

МИНИСТЕРСТВО ВЫСШЕГО И СРЕДНЕГО СПЕЦИАЛЬНОГО
ОБРАЗОВАНИЯ УССР

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

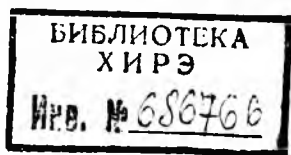
ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

Республиканский
межведомственный
научно-технический
сборник

Основан в 1968 г.

ВЫПУСК 37

2221



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

1986

Проблемы бионики: Респ. междувед. науч.-техн. сб.—Х.: Вища шк. Изд-во при Харьк. ун-те, 1986.— Вып. 37. 145 с.

В сборнике представлены результаты бионических исследований. Рассмотрены вопросы интеллектуальной деятельности человека, принципы построения специальных вычислительных систем, модели и методы построения некоторых сенсорных систем при обработке речевых сообщений распознавания образов, нормализации изображений. Освещены вопросы имитационного моделирования и обработки биомедицинской информации.

Нормативные материалы приведены по состоянию на 1 января 1986 г.
Для научных работников и специалистов.

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

Адрес редакционной коллегии: 310141, Харьков, пр. Ленина, 14, Институт радиоэлектроники, тел. 40-94-64

Редакция естественнонаучной литературы

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

Выпуск 37

Редактор *А. П. Гужва*
Художественный редактор *В. Е. Петренко*
Технический редактор *Л. Т. Ена*
Корректоры *А. Г. Долгова, В. Л. Светличная*

Информ. бланк № 10341

Сдано в набор 05.09.85. Подп. в печать 25.11.85. БЦ 09438. Формат 60×90/16. Бумага КН-журн. Лит. гарн. Выс. печать, 9 печ. л. 9,25 кр.-отт. 10 уч.-изд. л. Тираж 700 экз. Изд. № 1432. Зак. № 6-371. Цена 1 р. 40 к.

Издательство при Харьковском государственном университете издательского объединения «Вища школа», 310003, Харьков-3, ул. Университетская, 16
Харьковская книжная фабрика «Коммунист» 310012, Харьков-12, ул. Энгельса, 11

П 1502000000-006
М226(04)-86 468-86

© Издательское объединение
«Вища школа», 1986

И. Б. СИРОДЖА, д-р техн. наук

**АДАПТИВНЫЙ СТРУКТУРНО-АНАЛИТИЧЕСКИЙ АЛГОРИТМ
ВОССТАНОВЛЕНИЯ ОПТИМАЛЬНОЙ ГРАММАТИКИ ДЛЯ
РАСПОЗНАВАНИЯ ДВУХ ОБРАЗОВ**

В работе [1] изложен структурно-аналитический (СА) метод распознавания образов по разнотипной эмпирической информации, позволяющий строить грамматические решающие правила в классе R -функций [2] с адаптирующейся к реальной среде структурой и преодолеть недостатки дискриминантных [3, 4], а также лингвистических [5] методов распознавания. Согласно СА-методу распознавания решающее правило или правило классификации (ПК) Φ находится путем восстановления стохастической [3] двузначной R -функциональной грамматики $G_R^{(2)}$ [1] по синтаксическому образцу (СО), получаемому в результате специальной обработки выборочной таблицы эмпирических данных (ТЭД) $Z_0 = \{x_{ij}\}$ ($i = \overline{1, m}; j = \overline{1, n}$).

В статье предложен и обоснован адаптивный СА-алгоритм восстановления оптимальной $G_R^{(2)}$ для распознавания объектов двух классов K_1 и K_2 , основанный на использовании метода стохастической аппроксимации в интерпретации Я. З. Цыпкина [3].

Пусть СО задан бинарной матрицей

$$S(m, M + 1) = \{\vec{f}_1(\vec{x}_1), \Phi(\vec{f}_1); \dots; \vec{f}_m(\vec{x}_m) \Phi(\vec{f}_m)\} \quad (1)$$

размером $(m \times M + 1)$, где

$$\vec{f}_i(\vec{x}_i) = (f_1(\vec{x}_i), f_2(\vec{x}_i), \dots, f_M(\vec{x}_i)), \quad (i = \overline{1, m}), \quad \vec{x}_i \in X^n \quad (2)$$

— вектор-строка СО (1), компоненты которой состоят из значений терминальных свойств-предикатов (С — П), заданной структурно полной системы

$$C = \{f_1(\vec{x}), \dots, f_M(\vec{x})\}; \quad (3)$$

$\Phi(\vec{f}_i) = \omega$, ($\omega = 0, 1$) — значение ПК Φ для синтаксической строки $\vec{f}_i(\vec{x}_i)$ ($i = \overline{1, m}$), т. е. искомой двузначной функции, за-

дающей разбиение пространства признаков X^n на два подмножества посредством $C - \Pi f_j \in C (j = \overline{1, M})$ (3).

Задача состоит в построении адаптивного алгоритма восстановления по синтаксическому образцу (1) ПК $\Phi(\vec{x}) \equiv G_R^{(2)}$ для образов $K_1, K_2 \in X^n$ в форме R -функции

$$\Phi(\vec{x}, \vec{c}) = \vec{c}^T \vec{\varphi}(\vec{f}); S_2[\Phi(\vec{x}, \vec{c})] = \omega = \begin{cases} 1, & \text{если } \Phi > 0, \vec{x} \in K_1; \\ 0, & \text{если } \Phi \leq 0, \vec{x} \in K_2, \end{cases} \quad (4)$$

доставляющей минимум функционалу эмпирического риска

$$J(\vec{c}) = M_{\vec{f}} \{ |\omega - S_2[\vec{c}^T \vec{\varphi}(\vec{f})]| \}, \quad (5)$$

где $M_{\vec{f}}$ — символ математического ожидания по f , соответствующий операции усреднения по строкам СО (1); $\vec{c}^T = (c_1, \dots, c_{N_c}) \in [0, 1]$ — транспонированный вектор неопределенных коэффициентов в арифметическом аналоге полного разложения дизъюнктивной нормальной формы (ДНФ) булевой функции $F(X_1, \dots, X_{N_c})$, сопровождающей R -функцию (4); $\vec{\varphi}(\vec{f}) = (\varphi_1(\vec{f}), \dots, \varphi_{N_c}(\vec{f}))$ — вектор-функция членов указанного разложения, представленных двоичными комбинациями C_M^v , ($v = 1, 2, \dots, M$) свойств-предикатов $f_j (j = \overline{1, M})$ системы C (3);

$$N_c = \sum_{v=1}^M 2^v C_M^v.$$

Такую задачу назовем U_1 -задачей классификационной обработки данных (КОД).

Пусть полное разложение ДНФ логики структуры ПК $\Phi(\vec{x}, \vec{c})$ (4) имеет вид

$$\begin{aligned} F[S_2(f_1), \dots, S_2(f_M)] &= S_2[\Phi(\vec{x}, \vec{c})] = F(Z_1, \dots, Z_M) = \\ &= \vec{c}_1^T \vec{Z}_1 V \vec{c}_2^T Z_1 V \dots V c_{2M-1}^M \vec{Z}_M V c_{2M}^M Z_M V c_{2M+1}^{12} \vec{Z}_1 \vec{Z}_2 V \dots \\ &\dots V c_{2^2}^{(M-1)M} Z_{M-1} Z_M V \dots V c_{N_c-1}^{12 \dots M} Z_1 Z_2 \dots \\ &\dots \vec{Z}_M V c_{N_c}^{12 \dots M} Z_1 Z_2 \dots Z_M. \end{aligned} \quad (6)$$

Введем отрицание \bar{S}_2 предиката S_2 (4):

$$\bar{S}_2(x) = \begin{cases} 0, & \text{если } x > 0; \\ 1, & \text{если } x < 0. \end{cases} \quad (7)$$

Тогда, очевидно, справедливы равенства

$$F[S_2(f_1), \dots, S_2(f_M)] = S_2[\Phi(\vec{x}, \vec{c})] = F(Z_1, \dots, Z_M) =$$

$$= S_2 [c_1^1 \bar{S}_2(f_1) + c_2^1 S_2(f_2) + \dots + c_{2M-1}^M \bar{S}_2(f_M) + c_{2M}^M S_2(f_M) + \\ + c_{2M+1}^{\bar{1}\bar{2}} \bar{S}_2(f_1) S_2(f_2) + \dots + c_{2^2 c_M}^{(M-1)M} S_2(f_{M-1}) S_2(f_M) + \dots \quad (8)$$

$$\dots + c_{N_c-1}^{12 \dots M} S_2(f_1) S_2(f_2) \dots \bar{S}_2(f_M) + c_{N_c}^{12 \dots M} S_2(f_1) S_2(f_2) \dots$$

$$\dots S_2(f_M)] = S_2 [c^T \vec{\varphi}(\vec{f})] =$$

$$= S_2 \left[\sum_{i=1}^{N_c} C_i \varphi_i(\vec{f}) \right]; \quad \vec{f} = (f_1, \dots, f_M).$$

Любую правую часть (8) назовем арифмегическим аналогом логики структуры (6), поскольку здесь используются обычные операции сложения и умножения. Верхний индекс j при коэффициенте C_i^j указывает символический вид конъюнктивной комбинации $C - \Pi$ в i -м члене разложения (8) и может отсутствовать, а нижний индекс i — порядковый номер члена. Например, для синтаксического образца с $M = 2$ $C - \Pi f$ выражение (8) имеет вид

$$F [S_2(f_1), S_2(f_2)] = S_2 [c_1^1 \bar{S}_2(f_1) + c_2^1 S_2(f_2) + c_3^2 \bar{S}_2(f_2) + \\ + c_4^2 S_2(f_2) + c_5^{\bar{1}\bar{2}} \bar{S}_2(f_1) \bar{S}_2(f_2) + c_6^{\bar{1}\bar{2}} S_2(f_1) S_2(f_2) + \\ + c_7^{\bar{1}\bar{2}} S_2(f_1) \bar{S}_2(f_2) + c_8^{12} S_2(f_1) S_2(f_2)] = \\ = S_2 \left[\sum_{i=1}^{N_c=8} c_i \varphi_i(\vec{f}) \right].$$

Очевидно, выражению (7) соответствует арифметическое равенство

$$\bar{S}_2(f) = 1 - S_2(f). \quad (9)$$

Применяя адаптивный дискретный алгоритм Я. З. Цыпкина к уравнению

$$\nabla_{\vec{c}} J(\vec{c}) = M_{\vec{f}} \{ \nabla_{\vec{c}} |\omega - S_2 [c^T \vec{\varphi}(\vec{f})]| \} = 0, \quad (10)$$

построенному на основе функционала (15), получаем адаптивный алгоритм для определения \vec{c} в дискретах $n = 1, 2, 3, \dots$

$$\vec{c}[n] = \vec{c}[n-1] + \Gamma[n, \omega[n]] S_2(\omega[n] - \\ - \vec{c} \vec{\varphi}^T(\vec{f}[n])) \vec{\varphi}(\vec{f}[n]), \quad (11)$$

где

$$\Gamma[n, \omega[n]] = \\ = \Gamma_1[n] (1 - \omega[n]) + \Gamma_2[n] \omega[n] = \begin{cases} \Gamma_1[n], & \text{если } \omega[n] = 0; \\ \Gamma_2[n], & \text{если } \omega[n] = 1. \end{cases} \quad (12)$$

Замечаем, что алгоритм (11) осуществляет адаптацию логики структуры ПК, поэтому назовем его сокращенно АДЛОГ.

В связи с астрономическим ростом числа N_c членов разложения (8) уже при $M \geq 10$ практическое использование алгоритма (11) затруднено. На практике для U_1 -задач КОД вполне приемлемо значение $M \leq 20$. Поэтому в алгоритме АДЛОГ вместо всех N_c членов разложения (8) обрабатываются по этапам последовательно генерируемые M совокупностей членов $C_{i\varphi_i}(\vec{f})$ с определенным однородным типом комбинирования f_j , ($j = \overline{1, M}$) в эквивалентном разложении

$$\begin{aligned} \vec{c}^T \vec{\varphi}(\vec{f}) = & \sum_{i=1}^{2^1 C_M^1} c_{i\varphi_i}(\vec{f}) + \sum_{i=2}^{2^2 C_M^2} c_{i\varphi_i}(\vec{f}) + \dots + \\ & + \sum_{i=2^{M-1} C_M^{M-1} + 1}^{2^M C_M^M} c_{i\varphi_i}(\vec{f}) \end{aligned} \quad (13)$$

и со специальным упорядочиванием последнего по числу членов.

Опишем алгоритм АДЛОГ следующим образом.

Вход: синтаксический образец $S(m, M+1)$ с указаниями «учителя» ω , порог структурной сложности W_0^n и критерий качества $\eta(G_R^{(2)})$ [1].

Выход: ПК в форме R -функции (4), если ее структурная сложность не превышает порог W_0^n , в противном случае — ПК в виде грамматики $G_R^{(2)}$ с оценкой качества $\eta(G_R^{(2)})$.

Способ. На 1-м этапе генерируется совокупность членов разложения (13) с комбинацией по одному $C - \Pi f_j$ ($j = \overline{1, M}$), т. е. соответствующая первому слагаемому в (13). Последовательными итерациями на каждом этапе алгоритма (11) в две фазы обрабатываются синтаксические строки образца $S(m, M+1)$.

В 1-й фазе строится логика структуры ПК путем обработки $m' < m$ синтаксических строк с указаниями «учителя» $\omega = 0$.

Для начальной итерации ($n = 1$) принимается $\vec{c}^T[n-1] = \vec{c}^T[0] = (1, 1, \dots, 1)$, чем обеспечивается первоначальная обработка при наличии всех $2M$ членов сгенерированной совокупности. Поскольку компоненты $c_i[n]$ неотрицательны, то в соответствии с (11) при $\omega = 0$ матрица (12) $\Gamma[n, \omega[n]] = \Gamma_1[n]$, где

$$\Gamma_1[n] = \begin{bmatrix} c_1[n-1] & 0 & \dots & 0 \\ 0 & c_2[n-1] & \dots & 0 \\ \dots & \cdot & \dots & \cdot \\ \dots & \cdot & \dots & \cdot \\ 0 & 0 & \dots & c_{2M}[n-1] \end{bmatrix}. \quad (14)$$

За m' итераций алгоритм (11) определит функцию $\vec{c}^T \vec{\varphi}(\vec{f})$ логики структуры с теми членами разложения, для которых

$$c_i[n] = 1 \quad (i = \overline{1, 2M}).$$

Во второй фазе (при необходимости) производится минимизация построенной логики структуры ПК путем обработки $m - m'$ синтаксических строк образца $S(m, M + 1)$ с указаниями «учителя» $\omega = 1$. В начальной итерации ($n = 1$) вектор $\vec{c}^T[n - 1] = \vec{c}^T[0] = (0, 0, \dots, 0)$, что соответствует началу с минимального (нулевого) числа членов разложения $\vec{c}^T \vec{\varphi}(\vec{f})$.

Чтобы с увеличением n функционал (5) убывал, алгоритм (11) при $\omega = 1$ должен содержать матрицу (12) $\Gamma[n, \omega[n]] = \Gamma_2[n]$, где

$$\Gamma_2[n] = \quad (15)$$

$$= \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & \bar{S}_2[\vec{\varphi}_1(\vec{f}[n])] & 0 & 0 \\ 0 & 0 & \bar{S}_2[\varphi_1(\vec{f}[n]) + \varphi_2(\vec{f}[n])] & 0 \\ 0 & 0 & 0 & \bar{S}_2\left[\sum_{i=1}^{\bar{Z}} \varphi_i(\vec{f}[n])\right] \end{bmatrix}$$

\bar{Z} — число членов разложения $\vec{c}^T \vec{\varphi}(\vec{f})$, обрабатываемых во 2-й фазе данного этапа работы алгоритма.

Для экономии машинной памяти и временных затрат в конце 2-й фазы очередного этапа производится упорядочивание по числу членов разложения (8) на основе операции поглощения с учетом предыдущей структуры $\vec{c}^T \vec{\varphi}(\vec{f})$. Упорядочивание равносильно исключению из совокупности членов разложения (13), генерируемых для очередного этапа, тех слагаемых вида $\varphi_j(\vec{f}) = y \varphi_{\mu_j}(\vec{f})$ (y — любое сочетание С — П f_j , ($j = \overline{1, M}$), входящих в данное слагаемое), в которых содержится слагаемое $\varphi_{\mu_j}(\vec{f})$, определенное на предыдущих этапах. В завершение каждого этапа полученное ПК проверяется на соответствие учебной выборке Z_0 , т.е. на полное совпадение значений ПК в точках Z_0 указаниям «учителя» ω . Действия алгоритма АДЛОГ прекращаются на том этапе, в котором оказалось установленным соответствие найденного оптимального ПК выборке Z_0 . ПК запоминается. Инвертируется столбец указаний «учителя» синтаксического образца $S(m, M + 1)$, т.е. вместо $\omega = 0$ записывается $\omega = 1$, и повторяется полный цикл работы АДЛОГ.

Полученное ПК сравнивается с предыдущим по величине критерия структурной сложности [1]. Выдается менее сложное ПК, которое в случае превышения порога W_0^n преобразуется в опти-

мальную грамматику $G_R^{(2)}$ путем грамматической перегруппировки входящих в ПК С — П на основе критерия предпочтения С — П [1].

Докажем сходимость алгоритма АДЛОГ. Рассмотрим функционал

$$J_1(\vec{c}) = M_{\vec{f}} \{(\omega - S_2[\vec{c}^T \vec{\varphi}(\vec{f})])^2\}, \quad (16)$$

минимум которого соответствует минимуму функционала (5). В силу алгоритма (11) справедливо равенство

$$J_1(\vec{c}[n]) = J_1(\vec{c}[n-1] + \delta[n]). \quad (17)$$

Определим $\delta[n]$ путем подстановки $\vec{c}[n]$ и $\vec{c}[n-1]$ из (11) в (17):

$$\begin{aligned} \delta[n] = M_{\vec{f}} \{ & \Gamma[n, \omega[n]] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) \vec{\varphi}^T(\vec{f}) [-2S_2(\omega[n] - \\ & - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n])) (\omega(\vec{f}) - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f})) + \\ & + (\Gamma[n, \omega[n]] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) \vec{\varphi}^T(\vec{f}) [S_2(\omega[n] - \\ & - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]))^2]\}. \end{aligned} \quad (18)$$

Покажем, что при всех n $\delta[n] \leq 0$, т. е. что функционал (16) не возрастает на итерациях алгоритма (11). Это и будет соответствовать доказательству сходимости АДЛОГ к одному из локальных экстремумов функционала (16). Используя представления матриц $\Gamma_1[n]$ (14) и $\Gamma_2[n]$ (15), получаем

$$\begin{aligned} \Gamma[n, \omega[n]] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) &= \left\{ \sum_{i=1}^{\hat{z}} c_i[n-1] \varphi_i(\vec{f}[n]) \right\} \text{ при } \omega[n] = 0; \\ & \left\{ \varphi_i(\vec{f}[n]) S_2 \left[\sum_{i=1}^{\hat{z}-1} \varphi_i(\vec{f}[n]) \right] \right\} \text{ при } \omega[n] = 1. \end{aligned} \quad (19)$$

При $\omega[n] = 1$ вектор (19) имеет вид $\Gamma = (0, 0, \dots, 0, 1, 0, \dots, 0)$,

где номер r соответствует первому по порядку номеру, при котором $\varphi_r(\vec{f}[n]) = 1$. Поэтому

$$\Gamma[n, \omega[n]] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) \vec{\varphi}^T(\vec{f}) = \begin{cases} \sum_{i=1}^{\hat{z}} c_i[n-1] \varphi_i(\vec{f}[n]) \varphi_i(\vec{f}) & \text{при } \omega[n] = 0, \\ \varphi_r(\vec{f}) & \text{при } \omega[n] = 1, \end{cases} \quad (20)$$

а) если $\omega[n] = 0$ и $\vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) = 0$, то $\delta[n] = 0$. Пусть теперь $\vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) \geq 1$. Очевидно, что для любого $f[n]$ число функций $\varphi_i(\vec{f}[n])$, обращающихся в «0» и в «1», не меньше числа еди-

нических и соответственно нулевых компонент вектора $\vec{f}[n]$. Поэтому

$$\alpha[n] = \sum_{i=1}^z c_i[n-1] \varphi_i(\vec{f}[n]) \varphi_i(\vec{f}) \leq \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}). \quad (21)$$

Учитывая (20) и (21), получаем

$$\begin{aligned} \delta[n] = M_{\vec{f}} \{ \alpha[n] [-2S_2(-\vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n])) (\omega(\vec{f}) - \\ - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f})) + \alpha[n] = M_{\vec{f}} \{ \alpha[n] [2(\omega(\vec{f}) - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f})) + \\ + \alpha[n] - \alpha[n]] \} \leq 0, \end{aligned}$$

где $\omega(\vec{f}) - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}) + \alpha[n] \leq 0$;

б) если $\omega[n] = 1$ и $\vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) = 1$, то $\delta[n] = 0$. Пусть $\vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) > 1$. Случай равенства «0» исключен, поскольку вначале обрабатывались синтаксические строки с указаниями $\omega[n] = 0$ и $\vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) = 0$. По этим же соображениям исключается и случай $\vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}) = 0$. Так как в 1-й фазе алгоритма перебираются все синтаксические строки с $\omega[n] = 0$ и $\vec{c}^T[0] = (1, 1, \dots, 1)$, то после этого остается ненулевых компонент c_i больше, чем требуется в случае $\omega = 1$. Поэтому $\omega[n] - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]) < 0$ и $\omega(\vec{f}) - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}) < 0$.

Следовательно,

$$\begin{aligned} -2S_2(\omega[n] - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n])) (\omega(\vec{f}) - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f})) \leq -2; \\ 0 \leq (\Gamma[n, \omega[n]] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]))^T \vec{\varphi}(\vec{f}) [S_2(\omega[n] - \vec{c}^T[n-1] \vec{\varphi}(\vec{f}[n]))]^2 = \\ = \varphi_r(\vec{f}) \leq 1, \end{aligned}$$

т.е. $\delta[n] \leq 0$. Сходимость АДЛОГ доказана.

Алгоритм АДЛОГ реализован в языках ФОРТРАН-IV [1], АЛГОЛ-60 [6] и успешно используется для решения практических задач.

Список литературы: 1. Сироджа И. Б. Структурно-аналитический метод распознавания образов с разнотипными признаками. — Мат. методы анализа динам. систем, 1981, вып. 5, с. 91—107. 2. Рвачев В. Л. Теория R-функций и некоторые ее приложения. — К.: Наук. думка, 1982. — 550 с. 3. Цыпкин Я. З. Основы теории обучающих систем. — М.: Наука, 1970. — 252 с. 4. Дуда Р., Харт П. Распознавание образов и анализ сцен. — М.: Мир, 1976. — 512 с. 5. Фу К. Структурные методы в распознавании образов. — М.: Мир, 1977. — 319 с. 6. Сироджа И. Б., Голубь Н. Г. Алгоритм поиска оптимальной логической структуры решающего правила. — Системы управления летательных аппаратов, 1977, вып. 3, с. 20—25.

Поступила в редколлегию 25.04.85.

**ТЕОРЕТИЧЕСКИЙ АНАЛИЗ ПОМЕХОЗАЩИЩЕННОСТИ МЕТОДОМ
ОПРЕДЕЛЕНИЯ ПАРАМЕТРОВ НОРМАЛИЗАЦИИ ИЗОБРАЖЕНИЙ**

Процедура нормализации [1] состоит из двух этапов: измерения параметров преобразования изображений и применения компенсирующего (нормализующего) преобразования. Параметры нормализации определяются отображением $\bar{\Phi}(B)$, которое, в свою очередь, задается функционалами $\Phi_1(B), \dots, \Phi_r(B)$. Последние являются интегралами вида

$$\Phi_i(B) = \iint_D B(x, y) K_i(x, y) dx dy, \quad i = \overline{1, r}, \quad (1)$$

где $K_i(x, y)$ — ядро функционала, используемого при нормализации.

