можно заметить, что в 170 различных (по грамматике [2]) суффиксах имен существительных часто встречаются около 30 таких кусочков, как *ец, ик, ек, ок, ан, ян* и т. п., которые сами по себе могут быть простыми суффиксами, а иногда встречаются и в качестве наращений на простые, неосложненные суффиксы. На основании этих фактов нам представляется целесообразным разделение суффиксов на такие кусочки, наиболее часто встречающиеся и являющиеся как бы «кирпичиками» при построении простых и сложных суффиксов. Такие кусочки будем в дальнейшем называть фрагментами суффиксов, полагая, что фрагмент суффикса несет в себе ту же семантику, что и суффикс, в который он входит, т. е. самостоятельным значением фрагмент суффикса обладает лишь тогда, когда он совпадает с простым суффиксом. Суффиксы могут состоять из одного и более фрагментов. Суффикс, состоящий из одного фрагмента, будем называть *однофрагментным*, в других случаях — *двух-*, *трех-* и т. д. *фрагментным* соответственно. Максимальное количество фрагментов в суффиксе имени существительного равно пяти.

Разбиение на фрагменты суффиксов производим следующим образом. Существует набор фрагментов-эталонов. Их значительно меньше общего количества суффиксов, что позволяет делать более экономичную формальную запись. Еще больше сокращает количество фрагментов то обстоятельство, что некоторые из них можно рассматривать как варианты одного и того же фрагмента. Например, фрагменты *ак-ач, як-яч, ок-оч* и т. п., то есть при определенных условиях фрагменты *ак, як, ок, ик* переходят в *ач, яч, оч, ич* (*бедняк — беднячка, дождик — дождичек, грибок — грибочек*).

В результате исследований, проведенных с помощью обратного словаря [3], выяснилось, что определенные фрагменты суффиксов чаще всего стоят на определенных местах в слове. Например, фрагменты с опорными согласными буквами *к, ц, ч, ш, л, г* могут находиться лишь в конце слова, перед окончанием, либо перед строго ограниченным количеством фрагментов суффиксов, таких как *-к(а), ок-ек-ёк.* Таких фрагментов большинство, и они составляют основной инвентарь простых суффиксов. Другие фрагменты суффиксов, такие как *ов* (*ев*), *ин, ен* и т. п., в большинстве случаев встречаются перед основными фрагментами и чаще всего являются теми наращениями, которые усложняют суффиксы. Разбиение суффиксов на фрагменты позволяет приблизительно втрое сократить количество деривационного материала, требующего формального представления. Кроме того, мы можем выделить процессы, протекающие на границах фрагментов суффиксов, т. е. непосредственно в самом сложном суффиксе, а также на стыках суффикса с основой и окончанием.

Для описания этих и других словообразовательных процессов нами будет использоваться алгебра конечных предикатов, описанная в [4, 5] и примененная при описании процессов словоизменения [6, 7].

В качестве примера, иллюстрирующего возможности применения алгебры конечных предикатов для описания процессов, происходящих в фрагментах суффиксов, опишем чередования гласных и согласных букв в фрагментах суффиксов с опорной буквой *к*. Всего таких фрагментов с их вариантами пять: *ак-як, ок-ек-ёк, ик, —к, ук-юк.*

Обозначим первую и вторую буквы фрагмента s_1 и s_2 соответственно. В таком случае областью определения этих переменных будут наборы гласных и согласных букв, которые принимают s_1 и s_2, т. е. s_1 может принимать значения *а, я, о, е, ё, и, —, у, ю*, s_2 — *к, ц, ч* (здесь учитываются чередования $к \to ч$ и $к \to ц$ при определенных условиях, которые будут описаны ниже). Цель наших математических построений — определение вида функций $s_1 = f(x_1, x_2, \ldots, x_m)$, $s_2 = \varphi(x_{m+1}, \ldots, x_n)$ зависимости первой и второй букв фрагмента суффикса от системы признаков $x_1, x_2, \ldots, x_m, \ldots, x_n$.

Рассмотрим подробнее эту зависимость и сами признаки. Следует подчеркнуть, что при описании различаются три процесса, протекающие на границах фрагментов суффиксов.

1. Чередования в последней букве основы перед первой буквой фрагмента.

2. Выбор гласной s_1.

3. Чередования согласной s_2.

В первом случае определяющим признаком является присоединение фрагмента с определенной согласной буквой. Например, при присоединении большинства фрагментов с согласной буквой происходят чередования $к \to ч, г \to ж$, $(н, х) \to ш$ (*друг—дружок—дружочек, карман—кармашек* и т. п.). При этом выделяются три класса чередований: $\tau_1 = t_1^{а} \vee t_1^{ж}$; $\tau_2 = t_1^{к} \vee t_1^{ч}$; $\tau_3 = (t_1^{н} \vee t_1^{х}) \vee t_1^{ш}$, где t_1 — последняя буква основы со значениями: *б, в, г, д, е, з, з′, к, л, л′, м, н, н′, о, п, р, р′, с, т, ч, ш, щ, х, ь* (буква со штрихом означает мягкую согласную). Других чередований в последней букве основы перед фрагментами суффиксов с опорной буквой *к* не происходит, поэтому в этом случае справедливо равенство $\tau_1 \vee \tau_2 \vee \tau_3 = 1$.

Во втором случае, когда происходит выбор гласной s_1, в области определения переменной s_1 выделяются следующие классы чередований: $\mu_1 = s_1^{а} \vee s_1^{я}$; $\mu_2 = s_1^{о} \vee s_1^{е} \vee s_1^{ё}$; $\mu_3 = s_1^{и} \vee s_1^{ю}$; $\mu_4 = s_1^{ы}$; $\mu_5 = s_1^{_}$, причем в пределах данного класса фрагментов $\mu_1 \vee \mu_2 \vee \mu_3 \vee \mu_4 \vee \mu_5 = 1$. Выбор класса чередований определяется тем набором семантических значений суффиксов, в которые входит данный фрагмент. Внутри каждого класса чередований (т. е. внутри каждого подкласса значений первой буквы фрагмента)

записываем правило появления того или иного значения. Например, для $\mu_1 = s_1^a \vee s_1^я$ запишутся следующие уравнения алгебры конечных предикатов: $s_1^a \supset x_1^б \vee x_1^в \vee$

$$\vee x_1^д \vee x_1^ж \vee x_1^з \vee x_1^м \vee x_1^н \vee x_1^р \vee x_1^с \vee x_1^т \vee x_1^ч \vee x_1^ш \vee x_1^щ;$$

$$s_1^я \supset x_1^в \vee x_1^д \vee x_1^з \vee x_1^л \vee x_1^м \vee x_1^н \vee x_1^0 \vee x_1^р \vee x_1^с \vee x_1^т \vee x_1^ь.$$

Здесь x_1 — признак последней буквы основы со значениями: *б, в, ж, з, з', л, л', м, н, н', о, п, р, р', с, т, т', ч, ш, щ, ь.* Эти уравнения описывают зависимость появления первой буквы фрагмента от последней буквы основы. Мы видим, что буква *я* появляется после мягких согласных *в', д', з', м', с', т', р'*, а также после букв *л, н, о, ь*. Примеры: *рыбак, чужак,* но *здоровяк, медяк, бедняк,* а также *кривляка, гуляка* и т. п.

Для класса чередований $\mu_2 = s_1^o \vee s_1^e \vee s_1^{ё}$ существенную роль приобретает признак x_2 — признак ударности фрагмента со значениями: *у — ударный, б — безударный*;

$$s_1^o \supset (x_1^б \vee x_1^в \vee x_1^ж \vee x_1^д \vee x_1^з \vee x_1^л \vee x_1^м \vee x_1^н \vee x_1^п \vee x_1^р \vee x_1^с \vee$$

$$\vee x_1^т \vee x_1^ч \vee x_1^ш) x_2^у; \; s_1^{ё} \supset (x_1^{з'} \vee x_1^{л'} < x_1^{н'} \vee x_1^{р'} \vee x_1 \vee x_1^{т'}) x_2^у;$$

$$s_1^e \supset (x_1^ж \vee x_1^ч \vee x_1^{н'} \vee x_1^ш \vee x_1^e) x_2^б.$$

Здесь на выбор первой буквы фрагмента влияет не только признак последней буквы основы, но и ударение, например, *овраг — овражек, берег — бережок*. Таким образом, можно записать $s_1 = f(x_1, x_2, \mu)$.

В третьем случае, при описании чередований согласной буквы s_2, выделяем два класса чередований: $\varepsilon_1 = s_2^к \vee s_2^ч$; $\varepsilon_2 = s_2^к \vee s_2^ц$. На лингвистическом уровне такие чередования происходят в трех случаях: 1) при образовании имен существительных женского рода путем присоединения суффикса *-к (а)* (*рыбачка*); 2) при образовании уменьшительно-ласкательных форм путем присоединения суффиксов *-ек, -ок, -ик*: *рыбачок, беднячок*; 3) при образовании других частей речи (*рыбак — рыбачить, рыбацкий*).

Поскольку нами рассматривается словообразование только имен существительных, то интересовать нас будут лишь первые два случая. Можно сказать, что на формирование второй буквы s_2 фрагмента суффикса влияют следующие признаки: x_3 — наличие или отсутствие следующего фрагмента с опорной буквой *k*, x_4 — род со значениями: *м — мужской, ж — женский, с — средний*. Таким образом, зависимость второй буквы фрагмента суффикса от признаков запишется в следующем виде: $s_2 = \varphi(x_3, x_4, \varepsilon)$, где ε — классы чередований, которые в данном случае зависят от последующего фрагмента суффикса: $\varepsilon_1 \vee \varepsilon_2 = 1$.

Самое важное условие при решении данной задачи — соблюдение принципа однозначности, т. е. данный набор признаков должен однозначно определять фрагмент текста, хотя возможно,

что определенному фрагменту соответствует не один набор признаков. При такой постановке задачи считается, что буквы не связаны друг с другом непосредственно, они зависят лишь от признаков, которые можно описать системой уравнений алгебры конечных предикатов.

Список литературы: 1. Образование употребительных слов русского языка/Под ред. Л. Н. Засориной.— М.: Русский язык, 1979.—278 с. 2. Грамматика современного русского литературного языка/Под ред. Н. Ю. Шведовой.— М.: Наука, 1970.—767 с. 3. Обратный словарь русского языка.— М.: Сов. энциклопедия, 1974.—944 с. 4. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О конечных предикатах.— Проблемы бионики, 1980, вып. 24, с. 3—8. 5. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О теории интеллекта.— Проблемы бионики, 1979, вып. 22, с. 15—22. 6. Математическое описание процесса склонения имен прилагательных/*Ю. П. Шабанов-Кушнаренко, М. Ф. Бондаренко, В. М. Бондарев, З. Ю. Шабанова-Кушнаренко.*— Проблемы бионики, 1980, вып. 24, с. 22—27. 7. *Бондаренко М. Ф., Бондарев В. М.* О математическом описании словоизменения существительных.— Проблемы бионики, 1979, вып. 23, с. 98—104.

Поступила 25 февраля 1980 г.

УДК 519.762.2

М. Ф. БОНДАРЕНКО., канд. техн. наук, *Н. В. ШАРОНОВА*

О МАТЕМАТИЧЕСКОМ ОПИСАНИИ ПРОЦЕССОВ СЛОВООБРАЗОВАНИЯ

Для эффективного использования возможностей электронной вычислительной техники необходимо, чтобы ЭВМ могла воспринимать и обрабатывать информацию, представленную на естественном языке. В связи с этим возникла настоятельная необходимость в создании действующих моделей языка. Исследование языка и поиски способов формализации языковых структур необходимы не только для машинного перевода, но и для других более общих задач переработки информации с помощью ЭВМ.

В ряде практических задач (таких, как машинный перевод, машинное реферирование и аннотирование, перевод с естественного языка на формально-логические и т. п.) необходимо дать систему явно выраженных правил и записать эти правила с помощью специального аппарата так, чтобы ЭВМ могла воспринимать и обрабатывать вводимую языковую информацию.

Современное состояние лингвистических исследований таково, что «дальнейшее отсутствие практики, т. е. действующих систем машинного перевода (МП), тормозит не только его развитие, но и разработку самой лингвистической теории. Поэтому и необходимо рациональное сочетание теории с практикой и усиление прикладных лингвистических исследований в интересах реализации МП и решения других актуальных задач, связанных с автоматизацией информационных процессов в народном хозяйстве страны» [1, с. 49].

Одним из наименее исследованных с точки зрения формализации аспектов языка является словообразование.

Словообразование — один из самых важных и сложных разделов языкознания. Словарный состав языка чувствителен к человеческой деятельности и изменяется почти непрерывно. Непрерывный процесс появления новых слов осуществляется путем заимствования из других языков и путем собственно словообразования различными способами, причем значение и удельный вес последнего пути образования новых слов неизмеримо выше первого, хотя и многочисленного по составу разрядов слов. Словарный состав языка обогащался ранее и обогащается в настоящее время преимущественно путем деривации, т. е. образования новых слов на основе и с использованием того материала, который в языке уже имеется. Именно этим и определяется огромное значение словообразования в общей системе языка [2]. Суффиксальное словообразование относится к морфологическому словопроизводству и является «наиболее продуктивным, творческим и моделированным» [2, с. 253].