Нормализуемое изображение в условиях действия аддитивной помехи имеет вид

$$B_\xi(x, y, t) = B(x, y) + \xi(x, y, t). \quad (2)$$

Здесь ξ — функция помехи; t — фиксированный момент времени.

Предположим, что помеха представляет собой эргодическую пространственно-временную случайную функцию $\xi(x, y, t)$ с матожиданием, равным нулю, и дисперсией, равной σ^2 . Предположение о нулевом матожидании помехи не снижает общности рассуждений, так как отстройка от среднего уровня обычно проводится путем применения нормализатора контрастности [2].

Линейный интегральный функционал (1) от изображения (2) теперь можно представить как сумму:

$$\Phi(B_\xi) = \iint_D B(x, y) K(x, y) dx dy + \iint_D \xi(x, y, t) K(x, y) dx dy,$$

или

$$\Phi(B_\xi) = \Phi(B) + \Phi(\xi), \quad (3)$$

где первое слагаемое определяет истинное значение функционала, а второе зависит от случайной функции ξ . Везде в дальнейшем будем считать, что измерения производятся за интервал времени, в течение которого $\xi(t)$ существенно не изменяется, т. е. длительность времени измерений намного меньше временного радиуса корреляции помехи. На этом основании параметр t исключим из последующего анализа.

Из выражения (3) имеем, что математическое ожидание значения функционала $\Phi(B_\xi)$ равно сумме математического ожидания помеховой составляющей $\Phi(\xi)$ и истинного значения функционала без помех $\Phi(B)$. Дисперсия функционала $\Phi(B_\xi)$ совпадает с дисперсией помеховой составляющей $\Phi(\xi)$.

Оценим статистические числовые характеристики составляющей $\Phi(\xi)$ в выражении (3). Воспользовавшись свойствами матожидания, имеем

$$M\Phi(\xi) = \iint_D M\xi(x, y) K(x, y) dx dy = 0, \quad (4)$$

так как $K(x, y)$ — неслучайная функция.

Дисперсия линейного функционала с нулевым матожиданием вычисляется по формуле [3, с. 81]

$$R(\Phi(\xi)) = P_\xi \tau_0 E_K, \quad (5)$$

где $E_K = \iint_D K^2(x, y) dx dy$; τ_0 — пространственный интервал корреляции помехи; P_ξ — средняя мощность помехи в области D .

При выводе формулы (5) предполагается, что интервал корреляции помехи по координатам x, y настолько мал, что на его протяжении весовая функция $K(x, y)$ не изменяется заметным образом, т. е. практически постоянна. Это предположение вполне приемлемо для функционалов, используемых при нормализации.

В случае квазибелого шума с нормальным распределением амплитуд выражение для дисперсии имеет вид [4, с. 44]

$$R(\Phi(\xi)) = \theta_\xi E_K = \alpha \sigma^2 E_K \quad (6)$$

где θ_ξ — спектральная интенсивность шума; $\alpha = \pi^2/\omega_{\text{ГР}}^2$, $\omega_{\text{ГР}}$ — граничная частота квазибелого шума, в пределах которой эта интенсивность постоянна и равна θ_ξ .

Из соотношений (5) и (6) видно, что дисперсия помеховой составляющей $\Phi(\xi)$ зависит от следующих величин: дисперсии σ^2 или мощности P_ξ , помехи и значения E_K , которое характеризуется функцией $K(x, y)$. При этом дисперсия функционала $\Phi(\xi)$ растет с увеличением мощности помехи и с ростом размеров области D .

Если флуктуации помехи ξ распределены по нормальному закону с нулевым средним, то функционал $\Phi(\xi)$ также будет распределен по нормальному закону, так как интегрирование является линейной операцией, дисперсия $\Phi(\xi)$ может быть вычислена согласно (6). Для параметров нормализации, определяющихся посредством линейных функционалов, вероятность отклонения измеренной величины от истинной не более, чем на Δ , определяется в виде

$$P(\Phi(B) - \Delta \leq \Phi(B_\xi) \leq \Phi(B) + \Delta) = 2\Phi_L^*\left(\frac{\Delta}{\sigma^*}\right) - 1, \quad (7)$$

где $\sigma^* = \sqrt{R[\Phi(\xi)]}$, а $\Phi_L^*(z) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^z e^{-t^2/2} dt$ — интеграл вероятностей.

На основании этого можно, например, утверждать что теоретически вероятность отклонения параметра от истинного на величину, большую $3\sigma^*$, не превышает 0,003.

Выражение (7) позволяет оценить точность измерения параметров нормализации в зависимости от уровня помех, т. е. указать максимальную дисперсию σ^2 помехи на нормализуемом изображении, при которой с заданной вероятностью измеряемый параметр отклоняется от истинного значения не более, чем на Δ . Ясно, что степень влияния помехи зависит от измеряемого параметра $\Phi(B)$. Относительную погрешность $\Delta_{\text{отн}}$ измерений будем оценивать как

$$\Delta_{\text{отн}} = \frac{\sqrt{R[\Phi(\xi)]}}{\Phi(B)}, \quad (8)$$

где в числителе стоит среднеквадратичное отклонение параметра, а в знаменателе — его истинное значение.

В качестве примера рассмотрим измерение параметра одномерного растяжения

$$\lambda = \frac{\iint_D B(x, y) dx dy}{\iint_D B_0(x, y) dx dy} = \frac{\iint_D B_0\left(\frac{1}{\lambda}x, y\right) dx dy}{\iint_D B_0(x, y) dx dy}. \quad (9)$$

При воздействии помех аналогично (3) имеем

$$\lambda_\xi = \lambda + \frac{1}{d_0} \iint_D \xi(x, y) dx dy = \lambda + \eta,$$

где λ_ξ — параметр растяжения, вычисленный в условиях помех λ — истинное (но неизвестное) значение растяжения, $d_0 = \iint_D B_0(x, y) dx dy$. Матожидание η согласно (4) равно нулю. Дисперсия η определяется по формуле (6), если ξ — квазибелый шум с нормальным распределением. Тогда

$$R[\eta] = \frac{1}{d_0^2} E \alpha \sigma^2, \text{ где } E = \iint_D dx dy, \alpha = \text{const.}$$

Вероятность того, что λ_ξ отклоняется от λ не более, чем на значение Δ , находится по формуле (7). С вероятностью β можно утверждать, что $|\lambda_\xi - \lambda| \leq \Delta$, если выполняется условие

$$\sigma \leq \frac{\Delta d_0}{t_\beta \sqrt{E \alpha}}, \quad (10)$$

где t_β — аргумент функции $\Phi_L(z)$.

Из (10) видно, помехозащищенность зависит от размеров поля зрения и от изображения эталона, влияние которого отражается значением d_0 . Относительная погрешность равна

$$\Delta_{\text{отн}} = \frac{\sigma \sqrt{E \alpha}}{\iint_D B(x, y) dx dy}. \quad (11)$$

Приведем численные оценки. Пусть вычисления осуществляются для дискретного поля зрения 50×50 , а эталон представ-

ляет собой изображение квадрата 20×20 элементов, состоящее из «точек» яркостью «1» на нулевом фоне. Зададим $\beta = 0,99$, $\Delta = 0,2$, $\alpha = 1$. Находим $t_{\beta} = 2,576$. Тогда с вероятностью β утверждаем, что $|\lambda_{\xi} - \lambda| < \Delta$, если $\sigma \leq \frac{0,2 \cdot 400}{2,576 \cdot 50} = 0,6$.

Для меньшего поля зрения 30×30 элементов имеем оценку $\sigma \leq 1,1$. Относительная погрешность измерений для $\lambda = 2$, $\sigma = 0,5$ равна $\Delta_{\text{отн}} = \frac{1}{32}$, а для $\lambda = 0,5$, $\sigma = 0,5$ $\Delta_{\text{отн}} = \frac{1}{8}$, что говорит о достаточно высокой точности измерений в широком диапазоне значений параметра λ . На основании полученных значений можно утверждать и то, что для $\sigma = 0,5$ при поле 50×50 элементов с вероятностью 0,99 вычисляемое значение растяжения удовлетворяет неравенству $|\lambda_{\xi} - \lambda| \leq 0,2$, т. е. по известной дисперсии помехи делать выводы о точности определения параметров.

Получим теперь оценки для параметров, основанных на вычислении нелинейных функционалов, и обсудим трудности, возникающие при этом. Пусть параметр нормализации определяется как нелинейный функционал

$$\tilde{\Phi}(B_{\xi}) = f[\Phi_1(B_{\xi}), \Phi_2(B_{\xi}), \dots, \Phi_r(B_{\xi})], \quad (12)$$

где $\Phi_j(B_{\xi})$, $j = 1, r$ — линейные функционалы; f — некоторая нелинейная функция.

Заметим, что дисперсии линейных функционалов Φ_j в данном случае можно считать известными, так как они находятся непосредственно по формулам (5), (6).

Если бы был известен r -мерный закон распределения совокупности функционалов $\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_r$, то закон распределения и числовые характеристики функции (12) могли бы быть вычислены по известным формулам [5]. Например, для часто встречающегося при нормализации нелинейного функционала, представляющего собой частное двух линейных функционалов $\eta = \Phi_1 \times \Phi_2(B_{\xi}) / \Phi_2(B_{\xi})$, где функционалы Φ_1 и Φ_2 распределены по нормальному закону, математический вид распределения можно найти в работе [5, с. 125].

При известном распределении погрешность вычисления параметра нормализации $\eta = \tilde{\Phi}(B_{\xi})$ определяется согласно выражению

$$P(|\eta - \eta_0| \leq \Delta) = \int_{\eta_0 - \Delta}^{\eta_0 + \Delta} p(\eta) d\eta. \quad (13)$$

Здесь $p(\eta)$ — плотность распределения нелинейного функционала $\tilde{\Phi}$, а η_0 — его истинное значение. В отличие от линейного случая, непосредственное вычисление значений вероятности (13) для нелинейного функционала (12) вызывает затруднения, связанные с тем, что плотность зависит от параметров распреде-

ления линейных функционалов, входящих в соотношение (12). Кроме того функцию $\rho(\eta)$ не всегда удается построить.

Если предположить, что дисперсии линейных функционалов ограничены, то функцию f можно заменить ее линейной частью т. е. воспользоваться методом линеаризации, хорошо зарекомендовавшим себя в технических приложениях. Ограничения, накладываемые на дисперсии функционалов Φ_j , $j=1, r$, применительно к нормализации изложены в работе [2]. С использованием линеаризации числовые характеристики функционала Φ можно найти по формулам [6]

$$M\tilde{\Phi}(B) = f[M\Phi_1(B), M\Phi_2(B), \dots, M\Phi_r(B)],$$

$$R\tilde{\Phi}(B) = \sum_{i=1}^r \left(\frac{\partial f}{\partial \Phi_i} \right)_M R\Phi_i + 2 \sum_{i < j} \left(\frac{\partial f}{\partial \Phi_i} \right)_M \left(\frac{\partial f}{\partial \Phi_j} \right)_M C_{ij},$$

где C_{ij} — корреляционный момент функционалов Φ_i , Φ_j , а символ M означает, что в выражение для частной производной вместо аргументов Φ_i подставлены их математические ожидания $M\Phi_i$. После линеаризации функционал $\tilde{\Phi}$ имеет нормальное распределение, поэтому для определения вероятности (13) можно воспользоваться выражением (7). Эксперименты, проведенные на ЭВМ для оценки погрешностей при нахождении параметров нормализации, подтверждают, что в случае аддитивных помех погрешность распределена по закону, близкому к нормальному.

В некоторых случаях, например, при достаточно больших размерах поля зрения D и при значениях линейных функционалов, не равных нулю, можно воспользоваться интегральными свойствами нормализаторов, чтобы представить отдельные нелинейные функционалы $\tilde{\Phi} = f(\Phi_1, \dots, \Phi_r)$ как функции меньшего чем r , числа линейных функционалов, в частности, как функции одной переменной. Тогда появляется возможность получить более простые аналитические выражения для плотности распределения параметров нормализации и их числовых характеристик.

Возьмем в качестве иллюстрации нормализатор неравномерного растяжения, согласно которому растяжение λ определяется как

$$\lambda = \left[\frac{\iint_D B(x, y) x^2 dx dy}{\iint_D B(x, y) dx dy} \right]^{1/2}. \quad (14)$$

При воздействии помехи знаменатель выражения (14) имеет вид

$$\Phi(B; \xi) = \iint_D B(x, y) dx dy + \iint_D \xi(x, y) dx dy.$$

Математическое ожидание ξ равно нулю, следовательно, интеграл $\iint_D \xi(x, y) dx dy$ также близок к нулю, и его значением по отношению к первому слагаемому можно пренебречь. В таком случае параметр растяжения λ определяется как нелинейная функция (корень) от одного линейного функционала, так как $\iint_D B dx dy = \text{const}$. Следовательно,

$$\lambda = f(\Phi(B_\xi)) = \sqrt{\frac{1}{\lambda} \Phi(B_\xi)} = \sqrt{\frac{1}{\lambda} [\Phi(B) + \Phi(\xi)]},$$

где $\Phi(B)$ — линейный функционал, стоящий в числителе (14).

Оценим возможность применения упрощения для функционала центра тяжести дискретного изображения размером $n \times n$ элементов в условиях нормально распределенной аддитивной помехи. Центр тяжести вычисляется как

$$\tilde{\Phi}(B_\xi) = \frac{\sum_{i,j=1}^n B_{ij} + \sum_{i,j=1}^n \xi_{ij}}{\sum_{i,j=1}^n B_{ij} + \sum_{i,j=1}^n \xi_{ij}} = \frac{\Phi_1(B) + \Phi_1(\xi)}{\Phi_2(B) + \Phi_2(\xi)}. \quad (15)$$

Умножим числитель и знаменатель (15) на $1/n^2$. $\tilde{m} = \frac{1}{n^2} \sum_{i,j=1}^n \xi_{ij}$ — это среднее значение ξ_{ij} , вычисленное по реализациям. Как известно [6, с. 320], дисперсия \tilde{m} равна $\sigma_m^2 = \sigma^2/n^2$, где σ^2 — дис-

персия шума ξ_{ij} . Значение \tilde{m} распределено по нормальному закону с нулевым матожиданием и для любого наперед заданного

Δ можно указать такое n^2 , что с заданной вероятностью β \tilde{m} будет меньше Δ . Это значение n находим из условия $n^2 \geq t_\beta^2 \sigma / \Delta$, где t_β — аргумент функции $\Phi_L^*(z)$. Выберем соответствующее n , в результате чего вторым слагаемым в знаменателе (15) можно

пренебречь, а $\Phi(B)$ становится линейным функционалом.

Заметим, что пренебречь значением функционала $\Phi_1(\xi)$ для полученного n нельзя, так как дисперсия каждого слагаемого в $\Phi_1(\xi)$ больше, чем дисперсия соответствующего слагаемого в $\Phi_2(\xi)$. Кроме того, дисперсия среднего $R \left[\frac{1}{n^2} \sum_{i,j=1}^n \xi_{ij} \right]$ возрастает с ростом n .

Оценим теперь численные значения n . Пусть $\beta = 0,99$, $t_\beta = 2,576$, тогда для $\sigma = 0,1$ и $\Delta = 0,01$ имеем $n^2 \geq 67$, т. е. достаточно взять изображение размером 9×9 элементов, чтобы можно было пренебречь влиянием помехи в знаменателе (15). Для $\sigma = 1$ получаем $n^2 \geq 670$, что говорит об увеличении необходимого

поля зрения 30×30 элементов. Полученные численные значения n вполне приемлемы для технических применений.

В результате проведенного анализа получены соотношения, характеризующие погрешность определения параметров нормализации при действии аддитивной помехи. Эта погрешность зависит от вида используемых функционалов, размеров поля зрения и интенсивности помех. Приведенные численные примеры говорят о достаточно высоком уровне помехозащищенности конкретных нормализаторов.

Список литературы: 1. *Путятин Е. П.* Теоретические предпосылки нормализации изображений. *Сообщение 1.* — Пробл. бионики, 1973, вып. 10, с. 82—89. 2. *Путятин Е. П., Прокопенко В. В., Абрамов О. М.* Вопросы помехозащищенности нормализаторов плоских полутоновых изображений. — Пробл. бионики, 1975, вып. 15, с. 114—119. 3. *Харкевич А. А.* Борьба с помехами. — М.: Наука, 1965. — 276 с. 4. *Красильников Н. Н.* Статистическая теория передачи изображений. — М.: Связь, 1976. — 184 с. 5. *Левин Б. Р.* Теоретические основы статистической радиотехники. — М.: Сов. радио, 1974. — 550 с. 6. *Вентцель Е. С.* Теория вероятностей. — М.: Наука, 1969. — 576 с.

Поступила в редколлегию 07.02.85.

УДК 510.62

Т. Г. КАЛЕКИНА, С. О. КОТЛЯРОВ

МАТЕМАТИЧЕСКОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ АЛЛОФОНИЧЕСКОГО УРОВНЯ ДЛЯ ГЛАСНЫХ РУССКОГО ЯЗЫКА В СИСТЕМАХ АВТОМАТИЧЕСКОЙ ОБРАБОТКИ РЕЧИ

Модель фонологической обработки текста позволяет осуществить переход от орфографического текста к фонемному. Перед нами стоит задача построения математической модели аллофонической обработки фонемного текста. В этом случае описывается фрагментное отношение $T(Y, \alpha)$, отражающее связь между фонемным текстом и аллофоническим:

$$T(Y, \alpha) = T_1(Y, \alpha) T_2(Y, \alpha),$$

где $T_1(Y, \alpha)$ — отношение, описывающее фонемно-аллофонный переход для гласных; $T_2(Y, \alpha)$ — то же для согласных. При этом $\alpha \in M$, M — множество аллофонов; $Y \in H$, H — множество всевозможных позиций фонем в слове. В своей трактовке фонемного уровня мы следовали концепции ленинградской фонологической школы. Поэтому на данном этапе нам необходимо каждую фонему представить в виде совокупности аллофонов

Для введения системы аллофонов гласных фонем обратимся к данным экспериментально-фонетического исследования речи [1, 2]. При изучении восприятия гласных русской речи удалос

установить, что носители языка фиксируют не только различия звуков, противопоставленных фонематически, но и те различия звуков, которые не имеют фонематического значения, а обнаруживают только фонетические различия. Число воспринимаемых человеком звуковых единиц значительно превышает количество гласных лингвистических фонем русского языка. В работе [2] исследовались гласные в различном фонетическом окружении. В результате был сделан вывод о том, что человек в речевом общении различает 18 гласных звуков. Их мы будем рассматривать в качестве базовых эталонных единиц в моделируемой системе. И будем также считать, что «существование именно восемнадцати эталонов русских гласных означает, что любой гласный, встречающийся в русской речи, должен отождествляться носителями русского языка с одним из этих эталонов» [2]. При этом оказывается, что одному и тому же воспринимаемому звуку в разных позициях соответствуют разные физические корреляты. Руководствуясь практическими соображениями использования базовых эталонных единиц в системе автоматической обработки речи, необходимо математически описать связи эталонных единиц с аллофонами фонем и через них, соответственно, с фонемами.

Итак, переходим к задаче построения математической модели аллофонической обработки русских гласных путем формального описания фрагментного отношения $T_1(Y, \alpha)$. Введем переменную α , которая принимает 18 установленных значений эталонных единиц. В дальнейшем изложении эталонные звуковые единицы будут заключаться в круглые скобки, например (а), аллофоны фонем — в косые скобки, например /e/, фонемы — в квадратные, например [а]. Используется также дополнительный значок ' для обозначения мягкости. Следующее уравнение формально задает область изменения введенной переменной:

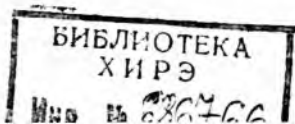
$$\begin{aligned} \alpha^a \vee \alpha^{a'} \vee \alpha^{a''} \vee \alpha^{a'''} \vee \alpha^o \vee \alpha^{o'} \vee \alpha^{o''} \vee \alpha^{o'''} \vee \alpha^y \vee \alpha^{y'} \vee \alpha^{y''} \vee \\ \vee \alpha^{y'''} \vee \alpha^e \vee \alpha^{e'} \vee \alpha^{e''} \vee \alpha^{e'''} \vee \alpha^u \vee \alpha^y. \end{aligned}$$

Переменную α назовем аллофоном и введем также на множестве восемнадцати выявленных гласных русской речи:

$$\begin{aligned} \alpha^a \vee \alpha^{a'} \vee \alpha^{a''} \vee \alpha^{a'''} \vee \alpha^o \vee \alpha^{o'} \vee \alpha^{o''} \vee \alpha^{o'''} \vee \alpha^e \vee \alpha^{e'} \vee \\ \vee \alpha^{e''} \vee \alpha^{e'''} \vee \alpha^y \vee \alpha^{y'} \vee \alpha^{y''} \vee \alpha^{y'''} \vee \alpha^u \vee \alpha^y. \end{aligned}$$

Анализируя введенное множество звуковых единиц, следует подчеркнуть, что носители русского языка различают четыре разных фонемы [а], [о], [у], [е] между твердыми, твердыми и мягкими, мягкими и твердыми и между мягкими. Фонемы [и] и [ы] не зависят от мягкости или твердости соседних согласных.

Представленный набор звуковых единиц говорит о том, что человек в звуковом процессе фиксирует не все позиционные варианты гласных фонем, а замечают только те различия, которые



образуются в зависимости от соседства с твердыми или мягкими согласными. Носитель русского языка не воспринимает те различия гласных фонем, которые определяются соседством с согласными, разными по способу и месту образования, по участию голоса или наличию назализации. На основании изложенного мы можем считать, что область изменения α для гласных определена, а компонентами вектора позиции Y являются переменные U , q_- , q_+ , т. е. фонема с признаком палатализации.

Следующие уравнения алгебры конечных предикатов формально описывают переход от гласной фонемы к соответствующему аллофону с учетом позиционных условий, которые выражаются набором признаков q_- , q_+ . Запишем уравнения для фонемы [a]. В твердом окружении она соответствует аллофону |a| в мягком |'a'|:

$$U^a q_-^T q_+^T \sim \alpha^a; U^a q_-^M q_+^T \sim \alpha'^a.$$

Фонема [a] после твердого перед мягким согласным соответствует аллофону |a'|, а после мягкого перед твердым согласным — |'a'|:

$$U^a q_-^T q_+^M \sim \alpha^a'; U^a q_-^M q_+^T \sim \alpha'^a.$$

Фонема [o] описывается системой аналогичных уравнений:

$$U^o q_-^T q_+^T \sim \alpha^o; U^o q_-^M q_+^M \sim \alpha'^o.$$

Фонема [e] представляется системой уравнений

$$U^e q_-^T q_+^T \sim \alpha^e; U^e q_-^M q_+^M \sim \alpha'^e; U^e q_-^T q_+^M \sim \alpha^{e'}; U^e q_-^M q_+^T \sim \alpha'^e.$$

Фонема [y] описывается системой уравнений

$$U^y q_-^T q_+^T \sim \alpha^y; U^y q_-^M q_+^M \sim \alpha'^y; U^y q_-^T q_+^M \sim \alpha^{y'}; U^y q_-^M q_+^T \sim \alpha'^y.$$

Для фонем [и] и [ы], независимых от признака палатализации, запишем уравнения

$$U^и \sim \alpha^и; U^ы \sim \alpha^ы.$$

Теперь перейдем к построению уравнений, которые описывают отношения аллофонов фонем с эталонными единицами, опираясь при этом на исследования восприятия речи. Каждая фонема в системе представляется определенным набором эталонов. Формально описываем связь базовых эталонных единиц с лингвистическими фонемами:

$$U^a \supset \mathcal{E}^a \vee \mathcal{E}'^a \vee \mathcal{E}^a \vee \mathcal{E}'^a; U^o \supset \mathcal{E}^o \vee \mathcal{E}'^o \vee \mathcal{E}'^o \vee \mathcal{E}^o;$$

$$U^y \supset \mathcal{E}^y \vee \mathcal{E}'^y \vee \mathcal{E}^y \vee \mathcal{E}'^y; U^e \supset \mathcal{E}^e \vee \mathcal{E}'^e \vee \mathcal{E}'^e \vee \mathcal{E}^e;$$

$$U^и \supset \mathcal{E}^и; U^ы \supset \mathcal{E}^ы.$$

Статистические данные, характеризующие отождествление тех или иных гласных с определенными базовыми эталонными единицами, показывают, что связь эталонов с неадекватными ал-

лофонами объясняется объективными свойствами звуков, определяющихся особенностями конкретных произнесений. Исследуя качество звуков, т. е. обращаясь к спектральному и осциллографическому анализам речи, можно сделать вывод о том, что существует прямая связь между спектральными и осциллографическими характеристиками гласных и их восприятием. Акустическая близость двух звуков, являющихся аллофонами разных фонем, связана с их артикуляционной близостью, так как акустические изменения звуков — следствие артикуляционных. Только те аллофоны фонем идентифицируются с одним эталоном, которые имеют общие акустические и артикуляционные характеристики.

Строим модели для ударных гласных полного стиля произношения. Это условие описывает уравнение $f \cdot g^n \text{Глс}(U) = 1$, где Глс(И) — индивидуальный предикат, формализующий понятие гласной фонемы; g — признак стиля произношения со значениями n — полный, b — быстрый. Переменная f называется признаком ударности. В полном стиле произношения эталонные единицы в большинстве случаев однозначно связываются с определенными аллофонами фонем, но иногда встречаются нарушения. Рассмотрим связи, в которых нарушается однозначный переход. Как эталон (а) воспринимаются не только аллофоны фонемы [а] между твердыми согласными, но и некоторая часть аллофонов после твердого перед мягким:

$$\mathfrak{A}^a \supset \alpha^a \vee \alpha^{a'}.$$

Как эталон (о) опознается не только аллофон фонемы [0] между твердыми согласными, но и часть аллофонов после твердых перед мягкими:

$$\mathfrak{A}^o \supset \alpha^o \vee \alpha^{o'}.$$

Такая же закономерность наблюдается и при анализе эталонов (у), (е): как соответствующие эталоны воспринимаются не только аллофоны фонем [у] и [е] в положении между твердыми согласными, но и аллофоны тех же фонем в положении между твердыми и мягкими:

$$\mathfrak{A}^y \supset \alpha^y \vee \alpha^{y'}; \mathfrak{A}^e \supset \alpha^e \vee \alpha^{e'}.$$

Как эталон (о') воспринимаются не только аллофоны фонемы [o] между мягкими согласными, но и часть аллофонов после мягких перед твердыми:

$$\mathfrak{A}^{o'} \supset \alpha^{o'} \vee \alpha^{o''}.$$

Как эталон (у) определяются не только аллофоны фонемы [у] после мягких перед твердыми, но и некоторые аллофоны той же фонемы между мягкими согласными:

$$\mathfrak{A}^{y'} \supset \alpha^{y'} \vee \alpha^{y''}.$$

Все отмеченное несоответствие обуславливается тем, что объективные характеристики соответствующих гласных существенно

изменяются от одного произношения к другому, и в ряде случаев такие аллофоны, как /a'/, /o'/, /y'/, /e'/, по звучанию ничем не отличаются от аллофонов, относимых к другим эталонам.

Мы построили уравнения для смещений разных аллофонов одной и той же фонемы, однако практика показывает, что возможно отождествление с одним и тем же эталоном аллофонов разных фонем. Рассмотрим подобные смещения.

Часть звуков, воспринимаемых как (e), в действительности соответствует аллофону фонем [a] в положении между мягкими согласными:

$$\mathfrak{E} \supset \alpha^e \vee \alpha^{a'}$$

Некоторые звуки, отождествленные с (и), реально соответствуют аллофону фонемы [e] в положении между мягкими:

$$\mathfrak{E}^i \supset \alpha^{e'} \vee \alpha^i$$

Описанные смещения имеют физическое объяснение. Фонема [e] в положении между мягкими становится более закрытой, приближаясь к фонеме [и], а фонема [a] в том же положении становится более закрытой, несколько продвигается вперед и по артикуляции, а следовательно, и по акустическим свойствам оказывается близкой к фонеме [e].

Рассмотрим отношения эталонных единиц с аллофонами для быстрого (разговорного) стиля произношения. Редукция гласных в таком случае определяется прежде всего убыстрением темпа речи. Длительность гласных уменьшается в два-три раза. Однако различие в темпе не сказывается на количестве звуковых единиц. Вместе с тем, хотя набор эталонов в обоих стилях произношения совпадает, соотношенность каждого эталона с аллофонами фонем различна, в быстром стиле произношения наблюдается семь случаев нарушения фонематических связей. Условие произношения ударных гласных быстрого стиля запишем уравнением

$$f^y g^6 \Gamma_{лс}(U) = 1.$$

Как эталон (a) в быстром стиле воспринимаются не только аллофоны фонемы [a] между твердыми согласными и некоторая часть аллофонов после твердого согласного перед мягким, как в полном стиле произношения, но и большая часть аллофонов после мягкого перед твердым и даже незначительная часть аллофонов фонемы [e] в положении между твердыми согласными: $\mathfrak{E}^a \supset \alpha^a \vee \alpha^{a'} \vee \alpha^{a''} \vee \alpha^e$. Как эталон (e') воспринимаются не только аллофоны фонемы [e] в положении между мягкими, но и некоторая часть аллофонов после мягкого перед твердыми, а также аллофон фонемы [a] в положении между мягкими и аллофоны фонемы [a] после твердых перед мягкими:

$$\mathfrak{E}^{e'} \supset \alpha^{e'} \vee \alpha^{e''} \vee \alpha^{a'} \vee \alpha^o$$

Часть звуков, опознанных как (e), в действительности соответствует аллофону фонемы [o] в положении между мягкими,

твердыми и мягкими: $\mathcal{E}^e \supset \alpha'^a \vee \alpha^a$. Часть звуков, отождествленных с эталоном (и), реально представляет аллофон фонемы [e] в положении между мягкими: $\mathcal{E}^u \supset \alpha'e'$.

Аллофон фонемы [a] после мягкого перед твердым согласным может восприниматься как ('o): $\mathcal{E}'^o \supset \alpha'a$.

Аллофон фонемы [o] после твердого перед мягким согласным и фонема [ы] могут быть опознаны как ('y): $\mathcal{E}'^y \supset \alpha'o' \vee \alpha^u$. Часть звуков, воспринятых как эталон (ы), в действительности соответствует аллофону фонемы [e] после твердого перед мягкими: $\mathcal{E}^u \supset \alpha'e'$.

Из изложенного ясно, что звуки распределяются по эталонам, которые связаны с другими фонемами. Естественно, что длительность гласных при этом играет роль. Чем больше их длительность, тем больше вероятность адекватного восприятия звука; чем она меньше, тем больше вероятность неадекватного восприятия.

Перейдем к формальному описанию связи аллофонов безударных гласных фонем с эталонами. При произнесении безударных гласных происходит количественная и качественная редукция гласных. Безударные гласные не обладают теми же акустическими и артикуляционными характеристиками, которые свойственны соответствующим ударным, поскольку времени для произнесения ударного гласного достаточно, чтобы реализовать весь артикуляционный комплекс. При произнесении безударных гласных сокращение их длительности приводит к тому, что артикуляционный комплекс нарушается и безударные гласные редуцируются. Основное различие между ударными гласными и безударными состоит в длительности этих звуков [1]. Под ударением в русском произношении могут употребляться шесть гласных а, о, у, е, и, ы, а в безударных слогах — только четыре а, у, и, ы.

Безударные гласные рассматриваются только для полного стиля произношения, т. е. $f^0 g^n \text{Глс}(и) = 1$, так как длительность гласных быстрого стиля настолько мала, что выделить их чрезвычайно трудно, как и опознать в них звуки речи. В безударном положении не встречаются фонемы [o] и [e] и соответственно их аллофоны: $\overline{f^0 u^o}$; $\overline{f^0 u^e}$.

В безударном положении не встречаются аллофоны фонемы [a] после мягкого перед твердым, между мягкими: $f^0 U^a \supset \alpha'^a \vee \alpha^a$. На основании экспериментальных данных можно ввести шесть эталонных единиц безударных гласных и пять аллофонов безударных гласных фонем. Следующее уравнение формально задает область изменения переменных \mathcal{E}, α : $f^0 \text{Глс}(U) \supset (\alpha^a \vee \alpha^u \vee \alpha^y \vee \alpha^y \vee \alpha'^y) (\mathcal{E}^a \vee \mathcal{E}^u \vee \mathcal{E}^y \vee \mathcal{E}^e \vee \mathcal{E}^y \vee \mathcal{E}'^y)$.

Соотнесенность аллофонов фонем с соответствующими эталонными единицами для безударных гласных нарушена гораздо сильнее. Наблюдается смещение в одном эталоне аллофонов разных

фонем. Эталон (а) связан не только с фонемой [а], но и с фонемами [ы] и [у]: $\bar{a} \supset \alpha^a \vee \alpha^{\bar{y}} \vee \alpha^{\bar{u}}$. Эталон (у) связан не только с фонемой [у], но и с фонемой [ы]: $\bar{u} \supset \alpha^{\bar{y}} \vee \alpha^{\bar{u}}$. Как эталон ('у) воспринимаются не только аллофон фонемы [у], но и аллофоны фонем [и], [а], [ы]: $\bar{u}' \supset \alpha^{\bar{y}} \vee \alpha^{\bar{i}} \vee \alpha^a \alpha^{\bar{y}}$. Как эталон (и) могут опознаваться не только аллофоны фонемы [и], но и [ы]: $\bar{i} \supset \alpha^{\bar{i}} \vee \alpha^{\bar{y}}$. Эталон (ы) связан не только с фонемой [ы], но и с фонемами [а], [у], [и]: $\bar{y} \supset \alpha^a \vee \alpha^{\bar{u}} \vee \alpha^{\bar{i}} \vee \alpha^{\bar{y}}$.

Особый интерес представляет эталон (е). Из всех звуков воспринятых как эталон (е), ни один звук не соответствует фонеме [е]. С эталоном (е) отождествляется ряд аллофонов разных фонем: $\bar{e} \supset \alpha^{\bar{a}} \vee \alpha^{\bar{i}} \vee \alpha^{\bar{y}} \vee \alpha^{\bar{u}} \vee \alpha^{\bar{y}}$.

Причиной такого серьезного нарушения связи между эталонами и фонемами является небольшая длительность безударных гласных. Человек отождествляет предъявленные звуки с теми базовыми единицами, с которыми у звуков оказывается что-то общее. Отождествление звука с неадекватной базовой единицей объясняется сходством их объективных характеристик. Это доказывает спектральный анализ звуков, который показал, что аллофоны фонем [а], [и], [ы], [у] отождествляются с эталоном (е) только тогда, когда их частотные характеристики совпадают с частотными характеристиками ударной фонемы [е].

Список литературы: 1. Бондаренко Л. В. Звуковой строй современного русского языка. — М.: Просвещение, 1977.—120 с. 2. Вербицкая Л. А. Звуковые единицы русской речи и их соотношение с оттенками и фонемами: Автореф. дис. ... канд. техн. наук. Л., 1965.— 19 с.

Поступила в редколлегию 10.02.8

УДК 519.7

Г. Г. ЧЕТВЕРИКОВ, А. И. ЧУГУН, канд. техн. наук, Т. В. КИРИЛЕНКО

ОСОБЕННОСТИ ПРОГРАММНОЙ РЕАЛИЗАЦИИ МЕТОДОВ И АЛГОРИТМОВ МИНИМИЗАЦИИ ПЕРЕКЛЮЧАТЕЛЬНЫХ ФУНКЦИЙ АЛГЕБРЫ КОНЕЧНЫХ ПРЕДИКАТОВ

В работах [1—3] изложены некоторые алгоритмы нахождения минимальных форм представления переключательных функций алгебры конечных предикатов (АКП). Отмечена их главная особенность и отличие от алгоритмов минимизации функций булевой алгебры и многозначной логики. Заметим, что функции АКП характеризуются большей и неоднородной значностью переменных, составляющих логическое произведение ДНФ

функции или логическую сумму ее КНФ. Средствами АКП данный факт учитывается законами истинности для каждой переменной исходной функции, которые совместно с системой логических уравнений образуют математическую модель исследуемого объекта (языка и его фрагментов).

В качестве первого программного средства рассмотрим программную реализацию распространения алгоритма Мак-Класки на случай алгебры конечных предикатов. Как отмечено в [1], простое увеличение значения параметра $p > 2$ (основание системы счисления) учитывает лишь количественную сторону процесса распространения классического алгоритма Мак-Класки на случай АКП. Качественной характеристикой такого процесса может служить возможность обеспечения и учета для каждой переменной конstituенты своей, в общем случае отличной от других, значности. Машинный эксперимент для данной программы состоял в варьировании параметров минимизируемой функции: m — ранга конstituенты, p — значности переменных и N — числа конstituент в исходной формуле. Для оценки эффективности работы программы использовалось среднестатистическое время минимизации случайных функций АКП (ФАКП). Задание значений параметров m , p и N производилось с помощью соответствующих операторов головной программы. Формирование очередной ФАКП осуществлялось датчиком псевдослучайных чисел (подпрограмма RANDOM). Подпрограммой RANDOM случайным образом генерировалась исходная функция. Вероятность появления констант в любом месте единичного набора функции принималась одинаковой.

В ходе машинного эксперимента было исследовано свыше ста функций АКП. При этом значение параметра m не превышало значения 10 для однородного случая и значения 12 — для неоднородного. Параметр p изменялся от двух до шести (однородный случай) и от двух до восьми (неоднородный случай). Число конstituент в исходной формуле изменялось в обоих случаях от 16 до 900. Верхнее значение для всех параметров обусловлено следующими соображениями: при любом сочетании трех рассматриваемых параметров значение параметра T не должно превышать 90° . Здесь символом T обозначено время работы программы.

Результаты вычислений для однородного и неоднородного значения параметра $p \geq 2$ на ЭВМ ЕС-1022 приведены, соответственно, в табл. 1 и 2. Поясним некоторые записи табл. 2. Так, в строке, характеризующей значность переменных СДНФ функции, запись вида $p_1(j)p_2p_3(d)$ следует понимать следующим образом. Первые j переменных очередного набора конstituент функции имеют значность p_1 , $(j+1)$ -я переменная — значность p_2 , остальные d переменные — значность p_3 . Другими словами, цифра в круглых скобках такой записи означает кратность повторения значности, указанной перед круглыми скобками.

Таблица 1

p	m	N	T	T	N	m	p
2	4	16	<1'	<1'	75	3	3
	7	128	<1'	2'	400	3	
	8	256	<2'	1,5'	75	4	
	9	512	8'	2,5'	200	4	
	10	100	1'	6'	400	4	
	10	400	2'	11'	600	4	
	10	600	5'	2,5'	75	5	
4	10	900	10'	8,5'	200	5	5
	3	200	4,5'	19,5'	400	5	
	3	400	9,5'	16,5'	200	6	
	4	75	3,5'	24'	600	6	
	4	200	10'	28'	200	8	
	4	400	14,5'	2,5'	75	3	
	4	600	32'	6'	200	3	
6	5	75	4,5'	12'	400	3	5
	5	200	14'	6,5'	75	4	
	5	400	18,5'	16,5'	200	4	
	6	200	28'	20'	400	4	
	6	400	38'	34'	600	4	
	8	200	56'	8,5'	75	5	
6	3	100	16'	24,5'	200	5	6
	3	200	22'	32'	200	6	
	4	200	44'	46,5'	400	6	

Так как $d = m - j - 1$, то допустимо упрощение рассмотренной записи в виде $p_1(j) p_2 p_3$ ($m = \text{const}$).

Полученные таблицы указывают на разумные рамки применения данной программы при решении практических задач. Из таблиц видно, что успешное завершение работы программы зависит от числа переменных, на которых задана исходная функция, ее значности, а также от общего числа элементов массива конститuent. При этом размер выделенной памяти в словах не должен превышать произведения $mN < Q$, где $Q = 512$ Кбайт для ЕС-1022. Анализ табл. 1 показывает малоэффективность программы для переключательных функций АКП с однородной значностью $p \geq 6$. Более эффективным оказывается применение программы для ФАКП с неоднородной «пониженной» значностью (табл. 2). Понятие «пониженности» предполагает выполнение следующего ограничения для произвольной конститuent ФАКП: не менее половины переменных имеют значность, равную двум или трем. Последнее ограничение является существенным и отвечает подавляющему числу задач минимизации ФАКП, описывающих наиболее простые лингвистические отношения [1].

При большем числе переменных и их значности более конкурентноспособной является программа минимизации переключательных ФАКП методом существенных переменных. В ее основу положен

<i>N</i>	75	100	200	300	400	500	600	700	800	900	900
<i>m</i>	4	3	4	4	4	5	5	6	8	8	10
<i>p</i>	2(3)3	234	2346	2446	2337	22346	2(3)46	2(4)34	2(6)34	2(6)34	2(8)33
<i>T</i>	1'	1'	9'	12'	17'	24,5'	26'	16'	18'	25'	26,5'
<i>m</i>	4	3	4	5	5	5	5	6	8	8	10
<i>p</i>	2233	345	2348	2(3)46	2(3)46	23(4)6	22346	2(4)46	2(6)46	2(6)46	2(8)34
<i>T</i>	1'	3,5'	11'	11,5'	15,5'	22,5'	28'	18'	23'	27'	28,5'
<i>m</i>	4	3	4	5	5	7	6	7	9	9	12
<i>p</i>	23(3)	456	3344	22346	22346	2(4)3(2)4	2(5)	2(6)8	2(8)6	2(8)4	2(10)34
<i>T</i>	1'	6,5'	6'	12,5'	17,5'	15,5'	14,5'	21'	22,5'	24'	32'
<i>m</i>	5	3	4	6	7	7	7	8	10	10	12
<i>p</i>	2(4)3	567	3355	2(4)46	2(4)3(3)4	2(4)3(3)4	2(5)38	2(6)38	2(9)6	2(9)4	2(8)3(3)4
<i>T</i>	2'	14,5'	9'	14'	16'	18,5'	19,5'	27'	24'	26'	48,5'

алгоритм, изложенный в [2]. Программа реализует алгоритм стохастического характера и находит ДНФ функции, близкие к минимальным по количеству букв в формуле. Данный вариант программы требует небольших ресурсов памяти. К числу ограничений следует отнести следующие: число переменных не более 30, число наборов значений аргументов, обращающих функцию в единицу (нуль), не более 30. Количество элементов предметной области, на которой определены аргументы предиката, не более 10. Однако отметим, что данные ограничения могут быть заметно ослаблены, ценой незначительных переделок программы.

Приведем оценку временной сложности данного алгоритма. Напомним, что реализация алгоритма предполагает выполнение следующих основных этапов:

- 1) составление таблиц различий для каждого значения узла минимизируемой ФАКП;
- 2) построение импликант по данным таблицам, т. е. получение сокращенной ДНФ;
- 3) нахождение минимальной ДНФ исходной функции по импликантной матрице.

Особенностью алгоритма является использование процедуры поиска минимального покрытия на втором и третьем этапах алгоритма. Обозначим время поиска покрытия через $Q(u, v)$, где u — мощность покрываемого множества; v — число покрывающих подмножеств. Пусть N_1 — число единичных, а N_0 — число нулевых наборов исходной функции; m — число ее переменных. Время выполнения этапов минимизации можно оценить следующим образом:

$$\begin{aligned} T_1 &= k_1 m N_1 N_0; \\ T_2 &= k_2 N_1 Q(N_1 m); \\ T_3 &= k_3 Q(N_1, k_4 N_1), \end{aligned} \quad (1)$$

где $k_4 N_1$ — количество импликант, полученных на втором этапе; T_i — время выполнения i -го этапа; k_j — постоянные коэффициенты, зависящие от конструкции программы.

Применим простой алгоритм поиска квазиоптимального покрытия с оценкой временной сложности в виде

$$Q(u, v) = cuv.$$

При этом учтем, что общее время T работы алгоритма минимизации является суммарной величиной продолжительности последовательно выполняемых этапов. Окончательно получим

$$T = k_1 m N_1 N_0 + k_2 N_1 c N_1 m + k_3 c N_1 k_4 N_1 = k_1 m N_0 N_1 + k_5 N_1^2. \quad (2)$$

Здесь $k_5 = ck_2 + ck_3 k_4$.

Выражение (2) задает оценку временной сложности алгоритма минимизации ФАКП методом существенных переменных для двоичного случая. При $p > 2$ полученная оценка также буде

носить полиномиальный характер. Степень полинома будет кратна значности минимизируемой ФАКП.

Сравним первое программное средство с известными программными реализациями распространения алгоритма Мак-Класки на многозначный случай. Так, сравнение с программной реализацией, предложенной в [4], показало, что наш вариант в количественном отношении при тех же ограничениях на память имеет меньшую оценку временной сложности программы. Это выражается в том, что для одинаковых значений параметров m , p и N значение параметра T для нашего случая в среднем меньше на 1! Последний факт позволяет утверждать о том, что эффективность нашей программной реализации алгоритма Мак-Класки на многозначный случай выше на 5—10%. Качественное сравнение говорит само за себя: ни в какой из известных публикаций, например [5—7], вопрос о неоднородной значности параметра p не рассматривался.

Для второй программы аналоги не обнаружены. Однако время счета ее на ЭВМ ЕС-1022, согласно приведенным оценкам, вполне приемлемо для решения широкого класса практических задач, например [8].

Список литературы: 1. *Распространение* алгоритма Мак-Класки на случай алгебры конечных предикатов/Ю. П. Шабанов-Кушнаренко, М. Ф. Бондаренко, Н. К. Свиляр, Г. Г. Четвериков.—М.: ГосФАП СССР, 1983, № П006556. 2. *Бондаренко М. Ф., Бондарев В. М., Четвериков Г. Г.* Программа минимизации функций алгебры конечных предикатов методом существенных переменных.—М.: ГосФАП СССР, 1983, № П006559. 3. *Бондарев В. М., Кириленко Т. В., Четвериков Г. Г.* Минимизация совокупности конечных предикатов.—В кн.: Многозначные элементы, машины и системы. Львов, 1984, с. 34—35. 4. *Татуревич И. И., Бобало С. И.* Некоторые вопросы минимизации многозначных логических функций на ЭВМ.—В кн.: Многозначные аппаратуры. К., 1976, с. 31—42. 5. *Кметь А. Б., Раков М. А.* К минимизации представлений переключательных функций в одном классе многозначных алгебр.—В кн.: Многозначные элементы и структуры. К., 1975, с. 10—19. 6. *Eugenio Morreale.* Partitioned List Algorithms for Prime Implicant Determination from Canonical Forms.—IEEE Trans. Electron. Comp., 1967, EC-16, N 5, p. 11—24. 7. *Денуэт М.* Распространение алгоритма Квайна — Мак-Класки на элементы с рядом различных состояний.—В кн.: Дискретные самонастраивающиеся системы. М., 1971, с. 11—17. 8. *Четвериков Г. Г.* Пакет прикладных программ минимизации.—Х.: Б. и., 1983.—4 с.—(Информ. листок/Харьк. центр науч.-техн. информации: № 83—003).

Поступила в редколлегию 24.04.84.

МОДЕЛЬ РЕЦЕПТОРНОЙ ЗОНЫ ЖИВОЙ КЛЕТКИ.
СООБЩЕНИЕ 2

В работе [1] рассмотрено моделирование подсистем живой клетки в целях бионического использования полученных результатов при синтезе систем искусственного интеллекта и адаптивных управляющих систем роботов. Там же описаны две из пяти подсистем модели j -й рецепторной зоны (j -РЗ) живой клетки. Рассмотрим остальные три ее подсистемы.