Одна из основных трудностей при попытках формального описания словообразовательных процессов заключается в тесной связи словообразования и семантики. «Тут непочатый край работы, необходимый для продвижения вперед в деле формализации лингвистических фактов и дальнейшей автоматизации их анализа и синтеза» [3, с. 52].

В самих словообразовательных процессах заложены предпосылки для успешного хотя бы частичного их формального описания. Например: «Несмотря на все многообразие лексических значений отдельных слов, входящих в словообразовательные типы, можно выделить повторяющиеся в ряде слов, наиболее распространенные значения, наслаивающиеся на значения типа. Их можно назвать частными словообразовательными значениями, они составляют более узкие единицы — семантические подтипы в рамках типа» [4, с. 40]. Важную роль при этом в развитии словообразовательной системы русского языка советской эпохи играют процессы увеличения регулярности словообразовательных типов. Особо важную роль играют два обстоятельства: 1) стандартность значения аффиксов в сочетании с определенным типом основ; 2) строгая закономерность сочетания аффикса с определенным типом основ (т. е. ограничения в сочетаемости аффикса, если они существуют, должны подчиняться строгим законам).

Изучению и описанию процессов словообразования в русском языке, в частности суффиксального словообразования имен существительных методами традиционного языкознания, посвящено немалое количество работ. Однако результаты этих работ имеют лишь относительную ценность для формального описания словообразовательных процессов [5—7]. Основная причина непригодности таких грамматик для «обучения» ЭВМ естественному языку состоит в том, что традиционные описания языка адресованы человеку, исходят из его фактического владения языком, исполь-

зуют его интуицию, способность самостоятельно и легко выявлять аналогии и т. п. Традиционные грамматические описания имеют ценность лишь при наличии математического аппарата, способного перевести эти описания на язык, доступный ЭВМ. Таким математическим аппаратом, на наш взгляд, является алгебра конечных предикатов, предложенная в [8, 9] и успешно используемая при описании процессов словоизменения [10, 11].

Как и при описании процессов словоизменения можно предположить, что процесс словообразования в русском языке вводит некоторое отношение, называемое нами в дальнейшем *деривационным*, связывающее между собой мотивирующее слово X, мотивируемое слово Y (продукт деривации) и набор грамматических и семантических признаков Z, позволяющих однозначно из X получить Y. На основе знания этого отношения могут решаться многие задачи обработки словесного материала. В статье с помощью средств алгебры конечных предикатов [8, 9] делается попытка обоснования возможности построения математической модели словообразования имен существительных русского языка. Рассматривается частный случай процесса словообразования — суффиксальное словообразование имен существительных, наиболее полно представленный в русском языке по количеству разрядов слов.

Пусть $L(X, Y, Z)$ — конечный предикат такой, что $L = 1$, когда X, Y, Z находятся в деривационном отношении, и $L = 0$ — в противном случае. Математическая модель деривационного отношения будет иметь вид формулы алгебры конечных предикатов, описывающей предикат L. Располагая такой моделью и решая уравнение $L(X, Y, Z) = 1$ при различном задании исходных данных, можно будет искусственно воспроизводить те или иные процессы словообразования в русском языке.

Предикат L математически описывается следующим образом. Предполагая, что для X, Y, Z деривационное отношение выполняется, т. е. что $L(X, Y, Z) = 1$, будем записывать в виде уравнений алгебры конечных предикатов $L_1 = 1$, $L_2 = 1$, ..., $L_n = 1$ различные связи между X, Y, Z, независимые друг от друга, существующие в русском языке при этом предположении и описывающие разнообразные словообразовательные процессы. Здесь n — общее число связей, и если бы нам удалось выявить все связи такого рода, мы могли бы записать $L = L_1 L_2 \ldots L_n$, это была бы запись полной модели словообразования имен существительных русского языка. Однако все связи выявить далеко не просто. Основная трудность, возникающая при построении такой математической модели, заключается в отыскании системы признаков, в том числе и семантических, позволяющих точно и однозначно переходить от мотивирующего слова к мотивируемому, используя необходимый при этом материал словообразования (в нашем случае — суффикс). Зачастую многие суффиксы принимают участие в самых разнообразных словообразователь-

ных процессах, проявляя огромное разнообразие смысловых оттенков, описать которые очень сложно.

Рассмотрим более подробно систему признаков, грамматических и семантических, необходимых для построения математической модели суффиксального словообразования имен существительных русского языка. В связи с этим можно предположить, что в основе процессов словообразования лежит некоторая функция $Z = F(X, Y)$ зависимости выходного слова Z от слова X, участвующего в его образовании и от текста Y, в который входит слово Z. Например, текст *они сели за маленький* ... и слово *стол* однозначно определят слово *столик*, если будут указаны соответствующие семантические признаки: уменьшительность и т. п.

Математическое описание суффиксального словообразования сводится к формированию суффикса $S = s_1 s_2 \ldots s_m$, где m — число букв в суффиксе, в зависимости от набора грамматических и семантических признаков. Символы s_1, s_2, ..., s_m обозначают соответственно первую, вторую, ..., m-ю букву суффикса. В случае отсутствия буквы ее может заменить знак пробела ⎵.

Влияние слова X на выбор суффикса S может быть однозначно охарактеризовано набором признаков $X = (x_1, x_2, x_3, x_4)$. Здесь x_1 — признак последней буквы основы мотивирующего слова со значениями *б, в, в', г, д, д', е, ж, з, з', и, к, л, м, м', н, н', о, р, р', с, с', т, т', ф, ч, ш, щ, ь* (для всех суффиксов имен существительных), где буква со штрихом означает мягкость согласной буквы, например, *здоровый—здоровяк*, *левый — левак* — в первом случае происходит смягчение буквы *в* перед суффиксом *-а (я) к*, во втором—такого смягчения не происходит. Поэтому в первом случае последней букве основы приписывается признак мягкости.

Далее, x_2 — признак ударности основы со значениями: *у — ударный* (например, *овражек*), *б — безударный* (*бережок*). Следующий признак x_3 включает в себя семантические составляющие, характеризующие основу мотивирующего слова. Влияние мотивирующего слова может проявляться через его семантику, например, при помощи суффикса *-ец* необходимо образовать имя существительное, обозначающее лицо или предмет, характеризующийся действием, названным в основе мотивирующего слова.

Признак x_4 указывает грамматические характеристики основы. Часто бывает необходимо указать такие грамматические категории основы, как род, число, падеж (если основа именная) или наклонение, лицо, вид спряжения (если основа глагольная). Например, появления гласной буквы *и, е, а* перед суффиксом *-лк (а)*, обозначающим предметы женского рода, обусловлено употреблением в качестве мотивирующей основы определенных глагольных форм прошедшего времени: *кипеть — кипел — кипелка, гладить — гладил — гладилка, считать — считал — считалка.*

Влияние текста Y на суффикс S может быть однозначно охарактеризовано набором признаков $Y = (y_1, y_2, y_3, y_4, y_5)$,

где y_1 — падеж со значениями: *и — именительный, р — родительный, д — дательный, в — винительный, т — творительный, п — предложный*; y_2 — род со значениями: *м — мужской, ж — женский, с — средний*; y_3 — число со значениями: *е — единственное, м — множественное*; y_4 — признак одушевленности со значениями: *н — неодушевленный, о — одушевленный*; y_5 — семантический признак слова со значениями: *д — отношение к действию, п — отношение к признаку, э — эмоциональная окраска.*

Каждое из этих трех основных значений семантического признака делится на свое множество более узких значений, например, значение «*отношение к действию*» разбивается на следующее семейство значений: а) производитель действия; б) орудие, предназначенное для выполнения действия; в) помещение, место, где выполняется действие; г) результат действия; д) значение отвлеченного действия.

В сочетании с грамматическими признаками (род, число, одушевленность) семантические признаки дают возможность однозначно охарактеризовать продукт словообразования — слово как результат словообразовательного процесса.

Следует отметить, что система семантических признаков имеет довольно сложную иерархическую структуру. Смысловые компоненты редко выступают в «чистом» виде, чаще они смешиваются, наслаиваются друг на друга еще на нижних уровнях этой структуры, переходят на высшие уровни, в конечном результате образуя необходимый смысл. Под смыслом суффикса будем понимать набор промежуточных переменных, связывающих уравнения, описывающие данный суффикс, с уравнениями, описывающими остальную часть текста (например, предложение). Чем больший объем текста мы сможем описать уравнениями алгебры конечных предикатов, тем полнее и точнее будет описан смысл каждого фрагмента текста, так как мы сможем учесть большее число влияний текста на данный фрагмент (в нашем случае — суффикс).

Список литературы: 1. *Котов Р. Г.* Лингвистика и современное состояние машинного перевода в стране.— Вопросы языкознания, 1976, № 5, с. 37—49. 2. *Шанский Н. М.* Очерки по русскому словообразованию.— М.: Изд-во Моск ун-та, 1968.—239 с. 3. *Чхаидзе М. П.* Еще раз о мифах и правде машинного перевода.— Вопросы языкознания, 1976, № 5, с. 50—57. 4. Грамматика современного русского литературного языка.— М.: Наука, 1970.—767 с. 5. *Белопольская А. Р.* Выделение формальных признаков как основы для построения алгоритмов (на материале немецкого языка). Автореф. дис. ...канд. филол. наук, Л., 1971.—23 с. 6. *Волоцкая З. М., Молошная Т. Н., Николаева Т. М.* Опыт описания русского языка в его письменной форме.— М.: Наука, 1964.— 186 с. 7. *Кулагина О. С.* Об операторном описании алгоритмов перевода и автоматизации процессов их программирования.— Проблемы кибернетики, 1959, вып. 2, с. 289—302. 8. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О теории интеллекта.— Проблемы бионики, 1977, вып. 22, с. 15—22. 9. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О конечных предикатах.— Проблемы бионики, 1979, вып. 24, с. 16—21. 10. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* Математическая модель склонения полных непритяжательных имен прилагательных.— Науч. и техн. информация, 1978, с. 9—12.

11. Математическое описание процесса склонения имен прилагательных. *Ю. П. Шабанов-Кушнаренко, М. Ф. Бондаренко, В. М. Бондарев, З. Ю. Шабанова-Кушнаренко.* — Проблемы бионики, 1979, вып. 24, с. 8—14.

Поступила 25 февраля 1980 г.

УДК 62.506.2

В. Ф. АНАНИН, канд. техн. наук

БИОТЕХНИЧЕСКИЙ ПОДХОД К ИССЛЕДОВАНИЮ ГЛАЗОДВИГАТЕЛЬНОГО АППАРАТА ЗРИТЕЛЬНОГО АНАЛИЗАТОРА ЧЕЛОВЕКА

Принцип построения и функционирования глазодвигательной системы (ГДС) человека представляет значительный интерес для специалистов.

В ГДС одновременно осуществляются фиксация объекта, слежение за ним в виде плавных прослеживающих и скачкообразных движений глаз, обзор (сканирования) объекта с целью наведения на отдельные его участки зоны с наибольшей разрешающей способностью и др. Причем выполняются эти задачи с параметрами, значительно превышающими параметры технических систем. Достаточно напомнить, что угловые скорости глазодвигательных рефлексов достигают 500 град/с.

Одна из трудностей на пути реализации технического аналога, близкого по своим параметрам к биологической системе глазодвигательного аппарата, состоит в том, что не ясны физиологические механизмы регуляции ГДС. Несмотря на интенсивные работы в этом направлении, проводимые в ряде стран, пока не предложена наиболее адекватная схема регуляции ГДС человека, хотя актуальность ее несомненна для специалистов в области бионики, различных направлений медицины.

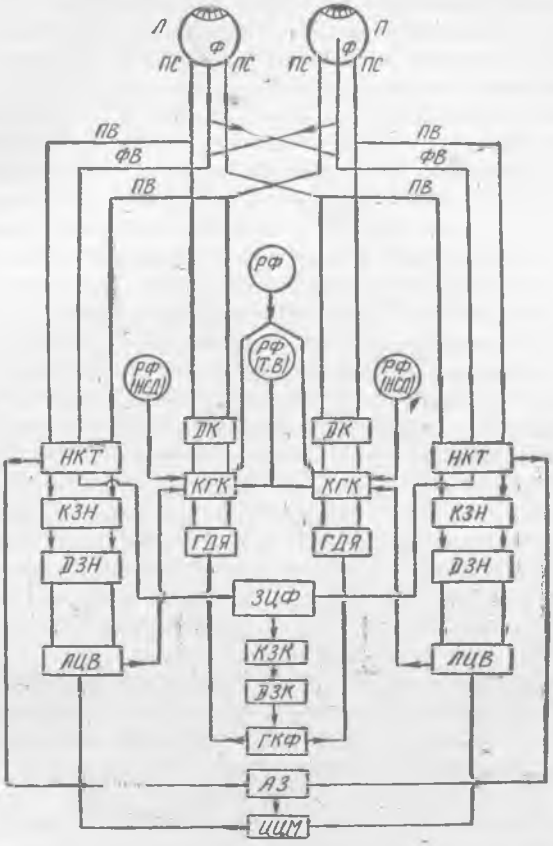
Напомним, что более 32% всех черепномозговых нервов приходятся на долю ГДС.