3. Модель пластического механизма адаптации j -РЗ живой клетки («модель-3»). Задача модели-3 — обеспечить воспроизведение зависимости адапционных характеристик пластического обмена от функциональных изменений топохимии кальция, деструкции их следовых процессов. Введем дополнительно (к описанному в работе [1]) для внутренних переменных модели-3 обозначения: $\Delta\gamma^{(j)}$ — потенциально возможное изменение степени конформации белков на j -м участке рецепторной мембраны; $\tilde{\Delta}\gamma^{(j)}$ — реализующееся изменение степени конформации белков на j -м участке рецепторной мембраны; $\Delta\gamma_{\text{акт}}^{(j)}$ — изменение степени активации рецепторных белков в j -РЗ; $\Delta\gamma_{\text{ин}}^{(j)}$ — изменение степени инактивации рецепторных белков в j -РЗ; $\gamma_0^{(j)}$ — приращение уровня генетически заданной специфической чувствительности j -го участка мембраны, обусловленное рецепторными белками в j -РЗ.

Принцип работы модели-3 заключается в следующем. На ее входы подаются значения: $\Delta\alpha_{\beta}^{(j)}$, $b_A^{(j)}$, $\Phi_{\text{рз}}^{(j)}$, t_0 , $\Delta\delta^{(j)}$, $\Delta\epsilon$, t_4 , $P^{(E)}$, $P_{\text{дел}}$, H_2 , L_2 и r .

Выходами модели-3 являются $\gamma_0^{(j)}$, $\gamma^{(j)}$ и $\eta^{(j)}$. $\Delta\gamma^{(j)}$ связана с $\Delta\alpha_{\beta}^{(j)}$ функцией задержки на время $\tau_{31}^{(j)} \approx 1$ с, т.е. на время диффузии кальция. Далее $\Delta\gamma^{(j)}$ преобразуется в $\tilde{\Delta}\gamma^{(j)}$ следующим образом:

$$\tilde{\Delta}\gamma^{(j)} = \begin{cases} -k_{31}^{(j)}\Phi_{\text{рз}}^{(j)} & \text{при } \Delta\gamma^{(j)} < -k_{31}^{(j)}\Phi_{\text{рз}}^{(j)}; \\ \Delta\gamma^{(j)} & \text{при } -k_{31}^{(j)}\Phi_{\text{рз}}^{(j)} \leq \Delta\gamma^{(j)} \leq k_{31}^{(j)}\Phi_{\text{рз}}^{(j)}; \\ k_{31}^{(j)}\Phi_{\text{рз}}^{(j)} & \text{при } k_{31}^{(j)}\Phi_{\text{рз}}^{(j)} < \Delta\gamma^{(j)}, \end{cases}$$

где $k^{(j)}$ — коэффициент.

«Насыщение» $\tilde{\Delta}\gamma^{(j)}$ при больших по абсолютной величине значениях $\Delta\gamma^{(j)}$ отражает факт лимитирования биологического

процесса изменения конформации мембранных белков в j -РЗ различным уровнем потребных для этого энергетических ресурсов $\Phi_{рз}^{(j)}$ [2, 3].

Далее $\tilde{\Delta\gamma}^{(j)}$ преобразуется с помощью функции фильтрации, зависящей от знака параметра \tilde{r} :

$$\Delta\gamma_{ин}^{(j)} = \begin{cases} \tilde{\Delta\gamma}^{(j)} & \text{при } \tilde{r} \leq 0; \\ 0 & \text{в противном случае.} \end{cases}$$

Это преобразование отражает факт определяющего влияния

интенсивности оперативной трансляции в клетке \tilde{r} на процесс накопления долговременной памяти в каждой из клеточных РЗ [2, 4, 5], зависящей, в свою очередь, от степени комфортности состояния клетки в целом в смысле значения энергетического критерия ее поведения.

$\Delta\gamma_{ин}^{(j)}$ интегрируется во времени, давая в результате характеристику $\tilde{\gamma}_0^{(j)}$, которая отражает процесс возникновения долговременной памяти. Это интегрирование осуществляется при переменных значениях коэффициента интегрирования

$$k_{ин}^{(j)} = \frac{k_{32}^{(j)} b_A^{(j)} F_1(P_p^{(E)} | 1, \tau_{32}^{(j)}) H_2 L_2 \tilde{r}}{1 + k_{33}^{(j)} |\tilde{\gamma}^{(j)}|}, \quad (3.1)$$

где $F_1(x/k, t)$ — оператор инерционности 1-го рода (сглаживания переменной x с коэффициентом передачи k и постоянной времени t). Введение в модель-3 такого множественного влияния различных величин на $k_{ин}^{(j)}$ отражает факты зависимости долговременной памяти от иммунологических реакций, уровня биосинтетической активности и предшествующего состояния, т. е. от исходных функциональных свойств рецепторной мембраны [2, 6]. «Сброс» выходной величины интегратора осуществляется в момент деления клетки и производится с помощью подачи на него сигнала $P_{дел}$, равного 0 в момент деления и 1 — в интервале деления.

Далее выходная величина $\tilde{\gamma}_0^{(j)}$ интегратора суммируется с $\tilde{\gamma}_0^{(j)} = k_{34}^{(j)} (1 + k_{35}^{(j)} t_0)$ (что отражает влияние t_0 на макромолекулярную структуру клеточной мембраны [7]), давая в результате $\tilde{\gamma}^{(j)}$, отражающую степень реализации процесса накопления долговременной памяти в j -РЗ. Значение $\tilde{\gamma}^{(j)}$, являясь параметром преобразования (3.1), имеет, таким образом, тенденцию к ограничению своего уровня по типу отрицательной обратной связи в контуре указанного регулирования.

Помимо этого, $\gamma^{(j)}$ используется для определения текущего значения $\gamma^{(j)}$ коэффициента адаптации j -РЗ. При этом $\gamma^{(j)}$ зависит не только от уровня закрепленной долговременной памяти j -РР (характеризующейся значением $\gamma^{(j)}$), но и от оперативного влияния изменений $\Delta\delta^{(j)}$. Это осуществляется путем сглаживания $\Delta\delta^{(j)}$ с помощью преобразования

$$\Delta\gamma_{\text{АКТ}}^{(j)} = F_1(\Delta\delta^{(j)} | k_{\text{п}}^{(j)}, \tau_{33}^{(j)}),$$

где

$$k_{\text{п}}^{(j)} = k_{34}^{(j)} (1 + k_{35}^{(j)} t_4) \mathcal{E}_6. \quad (3.2)$$

Указанное сглаживание отражает факт понижения скорости изменения $\Delta\gamma_{\text{АКТ}}^{(j)}$ по сравнению с изменением $\Delta\delta^{(j)}$, связанной с активацией биосинтетических процессов, и вклад процессов кратковременной адаптации — оперативных процессов локального изменения концентрации свободного кальция при изменении агрегации ретикулума на долговременную адаптацию. Иными словами, зависимость биосинтетических процессов долговременной адаптации наблюдается только при достаточно длительных сдвигах агрегации ретикулума и концентрации свободного кальция, регулирующего калиевую проводимость [8]. В свою очередь, зависимость (3.2) отражает факты замедления процессов долговременной адаптации при недостатке аминокислот и энергии биосинтеза [2, 4, 5].

В результате коэффициент адаптации j -РЗ

$$\gamma^{(j)} = \frac{1}{1 + k_{36}^{(j)} |\gamma^{(j)}| + k_{37}^{(j)} |\Delta\gamma_{\text{АКТ}}^{(j)}|}$$

отражает тенденцию изменения специфической чувствительности j -го участка мембраны вследствие ресинтеза и встраивания рецепторных белков, а также конформационных изменений чувствительности рецепторов, т. е. является интегральным параметром привычности, характеризующим историю входных воздействий на j -РЗ [2, 5].

Таким образом, модель-3 воспроизводит следующие основные особенности пластических механизмов адаптации рецепторной зоны живой клетки, наблюдаемые в цитохимических экспериментах: конформационные изменения и ресинтез рецепторных белков, встраивание их в мембрану в зависимости от концентрации свободного кальция, энергетики и уровня биосинтетических процессов в клетке; иммунологические реакции изменения чувствительности рецепторной мембраны клетки; триггерные изменения чувствительности рецепторной мембраны при индукции роста, деления и малигнизации; фиксацию истории входных воздействий j -РЗ; связь кратковременных и долговременных процессов адаптации клетки.

4. Модель механизма регуляции микроструктуры j -РЗ живой клетки («модель-4»). Задача модели-4 — обеспечить воспроизведение

ие связи характеристик агрегации микроструктур с динамикой кальция. Введем дополнительно (к описанным в [1]) для внутренних переменных модели-4 обозначения: $p_1^{(j)}$, $p_2^{(j)}$ и $p_3^{(j)}$ — соответственно 1-я и 2-я составляющие и суммарное потенциально возможное отклонение степени агрегации ретикулума j -РЗ.

Принцип работы модели-4 заключается в следующем. На ее входы подаются $\Delta\alpha_\beta^{(j)}$, $\alpha_m^{(j)}$, c_p , t_0 , $E_{p_3}^{p(j)}$, $\gamma^{(j)}$ и $\eta^{(j)}$. Выходами модели-4 являются $\Delta\delta^{(j)}$, $\delta^{(j)}$ и $\delta_0^{(j)}$. $\Delta\alpha_\beta^{(j)}$ преобразуется в $p_1^{(j)}$ с некоторой инерционностью (1-го рода):

$$p_1^{(j)} = F_1(\Delta\alpha_\beta^{(j)} | k_{41}^{(j)}\eta^{(j)}, \tau_{41}^{(j)}),$$

что отражает факт уменьшения сдвига концентрации свободного кальция путем уменьшения его высвобождения из органондов клетка при повторных («привычных») воздействиях [8].

$\alpha_m^{(j)}$ преобразуется в $p_2^{(j)}$ с помощью операции дифференцирования по времени с одновременным пропорциональным усилением входной величины:

$$p_2^{(j)} = D_1(\alpha_m^{(j)} | 1, \tau_{42}^{(j)}) + k_{42}^{(j)}\alpha_m^{(j)},$$

где $\tau_{42}^{(j)} = k_{43}^{(j)}\eta^{(j)}$.

Такая связь $p_2^{(j)}$ с $\alpha_m^{(j)}$ отражает явление привыкания, связанное с уменьшением темпа вхождения кальция в клетку при «привычных» воздействиях [8].

Далее $p_1^{(j)}$ и $p_2^{(j)}$ суммируются, давая в результате $p_3^{(j)}$, следующим образом определяющую $\Delta\delta^{(j)}$:

$$\Delta\delta^{(j)} = \begin{cases} -k_{44}^{(j)}E_{p_3}^{p(j)} & \text{при } p_3^{(j)} < -k_{44}^{(j)}E_{p_3}^{p(j)}; \\ p_3^{(j)} & \text{при } -k_{44}^{(j)}E_{p_3}^{p(j)} \leq p_3^{(j)} \leq k_{44}^{(j)}E_{p_3}^{p(j)}; \\ k_{44}^{(j)}E_{p_3}^{p(j)} & \text{при } k_{44}^{(j)}E_{p_3}^{p(j)} < p_3^{(j)}. \end{cases}$$

Суммируясь с

$$\delta_0^{(j)} = \left(1 + \frac{1}{1 + k_{45}^{(j)}|\gamma^{(j)}|}\right) \cdot \frac{k_{46}^{(j)}}{(1 + k_{47}^{(j)}c_p)(1 + k_{48}^{(j)}t_0)}, \quad (4.1)$$

$\Delta\delta^{(j)}$ дает в результате $\delta^{(j)}$. Зависимость (4.1) отражает факт связи определяемой генетически степени агрегации ретикулума с емкостью аккумуляции кальция последним и функциональными свойствами данного участка рецепторной мембраны клетки [2, 3, 9]. $\delta^{(j)}$ отражает влияние текущего значения частоты внешнего воздействия, поступающего на j -РЗ клетки (через кальциевый механизм связи), на степень размельчения ретикулума.

Таким образом, модель-4 воспроизводит следующие основные особенности регуляции микроструктуры отдельной рецепторной зоны живой клетки, наблюдаемые в цитохимических экспери-

ментах: связь агрегации микроструктур со связыванием и высвобождением кальция в (из) ретикулума; зависимость колебаний внутриклеточного свободного кальция от «привычности» (повторяемости) внешнего воздействия.

5. Модель механизма распространения энергии j -РЗ живой клетки («модель-5»). Задача модели-5 — обеспечить воспроизведение связи генерации и распределения энергии с процессами ее потребления и факторами функциональной регуляции последних.

Принцип работы модели-5 заключается в следующем. На входы подаются $\Delta\alpha_{\text{мх}}^{(j)}$, t_0 , t_2 , t_3 , H_1 , L_1 , $c_{\text{мх}}$, $x^{(j)}$, $\Delta\delta^{(j)}$, $\delta_0^{(j)}$, $\mathcal{E}_{\text{рз}}^{(j)}$, $\gamma_0^{(j)}$, $\gamma^{(j)}$ и $P_p^{(E)}$. Выходами модели-5 являются $\mathcal{E}_{\text{рз}}^{(j)}$, $E_{\text{рз}}^{(j)}$, $E_{\text{рз}}^{\Phi(j)}$ и $\mathcal{E}_{\text{рз}}^{\Phi(j)}$.

$\Delta\alpha_{\text{мх}}^{(j)}$, t_0 , t_2 , t_3 , H_1 , L_1 , $c_{\text{мх}}$ и $P_p^{(E)}$ — параметры, определяющие уровень производства индуцированной (внешним функциональным воздействием на клетку) энергии в клетке: $e_{\text{вх}}^{(1)(j)} = k_{51}^{(j)} p^{(j)}$, где

$$p^{(j)} = \Delta\alpha_{\text{мх}}^{(j)} (1 + k_{52}^{(j)} t_0) (1 + k_{53}^{(j)} t_2) (1 + k_{54}^{(j)} t_3) H_1 L_1 c_{\text{мх}} P_p^{(E)}. \quad (5.1)$$

Зависимость (5.1) отражает биологическую связь активации энергетики клетки с уровнем высвобождения кальция из митохондрий, влиянием концентрации в клетке субстратов, кислорода, уровня обмена сахаров и жирных кислот, кальциевой емкости митохондрий, а также факт блокирования функциональной индукции синтеза АТФ при прекращении функциональной активности [9, 10].

Поток энергии $e_{\text{вх}}^{(1)(j)}$ распределяется на три (или менее) составляющие с помощью механизма переменного-приоритетного распределения потоков энергии, упрощенный вариант которого описан в [11]. В полном варианте этот механизм осуществляет следующие преобразования: $e_1 = e_{\text{вх}} - \Omega$, где $\Omega = \Gamma_1(e_{\text{вх}} - k_1 p_1 \Gamma_1(r_1))$; $e_2 = \Omega - e_3$; $e_3 = \Gamma_1(\Omega - k_2 p_2 \Gamma_1(r_2))$.

Здесь $\Gamma_1(*)$ — первый интеграл от единичной функции Хэвисайда; $p_1(p_2)$ и $r_1(r_2)$ — параметр и управляющий сигнал 1-го и 2-го приоритета соответственно. Таким образом, поток входной энергии $e_{\text{вх}}$ разделяется на три части (потока) только при достаточно большом $e_{\text{вх}}$ — по сравнению с нормированными значениями r_1 и r_2 . В противном случае он может либо разделиться только на два потока e_1 и e_2 , либо полностью «перелиться» в 1-й выходной поток. Именно такое поведение и является реализацией переменного-приоритетного принципа распределения энергии в противоположность ее пропорциональному распределению.

В нашем случае управляющие и параметрические сигналы определяются следующим образом:

$$r_1^{(1)(j)} = |x^{(j)}|, \quad (5.2)$$

$$r_2^{(1)(j)} = |\Delta\delta^{(j)}|, \quad (5.3)$$

$$p_1^{(1)(j)} = \frac{k_{55}^{(j)}}{1 + k_{56}^{(j)}|\gamma^{(j)}|}, \quad (5.4)$$

$$p_2^{(1)(j)} = \delta_0^{(j)}. \quad (5.5)$$

Зависимость (5.2) отражает влияние мембранного потенциала клетки на уровень функциональных энергозатрат, зависимость (5.3) — влияние перестроек микроструктуры клетки на уровень индуцированных функцией регуляторных затрат j -РЗ. Формулы (5.4) и (5.5) отражают связь текущего состояния рецепторной мембраны ($\gamma^{(j)}$) и особенности ее микроструктуры (прежде всего, агрегации ретикулума, определяющей депонирование в нем кальция) с уровнями соответственно функциональных и регуляторных энергозатрат в j -РЗ [12].

Потоки энергии $e_1^{(1)(j)}$ и $e_3^{(1)(j)}$ суммируются, давая в результате выходной (в модели-5) поток энергии $E_{p_3}^{\Phi(j)}$; $e_2^{(1)(j)}$ является другим выходным потоком энергии модели-5 $E_{p_3}^{\rho(j)}$.

Поток энергии основного обмена j -РЗ $\mathfrak{E}_{p_3}^{(j)}$ также распределяется по переменнo-приоритетному принципу во втором распределителе, управляющие и параметрические сигналы которого следующие:

$$r_2^{(2)(j)} = \gamma_0^{(j)};$$

$$r_2^{(2)(j)} = \delta_0^{(j)};$$

$$p_1^{(2)(j)} = p_2^{(2)(j)} = 1.$$

Потоки энергии основного обмена $e_1^{(2)(j)}$, $e_3^{(2)(j)}$ суммируются, давая в результате еще один выходной (в модели-5) поток энергии $\mathfrak{E}_{p_3}^{\Phi(j)}$; $e_2^{(2)(j)}$ является последним выходным потоком энергии модели-5 $\mathfrak{E}_{p_3}^{\rho(j)}$.

Таким образом, модель-5 воспроизводит следующие основные особенности метаболических механизмов распределения энергии в отдельной рецепторной зоне живой клетки, наблюдаемые в цитохимических экспериментах: особенности изменения энергии основного обмена и дополнительной энергии, индуцированной функциональной активностью j -РЗ клетки; зависимость генерации и распределения энергии основного обмена j -РЗ от генетических особенностей ее микроструктуры; зависимость генерации и распределения индуцированной энергии в j -РЗ от ряда структурно-метаболических условий — мембранного потенциала, параметров окислительного метаболизма, кальциевой емкости митохондрий, уровня пластических процессов и т. д.

Обсуждение особенностей работы модели j -РЗ в целом. Выше описана работа каждой из пяти подсистем, составляющих модель j -РЗ. Объединение их в общую модель j -РЗ позволяет

проследить и изучить особенности ее поведения, возникающие вследствие «системного» эффекта (эмерджентности), не вполне очевидные на этапе синтеза отдельных блоков модели.

Взаимосвязь отдельных подсистем модели j -РЗ осуществляется следующим образом. Входной сигнал $M^{(i)}$ вызывает на выходе модели-1 изменение трансмембранного потенциала клетки и инициирует входящий поток кальция (α_m^j), который взаимодействуя с колебательным «высвобождением-связыванием» кальция внутриклеточными депо (в модели-2), зависящем от исходной микроструктуры и ее изменений (реализуемая моделью-4), определяет степень функциональной индукции энергии и ее распределение (в модели-5), в свою очередь зависящее от изменений микроструктуры (модель-4) и пластического обмена (модель-3). Влияние на энергетику (модель-5) внешних сигналов макромолекулярной природы (t_4) опосредовано через изменение пластического обмена (модель-3). Пластический обмен играет также основную роль в реализации механизма долговременной адаптации путем влияния на функцию мембраны (модель-1) и микроструктуру (модель-4). Энергетические выходные сигналы модели-5 $E_{pз}^{\Phi(j)}$, $\mathcal{E}_{pз}^{\Phi(j)}$, $E_{pз}^{p(j)}$, $\mathcal{E}_{pз}^{p(j)}$ параметрически регулируют (лимитируют) работу соответствующих подсистем (модели-1 — модели-4) и выступают, наряду с $x^{(i)}$ необходимыми и достаточными характеристиками поведения адаптации j -РЗ живой клетки.

Таким образом, взаимоувязка работы отдельных подсистем j -РЗ (модели-1 — модели-5) в рамках общей модели j -РЗ позволяет воспроизвести сложный колебательный характер изменения основных (входных-выходных) переменных этих подсистем — в отличие от упрощенного синусоидального характера колебательного изменения последних, который может быть реализован в случае моделирования каждой из подсистем в отдельности. Новое качественное свойство, возникающее при взаимодействии указанных подсистем, состоит также в возможности адаптивной классификации сигналов не только по их частотам и амплитудам, но и по частоте применения (привычности воздействий) и, что особенно важно, по степени корреляционной формы сочетания параметров и соотношения фаз сигналов медиаторной и макромолекулярной природы, иначе говоря, выработке временной связи между этими сигналами на элементарном (субклеточном) уровне.

Исследование предлагаемой модели, проведенное с помощью его имитационной ФОРТРАН-модели на ЭВМ ЕС-1022, показало, что модель адекватна имеющимся фактическим биологическим фактам о поведении j -й рецепторной зоны живой клетки. Можно надеяться, что дальнейшее развитие предложенного подхода — детальная разработка всех подсистем модели живой клетки, даст новые подтверждения эффективности цитокимбер

нетического подхода [11] для синтеза адаптивных информационно-управляющих устройств.

Список литературы: 1. *Гринченко С. Н., Загускин С. Л.* Модель рецепторной зоны живой клетки. *Сообщение 1.*—Пробл. бионики, 1986, вып. 36, с. 47—59. 2. *Ашмарин И. П.* Загадки и открытия биохимии памяти.—Л.: Изд-во Ленингр. ун-та, 1975.—160 с. 3. *Koshland D. E.* Biochemistry of sensing and adaptation.—Trends Biochem. Sci., 1980, 5, N 11, p. 297—302. 4. *Даринский Ю. А., Хазарова А. Д., Чивилева О. Г.* Изменение синтеза РНК в нейронах в зависимости от интенсивности их синаптической активности.—Цитология, 1983, 25, № 9, с. 1066—1072. 5. *Бородкин Ю. С., Зайцев Ю. В.* Нейрохимические и функциональные основы долговременной памяти.—Л.: Медицина, 1982.—216 с. 6. *Miani N., Caniglia P., Panetta I.* A brain-specific protein with affinity for DNA.—J. neurochem, 1976, 27, N 1, p. 145—150. 7. *Девятков Н. Д., Голант М. Б., Тагер А. С.* Роль синхронизации в воздействии слабых ЭМ сигналов диапазона на живые организмы.—Биофизика, 1983, 28, вып. 5, с. 895—896. 8. *Загускин С. Л., Каминский И. И.* Зависимость импульсных реакций механорецепторного нейрона рака от исходного функционального состояния и степени агрегации вещества Ниссля.—Нейрофизиология, 1978, 10, № 1, с. 84—91. 9. *Гайнутдинов М. Х., Туракулов Я. Х., Ахматов М. С.* Регуляция цитоплазмой транспорта ионов кальция в митохондриях.—Биол. науки, 1977, № 4, с. 30—34. 10. *Chaplain R. A.* Metabolic control of neuronal pacemaker activity and the rhythmic organization of central nervous functions.—J. exp. Biol., 1979, 81, p. 113—130. 11. *Загускин С. Л., Гринченко С. Н.* Модель постсинаптических механизмов обучения.—Пробл. бионики, 1980, вып. 24 с. 40—49. 12. *Загускин С. Л., Гринченко С. Н.* Энергетические характеристики адаптации нервной клетки.—В кн.: Переходные процессы в биологических системах. М. 1977, с. 115—119.

Поступила в редколлегию 25.04.85.

УДК 62.506.2

В. Ф. АНАНИН, канд. техн. наук

СТРУКТУРНАЯ ОРГАНИЗАЦИЯ ЦЕНТРАЛЬНОЙ НЕРВНОЙ СИСТЕМЫ И ЕЕ РОЛЬ В РЕГУЛЯЦИИ СЕРДЕЧНО-СОСУДИСТОЙ СИСТЕМЫ.