В данной статье на основе наших исследований [1—6], проведенных за последние 15 лет, предлагается один из вариантов схемы регуляции ГДС.

Глазодвигательную систему человека можно рассматривать как биологический вариант многоконтурной системы, в которой регуляция каждого вида движений глаз осуществляется в рамках своего, в определенной степени автономного контура. Причем каждый из них теснейшим образом связан со многими структурами мозга, начиная от периферических сенсорных аппаратов и кончая структурами мозга, ответственными за интегративную деятельность мозга. Разработанная нами схема регуляции ГДС для горизонтального (преимущественного) вида движений глаз представлена на рисунке.

Рассмотрим каждый из контуров отдельно.

Контур регуляции непроизвольных саккадических движений (НСД) глаз. Этот вид движений глаз в основном связан с фиксационным рефлексом и характеризуется непроизвольными скачками с амплитудой от 2 до 50 угл. минут и временными интервалами между скачками от 0,1 до 1 с и более. Регуляция НСД глаз связана в определенной степени с фовеальным участком сетчатки (Ф).



Ранее [2] мы показали, что этот вид движений глаз генерируется специальным центром. Позднее стало ясно, что имеет место не один центр, а по крайней мере четыре, каждый из которых ориентирован в конечном итоге на свою группу глазных мышц, обеспечивающих содружественный характер движений обоих глаз в том или ином направлении.

Мы рассматриваем эти центры в виде локальных групп клеток, размещенных, вероятно, в ретикулярной формации варолиева моста и отличающихся спонтанной генерацией физических нервных посылок. В ретикулярной формации данного участка дейст-

вительно наблюдаются коротковременные вспышки высокочастотных разрядов (до 500 имп/с.), часто разделенные «немыми» интервалами (периодами) отсутствия активности» [7, с. 162].

Напомним, что длительность непроизвольного скачка 5—10 млс, а между ними имеют место «немые» интервалы. Если даже условно принять, что в каждой физической посылке 10—20 импульсов, то частота следования импульсов в каждой посылке действительно приближается к указанной выше величине 500 гц.

Основной участок контура регуляции НСД глаз, осуществляющий генерацию скачков глаза в одном направлении, можно проследить по схеме (рисунок).

В данном случае генерационный сигнал I_i в виде физических дискретных посылок генерируется группой клеток ретикулярной формации РФ (НСД). Эти посылки поступают на соответствующую группу ганглиозных клеток глазодвигательного ядра (ГДЯ) и далее на свои мышцы глаз, обеспечивающие содружественный характер движений обоих глаз в одном направлении. Другая группа клеток РФ (НСД) в рамках своего контура обеспечивает НСД глаз в противоположном направлении и т. д. Этот участок контура регуляции НСД глаз можно рассматривать в качестве базового, определяющего исходный режим работы этого контура. В свою очередь в качестве исходного режима регуляции НСД глаз имеется в виду такой режим работы, при котором внешняя афферентация сведена практически к нулю, а индивид находится в состоянии бодрствования. Иначе говоря, пациент находится в полной темноте и тишине, а в ГДЯ поступает сигнал I_0. При наличии же внешней афферентации (скажем световой I_{ac}), поступающей на клетки РФ (НСД) с фовеа сетчатки (см. рисунок), режим регуляции контура НСД глаз изменяется в соответствии с уравнением $I_i = I_0 - I_{ac} \pm I_{\text{.}}$ (1).

Группы клеток РФ (НСД) наряду с другими группами клеток РФ, ответственными за активацию других функций зрительного анализатора, можно рассматривать как специализирующие участки РФ. Последние, в свою очередь, находятся не только под прямым влиянием внешней афферентации, но и под влиянием ретикулярной формации ствола I_{ω}, осуществляющей генерализованную диффузную активацию систем организма. Последняя, отличающаяся мобильностью в распределении своего энергетического потенциала на тот или иной участок мозга, осуществляющий на данный момент наибольшую функциональную нагрузку, существенно может изменять активирующую функцию специализированных участков ретикулярной формации. Именно этот факт наглядно подтверждается на характере изменения режима регуляции НСД глаз при умственной нагрузке и концентрации внимания [6, рис. 2].

Учитывая специфичность генерации групп клеток РФ (НСД) в виде физических посылок и имея в виду их невысокий энергетический потенциал, создающий микроскачки глаз от 2 до

50 угл. минут, по-видимому, этот контур регуляции имеет и свою специфическую систему иннервации вплоть до мотонейронов мышц глаза.

Контур регулирования тонической ГДС ответственен за обеспечение плавных следящих движений глаз. Управляющим сигналом для него является сигнал рассогласования, возникающий на уровне сетчатки глаз и при этом в ее фовеальной области. Надо полагать, что в пределах этого контура между фовеа сетчаток, зрительными центрами 17 поля коры, своей группой крупных горизонтальных клеток, возможно, также расположенных в области верхних двухолмий (ВД), и своими мотонейронами в мышцах глаза имеется топографическая связь, благодаря которой осуществляется не только соответствующая движущемуся объекту направленность движений глаз, но и их скорость отслеживания. Иначе говоря, координаты движущейся цели определяются на сетчатке и через топографическую связь передаются на исполнительные органы — мотонейроны мышц глаза (рисунок).

Контур регуляции произвольных рефлекторных движений глаз относится к филогенетически наиболее старым образованиям и связан в основном с верхними двухолмиями (ВД). Этот контур ГДС сформировался, видимо, одним из первых в эволюционной цепи развития глазодвигательного аппарата человека [8]. Относительно онтогенетического развития зрительной системы стволоворетикулярный уровень ГДС, к которому относится данный контур, развивается одним из первых. Именно этот уровень формирует те самые саккадические движения глаз, которые наблюдаются у ребенка в первые 4 недели его жизни. Возможно, что на ранней стадии развития человека он являлся одним из главных контуров в сигнализации опасности, поступающей с периферических участков сетчатки (ПС) и приводящей к рефлекторному движению головы и фовеа сетчатки в сторону раздражителя.

Наличие ретинотопической структуры на поверхностном сером слое ВД, свидетельствующей о топографической связи периферических участков сетчатки с ВД, а также многочисленные экспериментальные данные об организации адекватных глазодвигательных реакций в ответ на раздражение периферических участков сетчатки, отсутствие фовеального представительства свидетельствует именно о примитивной функции этого контура, ориентированного преимущественно на сигнализацию об опасности. Поэтому можно согласиться с авторами [8], которые считают, что «верхние двухолмия — та структура, которая обеспечивает (по крайней мере на уровне грубой настройки) соответствие между локализацией стимула на сетчатке и направлением поворота глаз» [8, с. 59]. Контур регуляции этого контура определяется частью зрительных волокон, отходящих от периферических участков сетчатки (СП) и оканчивающихся на дендритах клеток (ДК) поверхностного серого слоя ВД. Далее связь прослеживается в глубокий серый слой, содержащий крупные ганглиозные клетки (КГК), которые,

по-видимому, выполняют роль одного из экстрамуральных ганглионарных узлов ГДС. От КГК импульсация замыкается непосредственно на глазодвигательных ядрах (ГДЯ). В этой цепи ретинотопическая ориентация, видимо, прослеживается вплоть до своих мотонейронов мышц глаза.

Контур регулирования произвольных движений глаз, обеспечивающий обзор пространства и объектов путем скенирования фовеа сетчатки с целью последовательного детального анализа отдельных участков обозреваемого объекта, пространства связан с лобными центрами взора (ЛЦВ), т. е. фронтальными областями коры (восьмым полем по Бродману) (рисунок). Данный контур регуляции в сравнении с предыдущим контуром можно рассматривать, видимо, как контур более высокого уровня, который в иерархической структуре ГДС стоит над контуром произвольных рефлекторных движений глаз.

Можно предположить, что ретинальная проекция периферических участков сетчатки, кроме фовеа, также проецируется и на фронтальные участки ГДС. Только эта проекция осуществляется не через ВД, а через зрительные центры и, в частности, длинноаксонные звездчатые нейроны (ДКН) [9]. В то время как короткоаксонные звездчатые нейроны (КЗН), связанные с ДКН, ответственны за трансформацию афферентной импульсации с сетчатки в световое ощущение. Кроме того, ЛЦВ связаны также с участками мозга, ответственными за его интегративную деятельность (ИЦМ). Нервные импульсы с ЛЦВ поступают на КГК верхних двухолмий и далее по тем же путям, что и в контуре регуляции произвольных рефлекторных движений глаз, поступают на ГДЯ, а затем на мышцы глаз.

Таким образом, каждый из рассмотренных выше контуров *имеет свои мышечные волокна в мышцах глаза,* т. е. имеется группа мышечных волокон, связанная с контурами регуляции произвольных рефлекторных и произвольных движений глаз, группа волокон с контуром регуляции НСД глаз и группа волокон с контуром регуляции тонической системы.

Тонус каждой из этой группы мышечных волокон создается своей группой клеток ретикулярной формации. Так, тонус физических волокон, мышц глаза, проявляющийся в форме тремора глаз, формируются группой клеток ретикулярной формации среднего мозга (Р. Ф.), а тонических волокон вероятно группой клеток ретикулярной формации продолговатого мозга (Р. Ф. Т. В.) (рисунок).

Представляет определенный интерес механизм определения координат изображения объекта (скажем световой точки) на сетчатке и их адекватная реализация исполнительными органами — мышцами глаза. Этот механизм решается как в обоих контурах регуляции произвольных движений глаз, так и в тонической системе, работающей в режиме слежения.

Оценим механизм произвольных контуров регуляции. Если

исходить из того, что между периферическими участками сетчатки и волокнами глазных мышц имеется топографическая связь, то становится понятным механизм передачи координат изображения объекта с измерительного элемента — сетчатки на исполнительные органы — мышцы глаз, направляющие оптическую ось глазного яблока на объект в пространстве предметов, совмещая тем самым его изображение с фовеа сетчатки. Теперь необходимо решить относительно определения амплитуды угла поворота глазных яблок. Последняя может определяться либо различной интенсивностью нервной импульсации, закодированной в глазодвигательных ядрах, либо различной величиной калибра глазодвигательных волокон и адекватной им организацией разной по численности связи одного глазодвигательного нервного волокна с волокнами мышц глаза. С удалением от центра фовеа к периферии сетчатки эта связь в количественном отношении должна в общем виде пропорционально возрастать.

Список литературы: 1. *Ананин В. Ф.* Исследование и разработка методов регистрации движений глаз и зрачковых рефлексов: Дисс. ...канд. техн. наук.— 228 с. 2. *Ананин В. Ф.* О механизме и роли непроизвольных саккадических движений глаз в зрительном процессе.— Физиология человека, 1976, 2, № 5, с. 751—756. 3. *Ананин В. Ф.* Непроизвольные саккадические движения глаз— биологический модулятор информации в зрительном процессе.— Проблемы бионики, 1975, вып. 14, с. 47—51. 4. *Ананин В. Ф.* Зрительный анализатор как многоконтурная биологическая система связанного автоматического регулирования.— Проблемы бионики, 1977, вып. 19, с. 19—27. 5. *Филин В. А., Ананин В. Ф.* Непроизвольные движения глаз при наличии и отсутствии точек.— Физиол. журн. СССР, 1973, № 4, с. 547—550. 6. *Филин В. А., Ананин В. Ф.* Непроизвольные движения глаз при опознании точечных объектов.— Вопросы психологии, 1974, № 4, с. 128—134. 7. *Бродал.* Ретикулярная формация ствола.— *М., 1960.* 8. *Митькин А. А., Ковлова Е. В., Сергиенко Е. А.* Некоторые вопросы раннего онтогенеза зрительных сенсомоторных функций.— В кн.: Движение глаз и зрительное восприятие.— М.: Наука, 1978, с. 9—70. 9. *Школьник-Ярров Е. Г.* Нейроны и межнейронные связи. Зрительный анализатор.— Л.: Медицина, 1965.—227 с.

Поступила 10 марта 1980 г.

УДК 62.506.2

В. Ф. АНАНИН, канд. техн. наук

МОДЕЛЬ МЕХАНИЗМА РЕГУЛЯЦИИ СЕРДЕЧНО-СОСУДИСТОЙ СИСТЕМЫ ЧЕЛОВЕКА. СООБЩЕНИЕ 1. О МЕХАНИЗМЕ РЕГУЛЯЦИИ СЕРДЦА

Регуляция сердечно-сосудистой системы (С — С) человека осуществляется в основном тремя уровнями: первый — сердца, второй — сосудистой системы, мышцы которой на сосудах иннервируются нервной импульсацией, третий — микро-циркуляторной системы, где имеет место не нервнопроводниковая иннервация, а преимущественно гуморальная, через разные виды гормонов, регуляцией которых управляет нейроэндокринная система. Нами предпринята попытка проанализировать механизм первого уровня С — С, т. е. регуляцию сердца человека.

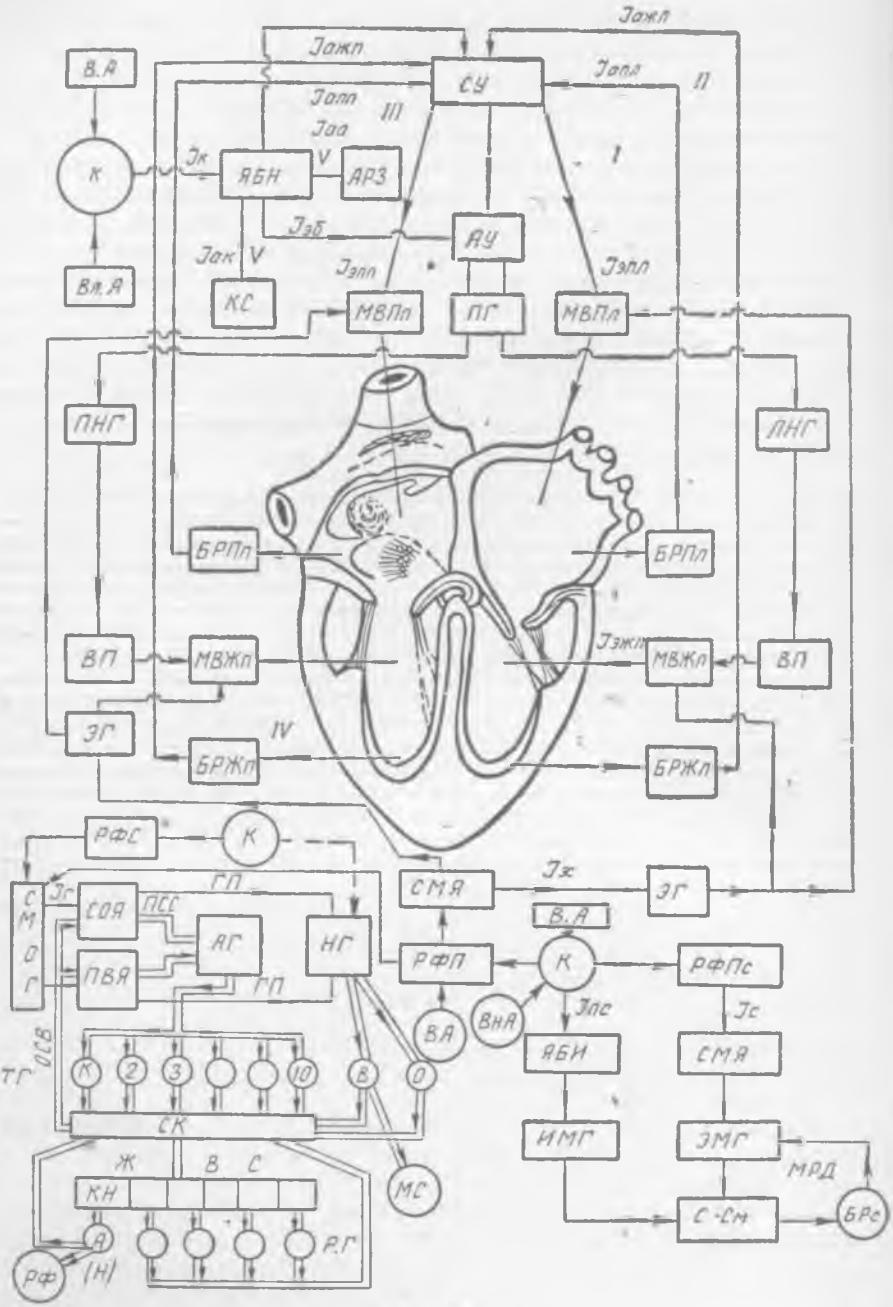

Jажл
Jажп
В.А
СУ
Jапя
II
Jапп
III
Jаа
К
Jк
ЯБН
V
АРЗ
I
Jэб
АУ
Jак
V
Jэлп
Jэлл
Вл.А
КС
МВПп
ПГ
МВПл
ПНГ
ЛНГ
БРПп
БРПл
ВП
МВЖп
Jэжл
МВЖл
ВП
ЭГ
IV
БРЖп
БРЖл
РФС
К
Jг
ГП
СМЯ
Jж
ЭГ
В.А
С
М
О
Г
СОЯ
ПСС
АГ
НГ
РФП
К
РФПс
ПВЯ
ГП
ВА
ВнА
Jлс
Jс
ТГ
ОСВ
К
2
3
10
В
О
ЯБИ
СМЯ
СК
ИМГ
ЭМГ
МРД
Ж
В
С
КН
МС
С-См
БРс
Я
Р.Г
РФ
(Н)

Рис. 1.

Разработанная автором гипотетическая схема регуляции сердца человека на основе анализа анатомо-морфологического физиологического и клинического материалов [1—5], а также заимствования принципов регуляции из техники и их применение к оценке регуляции сердца, привели его к выводу, что регуляция сердца человека построена по типу биологического варианта многоконтурной системы связанного автоматического регулирования (рис. 1). В общей сложности регуляцией сердца человека управляют десять контуров, функциональная нагрузка которых обусловлена изменением режима работы сердца. Проанализируем каждый из них отдельно.

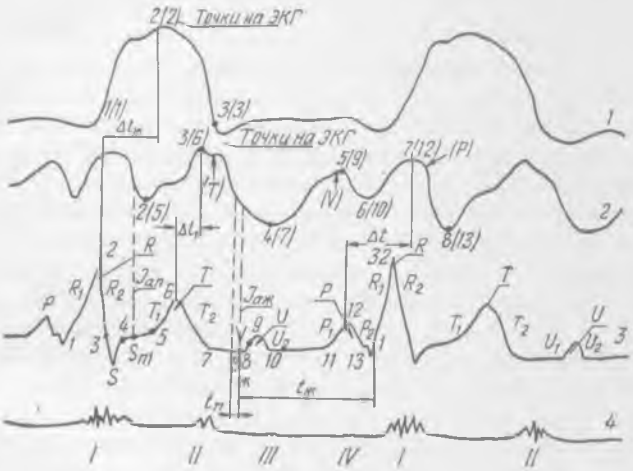


Рис. 2

Контуры I—IV связаны с внутрисердечными *афферентными* системами, построенными в рамках местных рефлекторных дуг (МРД), и отвечают за организацию ритма сердца. Рассмотрим весь процесс сердечного цикла с момента сокращения левого желудочка (рис. 2, точка *1*). Как известно, между электрическим сигналом контура и механическими сокращениями миокарда имеет место временный сдвиг по фазе, связанный с механической инерционностью миокарда и клапанов. Этот сдвиг обнаруживается и в эксперименте [6]. В момент сокращения мышечных волокон, например, левого желудочка (МВЖ) (период 1—2 на электрокардиограмме и 1—2 на механограмме желудочка) давление в нем $P_{ж}$ резко возрастает и наступает момент, когда оно превышает давление в аорте ($P_{а}$), т. е. $\Delta P_{ж} = P_{ж} - P_{а}$. Под действием этой разности кровь из желудочка выбрасывается в аорту. Одновременно при сокращении желудочка уменьшается давление в камере предсердия ($P_{п}$) (рис. 2, период 1—2 на механограмме предсердия). В результате на уровне легочных вен и левого предсердия образуется перепад давления $\Delta P_{л-пл} = P_{л} - P_{пл}$. Под

действием $\Delta P_{л-пл}$ из легочных вен в левое предсердие поступает порция крови объемом $\Delta V_{пл4}$. Выброс $\Delta V_{пл4}$ в левое предсердие за короткий отрезок времени, соответствующий приблизительно периоду 1—2 на механограмме предсердия, можно рассматривать как скачкообразное механическое воздействие с силой $F_п$ на стенки камеры предсердий. Понятно, что под действием $F_п$ стенки камеры предсердий скачком, а точнее говоря с большой крутизной нарастания их деформации, растянутся на величину $\Delta l_п$. Одновременно на $\Delta l_п$ будут растянуты и барорецепторы предсердия, находящиеся на стенках его камер. В соответствии с [3] возникающий на выходе барорецепторов предсердия афферентный сигнал $I_{ап} = K\frac{dl}{dt}$.

Таким образом, момент возникновения $I_{ап}$ стенок камеры предсердия на кривой ЭКГ (рис. 2) можно отметить сразу же после зубца R на участке 4—5. Сигнал $I_{ап}$ далее поступает на эфферентные интрамуральные нейроны сердца (ИМГ) в синусоатриальный узел (СУ), где он, видимо, усиливается и одновременно осуществляется его мультипликирование с последующей конвергенцией уже в качестве эфферентного сигнала $I_{эп}$ на мышечные волокна правого $I_{эпп}$ и левого $I_{эпл}$ предсердий ($МВП_п$ и $МВП_л$), т. е. имеет место: $I_{эп} = I_{эпп} + I_{эпл}$. Каждый из сигналов $I_{эпп}$ и $I_{эпл}$ по своим детерминированным путям в рамках своих контуров регуляции I и III поступает на свой исполнительный орган, роль которого выполняют мышечные волокна предсердий. Проследим за действием сигнала $I_{эпл}$ в рамках контура регуляции I, подразумевая, что аналогичная картина имеет место и в контуре III. При воздействии сигнала $I_{эпл}$ происходит последнее за период $R — R$ сокращение левого предсердия, которое на кривой ЭКГ фиксируется в виду зубца «Т». (*Передний фронт* T_1 *соответствует деполяризации, а задний фронт* T_2 — реполяризации миокарда предсердия). Назовем этот зубец в виде P_3 и будем его рассматривать как результат заключительного, в течение одного сердечного цикла, сокращения предсердий, под действием которого поступает начальная порция крови в камеру левого желудочка. Причем это сокращение происходит в тот момент, когда камера желудочка расслабляется или расслаблена, т. е. наступает реполяризация желудочка (на ЭКГ период 2—3; на механограмме желудочка период 2—3). При сокращении миокарда предсердия (период 2—3 на механограмме предсердия) в нем возрастает давление и наступает момент, когда $P_п$ больше $P_ж$, т. е. возникает $\Delta P_{п-ж} = P_п - P_ж$. Под действием $\Delta P_{п-ж}$ в камеру желудочка из камеры предсердия выбрасывается порция крови $\Delta V_ж$. Этот толчкообразный выброс крови можно рассматривать как скачкообразное механическое воздействие на стенки камеры желудочка, обусловливающие растяжение их и барорецепторов, что в свою очередь приводит к возникновению с барорецепторов желудочка афферентного сигнала $I_{аж}$. Момент

появления $I_{аж}$ на ЭКГ (т. $S_ж$) должен быть на участке 6—7 зубца T или же на участке 7—8 (рис. 2).

Каждый из афферентных сигналов $I_{ап}$ и $I_{аж}$ происходит по своему замкнутому кругу регуляции I—II (рис. 1) в рамках внутрисердечных афферентных систем по типу рефлекторной дуги. В этих контурах роль датчика — измерительного элемента — выполняют барорецепторы предсердий ($БРП_п$ и $БРП_л$) и желудочка ($БРЖ_п$ и $БРЖ_л$), промежуточного устройства (усилителя) нейроны СУ и АУ, а роль исполнительного органа — мышечные волокна миокарда. В контуре регуляции желудочка имеется еще одно звено в виде атриовентрикулярного узла (АУ). Поэтому путь прохождения $I_{аж}$ в сравнении с $I_{ап}$ несколько больше (рис. 1).