СООБЩЕНИЕ 6

Начало классификации народной системы [1] на два типа (соматический и вегетативный) впервые было положено Биша, а согласно учению Ленгли [2] она приобрела форму, практически сохранившуюся до наших дней. Хотя эта классификация с анатомической точки зрения вполне оправдана, однако с функциональной она нуждается в уточнении. Деление нервной системы на три типа (соматический (СОНС), парасимпатический (ПНС) и симпатический (СНС)) строится главным образом на анатомическом различии их центральных, периферических структур, включая эффекторные — звенья. Многочисленные попытки установить функциональные взаимоотношения между ними и на этой основе уточнить сущность данной классификации

практически не привели к каким-либо радикальным изменениям взглядов. И механизм сомато-вегетативной интеграции, широко представленный в ряде функциональных систем, по-прежнему остается неясным.

Давнюю историю имеет также вопрос о реципрокном взаимодействии ПНС и СНС автономной нервной системы (АНС). При этом неоднократно предпринимались попытки оценить физиологический смысл их функционального взаимодействия тем более Ленгли считал конвергенцию их проводников на эффекторы АНС установленной закономерностью. Правда, впоследствии ряд исследователей пытались ответить на вопрос в чем заключается сам механизм антагонистического взаимодействия этих типов нервной системы и каков физиологический смысл антагонистического характера двойной иннервации, если такова действительно является закономерностью. Рассматривался также вопрос о наличии двойной иннервации и в СОНС. Адаптационно-трофическая теория Л. А. Орбели [3] в определенной степени указывала на такую возможность. Так, еще Б. И. Лаврентьев ставил вопрос: во всех ли органах, иннервируемых автономной нервной системой, существует антагонистическая иннервация в смысле наличия двух проводников-антагонистов? И сам же отвечал: «...далеко не все гладкомышечные и железистые органы имеют двойную иннервацию» [4, с. 221].

В последнее время [5], основываясь на сравнительно-морфологических данных, высказывается мнение, что соматическая и вегетативная нервные системы являются по существу одинаковыми частями нервной системы, разбившимися из идентичных аппаратов. Существующая дифференциация в эффекторном аппарате, которая в общем виде может быть представлена в виде быстрофазных мышечных волокон (белых) (ФИБ_б) и медленнофазных (красных) (ФМВ_м) скелетных мышц, а также медленнофазных (ФМВ_{мо}) и тонических мышечных волокон (ТМВ) внутренних органов и сосудов, действительно служит анатомической и функциональной основой классификации нервной системы.

Поскольку в большинстве случаев действие любого типа нервной системы на эффекторное звено сводится к продуцированию медиатора на его постсинаптическую мембрану (ПМ), то механизмы функциональных взаимодействий типов нервной системы и формирование ее классификации следует, видимо, определять именно с этого уровня. К настоящему времени взаимодействие медиаторов на ПМ сводится к двум основным видам: медиаторам тропного ряда (М_т) и медиаторам эрготропного ряда (М_а). Их основными представителями соответственно являются ацетилхолин (АХ) и норадреналин (НА). С учетом этого фактора Дейлл предложил свою классификацию нервной системы в виде холинергической (ХНС) и адренерги-

ческой (АДНС). Придерживаясь данной классификации, попытаемся разобраться в механизмах формирования ХНС и АДНС, их функционального взаимоотношения между собой и на этой основе оценить их роль в биорегуляции сердечно-сосудистой системы.

Основой этой классификации является взаимодействие медиаторов на ПМ, поэтому первоначально рассмотрим механизмы формирования потенциала действия нейронов (ПД), тем более, что «взаимодействие синаптических возбуждающих и тормозящих процессов представляет собой основу интегративной деятельности во всех отделах ЦНС [6].

Предположим, что в основе взаимодействия медиаторов имеет место физическая природа в виде взаимодействия положительных и отрицательных зарядов, главным образом на ПМ. Условно примем, что M_x несут отрицательный заряд, а M_a — положительный, причем, медиаторы одного ряда отличаются друг от друга величиной своего заряда, закодированного в виде той или иной химической структуры. Эффект их действия на ПМ неоднозначен. Будем различать медиаторы фоновые, которые формируются непрерывной фоновой нервной импульсацией, проходящей к ПМ, и управляющие, продуцируемые фазными нервными посылками в виде отдельных фазных порций. К первым относятся и M_x , и M_a , ко вторым — только M_x . При этом M_{xf} фонового характера оказывают тормозящее влияние на ПМ, а M_a — облегчающее. Управляющий M_{xy} формирует ПД.

Поступление медиатора к ПМ осуществляется по трем основным каналам: нервному через терминальные окончания нервных проводников, гуморальному, током крови и через жидкость экстрацеллюлярного пространства. Для M_{xf} и особенно M_{xy} основным является нервнопроводниковый канал, в то время как для M_a — гуморальный, а нервнопроводниковый, кратковременный выполняет коррекционную роль.

Действие медиаторов на ПМ можно представить в виде двух эшелонов: первого, нервнопроводникового, быстрого с кратковременным эффектом действия, и второго, гуморального, с его нейрогормонами, более длительно действующего и более мощного по своему эффекту. А это значит, что нервнопроводниковая и нейроэндокринная системы являются двумя в определенной степени автономными системами по поставке медиаторов к ПМ нейронов. Тормозящее действие M_{xf} сводится к тому, что он повышает отрицательный мембранный потенциал — $E_{мп}$ (гиперполяризует) и тем самым препятствует M_{xy} по формированию ПД, механизм которого будет рассмотрен отдельно. Облегчающее действие M_a направлено на понижение — $E_{мп}$, т. е. деполаризацию, и, как следствие этого, облегчает возникновение ПД.

Таким образом, фоновые медиаторы регулируют $E_{мп}$, на фоне которого проявляет свое действие M_{xy} . Эта регуляция сво-

дится к понижению или повышению — $E_{мп}$ в зависимости от того, какой полярности зарядов больше на поверхности мембраны и в экстрацеллюлярном пространстве. Поэтому в общем виде можно записать

$$E_{мпi} = E_{мпo} + k(M_{хфi} + M_{ai}), \quad (1)$$

где $E_{мпo}$ — собственный исходный мембранный потенциал, формируемый самим нейроном.

На фоне $E_{мп}$ действует $M_{ху}$, поэтому ПД будет определяться как

$$E_{пд} = E_{мпi} + kM_{ху}.$$

При наличии взаимодействия положительных и отрицательных зарядов на поверхности ПМ можно говорить об их алгебраическом сложении в уравнениях (1), (2).

С точки зрения классификации нервной системы важно представлять механизмы формирования фоновых и управляющих нервных сигналов и соответственно их медиаторов. С учетом предыдущих сообщений фоновые сигналы и их медиаторы на эффекторах генерируются ретикулярной формацией (РФ). При этом $M_{хф}$ формируется аутохтонными холинергическими ретикулярными нейронами (РН) в рамках ХНС, а M_a также холинергическими РН, но в рамках АдНС.

Таким образом, РФ характеризуется холинергической природой, так как ее РН генерирует нервные аутохтонные импульсы носителем которых являются медиаторы трофотропного ряда и прежде всего АХ. При этом она состоит из трех крупных зон, каждая из которых активирует свою группу эффекторов, формируя их исходный тонус. С точки зрения существующей классификации нервной системы и воздействия $M_{ху}$ на эффекторы, РФ в рамках ХНС активирует эффекторы СОНС и ПНС, т. е. ФМВ_с и ФМВ_м. Поскольку $M_{ху}$ отличается холинергической природой, то управление эффекторами в рамках произвольных и непроизвольных команд возможно только через ХНС. Иначе говоря, ХНС выполняет две функции: формирует фоновую импульсацию и управляющие команды, в то время как АдНС со своим M_a выполняет только одну функцию, направленную на организацию фоновой импульсации. И с этой точки зрения ее роль по отношению к ХНС является вспомогательной, а точнее, корректирующей.

Таким образом, если оценивать типы нервной системы с управленческой точки зрения, то на передний план выступает ХНС с ее управляющими сигналами в рамках СОНС и ПНС, причем каждая из них управляет своими эффекторами в рамках своих регионов организма. У АдНС (СНС) своих самостоятельных эффекторов не существует. Она, как нервная система эволюционно сформировавшаяся в роли вспомогательного типа нервной системы с корректирующей функцией и пригнанной

к ХНС, в частности, к ее составляющим СОНС и ПНС, является их «служанкой». И тем не менее у СОНС, ПНС, т. е. ХНС и СНС (АдНС), существуют свои фоновые импульсные сигналы, медиаторы которых M_x и M_a с разнополярными зарядами конвергируют на ПМ нейронов. Более того, родником этих сигналов являются РН РФ, локализованные в ее разных зонах. Для ХНС такими зонами являются РФ_м мозжечка, главным образом, РФ_{мс} ствола мозга, РФ_{см} спинного мозга, а для АдНС — РФ_{см} и, возможно, РФ_{мс}. Зоны РФ, активирующие эффекторы СОНС, обозначим через РФ_{со}, эффекторы ПНС — РФ_п, а зону АдНС — РФ_с. Зоны РФ_{со} локализованы главным образом в стволе мозга и, в частности, в области варолиева моста и в спинном мозге. Зоны же РФ_п являются более обширными и концентрирующими, видимо, в мозжечке (РФ_{пм}), стволе мозга (РФ_{пг}) и, возможно, в спинном мозге (РФ_{пс}). Несмотря на то, что для РФ_{со}, РФ_п и РФ_{пс} общим родником являются холинергические РН: тем не менее их фоновые нервные сигналы приходят к ПМ с разнополярными медиаторами. При этом трансформация медиатора происходит только к АдНС, а у ХНС он остается эквивалентным тому, который имеет место у РН РФ. Возникает вопрос: на каком участке АдНС происходит трансформация медиатора? Если иметь в виду, что преганглионарные симпатические нервные волокна являются холинергическими, то трансформация должна происходить в паравертебральных ганглиях (ПГ) симпатического ствола. Тем более после них вплоть до эффекторов проходят адренергические симпатические волокна с эрготропным медиатором, в частности НА. Отсюда следует, что ПГ, помимо функции мультипликации, выполняют еще одну очень важную функцию, связанную с трансформацией холинергического медиатора на адренергический медиатор.

Нейрофизиологическими исследованиями доказан факт наличия фоновой импульсации разной частоты, преимущественно тонической в адренергических нервных волокнах (АдНВ) и фазной в холинергических (ХНВ), при этом быстрофазной в соматических толстых волокнах и медленнофазной в парасимпатических волокнах, не говоря уже об анатомических различиях их нервных проводников. Поэтому следует ожидать, что их РН также отличаются своей специфичностью в аутохтонной генерации импульсных посылок. А это значит, что зоны РФ строго дифференцированы. Аутохтонная генерация зоны РФ_{со} отличается дискретными фазными посылками в адрес своих эффекторов или непрерывным высокочастотным разрядом. Особенно наглядно это проявляется на произвольных саккадических движениях глаз (ДГ_н) (рис. 1). Здесь четыре аутохтонных фазических центра (ФЦГ_н) РФ_{со} генерируют дискретные фазные послылки с определенными параметрами в адрес своих эффекторов — быстрофазных мышечных волокон (ФМВ_с) содружествен-

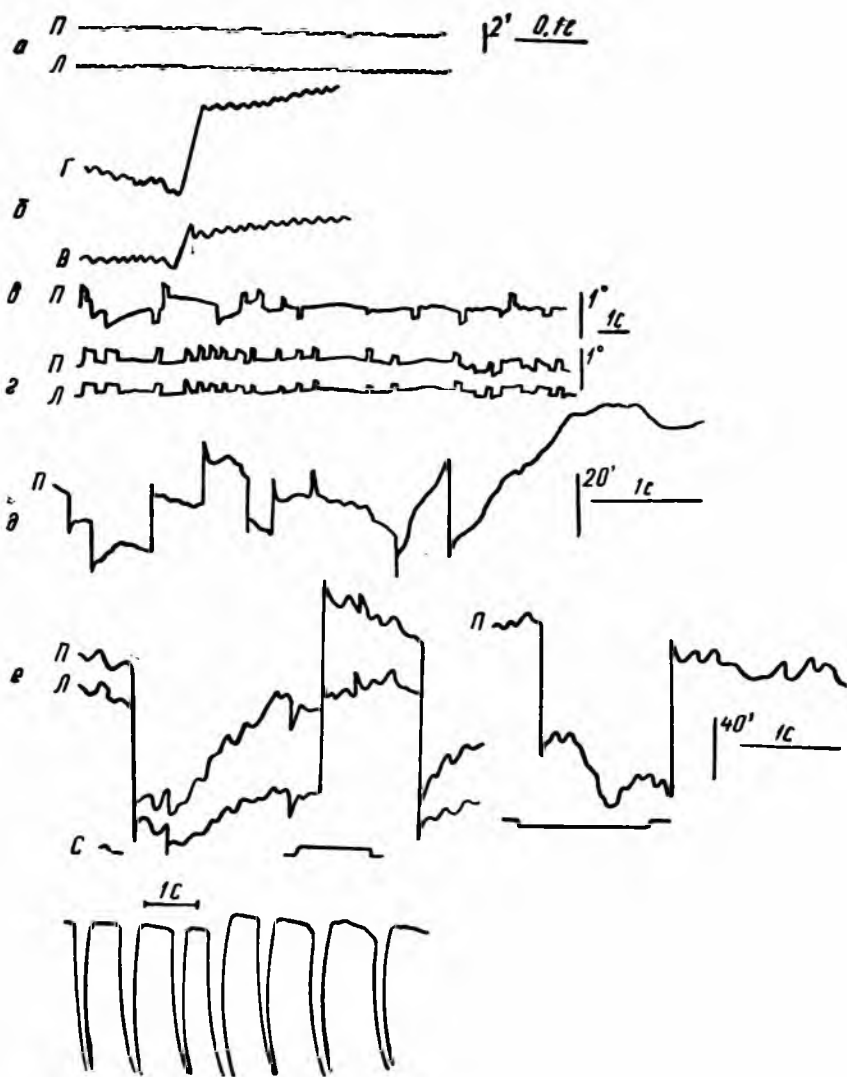


Рис. 1. Образцы записей треморных движений глаз (а, б), произвольных саккадических движений глаз (в, г, д) для разных испытуемых при монокулярной и бинокулярной регистрации, дрейфовых движений глаз при фиксации точки (б), произвольных саккадических движений глаз при смене точек фиксации; Л, П, Г, В — соответственно левый, правый глаз, горизонтальная и вертикальная составляющие. (Запись «а», «б» — по А. Р. Шахновичу)

ых глазодвигательных мышц (ГДМ). При наличии асинхронности треморных движений глаз (рис. 1, б) каждая мышца активируется, видимо, своим центром, причем функциональная роль тремора сводится к организации тонуса ФМВ_б.

Аналогичный фазический центр генерации (ФЦГ_м) имеет место и для системы мигания. Внешнее проявление последнего обнаруживается на произвольных быстрофазных миганиях (рис. 1). Подобных примеров немало. Все это указывает на очаговую структурную организацию РФ_{со}. Аналогичные примеры можно привести и для других зон РФ. В частности, дрейфовые движения глаз отражают организацию тонуса медленнофазных мышечных волокон (ФМВ_м) ГДМ со стороны РФ_л, локализованной в мозжечке. Структура зоны РФ, равно как и зоны РФ_с, отличается более равномерным распределением РН и непрерывной фоновой импульсацией.

Таким образом, основной структурой, формирующей тонус эффекторов ХНС, является РФ, структурно представленная в виде отдельных зон. Последние локализованы в головном и спинном мозге, а их аутохтонная фоновая импульсация распространяется по ХНВ и АдНВ, а также гуморальному каналу с его нейрогормонами. В общем виде РФ можно разделить на две крупные зоны: тоническую (ТРФ), связанную с АдНС, и фазную РФ (ФРФ) — с ХНС.

Изложенное выше позволяет понять, что эффекторы ХНС в обязательном порядке должны иметь двойную активацию (со стороны ХНС и АдНС), проявляющуюся в конечном итоге в антагонистическом взаимодействии их медиаторов на ПМ нейронов. А отсюда следует вывод: двойная иннервация эффекторов независимо от путей поступления медиаторов к ПМ является общей закономерностью для всех нейронов и эффекторов. Именно благодаря такому взаимодействию разнополярных медиаторов на ПМ и создается сама возможность регуляции функциональных систем организма, их адаптация и трофика. Если это взаимодействие оценивать по отношению к мышечным эффекторам, то можно предположить, что при $M_a > M_x$ мышца в исходном состоянии натягивается, увеличиваясь в длине, а при $M_x > M_a$, наоборот, сокращается, уменьшаясь в длине. Понятно, что исходное положение мышцы соответственно определяет степень ее последующей активности. Отсюда становится понятной роль фоновых нервных и гуморальных сигналов ХНС и АдНС и их медиаторов M_x и M_a , характер их взаимодействия. Короче говоря, интегрирующий медиатор M_n , M_x и M_a определяет для M_{xy} рабочую точку в виде — $E_{мп}$, относительно которой формируется ПД, т. е. порог чувствительности S_n нейрона. Поэтому $S_n = k \cdot M_n$. При $M_a > M_x S_n$ повышается, т. е. нейрон становится чувствительным к меньшим значениям M_{xy} . И наоборот, при $M_x > M_a S_n$ понижается и для возникновения ПД нейрона требуются большие значения M_{xy} . Поэтому потенциал действия $E_{пд}$

можно представить как $E_{\text{пд}} - k M_{\text{ху}} S_{\text{н}}$. Ясно, что при больших значениях $S_{\text{н}}$, обусловленных возрастанием $M_{\text{а}}$ или возбуждением $M_{\text{х}}$, возбуждение нейрона может происходить при самых уровнях $M_{\text{ху}}$, т. е. небольших управляющих сигналах. При патологических процессах, когда по той или иной причине резко снижается $M_{\text{х}}$ на ПМ, возбуждение нейрона может происходить от отдельных всплесков фоновых импульсных сигналов, приводя таким образом к возникновению различных форм гиперкинезии. И наоборот, когда резко ослаблен $M_{\text{а}}$ и создаются условия, при которых $M_{\text{х}} \gg M_{\text{а}}$, возникает гипокинезия.

Таким образом, реципрокное взаимодействие медиаторов ХНС и АдНС составляет биохимическую основу биорегуляции всех функциональных систем организма и является ее квинтэссенцией. В этом смысле реципрокные взаимоотношения между ПНС и СНС являются лишь первой частью реципрокных взаимоотношений между ХНС и АдНС. Короче говоря, принцип реципрокности, основанный на разнополярности зарядов $M_{\text{х}}$ и $M_{\text{а}}$, не является прерогативой только ВНС, как это думают Ленгли. Он характерен и для взаимодействия между ХНС и АдНС. Поэтому более правильно следует говорить о реципрокном взаимодействии между ХНС и АдНС. При этом реализация данного принципа осуществляется как прямым путем, когда к эффектору подходят нервные пути ХНС и АдНС, так и косвенным, при котором один из медиаторов поступает к эффектору гуморальным или диффузным путем через симпатическую иннервацию кровеносных сосудов эффектора. Последний путь одновременно с гуморальным характерен для эффекторов СОН в виде скелетных мышц. Значения самих медиаторов в общем виде можно представить уравнениями

$$M_{\text{хfi}} = kJ_{\text{эки}} = k(J_{\text{эхо}} + J_{\text{эхн}} + J_{\text{эхг}} \pm J_{\text{к}}),$$

$$M_{\text{аi}} = kJ_{\text{эаi}} = k(J_{\text{эао}} + J_{\text{эан}} + J_{\text{эаг}} \pm J_{\text{к}}).$$

В свою очередь

$$J_{\text{эхнi}} = J_{\text{эхно}} + k \Sigma J_{\text{эфн}} + k \Sigma J_{\text{ифн}} \pm J_{\text{кф}};$$

$$J_{\text{эанi}} = J_{\text{эано}} + k \Sigma J_{\text{этн}} + k \Sigma J_{\text{итн}} \pm J_{\text{кт}};$$

$$J_{\text{эхги}} = J_{\text{эхго}} + k \Sigma J_{\text{эфг}} + k \Sigma J_{\text{ифг}} \pm J_{\text{кф}};$$

$$J_{\text{эаги}} = J_{\text{эаго}} + k \Sigma J_{\text{этг}} + k \Sigma J_{\text{итг}} \pm J_{\text{кт}}.$$

Таким образом, $M_{\text{х}}$ и $M_{\text{а}}$ — весьма переменные величины и зависят от многих параметров. Однако главными являются афферентные сигналы, оказывающие стимулирующее воздействие на РФ. Сама активирующая функция РФ в значительной степени определяется стимуляцией ее РН афферентными сигналами разной модальности, в том числе и кортикальными. Последние по отношению к энергетическому потенциалу $E_{\text{р}}$ РФ

выполняют подзаряжающую роль. При этом допускаем, что каждая зона РФ стимулируется своими афферентными сигналами, тонической и фазической природы. А это указывает на наличие разных значений порогов возбуждения RH_T и RH_Φ . Так, РФ_c АДНС стимулируется преимущественно тоническими афферентными сигналами разной модальности ($J_{ат}$), а ФРФ — физическими афферентными сигналами ($J_{аф}$). С учетом стимулирующей роли афферентных сигналов РФ логично предпо-

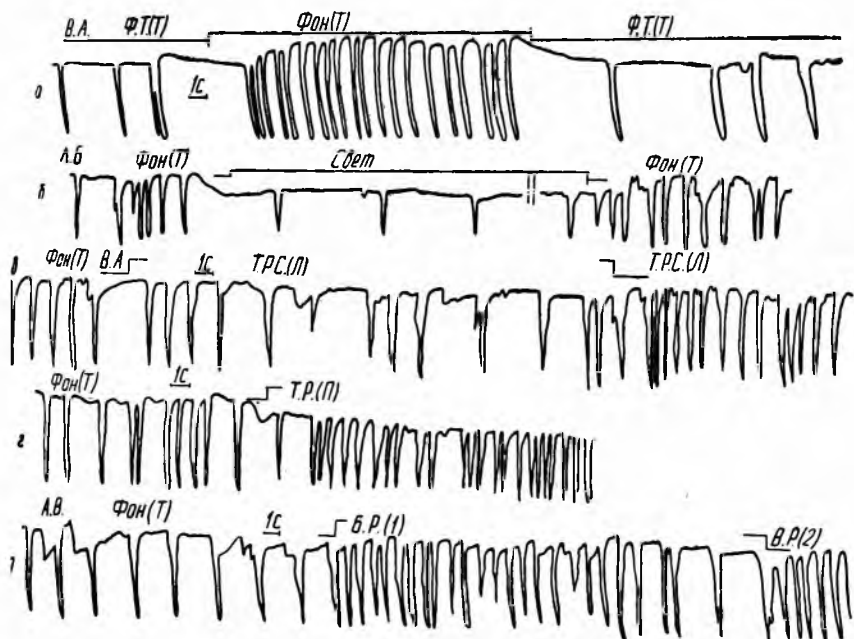


Рис. 2. Изменение мигательного рефлекса при стимуляции ретикулярной формации афферентными сигналами разной модальности: а — при переходе от фиксации точки в темноте к темному фону без фиксационной точки и обратно; б — при переходе от темного фона к светлому и обратно; в — при слабом тактильном раздражении ладони руки (ТРСЛ) и сильном (ТРСЛ); г — при тактильном раздражении рецепторов пятки ноги (Т.Р.(П)); д — при болевом раздражении (БР), дважды повторенном

ложить, что с повышением $J_{ат}$ и $J_{аф}$ соответственно должна возрастать активирующая функция ТРФ и ФРФ вследствие приращения их $E_{рт}$ и $E_{рф}$ на $\Delta E_{рт}$ и $\Delta E_{рф}$. При этом повышается тонус эффекторов ХНС.

Высказанные суждения подтверждаются экспериментальными исследованиями автора, полученными на примере мигательного рефлекса (МР) с его ФМВ_{ом} и ФМВ_{мм} (рис. 2) и ритмограммы сердца (рис. 3.). Само же возрастание $E_{рт}$ и $E_{рф}$ под воздействием сигналов $J_{ат}$, $J_{аф}$ и J_k происходит, видимо, за счет рекрутирования дополнительных РН и аутохтонной

генерации базовых РН, формирующих активацию в фазе медленного сна.