После того как предсердие выбросило накопившуюся в нем за период $R — R$ суммарную порцию крови $\Delta V_ж$ в камеру желудочка, оно снова расслабляется, т. е. наступает его реполяризация (на ЭКГ период 6—7, а на механограмме предсердия 3—4). Но в момент расслабления предсердия в нем вновь понижается давление и возникает $P_{л—пл}$, под действием которой из легочных вен в камеру предсердия поступает уже новая (первая) порция крови объемом $\Delta V_{пл1}$ (на участке 3—4 механограммы предсердия), с которой начинается накопление $\Delta V_ж$ для нового сердечного цикла. При воздействии $\Delta V_{пл1}$ на камеру предсердия возникает новый афферентный сигнал с барорецепторов предсердия $I_{апл2}$ (на ЭКГ на участке 7—8). Сигнал $I_{апл.}$, пройдя по контуру регуляции 1, вызывает вторичное сокращение предсердия (на механограмме предсердия участок 4—5, на ЭКГ — передний фронт зубца V_1). Назовем его первичным сокращением предсердия и обозначим зубцом P_1. С помощью этого сокращения из легочных вен в камере предсердия поступает порция крови объемом $\Delta V_{пл2}$. Расслабление же миокарда предсердия после его вторичного сокращения на механограмме соответствует участку 5—6, а на ЭКГ — заднему фронту зубца U_2. Поскольку $I_{апл2}$ и $I_{аж}$ возникают приблизительно в один и тот же момент на участке 7—8 ЭКГ, но $I_{апл2}$ раньше, чем $I_{аж}$, а путь прохождения этих сигналов по контурам регуляции I и II неодинаков — меньше для $I_{апл2}$, то время прохождения афферентного сигнала с барорецепторов предсердия $t_п$ и афферентного сигнала с барорецепторов желудочка к мышцам желудочка $t_ж$ будет меньше на $\Delta t = t_ж — t_п$. Поэтому вторичное сокращение предсердия произойдет до того, как $I_{аж}$ сможет подойти к СУ или, по крайней мере, до того, как часть сигнала $I_{аж}$ поступит на мышцы предсердия. Сигнал же $I_{аж}$ следует на СУ за сигналом $I_{апл2}$, где осуществляется его усиление и мультипликирование на три эфферентных сигнала. Один из них $I_{эж}$ — с наибольшим энергетическим потенциалом после СУ направляется к АУ и далее по пучку Гиса (ПГ), его правой и левой ножкам (ПНГ и ЛНГ), но уже в виде неравнозначных по энергетическому потенциалу на мышечные волокна Пуркинье (ВП) желудочков, а два других — $I_{эпп}$ и $I_{эпл}$ соответственно к пра-

вому и левому предсердию, вызывая их сокращения. На кривой ЭКГ оно регистрируется в виде зубца P. Назовем его вторичным сокращением предсердия и обозначим P_2. Под действием этого сокращения в камеру предсердия поступает третья порция крови объемом $\Delta V_{пл3}$, причем $\Delta V_{пл2} < \Delta V_{пл3} > \Delta V_{пл1}$. Поступление порции крови $\Delta V_{пл3}$ аналогично предыдущим случаям должно было бы привести к дополнительному растяжению стенок камеры предсердия и как следствие этого к возникновению третьего афферентного сигнала с барорецепторов предсердия. Однако так как третичный выброс порции крови из легочных вен в камеру предсердия происходит перед самым началом сокращения желудочка, афферентный сигнал с барорецепторов предсердия отсутствует.

Сигнал же $I_{эж}$, дойдя до АУ, дополнительно усиливается и одновременно мультипликируется на два неравнозначных по энергетическому потенциалу сигнала, один из которых $I_{эжл}$ направляется к левому желудочку, а другой $I_{эжп}$ — к правому, вызывая их сокращения. Но перед их сокращением должны закрыться клапаны между камерами предсердий и желудочков. На кривой ЭКГ момент закрытия этих клапанов, возможно, фиксируется в виде зубца Q. Как только клапаны закроются, начинают сокращаться желудочки, возможно, что их закрытие совпадает с начальным периодом сокращения желудочков. Период сокращения желудочка, т. е. его деполяризация на кривой ЭКГ соответствует отрезку времени между точками 1—2 — переднему фронту зубца R_1. Задний фронт зубца R_2 (точки 2—3) соответствует расслаблению желудочка, т. е. его реполяризации.

Поскольку аортальный клапан должен открываться в момент, когда давление в камере желудочка превышает давление в аорте, а это возможно только при сокращении желудочка, значит момент открытия аортального клапана приходится на участок 1—2 кривой ЭКГ. Так как при сокращении желудочка давление в камере предсердия понижается, в нее под действием $\Delta P_{ж-пл}$ поступает четвертая (наибольшая) порция крови — $\Delta V_{пл4}$, которая и приводит к возникновению сигнала $I_{ап}$ и формированию зубца T. Возможно, что при сокращении желудочка растягиваются стенки камеры предсердия, что также способствует возникновению сигнала $I_{ап}$.

Таким образом, перед заключительным сокращением предсердия в нем накапливается объем крови: $V_{пл} = V_{опл} + \Delta V_{пл1} + \Delta V_{пл2} + \Delta V_{пл3} + \Delta V_{пл4}$. Причем заключительная фаза сокращения предсердия в сердечном цикле будет сопровождаться выбросом в камеру желудочка порции крови объемом $\Delta V_ж = \Delta V_{пл1} + \Delta V_{пл2} + \Delta V_{пл3} + \Delta V_{пл4}$. Значение $V_{опл}$ рассматривается как исходный уровень объема крови в предсердии, подобно тому как это имеет место в желудочке после его сокращения.

В соответствии с изложенной выше схемой регуляции предсердий и желудочков в рамках внутрисердечных рефлекторных дуг левому предсердию и желудочку отведена роль ведущих, а пра-

вому предсердию и желудочку — роль ведомых. Надо полагать что регуляция правого предсердия и желудочка, подобно регуляции левого предсердия и желудочка, также осуществляется в рамках контуров регуляции III, IV.

Рассмотрим экстракардиальные контуры регуляции.

Контур регуляции V связан с крупными рефлексогенными зонами (РЗ)—аортальной (АРЗ), каротидным синусом (КС) и другими. Здесь афферентный сигнал $I_{\text{арз}}$ возникает с барорецепторов РЗ, которые конвергируют на ядра блуждающих нервов (ЯБН) и уже в качестве эфферентных сигналов $I_{\text{эб}}$ по волокнам блуждающих нервов поступают на нейроны интрамуральных ганглиев сердца (ИМГ), где они интегрируются с афферентными сигналами внутрисердечной афферентной системы. При этом на выходе эфферентного нейрона ганглия сердца создается интегрирующий сигнал $I_{\text{эи}}$, который далее направляется к мышечным волокнам предсердий ($\text{МВП}_{\text{л}}$) и ($\text{МВП}_{\text{п}}$) и АУ в рамках рассмотренных выше контуров регуляции I—IV. Сигнал $I_{\text{эб}}$ как бы модулирует управляющий сигнал контуров регуляции I—IV, выполняя тормозящую функцию, т. е. роль обратной отрицательной связи. Причем ее величина зависит от интенсивности сигнала $I_{\text{эб}}$: чем она больше, тем сильнее уменьшается производительность сердца, и наоборот, с его уменьшением активность сердца возрастает. Эта часто наблюдаемая закономерность привела отдельных исследователей [3] к выводу о наличии в блуждающих нервах двух видов нервных волокон: тормозных и возбуждающих. Автор полагает, что более правильной является точка зрения М. Г. Удельнова [4], в соответствии с которой тормозящая и возбуждающая импульсация распространяется по одним и тем же парасимпатическим волокнам, а качественное различие эффектов влияния зависит от «плотности», т. е. пространственного и временного распределения нервных импульсов в этих волокнах. Величина же обратной отрицательной связи определяется, видимо, различной величиной выделения ацетилхолина в область интрамурального эфферентного нейрона. Поэтому в общем виде можно записать:

$$I_{\text{эп}} = f\left(\frac{1}{I_{\text{эб}}}\right) \text{ и } I_{\text{эж}} = f\left(\frac{1}{I_{\text{эб}}}\right).$$

Контур регуляции VI связан с симпатической нервной системой. Управляющий сигнал $I_{\text{эс}}$ этого контура генерируется группой клеток ретикулярной формации (РФ), находящейся, видимо, в продолговатом мозгу (РФП), усиливается, вероятно, в ядрах спинного мозга (СМЯ), затем проходит через экстрамуральные симпатические ганглии (ЭМГ; ЭГ), где осуществляется его мультипликирование и уже в качестве эфферентного сигнала поступает на мышечные волокна желудочков и предсердий, вызывая их растяжение на величину $\Delta l_i = k I_{\text{эс}i}$.

Понятно, что в зависимости от Δl_i и в соответствии с законом Старлинга будет определяться производительность предсердий

и желудочков. Поэтому силу $F_м$ сокращения мышечных волокон в общем виде можно представить как $F_{mi} = f(k_1 \Delta l_i) = f(k_2 I_{эсi})$.

Учитывая, что активирующая функция РФ находится под влиянием различных факторов, $I_{эс}$ также будет изменяться, т. е. имеет место:

$$I_{эсi} = I_{со} + \Delta I_{смi} + \Delta I_{cki} + \Delta I_{сгi} + \Delta I_{ai}. \quad (*)$$

Здесь в качестве базовой величины сигнала возбуждения $I_{эс}$ принимается величина нервной импульсации $I_{сс}$, генерируемая клетками РФ при состоянии спокойного сна, без сновидений, т. е. в фазе медленного сна. Увеличение $I_{со}$ может происходить за счет эмоциональной реакции ($\Delta I_{смi}$), связанной с влиянием коры (К), суточных (ΔI_{cki}) и сезонных ($\Delta I_{сгi}$) колебаний, афферентной сигнализации (ΔI_{ai}). Отсюда становится понятной причина высокой вариабельности сигнала $I_{эс}$ и как следствие этого динамичность изменения режима работы сердца. Учитывая уравнение, а также адренергическую природу симпатических волокон, можно предположить, что нервная импульсация этой системы, действуя на исполнительный элемент — мышечные волокна сердца, в основном их растягивает. В то время как действие парасимпатической системы, наоборот направлено на сокращение мышц. При такой постановке вопроса проявляется четкая взаимосвязь между контурами регуляции I—IV и V, VI, объясняющая организацию режима сердечного цикла, адекватного внешней и внутренней ситуации индивида.

Контур регуляции VII, в отличие от предыдущих нервнопроводниковых контуров регуляции, осуществляется гуморальным путем, а роль регулятора выполняют гормоны, в первую очередь катехоламины (А — адреналин, Н — норадреналин). Эта регуляция затрагивает в основном гипоталамо-гипофизарно-надпочечниковую систему (КН-кора надпочечников). Управляющий сигнал $I_{сг}$ этого контура генерируется группой клеток РФ, находящейся, видимо, в среднем (РФС) или продолговатом мозгу, и связан с симпатической нервной системой. Далее сигнал поступает в средний медиальный отдел гипоталамуса (СМОГ), а оттуда на свои нейросекреторные клетки паравентрикулярного (ПВЯ) или супраоптического ядра (СОЯ), где трансформируется в релизинг-гормон (ТГ) и, в частности гормон гипоталамуса — кортиколиберин. Затем через портальную сосудистую систему (ПСС) сигнал поступает в аденогипофиз (АГ). Именно на нейросекреторных клетках и обрывается нервнопроводниковый путь регуляции этого контура, и управляющий сигнал в виде промежуточного гормона аденогипофиза распространяется в рамках своего контура — гуморальным путем по системе кровообращения (СК) доходит до своей железы внутренней секреции (ЖВС) и далее трансформируется в конечный эфферентный сигнал в виде рабочего гормона (РГ) (рис. 1).

Анализируя контуры по аналогии с техническими системами, можно сделать вывод, что их регуляция осуществляется по принципу систем автоматического регулирования статического типа непрямого действия, а сами они могут рассматриваться как биологический вариант систем регулирования подобного вида. И, наконец, существуют контуры регуляции сердца, ответственные за его мобилизацию при стрессовых ситуациях, эмоциональных напряжениях и т. п.

Контур регуляции VIII нервнопроводникового вида связан с воздействием управляющего сигнала $I_к$, индуцируемого корой и, вероятно, теми ее структурами, которые ответственны за интегративную деятельность мозга (ИЦМ). В данном случае сигнал из ИЦМ поступает, видимо, на ядра блуждающих нервов, где он интегрирует сигналами, поступающими из рефлексогенных зон. Причем энергетический потенциал сигнала $I_к$ является преобладающим. Дальнейшее действие интегрирующего сигнала с выхода ядер блуждающих нервов осуществляется уже в рамках контура регуляции V.

Контур регуляции IX связан с действием сигнала $I_к$ на группы клеток РФ, ответственных за активацию симпатической нервнопроводниковой иннервации сердца и гипоталамо-гипофизарного комплекса. Рассмотрим контур регуляции, связанный с нервнопроводниковой иннервацией. Здесь регулирующий сигнал $I_к$ поступает на клетки РФ и изменяет режим их генерации, а вместе с ним и активирующую функцию отделов РФ, ответственных за обеспечение тонуса систем сердца. Фактически дальнейшая регуляция этого контура осуществляется в рамках контура VI с той разницей, что его генератор — группа клеток РФ продолговатого мозга (РФП) под действием сигнала $I_к$ изменяет энергетический потенциал активирующего сигнала $I_{за}$. Иначе говоря, контур VI под действием сигнала $I_к$ как бы включается в форсированный или тормозящий режим работы.

Контур регуляции X также, как и контур **IX** при взаимодействии сигнала $I_к$ обеспечивает резкое изменение режима работы контура регуляции VII, связанного со скачкообразным выбросом в кровь увеличенных порций гормонов, прежде всего катехоламинов—гипоталамо-гипофизарно-надпочечниковой системой вазопрессина (В), окситоцина (О) и других со стороны нейрогипофиза (НГ). Каждый из этих гормонов выполняет специфическую функцию, направленную в конечном итоге на мобилизацию систем организма [7]. Так адреналин, вероятно, стимулирует активирующую функцию клеток РФ и активность мышечной системы сердца. Норадреналин при этом повышает проводимость нервнопроводниковой системы, сокращая тем самым латентные периоды контуров регуляции. Вазопрессин же предохраняет микроциркуляторную систему (МС) периферического кровообращения, в том числе и сердца, путем создания повышенного мышечного тонуса артериол и прекапиллярных сфинктеров. Надо полагать, что

одновременно должна выделяться еще группа гормонов, которая в случае повышения активирующей функции РФ за счет адреналина, должна стимулировать форсированный режим транскапиллярного обмена, в том числе и сердца. И, наконец, необходимо выделение гормона, который бы обеспечивал форсированный режим систем, ответственных за эвакуацию продуктов метаболизма. Одним из них является, видимо, окситоцин.