Рассмотрим структурную организацию ХНС и АдНС с учетом формирования фоновой активации и воздействия управляющих команд. На рис. 4 приведены схемы иннервации для эффектора СОНС ХНС в виде скелетной мышцы для ФМВ

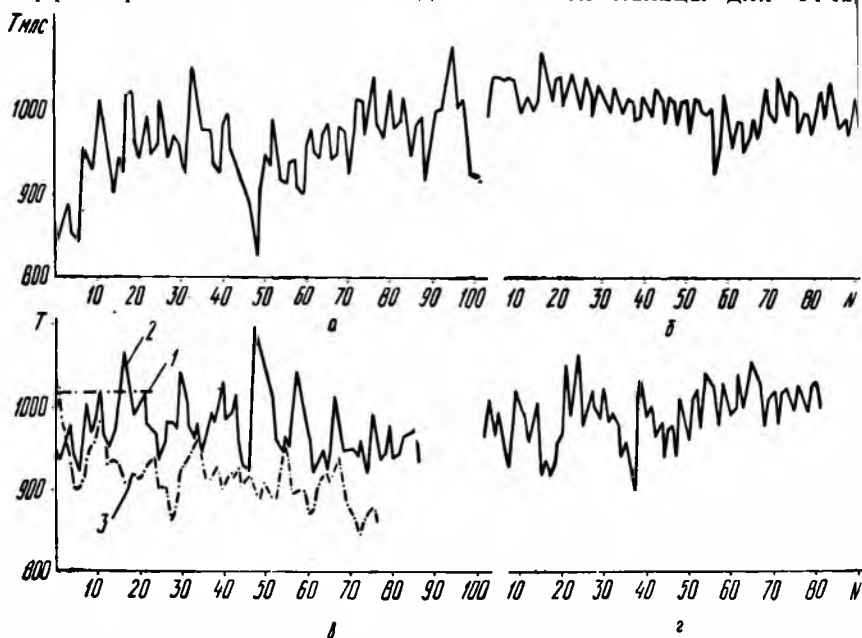


Рис. 3. Изменение ритмограммы ($R-R$ интервалов) сердца при различных видах стимуляции: *а* — фоновая ритмограмма при закрытых глазах и расслабленном состоянии; *б* — при световом фоне; *в* — 1 — ритмограмма с фантома; 2 — при световой стимуляции с частотой 2 Гц; 3 — при счете (последовательное вычитание цифры 13 от цифры 200); *г* — при звуковом раздражении

(белых волокон), эффекторов ПНС и АдНС. Аналогичная схема (с медленнофазными нейронами) имеет место и для ФМВ_м. Эфферентный фоновый сигнал $J_{\text{эх}}$ из РН_м мозжечка (М) через вставочные корзинчатые нейроны (КН_м) поступает на грушевидные эфферентные нейроны-клетки Пуркинье (ЭНП_м), где он усиливается, и далее через ядерные нейроны мозгового тела М (ЯН_{мт}) поступает на ядерные нейроны ствола мозга (ЯН_{мс}), отсюда по РСТ — на вставочные нейроны спинного мозга (ВН_с) и быстрофазные α_6 — МН. Выделяемый терминалями моторных волокон M_x поступает на моторную пластинку (МП) быстрофазных экстрафузальных волокон (ЭМВ_с) скелетной мышцы. Управляющий сигнал $J_{\text{ух}}$ из ИЦМ через нейроны двигательного центра (НДЦ) по прямому пирамидному тракту

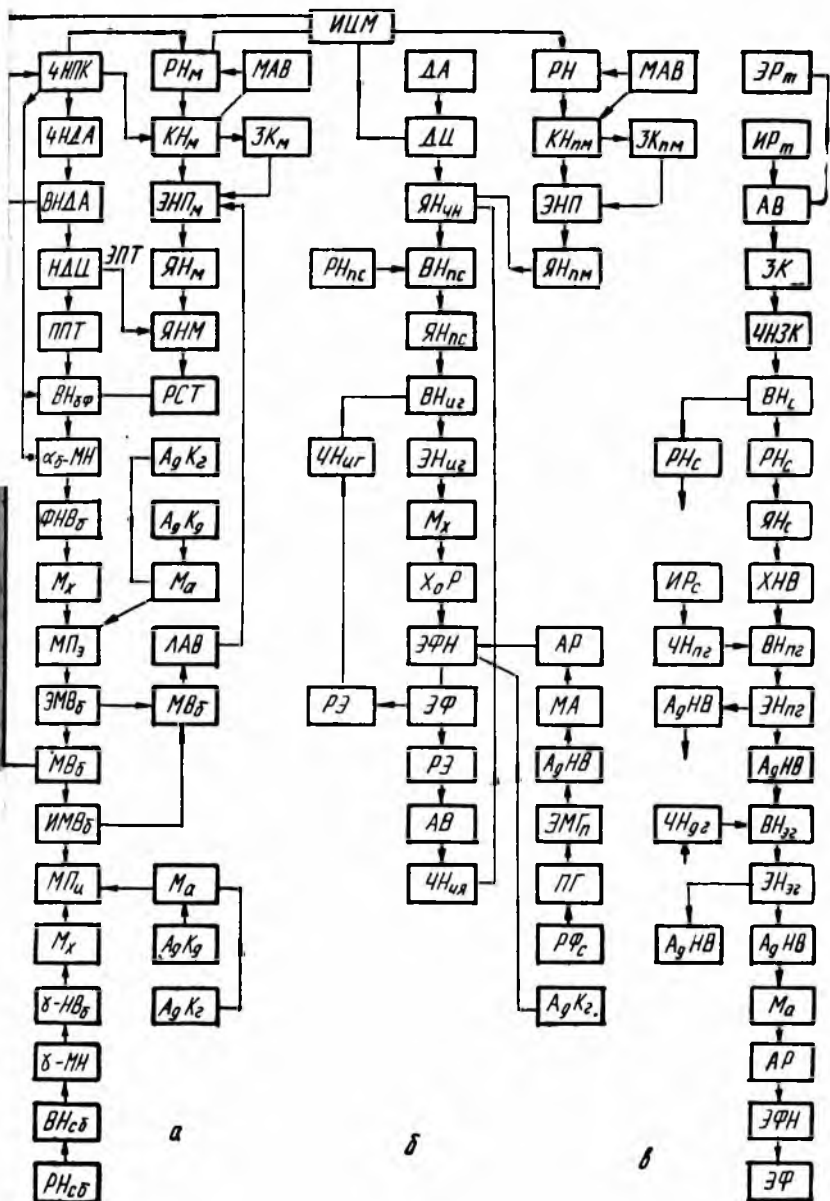


Рис. 4. Схема структурной организации центральной нервной системы: А — соматической; Б — парасимпатической; В — симпатической

(ППТ) поступает на ВН₆ или непосредственно на α_6 -МН. Одновременно часть этого сигнала ΔJ_{xy} по экстрапирамидному тракту (ЭПТ) приходит на ЯНМ_c, оказывая корректирующее действие на J_{zx} в соответствии с произвольной командой J_{yx} . Таким образом, на ВН₆ в конечном итоге происходит интеграция сигналов с ППТ, ЭПТ и РФ_м. Поступление M_a к МП происходит по трем рассмотренным выше каналам, но главным образом через диффузию M_a терминалями симпатических волокон, подходящих к сосудам скелетных мышц [7]. Особенно это относится к красным волокнам, с их богато представленной кровеносной системой.

Мышечные веретена МВ₆ЭМВ₆ фиксируют $\frac{dl}{dt}$, т. е. скорость удлинения мышцы. Регуляция их пороговой чувствительности осуществляется γ -МН, находящимися под активирующим влиянием либо РФ_{см}, либо РФ_м. Аfferентный сигнал с МВ₆ поступает на чувствительные нейроны передних корешков спинного мозга (ЧНПК) и далее через ВН₆ или непосредственно на α_6 -МН, оказывая тормозящее воздействие на них.

Структурная организация парасимпатической части ХНС имеет свои особенности (рис. 4, б). Здесь активирующий сигнал I_{zx} РФ_{пм} поступает на ядерные нейроны черепных нервов (ЯН_{чн}), на которые по своему прямому пирамидному тракту приходит произвольная команда из ДЦ. Из ЯН_{чн} по черепным эfferентным преганглионарным волокнам сигнал направляется к ИМГ и, в частности, — на вставочные (ВН_{иг}) и эfferентные (ЭН_{иг}) нейроны. Терминали ЭН_{иг} продуцируют M_x на ПМ эfferентных нейронов (ЭФН), которые улавливаются ее холинорецепторами (ХоР). Туда же поступает и M_a по своим адренергическим каналам (АдК). В ИМГ, как правило, имеются холинергические чувствительные нейроны (ЧН_{иг}), аfferентные сигналы к которым направляются с рецепторных образований (РЭ) ЭФН, формируя таким образом местную рефлекторную дугу холинергического вида (МРД_x). Назначение этой дуги многолико. В сердце она формирует сердечный цикл, в сосудах — пульсацию их стенок и т. д. Значение произвольной команды в парасимпатической части ХНС не так велико в сравнении с соматической частью. Здесь доминирует произвольная форма регуляции, в то время как в соматической — произвольная. Если допустить, что преганглионарные волокна ПНС прерываются в спинном мозге, то там они должны получать дополнительную активацию со стороны РФ_{пс} спинальной части РФ_п.

Структурная организация АдНС принципиально отличается от двух предыдущих (рис. 4, в). Здесь РН промежуточно-латерального ядра боковых рогов спинного мозга в виде мелких звездчатых клеток, холинергических по своей природе, генерируют сигнал I_{zx} , который усиливается ядерными нейронами (ЯН_c) этого ядра и далее по преганглионарным нервным волокнам в составе передних корешков-отростков ЯН_c — через спин

номозговые нервы и белые соединительные ветви направляются к вставочным нейронам ($VH_{пг}$) паравертебральных ганглионарных узлов (симпатического ствола). От $VH_{пг}$ сигнал поступает к эфферентным нейронам ($ЭН_{пг}$) данного ганглия. В нем происходит первичное мультипликирование сигнала $J_{эx}$ и его трансформация с холинергического на адренергический эфферентный сигнал $J_{эa}$. Далее от ПГ отходят постганглионарные адренергические волокна, по которым распространяется сигнал $I_{эa}$ на периферические экстрамуральные ганглии (ЭМГ), где происходит его вторичное и третичное мультипликирование, и на уровне терминальных окончаний, подходящих к эффектору, преобразуется в M_a , взаимодействующий с M_x на ПМ.

Если трансформация медиации происходит только в ПГ, то тогда следует признать РФ_c центра Якобсона спинного мозга с ПГ единственным источником адренергической формы активации. А это значит, что активирующие сигналы РФ_cАдНС через ганглионарные узлы симпатических стволов и периферические ЭМГ осуществляют адренергическую активацию всех функциональных систем организма, включая структуры головного мозга. При этом постганглионарные адренергические нервы головы выходят главным образом из верхнего шейного узла (ВШУ) и шейно-грудного узла (ШГУ). Первая группа нервов, состоящая из яремного и внутреннего сонного нервов, через пещеристое сплетение — периферический экстрамуральный ганглионарный узел головного мозга входит в состав ряда нервов: глазодвигательного, блокового, отводящего, узла тройничного нерва и в полость глазницы, а вторая группа в виде ветвей от яремного нерва направляется к позвоночному сплетению, верхнему узлу блуждающего и к нижнему узлу языко-глоточного нервов. Адренергические волокна в виде ветвей этих нервов поступают на свои адренергические ядерные нейроны, где они мультиплицируются и распространяются по всем структурам головного мозга.

Список литературы: 1. *Физиология вегетативной нервной системы: Руководство по физиологии.* — Л., Наука, 1981. — 749 с. 2. *Ленгли Дж. Н.* Автономная нервная система. — М.; Л., ГИЗ, 1925. — 120 с. 3. *Орбели Л. А.* Симпатическая иннервация скелетной мускулатуры. — Русск. физиол. журн., 1924, 6, вып. 4—6, с. 107. 4. *Лаврентьев Б. И.* Теория строения вегетативной нервной системы. — М.: Медицина, 1983. — 253 с. 5. *Шефер Д. Г.* Вегетативная нервная система. — БМЭ, 1976, изд. 3. Т. 4, с. 60—69. 6. *Костюк П. Г., Крыжановский Г. Н., Куприянов В. В., Мартынов Ю. С.* Нервная система. — БМЭ, 1981, изд. 3, т. 16, с. 379—403. 7. *Говырин В. А.* Адаптационно-трофическая функция сосудистых нервов. — В кн.: Развитие научного исследования наследия академика Л. А. Орбели. Л., 1982, с. 284—294 с.

Поступила в редколлегию 18.11.83.

А. Т. ФИЛАТОВ, д-р мед. наук, Г. А. КОЛОТЕНКО, канд. техн. наук
Т. И. АХМЕДОВ, канд. мед. наук

СИСТЕМНОЕ ИССЛЕДОВАНИЕ ПРОСТРАНСТВЕННО-ВРЕМЕННЫХ ОРГАНИЗАЦИЙ ПОТЕНЦИАЛОВ МОЗГА И ВОЗМОЖНОСТИ ИСПОЛЬЗОВАНИЯ ОСНОВНОЙ УПРАВЛЯЮЩЕЙ СИСТЕМЫ

Сопряжение нейробионических и специализированных преобразовательных устройств с агрегатными системами вычислительной техники приводит к существенному дополнению информации о множестве взаимосвязанных переменных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур, дифференцируемых при помощи традиционных методов формально-количественного анализа электрограмм мозга. В связи с этим методическое обеспечение УВК, позволяющего при сопряжении со специализированными преобразовательными устройствами эффективно исследовать пространственно-временные характеристики ЭЭС, требует решения соответствующей задачи биологической и медицинской кибернетики.

Опишем возможности основной управляющей системы (ОУС) применительно к автоматическому анализу множества дифференцируемых организаций потенциалов головного мозга.

Прежде чем характеризовать ЭЭС методами ОУС, отметим, что существует несколько информационно-преобразовательных систем и подсистем, косвенно решающих затронутые вопросы в нескольких оригинальных аспектах. (Одна из них рассмотрена в первых двух сообщениях данной темы).

Открытой программной системой, позволяющей дифференцированию настраиваться не только на специализированную конфигурацию УВК, но и коммутироваться к нестандартному устройству, каким является информационно-статистический анализатор для системного исследования организаций потенциалов головного мозга, может быть, как отмечено ранее, операционная система реального времени (ОСРВ). Работа ОСРВ в многозадачном режиме позволяет проводить информационно-статистический анализ множества взаимосвязанных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга на различных иерархических уровнях вариационных рядов, дифференцируя либо интегрируя их согласно тенденциям на каждом уровне соответственно.

При этом определенные технологические операции автоматического анализа множества взаимосвязанных переменных пространственно-временных организаций потенциалов головного

мозга можно разделить на постановочные задачи. Эти инженерно-кибернетические задачи системного информационно-статистического анализа переменных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга могут выполняться параллельно с заданными периодами и фазами по запросам от других подпрограмм с той же целью, по требованию оператора-кибернетика с инженерного пульта УВК или по инициативе периферийных устройств.

В отличие от супервизора реального времени, где задачи по системному кибернетическому анализу организаций потенциалов головного мозга не прерывают друг друга, в супервизоре ОСРВ производится прерывание отдельных устройств ввода-вывода, характеризующих, например, различные параметры дифференцированных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга при различных функциональных состояниях организма по приоритету, хотя и работающих параллельно. Время сканирования используется для решения более приоритетных бионических подпрограмм, исследующих, например, множество переменных пространственных организаций потенциалов головного мозга в экстремальных условиях.

Супервизор ОСРВ позволяет автоматически запустить и остановить бионические подпрограммы для системного исследования переменных организаций потенциалов головного мозга, установить в соответствии с приоритетом время их реализации процессором, выполнить совместно с драйвером операции ввода-вывода массива измеряемых потенциалов головного мозга иерархических структур в монопольном режиме, осуществляя тем самым как бы жесткую селекцию и фильтрацию отображаемых структур, ограничить длину массивов пространственно-временных характеристик ЭЭС.

Магнитно-ленточная (МЛС) и дисково-операционная системы (ДОС) позволяют транслировать полученную символьную информацию о множестве взаимосвязанных переменных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга при различных функциональных состояниях организма, предварительно выразив ее на языке МНМОКОД, ФОРТРАН, АЛГОЛ, БЕЙСИК, а также целенаправленно корректировать ее в процессе редактирования информации, выраженной в форме файлов, работая при этом, например, в пакетном режиме.

В отличие от других систем, ОУС позволяет эффективно загрузить отдифференцированные пространственно-временные организации потенциалов головного мозга в виде перемещаемых программ, управление которыми при вводе и выводе из УВК осуществляет ОУС. Бионические подпрограммы для системного исследования потенциалов головного мозга могут быть выработаны после редактирования трансляторами с МНМОКОДА, ФОРТРАНА, АЛГОЛА и представлены в виде тезаурусов стандартных программ. ОУС дифференцированно ранжирует, отби-

рает и загружает тезаурусные программы, связывая их между собой.

Смысл данного информационно-статистического анализа заключается в том, что исходная ЭЭС кодируется разработанным нами модифицированным устройством для системного исследования организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга иерархических структур, которое при сопряжении с УВК может выступать в виде терминала, и с его выхода проранжированная информация представляется двойными 16-разрядными словами машинного кода. Для специализированных внутримашинных операций эти слова могут быть выражены в восьмиричном формате из шести восьмиричных знаков.

При распечатке области памяти слова в восьмиричном формате, отображающем иерархию организаций потенциалов головного мозга, печатаются в виде двух символов. Появляется возможность получить бионические микропрограммы, подпрограммы, программы переменных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга на языке машинных кодов. Полученная информация может быть представлена в виде микроопераций, прошитых в памяти. Это внутреннее жесткое микропрограммирование. Совмещение внутренних микропрограмм и соответственно микроопераций, имитирующих тенденциозные изменения потенциалов головного мозга определенных функциональных состояний организма в норме и при патологии позволяет получить вероятную систему «УВК — исследуемый объект — кибернетик», т. е. по сути удается замкнуть связь в одной из форм замкнутой эргатической системы. В результате этого появляется возможность проводить автоматизированный эксперимент без участия экспериментатора, роль которого сводится к анализу конечных результатов.

Не исключено представление бионических подпрограмм, комплектов тезаурус, на языке машинного кода, а также в виде файлов на языке МНМОКОД, ФОРТРАН или АЛГОЛ. При установлении обратной связи многозадачной системы «УВК — объект» в виде символьной информации пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга файлы редактируются по общеизвестным правилам в соответствии с решением диагностико-кибернетических, бионико-технических и других специализированных задач, используемых, например, в медико-биологических АСУ, в разработках аэрокосмических микроэлектронных медико-биологических электроприборов, работающих в «связанном» режиме. Такие решения позволяют кибернетику проводить диалоговую работу с УВК через посредство анализатора пространственно-временных характеристик ЭЭС, корректируя направленность бионических подпрограмм для системного исследования переменных организаций потенциалов головного мозга.

«Прошитые» на ячейках памяти микрооперации таких организаций, например при определенных функциональных состояниях грубой патологии, в совокупности образуют ряды абсолютных специализированных микропрограмм, которые могут использоваться при дифференциации длительных функциональных состояний в одноперестраиваемых многомашинных вычислительных комплексах с соответствующей перестройкой коммутации бионических специализированных подпрограмм для системного исследования множества взаимосвязанных организаций потенциалов головного мозга.

Специализированные микропрограммы могут занимать целые полосы ЗУ. Поэтому в многомашинных комплексах каждая пространственно-временная организация потенциалов головного мозга может имитировать одно- и многократный вызов другой подпрограммы, направлять запрос к соответствующей подпрограмме, которая по обратной связи может возвращать управление той либо иной подпрограмме. При прерывании вызывающей подпрограммы определенные подпрограммы могут выполнять резервирующие и имитирующие функции, выполняя, в частности, минимизацию, так как берут управление на себя с последующей передачей.

Параллельно прерванная подпрограмма управления вводом-выводом передает информацию о ее состоянии в программу стохастического анализа состояний множества прерванных вызывающих или вызываемых подпрограмм. При этом в первом случае выдается общая форма запроса. Эти программы для автоматического анализа множества взаимосвязанных организаций потенциалов головного мозга связываются символическими метками, идентификаторами и литерами. Например, меткой может служить отсутствие вероятной микрооперации в данном вероятном развитии организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга разных или определенного функционального состояний организма либо появление артефакта.

В некоторых разрядах формата второго слова запроса может указываться операция, модификация и номер подпрограммы, при активации которых сработает определенный терминал. В частности, если бит девятого разряда ($m=1$) равен единице, то данные могут передаваться в двоичной форме, как они были записаны в ОЗУ или на внешнем запоминающем устройстве. Если же $m=0$, то записанная организация потенциалов головного мозга должна передаваться в символьной форме. Третье слово вызывающей последовательности может конкретизировать причину отказа и принятия соответствующих действий при кратковременном отклонении от вероятного номинала развития множества организаций потенциалов головного мозга. Адрес первого слова, отображающий начальную организацию, может представляться адресом буфера. Длина его в словах может быть условно-положительной, в символах — отрицательной.

Длина буфера положительна при организации связей и передаче информации об организациях потенциалов головного мозга многомашинных управляющих комплексах.

Кодированию каждой вариабельно-пространственно-временной организации соответствует микрооперация. Совокупность микроопераций в символьной записи образует подпрограмму, длина которой в двоичной записи ограничена величиной реализации ЭЭС. Двоичные записи могут быть вариативной длины. Длина двоичной записи каждого слова ограничена количеством зон регистрации ЭЭС, т. е. в таком представлении количество каналов анализирующего ЭЭС многоканального терминала ограничено вследствие возможностей существующих УВК.

Перевод вероятных бионических подпрограмм с машинного кода на символический язык, например МНМОКОД, образует операторы, совокупность которых формирует символическую программу, отображающую разнообразие дифференцируемых функциональных состояний организма. Печатным документом такой специализированной программы может быть листинг. Листинг — это выдача на печать системной программой символьной информации о результатах функционирования вариабельных организаций потенциалов головного мозга иерархических структур.

При дифференциации множества таких организаций могут появляться термы. Одним из видов термов есть идентификатор, который, в частности, может указывать область служебных бионических подпрограмм. Идентификатор может перемещаться в подпрограммах кибернетического анализа ЭЭС, а также в общей памяти, если определяется псевдокомандой СОМ. Комбинация перемещаемых термов, объединенных «+» и «-», образует перемещаемые выражения, указывающие ряд областей, где расположены подпрограммы анализа пространственно-временных характеристик ЭЭС.

Идентификаторами могут быть наименования входных точек анализирующих подпрограмм. При окончании загрузки памяти распечатывается карта распределения памяти, включающая наименование и границы сегментов множества организаций потенциалов головного мозга при различных функциональных состояниях организма.

Ряд независимых переменных подпрограмм (сегментов $NAM_1, \dots, NAM_i, \dots, NAM_n$), записанных после редактирования и трансляции на языке машинного кода в произвольной свободной области памяти, образует единую перемещаемую подгруппу, после выполнения ряда микроопераций может вновь перекодироваться в символьную информацию, корректироваться и вновь повторяться, но уже на более высоком уровне. Так производится один из основных процессов самоорганизации бионически подпрограмм автоматического анализа пространственно-временных характеристик ЭЭС. Изменение этапов технологическ

го процесса автоматического анализа множества организаций потенциалов головного мозга проводится по приказу псевдокоманд транслятору.

Псевдокоманда DBL содержит относительные начальные адреса $ORG_1, \dots, ORG_i, \dots, ORG_n$ той последовательности сегментов, которые отображают ряд подпрограмм для анализа ЭЭС, ENT, указывает входные точки, SWP — перемену мест. Отсутствие входных точек $ENT_1, \dots, ENT_i, \dots, ENT_n$ приводит к неопределенности, ошибке, несравнимости исходных поступающих и «внутренних» подпрограмм автоматического анализа организаций потенциалов головного мозга. Если происходит сравнение входных точек поступающей пространственно-временной характеристики ЭЭС с «внутренней, прошитой», то выдается диагностическое сообщение. Емкость каждой такой подпрограммы сравнивается с объемом доступной памяти и загружается.