Контуры регуляции XI управляют сосудистой системой сердца, в том числе сосудистой системой миокарда ($C - C_м$). Поскольку эти контуры регуляции связаны с регуляцией сосудистой системы, отметим здесь, что они неразрывно связаны с регуляцией рассмотренных выше контуров, обеспечивая их энергетический потенциал при различных режимах регуляции. Причем у контура XI также имеются свои измерительные датчики — барорецепторы сосудов (БР), исполнительные органы, т. е. все необходимые звенья для замкнутого биологического контура регуляции.

Предложенная выше схема регуляции сердца человека может иметь как практическое, так и теоретическое значение. Так как электрокардиограмма является отражением работы сердца при ее адекватной интерпретации можно судить о состоянии рассмотренных выше контуров регуляции сердца человека как в клинических условиях, так и при проведении физиологических экспериментальных исследований, а также при разработке схемы регуляции искусственного сердца.

Однако анализ регуляции сердца человека убеждает нас в том, что современная интерпретация электрокардиограммы, с точки зрения автора, принципиально неверна, а ее генезис является ошибочным. По-видимому, более правильно, по крайней мере для состояния покоя, рассматривать зубцы R, T, U и P как отражение контуров регуляции внутрисердечной афферентной системы, обеспечивающих автоматизм сердечного ритма. Причем между двумя систолическими сокращениями желудочков (период $R - R$) имеет место, как минимум, три систолических выброса предсердий, проявляющихся на электрокардиограмме в виде зубцов T, U и P. При этом передний фронт зубца R связан с сокращением желудочка (систолой желудочка), а задний фронт — его расслаблением (диастолой желудочка). Соответственно передние фронты зубцов T, U и P отражают систолическую фазу предсердий, а их задние фронты — диастолическую фазу предсердий, т. е. расслабление их мышечных волокон.

С другой стороны, становится понятным, что успешная имитация искусственного сердца без четких представлений и учета существующей в живой системе регуляции сердца человека немыслима. Дальнейшее экспериментальное подтверждение предложенной автором схемы регуляции сердца человека, разработанной им на основе анализа анатомо-морфологического, гистологического, физиологического и нейрофизиологического материалов, а также

применения принципов регуляции из техники позволит определить оптимальные пути в разработке схемы регуляции искусственного сердца человека.

Одновременно хотелось бы подчеркнуть, что описанная выше схема регуляции сердца человека, в основе которой заложены принципы регуляции на основе местных рефлекторных дуг, обеспечивающих автоматизм сердечного ритма, вляется универсальной, так как аналогичный принцип регуляции автоматизма, как показывает предварительный анализ, имеет место в системе дыхания и пищеварения.

Список литературы: 1. *Булыгин И. А., Калюнов В. Н.* Рефлекторная функция симпатических ганглиев.— Минск: Наука и техника, 1974- 228 с. 2. *Кулаев Б. С.* Рефлексогенная зона сердца и саморегуляция кровообращения.— Л.: Наука, 1972.—260 с. 3. *Косицкий Г. И.* Афферентные системы сердца.— М.: Медицина, 1975.—207 с. 4. *Удельнов М. Г.* Физиология сердца.— М.: Медицина, 1975. 5. *Нельсон Г. В., Гевеловиц Д. Б.* Теоретические основы электрокардиологии.— М.: Медицина, 1979.—470 с. 6. *Ерошкин В. Ф., Винокурова И. Ю., Аникеева С. П.*— Бюл. эксперим. биологии и медицины, 1969, № 5, с. 121—122. 7. *Филаретов А. А.* Нервная регуляция гипофизарно-адренокортикальной системы.— Л.: Наука, 1979. 144 с.

Поступила 10 марта 1980 г.

УДК 612.82.014.42.001.57

Г. А. КОЛОТЕНКО

МОДЕЛИРОВАНИЕ СИСТЕМ СИНХРОННЫХ И АСИНХРОННЫХ СВЯЗЕЙ ГОЛОВНОГО МОЗГА ЛОКАЛЬНЫХ СТРУКТУР

Исходя из установок П. К. Анохина о важности системно-функциональной перестройки активности головного мозга, в работах последних лет по бионике на первый план выступает «архитектурный» принцип в построении адаптивных саморегулируемых систем. Этот принцип позволяет отобразить иерархическую цепь множества вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга, поскольку «мозг всегда функционирует как целое» [1]. Согласно работе М. Н. Ливанова [2], «локализация даже простейших функций не является точечной, но всегда представляется сложной и динамичной, отражающей взаимодействие корковых и подкорковых систем. Эта сложность «архитектуры» процессов неизбежно требует и адекватного подхода в виде системного исследования, что неизбежно ставит и соответствующие методические проблемы».

Несмотря на то, что методика современной регистрации ЭЭГ не была уязвима и не совершенна, факт существования биоэлектрической активности головного мозга в пространстве и времени неопровержим, он представляет собой одну из нераскрытых, сложнейших биоэнергетических форм интегрального функ-

ционирования нейронов, требуя разработки новых кибернетических и бионических приемов и средств отображения.

Аспекты систем совмещенных синхронных связей головного мозга и особенности их, обусловленные эмоционально-волевой тренировкой операторов АСУ, исследованы нами с целью расширить функциональные возможности адаптирующих бионических устройств.

Развиваясь во времени и пространстве, множества иерархических систем и подсистем синхронных и асинхронных связей головного мозга находятся в один и тот же момент на некотором уровне в неразрывной, неразделимой взаимозависимости, на некотором — в относительной автономности, и одновременно не могут существовать друг без друга.

Если состояния систем пространственно-временных связей головного мозга обозначить z, то системы непересекающихся связей головного мозга не имеют общих состояний с системами и подсистемами связей других иерархических уровней. Это свидетельствует о том, что на фоне целостного функционирования головного мозга активированы локальные зоны пространственно-временных связей головного мозга. В первом приближении состояния таких локализованных систем синхронных и асинхронных связей головного мозга можно описать формулой

$$z_1 \cup z_2 \cup z_3 \cup \ldots \cup z_n = \Phi.$$

Если множества состояний $z_1, z_2, \ldots, z_n$ систем связей головного мозга пересекаются, т. е. имеют общие состояния, то они не всегда могут включать друг друга. Подобное состояние систем синхронных и асинхронных связей головного мозга можно представить формулой $z_1 \cup z_2 \cup \ldots \cup z_n \neq \Phi$,

$$z_1 \not\subset z_2,$$

$$z_1 \not\subset z_3,$$

$$\ldots\ldots$$

$$z_2 \not\subset z_3,$$

$$\ldots\ldots$$

$$z_{n-1} \not\subset z_n.$$

$$\ldots\ldots$$

Если множество состояний $z_1, z_2, \ldots, z_n$ систем и подсистем синхронных и асинхронных связей головного мозга пересекаются и второе полностью включает первое, третье — второе, наконец, n-е состояние систем синхронных связей головного мозга включает $(n-1)$-е, то аналогичную картину биоэлектрических явлений мозга можно смоделировать формулой: $z_1 \cup z_2 \cup \ldots \cup z \neq \Phi$

$$z_1 \subset z_2, \quad z_2 \subset z_{n-1},$$

$$z_{n-1} \subset z_n, \quad z_2 \subset z_1,$$

$$z_{n-1} \subset z_2, \quad z_n \subset z_{n-1}.$$

Системы связей не находятся в таком идеальном порядке, как представлены формулами. Как указывалось ранее, они неоднородно чередуются в пространстве и во времени; при различных функциональных состояниях имеют специфическую общую направленность структур, веса, вариабельности.

Это доказывается экспериментальным материалом, полученным по конъюнктивной методике работы [3].

В статье приводятся некоторые системы совмещенных синхронных связей головного мозга 10-секундных ЭЭГ выборок 40 операторов АСУ. Уровень анализа 5 мкв ЭЭГ выборки записаны в периоды фона (проба Бергера), фотостимуляции 8 Гц, аутосуггестии покоя. Операторы обучены методике эмоционально-волевой тренировки (ЭВТ)*.

Сравнение систем совмещенных синхронных связей головного мозга двух и трехкомпонентных структур показывает, что в периоды фона и аутосуггестии покоя разброс весов индивидуальных систем $T_d - o_s$ (по данным среднеквадратических отклонений σ) около 50 бит, $T_s - o_d$ — не более 60 бит, тогда как при фотостимуляции (ФС) 8 гц, веса систем совмещенных синхронных связей этих двухкомпонентных структур сконцентрированы в диапазоне 32—38 бит. Коэффициент вариации веса систем совмещенных синхронных связей головного мозга при ФС ниже, чем при аутосуггестии покоя. Общая направленность веса систем совмещенных синхронных связей $T_s - o_d$ вуалируется. Система связей $p_d - o_s$ при аутосуггестии покоя достигает 60 бит, уменьшаясь по весу вдвое по сравнению с состоянием, обусловленным ФС. Вместе с тем для этой системы в период аутосуггестии покоя заметна общая направленность распределения весов.

При дифференциации систем совмещенных синхронных связей головного мозга отмечается весовая направленность систем связей $p_d - o_d$ и $p_s - o_s$ при ФС 8 Гц. Центр тяжести μ вероятностного интервала признака вариационного ряда второго иерархического ранга, кодирующего систему совмещенных синхронных связей $p_d - o_d$ возрастает до 82 бит, в то время как при других функциональных состояниях не превышает 51—52 бит. Коэффициент вариации маркированной системы H_{14}^2 (по данным среднеквадратических отклонений σ) в период ЭЭГ фона уменьшается почти на 30 бит. Центр тяжести $p_s - o_s$ при ФС около 70 бит, при аутосуггестии покоя 60 бит, в период ЭЭГ фона 50 бит.

Распределение веса систем совмещенных синхронных связей головного мозга трехкомпонентных структур сохраняет общую направленность распределения веса систем совмещенных синхронных связей головного мозга предыдущего структурного ранга. Вместе с тем появляются дополнительные особенности, имеющие

---

* Результаты доложены на Второй Всесоюзной конференции по биологической и медицинской кибернетике, которая состоялась в октябре 1974 г. в Ленинграде. Материалы рекомендованы для публикации в открытой печати.

информационную ценность. Анализ показывает, что кортеж систем совмещенных синхронных связей H_7^3, H_{24}^3, H_{44}^3 имеет вероятностно равномерное распределение весов в интервале соответствующих признаков вариационного ряда C_8^3, кодирующего эти системы связей головного мозга.

Система совмещенных синхронных связей $F_d - o_d - p_d$ (H_7^3) дифференцируется по весу при различных функциональных состояниях следующим образом: при аутосуггестии покоя математическое ожидание $\mu_n = 10$ бит, фона — $\mu_\Phi = 13$ бит, ФС — $\mu_{\Phi c} = 19$ бит. Среднеквадратическое отклонение в период у аутосуггестии покоя $\sigma_n = 8{,}1$ бит и в 2 раза больше, чем при ФС 8 Гц. Сравнение с системами совмещенных синхронных связей H_{24}^3, H_{44}^3 показывает, что система связей $T_d - o_d - T_s$ (H_{24}^3) в период фоновой активности имеет тенденцию к росту весов, характеризуется математическим ожиданием $\mu_\Phi = 31$ бит, тогда как при ФС 8 Гц $\mu_{\Phi c} = 25$ бит, поэтому дифференциация системы по коэффициенту сравнения $k_c = \sigma_\Phi/\sigma_{\Phi c} = 1{,}54$, $k_c = \sigma_n/\sigma_{\Phi c} = 1{,}2$. Система совмещенных синхронных связей $o_d - o_s - T_s$ (H_{44}^3) в период фоновой ЭЭГ имеет математическое ожидание (центр тяжести) $\mu_\Phi = 43$ бит. Полоса разброса весов индивидуальных систем совмещенных синхронных связей $\sup x = 127$ бит, $\inf x = 75$ бит. При $\sigma_\Phi = 49{,}8$ бит отличие систем связей по коэффициенту сравнения $k_c = \sigma_\Phi/\sigma_{\Phi c} = 2{,}13$. Коэффициент вариации H_7^3 фоновой ЭЭГ $v_\Phi = 146$ бит, в период аутосуггестии покоя $v_n = 74$ бит. Коэффициент сравнения отличается почти в два раза $(k_c = v_\Phi/v_n = 1{,}95)$. Относительные ошибки: $m_n = 5$ бит, $m_\Phi = 2$ бит и отличаются в 2,5 раза.

В период фоновой активности система совмещенных синхронных связей H_{24}^3 характеризуется максимальным среднеквадратическим отклонением $\sup \sigma_\Phi = 30$ бит и минимальным среднеквадратическим отклонением $\inf \sigma_{\Phi c} = 19{,}45$ бит. Коэффициент вариации при аутосуггестии покоя $v_n = 212$ бит, что отличает ее от ЭЭГ, наблюдаемой в период ФС 8 Гц, почти в три раза $(k_v = v_n/v_{\Phi c} = 2{,}75)$.

Среднеквадратическое отклонение системы H_{44}^3 заключено в интервале $\sup \sigma_\Phi = 41$ бит (в период ЭЭГ фона), $\inf \sigma_{\Phi c} = 19{,}25$ бит (при ФС 8 Гц). Коэффициент вариации $v_n = 107$ бит. По коэффициенту сравнения система дифференцируется следующими параметрами: $k_c = v_n/v_{\Phi c} = 2{,}1$; $k_c = v_\Phi/v_{\Phi c} = 1{,}83$. Относительные ошибки систем совмещенных синхронных связей H_{24}^3, H_{44}^3 не превышают 1—2 бита.

Системы совмещенных синхронных связей H_7^3, H_{24}^3, H_{44}^3 при различных функциональных состояниях имеют специфическую направленность распределения весов.

Нейрокибернетический анализ показывает, что при аутосуггестии покоя и фоновой активности система $T_d - o_d - T_s$ интен-

сифицирована по весу. При аутосуггестии покоя для системы совмещенных синхронных связей $F_d - \sigma_d - p_d$ наблюдается зона пониженного синхронизма. При ФС 8 Гц экзальтируется система совмещенных синхронных связей $o_d - o_s - T_s$, в состав которой входит подсистема $o_s - T_s$, имеющая повышенный вес, четко дифференцирующийся по μ и σ.

Если биоэлектрическую активность головного мозга рассматривать в сфере совмещенного синхронизма, то рост μ и уменьшение σ можно смоделировать выпуклой электрической линзой, а уменьшение μ и увеличение σ, v — вогнутой. Исходя из этого, пространственно-временной синхронизм головного мозга фокусируется в подсистеме совмещенных синхронных связей $o_s - T_s$ с эпицентром коммутации пространственно-временной лабильности в зоне T_s. При аутосуггестии покоя в отличие от фона имеются две антитезные линзы. При афферентном раздражителе (ФС 8 Гц) возникает выпуклая линза систем совмещенных синхронных пространственно-временных связей на левой стороне головного мозга.

Согласно психофизиологическим исследованиям операторов АСУ в процессе реализации упражнений эмоционально-волевой тренировки субъективные и объективные показатели имели согласованную направленность, что позволило предположить вероятностную зависимость между целенаправленными возмущениями и откликами.

В процессе реализации упражнений по методу ЭВТ формирующиеся волевые установки проявляют себя как центрально-управляемый процесс преднастройки нервно-мышечной периферии, обеспечивающей готовность организма к обусловленному упражнениями ЭВТ действию и способствующей его осуществлению. Происходит перестройка нервно-трофических процессов в общесоматическом плане. На первое место выходят включившиеся механизмы общесоматического воздействия с акцентом на специальной направленности.

При обучении внушению готовности к восприятию цифровой информации настройка на действие, активизирование внимания, а затем выполнение операций в соответствии с указаниями инструкции, наконец, формирование необходимых навыков, введение которых целесообразно при регулировании и управлении информационно-технологическими процессами автоматизированных производств на первом этапе обучения ЭВТ, немаловажное значение приобретает выработка у операторов автоматической реализации мышечной релаксации. В процессе обучения ЭВТ выработка непроизвольной мышечной релаксации являлась основой состояния, обусловленного аутосуггестией покоя. В свою очередь, внушение состояния покоя являлось базисом для волевых психологических установок, которые выполняют самостоятельные функции по снижению уровня утомления, снятию в некоторой степени ощущения утомления, создают предпосылки для кратковременного

активного отдыха, особенно важных для операторов АСУ ночных смен.

Обучение операторов АСУ вызывать у себя симпатикотонические сдвиги позволяет в соответствии с целевыми установками корригировать гомеостаз.

Если при внушении значительную роль играет внушение представлений, то, естественно, оно должно лучше осуществляться лицами, склонными к чувствительно-образному мышлению, обладающими повышенной психосоматической коммутацией (переключаемостью). Наши исследования показывают, что у таких операторов АСУ встречается недостаточное сосредоточение на задании, т. е. хотя и имеется склонность к спонтанному самовнушению, но оно часто обретает иррадиирующий характер.

В процессе внушения по методу ЭВТ у операторов АСУ развивалась определенная способность к яркой визуализации и аудитации представлений, умение формировать чувственно-образное воспроизведение нужной обстановки, вызвать реакцию, оптимизирующую восприятие зрительной цифровой информации. Даже у лиц с тревожно-мнительными чертами характера после обучения ЭВТ некоторые черты характера уравновешивались, в коллективе наблюдалось значительное улучшение психологического климата.

Анализ полученного материала показал, что в процессе обучения ЭВТ большое значение имеет производственный опыт и квалификация оператора АСУ, так как в основе создаваемой в процессе внушения установки лежит опыт прошлого, с учетом которого происходит вероятностное прогнозирование требуемого действия. Опыт оператора АСУ окрашен индивидуально и преломлен через призму впечатлений.

В связи с этим становится понятной необходимость использования элементов представления, воображения, а иногда и воспоминания ситуации, способствующей вызову нужной реакции. При этом учитывался не только производственный опыт (в плане вероятного будущего), но и перенесение (в плане оптимального для данной ситуации приспособительного эффекта) элементов оптимальности (по восприятию информации, активному отдыху и т. д.) в производственную среду. В данном случае предполагается, что действует мобильная система настройки, не только подготавливающая организм к нужной реакции, но и при необходимости корригирующая отклонения от действий, требуемых соответствующей ситуацией.

В связи с этим объективизация способов саморегуляции высших психофизиологических функций внимания, кратковременной памяти, проведение диагностических и психогигиенических мероприятий, предупреждающих фатигации и невротические реакции в коллективах операторов АСУ, может быть основано, исходя из установок П. К. Анохина о важности функциональной перестройки активности головного мозга, на автоматическом ана-

лизе вариабельных пространственно-временных биопотенциалов церебральных систем, нейрокибернетических способов, используемых на практике в комплексе с другими диагностическими методами.

В условиях функционального состояния головного мозга, определяемого суггестией, автоматический анализ вариабельных иерархических систем пространственно-временных синхронных и асинхронных связей головного мозга человека, основанный на принципах системно-физиологического подхода, явился удобной моделью для изучения особенностей, характеризующих деятельность операторов АСУ. Это имеет практическую ценность в медико-биологических исследованиях эргатических систем.

Выявленные особенности в концептуальном свете нейрокибернетических положений позволяют по частоте, вариабельности и структуре пространственно-временных синхронных и асинхронных связей головного мозга уловить возможную степень выраженности и нюансы функциональных состояний операторов АСУ. Это позволяет успешно разрешить трудности, которые неизбежно возникают при выполнении научно-исследовательских работ, находящихся на стыке различных наук и, естественно, что некоторые исследования, принадлежащие смежной науке, могут не попасть в поле зрения автора либо отражены не достаточно четко.

Существующие способы анализа ЭЭГ имеют как положительные, так и отрицательные стороны и позволяют использовать лишь определенную часть полезной информации, заключенной в электрограммах головного мозга. Автор пытался учесть информативные особенности анализа ЭЭГ различных концепсий. С помощью автоматического системного анализа вариабельных пространственно-временных организаций биопотенциалов головного мозга уточнялись особенности функциональных возможностей головного мозга при различных дифференцируемых состояниях операторов автоматизированных систем управления.

Использование методов алгебры логики позволяет формализовать автоматический анализ вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных связей головного мозга операторов АСУ и тем самым обеспечивает наиболее оптимальную реализацию его на ЭВМ. Это выгодно отличает предложенные конъюнктивный и дизъюнктивный методы от кросскорреляционного анализа ЭЭГ, не позволяющего одномоментно установить сходство более двух ЭЭГ волн. Сведение множества ЭЭГ отведений к парам-предел возможностей корреляционной обработки. Можно увеличить количество зон регистрации ЭЭГ, подключить ЭВМ, проводить комплексный анализ ЭЭГ совместно с когерентным, энцефалоскопическим и другими способами анализа ЭЭГ. Информация добавится, но в сущности методологические средства не изменятся. Увеличение одновременно сопрягаемых ЭЭГ отведений методами кросскорреляционного анализа —

практически трудно разрешимая задача. В то же время предложенные автоматизированные нейрокибернетические методы позволяют сопрягать практически любое количество зон регистрации одновременно и в любой вариабельности. Интенсивное развитие логических микроэлектронных схем делает конъюнктивный и дизъюнктивный нейрокибернетические методы дифференциальной диагностики перспективными.

Список литературы: 1. *Швырков В. Б.* Системный подход как основа синтеза психологии и физиологии.— В кн.: 24 Всесоюз. совещ. по проблемам высшей нервной деятельности, посвященное 125-летию со дня рождения И. П. Павлова: Материалы симпозиумов. М., 1974, с. 7. 2. *Ливанов М. Н.* Пространственная организация процессов головного мозга.— М.: Наука, 1972.—125 с. 3. *Филатов А. Т.* К вопросу о принципах саморегуляции психосоматических функций человека.— В кн.: Психическая саморегуляция.— Алма-Ата, 1974, с. 55—59.

Поступила 10 марта 1980 г.

УДК 612.82.014.42.001.57

Г. А. КОЛОТЕНКО, С. Ю. ДИДЕНКО, канд.техн. наук.

МНЕМОНИЧЕСКОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ ПРОСТРАНСТВЕННО-ВРЕМЕННЫХ ОРГАНИЗАЦИЙ ПОТЕНЦИАЛОВ ГОЛОВНОГО МОЗГА МЕТОДОМ ДОСРВ

СООБЩЕНИЕ 1

Каждая закодированная пространственно-временная организация синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур в двоичном счислении машинного языка при переводе на символьное изображение представляет собой набор букв и меток, эквивалентное преобразование которых приводит к упорядоченной проявленности электроэнцефалосигналов (ЭЭС). Бионическая вероятность алфавитноцифровых ЭЭС слов — это частота аналогичных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга, стремящаяся к стационарности и, вследствие динамики неравномерного движения, никогда не достигающая ее. Построение динамики изменений вариабельных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга на основе дисковой операционной системы реального времени (ДОСРВ) возможно лишь с помощью методических системно-кибернетических приемов анализа ЭЭС.

Множество отдифференцированных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга иерархических структур, полученных в течение реализации ЭЭС, в конечном итоге — эквивалентных преобразований, можно представить в виде бионических программ, типовая совокупность которых формирует специализированную программу. Набор их составляет как принято говорить тезаурус бионических программ. По такому принципу могут работать модифицированные управляющие вычисли-

тельные комплексы (УВК). В ДОСРВ, в таком случае, супервизор, представляющий ряд специализированных управляющих подпрограмм, может запускать вероятно дифференцируемые бионические подпрограммы, микропрограммы, программы вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур в монопольном (когда остальные кроме работающей не прозрачны) или мультиплексном (поочередно коммутируемом) режимах, распределять время между реализациями ЭЭС бионических подпрограмм. Учитывая время реализации ЭЭС, супервизор ДОСРВ связывает во времени эти реализации между собой и с тезаурусом бионических программ. Одновременно оператор-кибернетик может работать в диалоговом режиме с УВК. Это значительно расширяет возможности системного исследования физиологических показателей: к УВК подключаются взаимосвязанные субкомплексы датчиков, позволяющие параллельно измерять пространственно-временные организации электромиелосигналов (ЭМС), электрокортикосигналов (ЭКС) и т. д. В соответствии с важностью и первостепенностью их проявления полученные бионические программы можно проранжировать и установить приоритет. Отдифференцированные пространственно-временные организации потенциалов исследуемого объекта, имеющие высокий приоритет, более быстродействующие в условиях динамики и конфликтных ситуациях. Микропрограммы, построенные по принципу высокоприоритетных микропрограмм пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур, могут, вследствие высокого быстродействия, управлять менее приоритетными диск-резидентными бионическими подпрограммами автоматического анализа вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга, которые, в частности, записываются в резервной части магнитного диска и приостанавливаются при возникновении признака SWAPPING. В область фоновых и резидентных бионических программ пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга модификацией FMGR записан набор отдифференцированных ЭЭС реализаций. Перевод маловероятных, иррелевантных подпрограмм и поиск их однозначного решения может производиться после их записи с набором всего массива ЭЭС исходных реализаций. Фоновые диск-резидентные бионические подпрограммы вариабельных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга, в частности построенные по типу перемещающего загрузчика ДОСРВ, не считываются и этим схожи с ДЗУ. Фоновые диск-резидентные подпрограммы автоматического анализа ЭЭС модификаций D, RTR, выполняют функции декодирования (ретрансляции) и корректирования автоматически анализируемых ЭЭС реализаций при переводе исходной ЭЭС информации с машинного кода в символьный, и наоборот, производят согласно сегментации целенаправленную

редакцию файлов вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга в норме и при патологии.