Совпадение по ENT_1, \dots, ENT_n и ENT'_1, \dots, ENT'_n хотя бы в одном-двух случаях приводит к монопольному режиму работы этих подпрограмм. В противном случае отдифференцированные NAM_i и NAM_{i+1} малосравнимы и малосущественны. При отклонении от вероятностных параметров операция загрузки в область оперативного экспресс-анализа множества организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга прекращается, и производится перевод ENT на следующую подпрограмму данного либо другого ряда перемещаемых подпрограмм, заложенных в память с прямой или косвенной адресацией.

ОУС позволяет производить распечатку, сравнение и дифференцированное введение абсолютных и переменных подпрограмм в восьмиричной и символьной формах, контролировать надежность функционирования, динамически модифицировать содержание анализируемых подпрограмм в реальном времени, производить кратковременный останов в контрольных точках по несовпадению и восполнять недостающую информацию за счет вероятной направленности, переадресовывать несовпадающие массивы, запускать с любой точки дифференцируемую подпрограмму. Резервирование работы такой системы осуществляют записанными микропрограммами стандартного пользования, а также через устройства отредактированными файлами. Кибернетик может вводить одну или несколько автоматизированных управляющих подпрограмм для системного исследования переменных организаций потенциалов головного мозга, например с магнитных дисков или с регистра клавиатуры. Каждая такая подпрограмма кибернетического анализа пространственно-временных характеристик ЭЭС должна оканчиваться признаками $END_1, \dots, END_i, \dots, END_n$, после чего производится очередной запрос на ввод.

Подпрограмма информационно-статистического анализа пространственно-временных организаций потенциалов головного

мозга может состоять из символов, определяющих операции списка параметров, содержащих аргументы операции. Число вые поля в списке параметров выражены в восьмиричной формсчисления. Оператор задания адресует базу перемещения под программы анализа ЭЭС, что позволяет в последующем обращаться к ней при равном приоритете с другими подпрограммами.

Настройка ОУС на специализированную конфигурацию по методам системно-кибернетического анализа организаций потенциалов головного мозга осуществляется своеобразным генератором управляющей системы. В этом случае операция ввода вероятных пространственно-временных организаций потенциалов головного мозга задается множеством подпрограмм и последовательности сравнимого соответствия. Пакет входных данных содержит переход на необходимую подпрограмму, код операции, логический номер устройства, на которые в данный момент поступили пространственно-временные организации потенциалов головного мозга, адрес и величину памяти в байтах или словах, подпрограммы взаимосвязи, сравнимости и подтверждения «похожести» структурной конфигурации. Затем подпрограмма управления вводом-выводом интерпретирует вызов и переводит функционирование УВК в область утилитарно-технических решений, направляя запрос драйверу.

При совмещении пространственно-временных характеристик ЭЭС драйвер, используя средства саморегулирующих автоматов и находясь в режиме слежения, в каждый момент ЭЭС реализации передает управление соответствующей подпрограмме автоматического анализа ЭЭС. Каждый раз, когда совмещение не наблюдается, происходит прерывание соответствующих УВВ и драйвер времени получает управление, выполняя функции резервирования поступающих случайных подпрограмм. Когда реализация ЭЭС заканчивается, система ввода-вывода по состоянию микроопераций согласно саморегулирующим свойствам ряда бионических подпрограмм записывает пространственно-временные характеристики ЭЭС в рабочую таблицу, корректируя введенные драйверы на уровне машинного кода.

Такой бионический драйвер может также, как и существующий, подразделяться на секции «запуска» и «продолжения» с соответствующими метками. Вызов драйвера делает его инициативным. Вызывающая подпрограмма исходной ЭЭС становится базовой. При прерывании инициатива переходит к драйверу, который вводит не только вызывающие подпрограммы, но и себя. Тот же модифицированный драйвер ОУС может, например, для дисплейного модуля МД-2000 производить ввод перекодированных символьных ЭЭС данных с клавиатуры символьного дисплея, а также выводить информацию на экран этого же видеотерминала, по обратной связи опрашивать датчики измерения ЭЭС, используя дуплексный регистр, организ

вывать связь между двумя и более процессорами в многома-
шинных комплексах, при помощи дуплексного регистра и
канала межпроцессорной связи (КМС) записывать простран-
ственно-временные организации потенциалов головного мозга
в память других УВК, запуская их по указанному адресу.

ОУС конфигурирует систему ЭЭС подпрограмм в соответ-
ствии с конфигурацией технических средств автоуправления,
описывает их империческими алгоритмами при помощи
не только элементарных функций с плавающей запятой, но и
команд расширенной арифметики по FORMATTER и в свободном
формате, автоматически преобразует ЭЭС символы в десятич-
ные и восьмиричные.

Таким образом, в памяти формируется тезаурус подпро-
грамм, который в процессе накопления ЭЭС реализаций дина-
мически переформируется, усложняясь автоматический
анализ. Предпосылкой к аналогичному системно-кибернетиче-
скому исследованию организаций потенциалов головного мозга
могут служить программы М 6000, которые используются
в клинике¹.

Поступила в редколлегию 12.06.84.

УДК 681.14

А. А. РОСЬ, канд. техн. наук, Ю. Г. БОГДАНОВ, М. В. СНОПКОВ

ЯЗЫК ПЛАТАН-Д1

Один из возможных подходов к задаче автоматического
планирования целенаправленных действий сложных систем
состоит в задании аксиоматической теории среды, сформулиро-
ванной на некотором формализованном языке, и последующем
применении процедуры автоматического доказательства теорем
для вывода последовательности действий, обеспечивающей до-
стижение поставленной цели. В случае применения для реше-
ния задачи аппарата исчисления предикатов первого порядка
возникает ряд трудностей, связанных с необходимостью описа-
ния причинно-следственных зависимостей между явлениями
внешней среды, а также изменений в состоянии среды, обуслов-
ленных как функционированием управляемых объектов, так и
внешними причинами. Необходимость преодоления этих трудно-
стей обусловила разработку языка описания знаний
ПЛАТАН-Д1, логической основой которого является язык
многосортного исчисления предикатов первого порядка, допол-

¹ *Дубикайтис В. В.* Пространственно-временная характеристика электро-
энцефалограммы человека, ее физиологическое и диагностическое значение
при очаговых поражениях головного мозга. — Автореф. дис. д-ра мед. наук,
Л., 1977. — 37 с.

ненный вводимыми по определению операторами модальной и временной логик [1,2].

При разработке языка учитывались следующие требования: возможность описания динамических свойств внешней среды, процессов управления и обработки информации; возможность оперативного пополнения знаний; достаточная выразительная мощность для формализации задач управления и обработки информации; простота организации диалогового взаимодействия пользователя с ЭВМ и возможность его совершенствования в направлении осуществления этого взаимодействия на языке, близком к естественному; расширяемость и др.

Общая характеристика языка описания знаний ПЛАТАН-Д1. Язык ПЛАТАН-Д1 предназначен для представления знаний в системах, относящихся к классу систем искусственного интеллекта (СИИ) [3]: автоматизированные системы управления (системы обработки информации), обладающие свойством оперативной адаптации структуры программного обеспечения (правил выработки решения) к условиям функционирования и решаемым задачам на основе логического вывода последовательности действий по достижению целевых установок; системы автоматизации производства программного обеспечения, реализующие синтез программ на основе вывода их логической структуры из содержания проблемной задачи; диалоговые автоматизированные информационно-логические системы; интеллектуальные работы. Язык обеспечивает формализованное представление понятий и отношений объектов заданной проблемной среды; описание признаков (свойств) объектов; представление процессов, развивающихся во времени; описание возможностей управляющей системы по изменению состояний объектов проблемной среды; описание целей функционирования систем управления (систем обработки информации); представление рекомендаций по организации управления (обработке информации).

Язык ПЛАТАН-Д1 может быть использован для описания знаний о проблемной среде в диалоговых вопросно-ответных системах, входящих в состав автоматизированных систем управления, обработки информации и информационно-расчетных систем; в качестве основы языка диалогового взаимодействия пользователя с ЭВМ; для формализованного описания, проверки непротиворечивости и отработки технических заданий на комплексы программ и программные модули в процессе проектирования программного обеспечения для систем реального времени; при автоматическом синтезе программ управления и обработки информации из программных модулей на основе формализованных спецификаций, представленных на данном языке; для описания вычислительного процесса в ЭВМ в целях верификации и тестирования программного обеспечения; для формализованного описания технологических операций и их последовательностей в системах технологической подго-

товки автоматизированных производств с гибко перестраиваемой технологией в целях автоматизации проектирования технологии и управляющих программ для устройств управления производственными процессами.

Как отмечалось, язык ПЛАТАН-Д1 предназначен для описания процессов управления или обработки информации в системах реального времени, функционирование которых отличается определенными особенностями, например динамичность условий функционирования, необходимость добывания, уточнения знаний в процессе функционирования, параллельность протекания процессов и другие. При этом задача достижения высоких характеристик программного обеспечения систем реального времени становится особенно актуальной.

Анализ работ в этой области показывает, что сам по себе подход к синтезу программ, основанный на методах логического вывода без учета реализации на конкретных типах ЭВМ, не позволяет получать достаточно эффективные алгоритмы и программы. При проектировании системы автоматизированного синтеза программ (САСП) [4], входным языком которой является ПЛАТАН-Д1, была принята концепция предоставления пользователю возможности описывать не только содержание задачи управления или обработки информации, но и способы реализации отдельных фрагментов плана действий. Данный подход нашел отражение в структуре языка ПЛАТАН-Д1.

Все средства языка ПЛАТАН-Д1 можно разделить на две основные группы: средства описания содержания задач; средства описания алгоритмов.

Первая группа включает средства описания декларативного характера и предназначена для разработки аксиоматической модели процессов управления и обработки информации. Аксиоматическая модель проверяется на непротиворечивость и независимость, после чего используется для построения плана действий системы реального времени по достижению целевой установки с последующим извлечением укрупненной схемы алгоритма. Вторая группа средств привлекается для задания способов выполнения программных модулей, реализующих действия, описанные предикатами или аксиомами, а также для описания содержания программных модулей, подвергающихся частой модернизации, на алгоритмическом уровне. Состав средств языка представлен на рисунке.

Средства описания словаря составляют четыре описателя: словаря понятий; словаря отношений; производных (вторичных) отношений (явных определений); программных модулей.

Описатель словаря понятий предназначен для описания классов и подклассов понятий, их иерархической структуры и аналогичен описателю структуры в языке ПЛ/1. В языке ПЛАТАН-Д1 имя понятия отождествляется с именем предметной области (именем предметной переменной).



Описатель словаря отношений предназначен для описания используемых при формализации задач предикатов. В языке ПЛАТАН-Д1 определены следующие типы предикатов:

первичные, описывающие результаты и условия выполнения действий, контролируемые отношения (отношения, значения истинности которых путем определенных воздействий можно изменить), исходные условия функционирования системы реального времени;

предикаты, содержание которых описано программным модулем с одним входом и одним выходом, алгоритмически в терминах имен программных модулей, аксиоматическими моделями (имена аксиоматических моделей), аксиоматически;

предикаты, введенные по определению в виде правильно построенных формул (вторичные предикаты);

предикаты, введенные для организации доказательства (системные).

Содержание первичных предикатов представлено в ЭВМ программными модулями с одним входом и двумя выходами. Данная классификация обеспечивает возможность декомпозиции решаемых задач и позволяет разработать многоуровневую иерархическую структуру взаимосвязанных моделей.

Описатель программных модулей. Необходимость обеспечения возможности использования параметризуемых на этапе выполнения программных модулей потребовала введения специальных средств описания параметров (аргументов) таких ПМ. Эти средства объединены в виде средств спецификации ПМ. В общем случае спецификация на модуль состоит из заголовка, паспорта параметров и описания ресурсов, требуемых для его выполнения.

Средства описания содержания задачи. Содержание проблемной задачи описывается системой утверждений, составляющих аксиоматическую модель. Цель функционирования системы при выполнении формализуемой задачи формируется в виде установки.

Утверждение предназначено для записи причинно-следственных и других отношений между объектами и явлениями, существенных для процессов управления и обработки информации. Ядром утверждения является <ППФ> — правильно построенная формула.

<ППФ> строится по правилам, близким к правилам формирования правильно построенных формул в языке исчисления предикатов первого порядка. Основным элементом <ППФ> является предикат, который справа может сопровождаться алгоритмической формой предиката (<АФП>), выделенной с двух сторон символом. Особенностью <ППФ> языка ПЛАТАН-Д1 является наличие модально-временных операторов и кванторных групп, включающих спецификации.

Для описания причинно-следственных и временных отношений, а также для выражения модальных оттенков языка ПЛАТАН-Д1 включает 10 модально-временных операторов [5]

<i>M</i> — «возможно»;	<i>L</i> — «необходимо»;
<i>MF</i> — «возможно будет»;	<i>LF</i> — «необходимо будет»;
<i>MP</i> — «возможно было»;	<i>LP</i> — «необходимо было»;
<i>MFT</i> — «когда-либо будет»;	<i>LFT</i> — «всегда будет»;
<i>MPT</i> — «когда-либо было»;	<i>LPT</i> — «всегда было»;

Кванторная группа. В языке ПЛАТАН-Д1 кванторную группу составляют непосредственно кванторы существования СУЩ («существует») и общности ВСЕ («для всех»), а также аргументы. Особенностью структуры кванторной группы, начинающейся кванторным словом СУЩ, является наличие (при необходимости) спецификации квантора. Это обусловлено необходимостью уточнять смысл квантора существования.

Смысл спецификации можно пояснить на следующем примере. Пусть требуется записать фразу: «Существует ровно 4 значения предметной переменной x , удовлетворяющих заданным свойствам...» На языке ПЛАТАН-Д1 она запишется следующим образом: «СУЩ»=4 (x)...

В качестве аргументов кванторных слов могут быть <переменная> или <список-значений>. <Список-значений> — это средство, позволяющее пользователю задавать значения предметных переменных. Например, фраза: «Для любого x , принимающего значения 5, 7, 10, 12, и для любого y , принимающего значения 50, 60, 70, выполняется отношение $y > x$ » на языке ПЛАТАН-Д1 может быть записана следующим образом: ВСЕ ($x=5:7:10:12$, $y=50:60:70$) VOL (y, x); где VOL (y, x) — предикат « $y > x$ ».

Описание модели. В языке ПЛАТАН-Д1 имеется два описателя модели: описатель и описатель КОНЕЦ. Описатель МОДЕЛЬ предназначен для именованной аксиоматической модели и фиксации ее начала. В языке ПЛАТАН-Д1 не допускается вложенности и пересечения аксиоматических моделей.

Установка предназначена для записи целей функционирования системы (целей обработки информации). В языке ПЛАТАН-Д1 различается два типа установок: <установка-М> и <установка-Р>.

Установка-М. С помощью <установки-М> формулируются утверждения, истинность которых определяется путем доказательства логического следования из системы аксиом, составляющих некоторую аксиоматическую модель. Она представляет собой правильно построенную формулу, сопровождаемую служебным словом Т и меткой, являющейся именем соответствующей аксиоматической модели.

Установка-Р. <Установка-Р> используется в случае необходимости поиска объектов, удовлетворяющих заданным свойствам. Это достигается означиванием первичных предикатов путем подстановки значений предметных переменных в качестве их аргументов. Означивание предиката — это определение значения истинности соответствующего отношения между конкретными индивидами предметной области.

Средства описания алгоритмов. При определении состава средств описания алгоритмов учитывались требования простоты конструкций и их согласованности со средствами описания содержания задач. Рассматриваемые средства позволяют описывать последовательность действий (последовательность обращения к программным модулям), ветвящиеся и циклические вычислительные процессы в терминах имен программных модулей.

В качестве основы средств описания алгоритмов языка ПЛАТАН-Д1 взят язык логических схем алгоритмов (ЛСА). На языке логических схем в терминах имен программных модулей можно записать любой алгоритм. При этом просто автоматизировать проверку алгоритмов на синтаксическую и топологическую корректность.

Средства описания циклических процессов. Для описания циклических вычислительных процессов используются операторы ПОВТК и ПОВТУ. Оператор цикла ПОВТК определяет количество повторений выполнения некоторой последовательности действий. Оператор цикла ПОВТУ предписывает выполнение некоторой последовательности действий до тех пор, пока значение истинности некоторого отношения равно ИСТИНА.

Процесс управления или обработки информации часто предполагает процедуру поиска объектов, удовлетворяющих заданным свойствам. Эта процедура заключается в переборе значений предметной области и определении значений истинности некоторых отношений. Ввиду универсальности этой процедуры язык ПЛАТАН-Д1 располагает средствами описаний циклических вычислительных процессов, направленных на поиск объектов, обладающих заданными свойствами. Формат этих операторов совпадает с форматом соответствующих средств описания содержания задачи.

Кванторный оператор предназначен для организации циклического вычислительного процесса, направленного на перебор значений предметной области [6]. В математической логике средством описания переборов являются кванторы общности (\forall) и существования (\exists). Кванторные операторы ВСЕ и СУЩ являются аналогами соответствующих кванторов.

Операторы СКОЛЬКО, НАЙТИ и СКОЛЬКО-НАЙТИ предназначены для описания процесса формирования списков иско- мых объектов определения количества их наборов. Результатом выполнения оператора СКОЛЬКО является подсчитанное количество наборов значений предметных переменных, удовлетво-

ющих свойствам, определяемым кванторным оператором и КНФ. В результате выполнения оператора НАЙТИ формируются (при необходимости) списки значений предметных переменных, удовлетворяющих заданным свойствам. Оператор СКОЛЬКО-НАЙТИ является комбинацией первых двух.

В заключение необходимо отметить, что при использовании языка ПЛАТАН-Д1 открывается возможность создавать функционально сложные программные комплексы реального времени для интеллектуальных систем управления и роботов специалистами, не являющимися профессиональными программистами.

В условиях резкого расширения числа и объема областей, в которых начинают использоваться интеллектуальные системы управления и роботы, языки описания знания типа ПЛАТАН-Д1 выдвигаются в число перспективных.

Список литературы: 1. *Фейс Р.* Модальная логика.— М.: Мир, 1974.— 520 с. 2. *Ивин А. А.* Логика времени.— В кн.: Неклассическая логика. М., 1970, с. 124—190. 3. *Кузин Л. Т.* Основы кибернетики.— М.: Энергия, 1979.— 584 с. 4. *Рось А. А.* Принципы построения системы автоматизированного синтеза управляющих алгоритмов.— Пробл. бионики, 1982, вып. 29, с. 103—108. 5. *Ярушек В. Е.* О формализованной модели для планирования действий управляемых объектов в динамической среде.— Пробл. бионики, 1982, вып. 29, с. 88—95. 6. *Рось А. А.* Формализация процессов добывания знаний при управлении динамическими объектами.— Пробл. бионики, 1983, вып. 30, с. 58—67.

Поступила в редколлегию 05.09.84.

УДК 531.8

В. И. РУБЛИНЕЦКИЙ, И. И. ТАРТАКОВСКИЙ

КРИТЕРИЙ СУЩЕСТВОВАНИЯ И АЛГОРИТМ НАХОЖДЕНИЯ РЕГУЛЯРНЫХ РЕАЛИЗАЦИЙ ПОХОДКИ МНОГОНОГОЙ ШАГЛЮЩЕЙ СИСТЕМЫ

В последние годы большое внимание уделяется изучению походок естественных и искусственных шагающих систем [1, 2]. Среди различных характеристик походок одной из важнейших является регулярность. При регулярной походке режимы работы всех ног идентичны, что позволяет существенным образом упростить управление их движением. Такие походки, как правило, используют при передвижении по ровной местности животные. Они кажутся предпочтительными в этих условиях и для шагающих автоматов.

При задании походки с помощью последовательности состояний возникает вопрос об установлении возможности регулярной реализации походки [2]. Его решение связывается в общем случае с некоторой задачей линейного программирования и в массовых расчетах по анализу походок не эффективно. Ниже рассматривается существенно использующий специфику исходной задачи новый критерий регулярной реализуемости походки и основанный на нем алгоритм поиска таких реализаций. Показано, что для N -ногой шагающей системы алгоритм требует порядка N^3 элементарных операций.

1. *Постановка задачи.* Введем основные определения, следуя [2, 3]. Состоянием N -ногого шагающего автомата называется вектор (q_1, \dots, q_N) , где $q_j=0$, если нога с номером j находится в фазе опоры, и $q_j=1$, если она находится в фазе переноса. Походке отвечает периодическая последовательность состояний, такая что состояние каждой ноги изменяется за цикл походки один раз от 0 к 1 и один раз от 1 к 0. Эту последовательность удобно представить в виде матрицы G размера $M \times N$, строки которой соответствуют M последовательным состояниям автомата в одном цикле походки. Конкретная реализация походки полностью задается парой $\{G, t\}$, где $t = (t_1, \dots, t_M)$ — вектор расписания походки; t_i — длительность состояния, отвечающего i -й строке матрицы G .

Характеристикой режима β_j ноги с номером j называется отношение времени τ_j , в течение которого эта нога находится в пределах одного цикла в фазе опоры, к времени цикла $T = \sum_{i=1}^M t_i$. Походка регулярна, если $\beta_1 = \beta_2 = \dots = \beta_N$.

Вектор $\beta = (\beta_1, \dots, \beta_N)$ можно вычислить по формуле

$$\beta = e - \frac{1}{T} tG. \quad (1)$$

где e — N -мерный вектор, все координаты которого равны единице.

Матрица G называется регулярной, если существует такое расписание t , что походка $\{G, t\}$ регулярна. Из формулы (1) сразу следует, что матрица G регулярна тогда и только тогда, когда существует положительное решение t^0 системы N уравнений

$$tG = e. \quad (2)$$

Вектор v называется положительным (обозначение $v > 0$), если все его компоненты положительны, и полуположительным ($v \geq 0$), если все его компоненты неотрицательны, но хотя бы одна из них положительна.

Таким образом, критерий регулярности матрицы походки G эквивалентен критерию существования положительных решений матричного уравнения (2).

Известные результаты, относящиеся к рассматриваемому вопросу, сводятся к следующим трем утверждениям. Введем условие C_1 : матрица G содержит столбцы g^t и g^i , такие что $g^t - g^i \geq 1$ (вектор-столбец g^t мажорирует вектор-столбец g^i).

Очевидно *утверждение 1*: если выполнено условие C_1 , то уравнение (2) не имеет положительных решений. Матрицы G для которых условие C_1 не выполняется, называются нормальными [3]. Таким образом, нормальность матрицы является необходимым условием ее регулярности.

Легко проверяется справедливость *утверждения 2*, дающего достаточное условие регулярности матрицы для одного частного случая: если все столбцы матрицы G имеют одинаковое число единиц, то она регулярна.

В общем же случае известно только следующее утверждение, позволяющее использовать для решения вопроса о существовании положительного решения системы (2) методы линейного программирования.

Утверждение 3 [2]. Система (2) имеет положительное решение тогда и только тогда, когда задача

$$T = \sum_{i=1}^M t_i \rightarrow \max \quad (3)$$

с ограничениями-равенствами (2) и ограничениями-неравенствами $t_i > 0$ ($i = 1, \dots, M$) имеет допустимые решения.

Целевую функцию в задаче (3) можно, конечно, заменить любой другой линейной функцией переменных t_i .

Заметим, что ни одно из приведенных известных утверждений не использует специфической особенности матрицы G , связанной с ее происхождением — в каждом из N столбцов матрицы все единицы стоят подряд, единым блоком, если считать, что первая строка циклически следует за последней.