Тезаурусы бионических программ пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга, с которыми сравниваются реальные ЭЭС, хранятся на магнитном диске в виде директив, строк, отдельных символов и считываться в ОЗУ по мере необходимости. Причем они могут выгружаться, перемещаться, дозагружаться, образуя специализированные конфигурации структур. Вызов бионических программ, осуществляющих системно-кибернетический анализ множества взаимосвязанных вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур, может быть динамическим с заданной фазой и периодом. Доработка существующих УВК может привести к буферированию ввода-вывода бионических программ, построенных по принципу функционирования вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга, что позволит совмещать во времени ввод и вывод одной и той же бионической микропрограммы, подпрограммы и даже программы, отображающей сравнительно длительные функциональные состояния организма, параллельно перебирая множества идентифицированных микропрограмм и формируя соответствующие подмножества вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга. Выделенная информация может храниться в памяти УВК на системном и дополнительном дисках. Запрограммированная пространственно-временная информация ЭЭС в этом случае «генераторная», так как устанавливает связь между иерархией специализированных бионических подпрограмм пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга при различных функциональных состояниях исследуемого организма и супервизором.

В определенной области памяти УВК, например на рабочих магнитных дисках, могут быть расположены тезаурусы резидентных, в частности привилегированных (при закрытых прерываниях), бионических программ, включающих в некоторых случаях дискрезидентные и фоновые программы вариабельных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга с соответственным увеличением длин памяти.

Ранжирование специализированных бионических подпрограмм пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур по паритету является условным. Приоритет, в зависимости от направленности проблемных медико-биологических исследований, может соответственно менять — автоматически либо по требованию кибернетика-оператора, ведущего количественно-информационный системный анализ регистрируемой и параллельно измеряемой

ЭЭС. В мультиплексном режиме приоритет множества подпрограмм для системного анализа вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга равноординарен. Поэтому может быть предложена селективная реализация исследуемых подпрограмм. И только при жестком режиме — монопольном — будет выполняться приоритетная подпрограмма анализа вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга. При этом ряд программ находится в сканирующем режиме. Это ряд проранжированных (упорядоченных, рассортированных) по приоритету подпрограмм, построенных по принципу вероятных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур при различных функциональных состояниях организма в норме и при патологии.

Могут быть бионико-статические и динамические подпрограммы вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур. Статические — такие, которые характеризуют определенные, относительно стабильные функциональные состояния организма. Динамические — такие, которые в процессе анализа ЭЭС дополняются, корректируются. Оба типа таких подпрограмм строятся по данным идентичных ЭЭС реализаций, в частности по сотням микросекунд (TMSEC), десятков — сотен секунд (TSEC), минутным ЭЭС реализациям (TMIN), часовым (THOUR), которые срабатывают по уставкам этих команд, позволяя закодировать и проанализировать множества пространственно-временных характеристик ЭЭС в широком диапазоне реализаций. При этом по DMAN может быть указан логический номер диска, начальный номер дорожки и сектора.

Вызовы супервизора позволяют вводить и выводить бионические подпрограммы множества взаимосвязанных вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур при различных функциональных состояниях организма в норме и при патологии, записывать исходную и обработанную ЭЭС информацию на диски, проводить синтез и анализ различных реализаций, приостанавливать сравнение подпрограмм, переводить сравнение с одной программы на другую, менять величину ЭЭС реализаций, периодичность и фазы. При корректном вызове супервизор передает управление, пересылая информацию через устройства преобразования — модемы (модуляторы и демодуляторы) в области ЗУ при параллельном выводе диагностических сообщений о функциональном состоянии исследуемого объекта и режиме УВК. В соответствии с функциональным состоянием исследуемого объекта по команде (CALL EXEC на ФОРТРАНе) супервизор назначает дорожки диска для записи или чтения вновь формируемых подпрограмм множества взаимосвязанных вариабельных простран-

ственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур, которые могут сохраняться в магнитном архиве, пополняя бионический тезаурус. При этом бионические диск-резидентные подпрограммы системно-кибернетического анализа ЭЭС могут вызвать резидентные и наоборот. В этом случае автоматизированные действия супервизора по далекой аналогии близки к эффекту, вызываемому кибернетиком-оператором АСУ по команде ON, а изменение бионических подпрограмм во времени адаптивны IT. При загрузке ряда сегментов фоновой бионической подпрограммы автоматического анализа множества взаимосвязанных вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур с диска в фоновую область ОЗУ на ФОРТРАНе производится в восьмиричном коде. Приостанов любой реализуемой подпрограммы автоматического анализа пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга в реальном времени может производиться супервизором по команде GO, осуществляемой в настоящее время кибернетиком-оператором АСУ с инженерного пульта. Текущее время суток, когда производится автоматический анализ пространственно-временных характеристик ЭЭС может быть выполнен супервизором по команде TI. Каждой бионической микропрограмме присваивается идентификатор начала EXEC (на АЛГОЛе и ФОРТРАНе) и конца EN*D*, а также входные точки, отмечающие, в частности, характеристические моменты автоматического анализа множества взаимосвязанных вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур при различных функциональных состояниях организма в норме и при патологии. Бионические микропрограммы такого свойства могут быть схожи с записями NAM, у которых нет указаний на тип, приоритет, время. Реальная фактура системно-кибернетического исследования пространственно-временных характеристик ЭЭС возрастает. Надежность такого подхода оказывается неоспоримой, так как на автоматизированный анализ поступают заведомо не верифицированные ЭЭС реализации, что особенно ценно и важно в экстремальных условиях оперативного вмешательства.

При мнемоническом моделировании вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур супервизор сравнивает поступающие ЭЭС реализации с интерпретируемой бионической подпрограммой и в случае вероятного совпадения дифференцирует поступающую информацию согласно функциональному состоянию организма, а при необходимости корректирует соответствующий драйвер и абсолютную бионическую микропрограмму, которые в этом случае оказываются динамически адаптивными. След записи до коррекции не утрачивается, а является возможным резервом, по аналогии с которым могут вероятностно

проявляться последующие пространственно-временные характеристики ЭЭС согласно функциональным состояниям организма в норме и при патологии. В результате суперпозиционного проектирования отображаемой информации на одну плоскость полученные при автоматическом анализе ЭЭС уплотняются, «сжимаются», «впечатываются одна в другую», сохраняя и дополняя адрес первоначальной записи с одновременной дифференцировкой на разных технологических уровнях автоматизированного анализа множества взаимозависимых вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур при различных функциональных состояниях организма в норме и при патологии. Несовпадение исходных данных и подпрограмм анализа может формировать своеобразные тайм-паузы. Характеристическая установка тайм-аутов задается анализирующими абсолютными бионическими микропрограммами. Тайм-аут возможен динамический и статический. Физические адреса с увеличением набора анализируемых пространственно-временных реализаций ЭЭС в процессе коррекции изменяют и динамически трансформируют программы обработки ЭЭС, что делает конфигурации программ более гибкими и универсальными. Динамические изменения бионических программ для автоматического анализа множества взаимосвязанных вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур может производить оператор-кибернетик, в частности, редактируя фрагменты символьной информации — файлы — в соответствии с задачами системного исследования вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга. Закрытое прерывание бионических подпрограмм для анализа пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга производится на уровне машинного кода, открытое — с переводом бионических подпрограмм на символьный язык, когда возможно редактирование и распечатка сформированных файлов соответственно ЭЭС реализациям. В процессе редактирования могут быть восполнены пропуски пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга соответствующих стандартизированным, типизированным бионическим подпрограммам, предназначенным для специализированного анализа пространственно-временных характеристик ЭЭС. Превышение допусков максимальных тайм-аутов приводит к прерыванию сравнительного анализа ЭЭС, отсылки на эвристическую запись и переходу УВК на стандартную программу, наиболее близкую к данной.

При регенерации вариабельных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга в зоны регистрации либо другие области может использоваться таблица обращения к устройствам преобразования, которая восстанавливает очередность их первоначального поступления. Таким образом, проис-

ходит «навязывание» пространственно-временной характеристики ЭЭС с попыткой восстановить «похожесть» функционального состояния организма. Параллельно диагностические сообщения подобной «настройки» на определенное функциональное состояние выдаются на инженерный пульт УВК, в результате чего кибернетик может в любое время работать в диалоговом режиме. Последнюю операцию, видимо, можно производить при помощи $ × S10, реализующей внутримашинные микрооперации. Создаются возможности разработки бионических драйверов «*B*»—DVR—специализированных подпрограмм автоматического анализа пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга, управляющих приемом и передачей (генерацией и регенерацией) ЭЭС реализаций, которые работают под управлением специализированных супервизоров. Такой модифицированный драйвер инициирует бионические подпрограммы на передачу вероятностной информации согласно отображаемому функциональному состоянию организма в норме и при патологии.

При обработке вариабельных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга может быть использована программа-модем (форматер FRMTR), позволяющая производить эквивалентные внутримашинные преобразования на ФОРТРАНе. Тезаурус модифицированных бионических подпрограмм SIN, *COS*, *BINRY* может быть унифицирован и использован при анализе вариабельных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга. Параллельно коммутируемые подпрограммы, в частности SIN, *COS*, BINRY, преобразованные применительно к автоматическому анализу пространственно-временных характеристик ЭЭС, могут располагаться в области привилегированной памяти и реализовываться набором внутримашинных микропрограмм. В памяти могут храниться исходная их копия и модификации на разных уровнях накопленных ЭЭС реализаций, перестроенных и преобразованных.

С инженерного пульта УВК оператор-кибернетик может: устанавливать длину ЭЭС реализаций, запускать (ON) любую подпрограмму автоматического анализа пространственно-временных характеристик электрической активности головного мозга согласно уставке, приостанавливать (SS) или продолжать (GO) анализ заданной ЭЭС реализации, одно — или многократно, непрерывно или циклически контролировать (ST) ориентировочное состояние пространственно-временных организаций потенц. мов головного мозга, перемещать резидентные, диск-резидентные и фоновые подпрограммы для автоматического анализа ЭЭС реализаций, определять дорожки на магнитном диске для заполнения новой ЭЭС информацией (LG, RT), перекодировывать пространственно-временные характеристики ЭЭС на символьный язык и при необходимости записывать массивы дифференцируемой символьной информации — файлы (LS) на магнитный диск в свободные сектора. Кибернетик может идентифицировать двухсимвольное слово:

1) TM — позволяющее засинхронизировать УВК со временем для проведения эксперимента; 2) TI — установить начало ЭЭС реализации от секунд до дня года; 3) IT — выбрать длину ЭЭС реализации от миллисекунд до часов. Например, мнемоника *IT NAM 15, 100, 10, 7, 30, 20, 0 означает, что при автоматизированном эксперименте ЭЭС анализа подпрограмме NAM 15 задается реализация, равная 10 мин, кратность «крт» (число от 0 до 999) равна 100. Первое выполнение должно произойти в 7 ч 30 мин, 20 мс. По псевдокоманде LG кибернетик может очистить ряд дорожек на одном системном или дополнительном диске для загрузки, например, дублирующих бионических абсолютных микроопераций, функционирующих по принципу вероятных типизированных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга соответствующих состояний исследуемого организма, а по RT освободить все дорожки накопителя на магнитных дисках (МНД) либо по LS проводить операции с текущим символьным файлом.

Область фоновых диск-резидентных бионических подпрограмм для автоматического анализа вариабельных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур может состоять из основного ряда специализированных микропрограмм (на языке АЛГОЛ — MAIN) и ряда перекрывающихся сегментов S_{e_1}..., S_{e_i} ..., S_{e_n}, размещающихся в НМД и считывающихся при помощи супервизора по PROCE*DU*RE MAIN, CO*DE*. Они не могут возвратить управление основной подпрограмме, но способны автоматически заменить себя другим сегментом. Ряд взаимосвязанных сегментированных фоновых диск-резидентных бионических подпрограмм пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур может образовывать трансляторы, расположенные в секторах системной области диска. Для ФОРТРАНа, АЛГОЛа, МНЕМОКОДа в ДОСРВ совокупностью основных бионических подпрограмм для автоматического анализа пространственно-временных характеристик ЭЭС могут быть соответственно модифицированные FTN, ALGOL, ASMB*D*, и сектора (FTNФ1, FTNФ2, FTNФ3, FTNФ4), (ALGL1), (ASMB1, ASMB2, ..., ASMB5).

Таким образом, используя даже один из видов фоновой бионической диск-резидентной программы, например, перемещающего загрузчика ДОСРВ, кибернетик в процессе автоматического анализа ЭЭС может изменять набор бионических диск-резидентных программ, включенных в сгенерированную систему УВК, а также добавлять новые подмножества фоновых, резидентных программ или заменять скорректированными вариантами с теми же namr. Каждая модификация распознается и дифференцируется описательной программой, помещенной в системной области ОЗУ.