2. Критерий существования положительных решений. Прежде всего несколько упростим задачу. Матрица походки G может, вообще говоря, иметь строки, состоящие из одних нулей (такая строка отвечает состоянию, в котором все ноги находятся в фазе опоры) или из одних единиц (состояние прыжка — все ноги в фазе переноса). Ясно, что возможность регулярной реализации походки с такой матрицей не зависит от длительности указанных состояний. Поэтому указанные строки можно вычеркнуть из матрицы G . Если в матрице имеются одинаковые столбцы, то можно оставить только один из них, так как таким столбцам отвечают одинаковые уравнения в системе (2).

В дальнейшем будем считать, что рассмотренные упрощения, в результате которых матрица G превращается в новую матрицу B , уже выполнены и вместо (2) следует анализировать уравнение

$$xB = e. \quad (4)$$

Матрица B имеет размеры $m \times n$ ($m \leq M, n \leq N$), x — m -мерный, а e — n -мерный векторы.

Так как все матрицы, получающиеся из данной матрицы походки циклической перестановкой строк, отвечают одной и той же походке, будем для матрицы G использовать каноническую по строкам [1] форму, в которой первая строка начинается нулем, а последняя — единицей. Если матрица G является нормальной, то в полученной из нее матрице B блоки нулей во всех столбцах начинаются в различных строках. Но тогда столбцы можно переставить так, чтобы они были упорядочены по возрастанию указанных строк. Ясно, что перестановка столбцов соответствует перенумерации ног шагающей системы и не влияет на свойство регулярности походки.

Рассмотрим примеры двух матриц, приведенных в результате описанных преобразований к стандартной, канонической по строкам и столбцам [1] форме:

$$B_1 = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}, \quad B_2 = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}. \quad (5)$$

Легко видеть, что и в столбцах, и в строках матриц стандартной формы все нули или (и) все единицы располагаются длинными блоками. Будем считать далее, что матрица B в уравнении (4) имеет стандартную форму, и выполним следующее эквивалентное преобразование: вместо уравнения (4) или в векторной записи

$$xb^j = 1, \quad (j = 1, \dots, n)$$

рассмотрим систему уравнений (6):

$$xb^1 = 1, \quad (6.1)$$

$$x(b^j - b^{j+1}) = 0, \quad (j = 1, \dots, n-1); \quad (6.2)$$

$$x(b^n - b^1) = 0 \quad (6.3)$$

(уравнение (6.3) вытекает из (6.2) и введено для технического удобства).

Система (6) имеет положительное решение тогда и только тогда, когда его имеет подсистема (6.2). Собственно, подсистема (6.2) задает соотношение переменных, а уравнение (6.1) — масштаб. В одну сторону это утверждение тривиально: если подсистема (6.2) не имеет положительного решения, то его не имеет и вся система. Наоборот, пусть (6.2) имеет положительное решение \bar{x}^0 . Поскольку $\bar{x}^0 > 0$ и $b^1 \geq 0$, то $\bar{x}^0 b^1 = \tau > 0$. Положим $x = \bar{x}/\tau$; \bar{x} очевидно удовлетворяет системе (6).

Обозначим через A матрицу системы уравнений (6.2), (6.3) Матрицы A_1 и A_2 получены из приведенных выше матриц B_1 и B_2 . Для простоты здесь и ниже обозначения $+$ и $-$ употреблены вместо $+1$ и -1 .

$$A_1 = \begin{bmatrix} - & 0 & + & 0 & 0 & 0 \\ 0 & - & 0 & + & 0 & 0 \\ 0 & 0 & - & 0 & + & 0 \\ 0 & 0 & 0 & - & 0 & + \\ + & 0 & 0 & - & 0 & 0 \\ + & 0 & 0 & 0 & - & 0 \\ 0 & + & 0 & 0 & 0 & - \\ 0 & 0 & + & 0 & 0 & - \end{bmatrix}, \quad A_2 = \begin{bmatrix} - & 0 & + & 0 & 0 & 0 \\ 0 & - & 0 & + & 0 & 0 \\ 0 & 0 & - & + & 0 & 0 \\ 0 & 0 & - & 0 & + & 0 \\ 0 & 0 & 0 & - & 0 & + \\ + & 0 & 0 & 0 & - & 0 \\ 0 & + & 0 & 0 & - & 0 \\ 0 & 0 & + & 0 & 0 & - \end{bmatrix}. \quad (7)$$

В связи с блочным расположением нулей и единиц в строках матрицы B каждая строка матрицы A имеет только два ненулевых элемента: один, равный $+1$, а другой -1 . Таким образом, задача сведена к выяснению условий, при которых уравнение

$$xA = 0 \quad (8)$$

имеет положительное решение.

В теории линейных неравенств известен следующий результат, касающийся произвольной матрицы A [4, с. 79].

Утверждение 4. Имеет место ровно одна из следующих альтернатив: либо уравнение (8) имеет положительное решение либо разрешимо неравенство

$$Ay \geq 0. \quad (9)$$

Сформулируем следующее условие C_2 : существует набор индексов $P = (j_1, \dots, j_k) \subset (1, \dots, n)$ такой, что

$$\sum_{j \in P} a^j \geq 0. \quad (10)$$

Если k — число индексов в наборе P — равно 1, то получается условие C_1 . Ясно также, что $k \leq n-1$. Докажем две леммы.

Лемма 1. Если выполняется условие C_2 , то разрешимо неравенство (9).

Доказательство. Построим y по следующему правилу:

$$y_j = \begin{cases} 1, & \text{если } j \in P; \\ 0, & \text{если } j \notin P. \end{cases}$$

Доказательство завершается подстановкой y в неравенство (9) и использованием условия (10).

Лемма 2. Если условие C_2 не выполняется, то неравенство (9) неразрешимо.

Доказательство. Возьмем произвольный вектор y ; пусть в нем имеется r положительных, s отрицательных и t нулевых компонент. Сгруппируем положительные компоненты

в начале вектора, а нулевые — в конце. Соответственно переставим столбцы матрицы (рис. 1).

Заметим, что в каждом столбце матрицы A имеется хотя бы один минус, иначе было бы верно C_1 .

Рассмотрим подматрицу, заключенную в рамку на рис. 1. Если в рамке в строке a_i стоит минус, а однострочный плюс стоит вне рамки, то $a_i y < 0$, т. е. неравенство (9) неразрешимо. Если, наоборот, в рамке плюс, а вне рамки — минус, то сумма столбцов в рамке полуположительная, т. е. верно C_2 . Поэтому в строке в рамке стоит и плюс, и минус (пусть число таких строк равно l и они сгруппированы сверху) либо нет ни плюса, ни минуса.

Если $y_1 = y_2 = \dots = y_r$, то, очевидно, для $i = 1, \dots, l$ имеют место равенства $a_i y = 0$, а для того, чтобы было $Ay \geq 0$, нужно получить хоть

одну положительную компоненту. Пусть числа y_1, \dots, y_r не все равны и $y_i = \max_{1 < i < r} y_i$. В столбце a^1 имеется минус; пусть для определенности он стоит в строке a_1 , как на рис. 1. В рамке стоит однострочный плюс, скажем, в столбце a^2 . Поскольку y_1 максимален, то либо $y_2 < y_1$, либо $y_2 = y_1$. В первом случае $a_1 y < 0$ и все доказано, во втором — $a_1 y = 0$. Продолжая в том же духе, мы видим, что всякое вовлеченное в рассуждение y_j должно равняться y_1 . Поэтому либо будет доказано равенство всех чисел множества $\{y_1, \dots, y_r\}$, либо оно разобьется на несколько подмножеств равных между собой чисел. В любом случае получим равенства $a_i y = 0$ для $i = 1, \dots, l$.

Аналогичное рассуждение (с заменой $>$ на $<$ и \max на \min) проводится для группы отрицательных компонент вектора y . Для нулевой части вектора рассуждение тривиально. Лемма 2 доказана.

Условие C_2 для матрицы B превращается в условие C : существует множество индексов $P = (j_1, \dots, j_k)$ и множество $R = (i_1, \dots, i_k)$, такие что

$$\sum_{i \in P} b^i - \sum_{i \in R} b^i \geq 0.$$

Из доказанного выше следует

Теорема 1. *Имеет место ровно одна из следующих альтернатив: либо уравнение (4) имеет положительное решение, либо верно условие C .*

	$a^1 a^2 \dots$	$a^r a^{r+1} \dots$	$a^{r+s} \dots$	a^n
a_1	-	+		
a_2		-	+	
a_3				0
a_4				0
a_l				
a_{l+1}			0	
a_{l+2}				-
a_{l+3}				+
a_m				
				-
				+
				-

$y_1 \ y_2 \ \dots \ y_r \ y_{r+1} \ \dots \ y_{r+s} \ \dots \ y_n$

Рис. 1. Положительные и нулевые компоненты вектора

3. *Конструктивный критерий.* Проверка условия C_2 , фигурирующего в леммах 1 и 2, «в лоб» требует экспоненциального числа операций, что в прикладном смысле неконструктивно. Пользуясь спецификой матрицы A , опишем алгоритм проверки условия C_2 , имеющий кубическую сложность.

Итак, если верно C_2 , то найдется множество P номеров $|P| \in \{1, n-1\}$, такое что сумма столбцов с этими номерами образует полуположительный вектор. Пусть положительна i -я компонента этого вектора. В строке a_i имеется ровно один плюс (в столбце a^r) и ровно один минус (в столбце a^s). Множество P , очевидно, должно обладать следующими свойствами:

- (1) $r \in P$ (чтобы i -я компонента суммы была положительна);
- (2) $s \in P$ (чтобы плюс из a_i не «скомпенсировался»);
- (3) если в множество P входит столбец с минусом в l -й строке, то в него входит и столбец с плюсом в этой строке (чтобы не осталось нескомпенсированных минусов).

Эти свойства позволяют построить множество P следующим образом: сначала включить r в P , затем включить в него столбцы с плюсами, компенсирующими минусы столбца a^r , и т. д. Если, в конечном счете, наберется множество P , где все минусы скомпенсированы однострочными плюсами и куда не входит s , то условие C_2 верно, иначе нужно перейти к проверке другого значения i , пока не будет найдено множество P , удовлетворяющее неравенству (10), или показано, что ни для какого i не существует такого множества. В последнем случае условие C_2 не выполняется.

Для подсчета числа требуемых элементарных операций опишем алгоритм точнее. Пусть матрица A представлена массивом $\text{Minus}[1:m]$ ($\text{Minus}(l)$ задает номер столбца, где в l -й строке матрицы A стоит минус) и аналогичным массивом $\text{Plus}[1:m]$. Введем еще рабочие бинарные массивы $\text{Mi}[1:m]$ и $\text{Pl}[1:m]$, где единицами отмечаются соответственно нескомпенсированные минусы и плюсы текущего отобранного множества столбцов.

Алгоритм 1

- 1°. $i := 0$.
- 2°. $i := i + 1$; если $i > m$, то перейти к 8°.
- 3°. $\text{Pl} := 0$; $\text{Mi} := 0$; $r := \text{Plus}(i)$; $s := \text{Minus}(i)$.
- 4°. Цикл по $l = \overline{1, m}$:
 если $\text{Minus}(l) = r$, то $\{\text{Mi}(l) := 1 - \text{Pl}(l); \text{Pl}(l) := 0\}$;
 если $\text{Plus}(l) = r$, то $\{\text{Pl}(l) := 1 - \text{Mi}(l); \text{Mi}(l) := 0\}$.
- 5°. $z := 0$; цикл по $l = \overline{1, m}$: если $\text{Mi}(l) = 1$, то $\{z := l$; перейти к 7°\}.
- 6°. C_2 верно, конец.
- 7°. $r := \text{Plus}(z)$; если $r \neq s$, то перейти к 4°, иначе — к 2°.
- 8°. C_2 неверно, конец.

Теперь легко подсчитать сложность алгоритма: шаг 2° задает цикл $1, m$, шаг 4° — цикл $1, m$ в цикле, а шаг 7° задает повторение шага 4° не более, чем n раз. Всего получаем сложность порядка m^2n или N^3 , так как $n \leq N, m \leq M, M \leq 2N$ [2]. Сложность предварительного вычисления справочных массивов имеет порядок mn и не повышает оценку сложности.

Теперь рассмотрим полученный результат в другом разрезе. Положим, что алгоритм кончает работу шагом 8°, когда C_2 неверно, т. е. уравнение (8) имеет положительное решение. Это означает, что для каждого i итерация кончается на шаге 7° по условию $r=s$, т. е. что в некоторой строке $i=i_1$ в начале итерации был зафиксирован плюс (в столбце a^r); для компенсации какого-то из минусов столбца a^r (скажем, этот минус стоял в строке i_2) был введен столбец с плюсом в этой строке, но он имел минус в i_3 -й строке и т. д., пока компенсирующий плюс не был найден в столбце a^s в строке a_k .

Другими словами, в ходе итерации был построен путь, обладающий следующими свойствами:

(1) путь состоит только из вертикальных (направленных по столбцу) и горизонтальных (направленных по строке) дуг;

(2) если дуга начинается плюсом, она кончается минусом, и наоборот;

(3) путь начинается вертикальной дугой в строке a_{i_1} в столбце a^r ;

(4) путь кончается плюсом горизонтальной дугой в некоторой строке a_{i_k} в столбце a^s ;

(5) если добавить к пути вертикальную дугу от последнего плюса в столбце a^s до минуса в этом столбце в строке a_{i_1} и еще горизонтальную дугу до начального плюса в строке a_{i_1} , то получится контур.

Контур, обладающий свойствами (1) — (5), назовем уравновешенным. Если надо дополнительно отметить, что этот контур имеет горизонтальную дугу в строке i , будем называть его уравновешенным i -контуром или, короче, i -контуром.

Очевидно, что уравновешенный контур содержит четное число дуг (горизонтальных столько же, сколько вертикальных) и что он однозначно описывается перечислением строк, где проходят его горизонтальные дуги; так, контур с $2k$ дугами задается множеством $Q = (i_1, i_2, \dots, i_k)$.

Из предыдущих рассуждений следует

Теорема 2: Уравнение $xA=0$ имеет положительное решение тогда и только тогда, когда для любого i в матрице A найдется i -контур, что проверяется алгоритмом 1 за $\sim n^3$ операций.

Применяя алгоритм 1 к матрицам (7), получим для матрицы A_1 останов на шаге 6° после первой итерации, а для матрицы A_2 — на шаге 8°.

4. Алгоритм нахождения положительного решения. Мы опи-

шем здесь алгоритм 2, который не только проверяет, как алгоритм 1, существование положительного решения уравнения (8), но и строит его, если оно существует.

Идея алгоритма 2 такова. При $x=0$ уравнение (8) выполняется тривиально. Попытаемся построить i -контур, $i \in M = \{1, \dots, m\}$. Если такого контура построить невозможно, то по теореме 2 уравнение (8) не имеет решения, конец. Пусть i -контур построен (как это сделать, обсудим позже); этот контур описывается множеством $Q = (i_1, i_2, \dots, i_k)$ вошедших в него строк. Построим новый вектор x' по следующему правилу:

$$x'_i = \begin{cases} x_i + 1, & \text{если } i \in Q; \quad (i = 1, \dots, m), \\ x_i, & \text{если } i \notin Q. \end{cases} \quad (11)$$

Покажем, что $x'A = 0$ или в векторной форме

$$x'_i a^j = 0, \quad j = 1, \dots, n. \quad (12)$$

Действительно, если столбец a^j таков, что в нем не содержится вертикальных дуг i -контура, то во всех строках с номерами из Q стоят нули и каждая увеличенная на единицу компонента исчезает, умножаясь на нуль. Если же в столбце a^j содержится одна или несколько вертикальных дуг i -контура, то плюсы и минусы входят парами, взаимно уничтожаясь друг с другом.

Переобозначим $x := x'$. Теперь нулевые компоненты стоят в x только на местах, принадлежащих множеству $M := M/Q$. Итерируя этот алгоритм по i , $i \in M$, строим положительный вектор x или убеждаемся, что такого вектора не существует.

Теперь обсудим, как строить i -контур. Если применять способ, использованный в алгоритме 1, то трудно понять, от какого именно минуса введенного столбца нужно вести горизонтальную дугу, чтобы получить i -контур. Мы применим другую технику.

Пусть в ходе построения i -контура обзревается минус в элементе a_{ij} . От этого минуса имеется единственное продолжение по строке l к плюсу в столбце $j' = \text{Plus}(l)$. Пусть в j' -м столбце минусы стоят в строках с номерами l_1, l_2, \dots, l_k . Значит, можно (за $\sim m$ операций) составить строчку

$$l_1, l_2, \dots, l_k \quad (13)$$

номеров строк (в порядке возрастания), где стоят минусы, могущие следовать в i -контуре за минусом в l -й строке. Строчки вида (13) для $l = \overline{1, m}$ можно рассматривать как таблицу следования T , задающую оргграф Γ , ассоциированный с матрицей A . Нахождение контура, содержащего вершину l в графе Γ , эквивалентно нахождению i -контура в матрице A .

Проверка наличия контуров в оргграфе и их эффективное построение изучалось в теории графов (см., например, [5]). Однако наша задача проще — для каждой вершины найти хоть один контур, ее содержащий, и мы предложим для нее более простой алгоритм 3.

Пусть T — таблица следования; $u, v [1:m]$ — рабочие массивы; Q — массив, содержащий номера вершин контура. Пусть надо построить контур, содержащий вершину i .

Алгоритм 3

- 1°. $u := 0; v := 0; u(i) := 1$.
- 2°. Найти в массиве u номер l первой единицы. Если нет единиц, то перейти к 6°.
- 3°. Извлечь из T набор вершин, следующих за l -й: l_1, l_2, \dots, l_k .
- 4°. Цикл по $j = l_1, \dots, l_k$: если $j = i$, то перейти к 5°, иначе, если $v(j) = 0$, то $\{v(j) := l; u(j) := 1\}$.
После цикла положить $u(l) := 0$ и перейти к 2°.
- 5°. Заполнение Q по v :
 - 5 а. $j := 0; l := i$;
 - 5 б. $j := j + 1$;
 - 5 в. $l := v(l); Q(j) := l$; если $l = i$, то перейти к 5д, иначе — к 5б.
 - 5 д. Выдача Q , конец (в Q номера вершин стоят против хода контура).
- 6°. Контур с вершиной i не существует, конец.

Алгоритм 3 фактически строит ордеровето с корнем в вершине i : номер компоненты v задает номер следующей вершины, а содержимое компоненты — номер непосредственно предшествующей вершины. Управляющий массив u обеспечивает построение именно дерева: если вершина следует за несколькими, то в дерево включается только одна дуга. Работа прекращается, когда контур замыкается на вершине i .

Алгоритм 3 содержит цикл до m операций на шаге 2° и цикл в цикле максимум до m операций на шаге 4°, всего $\sim m^2$ операций.

На рис. 2 приведены оргграфы, ассоциированные с матрицами A_1 и A_2 . Применяя алгоритм 3 к $\Gamma(A_1)$ при $i=1$, получаем контур 1—3—6—1; применяя алгоритм к $\Gamma(A_2)$ при $i=1$, получаем контур 1—3—5—8—4—6—1.

Теперь для получения алгоритма 2 надо лишь «окаймить» алгоритм 3 и добавить обработку вектора x .

Алгоритм 2

- 1°. $x := 0; M := 1, 2, \dots, m$.
- 2°. Если $M = \emptyset$, то перейти к 10°. $i := M(1)$.
- 3°—7°. Шаги 1°—5° алгоритма 3, но вместо «перейти к 6°» на шаге 2° — «перейти к 9°».
- 8°. Добавить единицу к x_i для $i \in Q$; $M := M \setminus Q$; перейти к 2°.
- 9°. Конец. Контур с вершиной i не существует, т. е. уравнение (8) не имеет положительных решений.
- 10°. Конец. Найдено положительное решение x .

Алгоритм 3, примененный к матрице A_1 , выдает контуры 1—3—6—1; 2—4—7—2, но не находит контура, включающего вершину 5. Формула (8) с матрицей A_1 положительного решения не имеет.

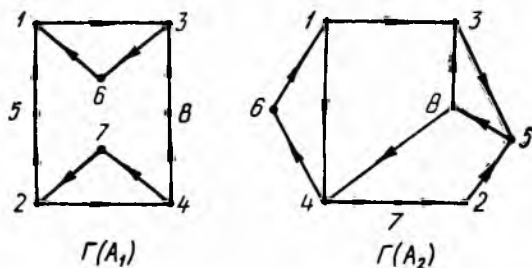


Рис. 2. Орграфы, ассоциированные с матрицами

Алгоритм 3, применяемый к матрице A_2 , выдает контуры 1—3—5—8—4—6—1, 2—5—8—4—7—2. Уравнение (8) имеет решение $x = (2, 1, 1, 1, 2, 1, 1, 1)$. Используя для нормировки равенство (6.1), получаем положительное решение уравнения (4):

$$x = \left(\frac{2}{3}, \frac{1}{3}, \frac{1}{3}, \frac{1}{3}, \frac{2}{3}, \frac{1}{3}, \frac{1}{3}, \frac{1}{3} \right).$$

Список литературы: 1. Макги Р. Б., Чу-чень-сан. О выборе типа движения для шагающей системы.— В кн.: Управление в пространстве, М., 1976, с. 187—195. 2. Mc Ghee R. B., Jain A. K. Some properties of regularly realizable gait matrices.— *Mathematical Biosci.*, 1972, 13, № 1/2, p. 179—193. 3. Охоцимский Д. Е., Голубев Ю. Ф. Механика и управление движением автоматического шагающего аппарата.— М.: Наука, 1984.—312 с. 4. Гейл Д. Теория линейных экономических моделей.— М.: Изд-во иностр. лит., 1963.—418 с. 5. Рейнгольд Э., Нивергельт Ю., Део Н. Комбинаторные алгоритмы / Пер. с англ.— М.: Мир, 1980.—476 с.

Поступила в редколлегию 18.03.85.

УДК 681.3;681.5:007

Н. В. АЛИПОВ, канд. техн. наук

СИНТЕЗ ПОМЕХОУСТОЙЧИВЫХ АЛГОРИТМОВ ПОИСКА ТОЧКИ НА ОТРЕЗКЕ [0,1]

При синтезе переключаемых цепей теории интеллекта [1] появляется необходимость в разработке элемента узнавания буквы. Подобная ситуация возникает и при аналого-цифровом преобразовании информации: точка, отображающая аналоговый

сигнал, узнается (процесс узнавания сводится к процессу формирования координаты этой точки). К процессу узнавания (поиска) сводится не только процесс аналого-цифрового преобразования, но и процессы поиска неисправного элемента в дискретном устройстве преобразования информации; поиска данных [2]; составления помехоустойчивых вопросников [3]; генерации методов защиты информации и избыточных представлений двоичных чисел.

В некотором смысле процесс поиска точки на отрезке $[0, 1]$ является универсальным (результаты теории поиска точки на отрезке $[0, 1]$, как уже отмечалось, имеют применение в различных областях науки и техники) и реализует операцию узнавания из теории интеллекта [1]. К настоящему времени теория поиска точки на отрезке $[0, 1]$ развита только для тестов, свободных от помех (теория префиксных и алфавитных кодов) [3], и «не создано оснований более широкой теории, которая охватывала бы результаты Кифера с результатами, относящимися к стохастической аппроксимации» [3].

В статье приводится решение задачи синтеза помехоустойчивых к импульсным помехам алгоритмов поиска точки на отрезке $[0, 1]$. Для того чтобы сформировать эту задачу, опишем процесс поиска точки в терминах теории поиска [3] и введем ряд понятий и определений.

Под экспериментом или тестом [3] будем понимать выяснение истинности предиката $P \{x \geq x_p^i\}$, где x — координата искомой точки $x \in [0, 1]$; x_p^i — координата некоторой другой точки x_p^i (эталонной точки, $x_p^i \in [0, 1]$); j — номер шага алгоритма, $j = \overline{1, i}$, $\rho = \overline{1, k}$; k — количество одновременно выполняемых экспериментов; i — длина поиска (количество шагов алгоритма).

Шагом алгоритма назовем совокупность следующих действий, реализующих на отрезке времени Δt (где Δt — длительность шага) осуществление k экспериментов и выделение нового интервала неопределенности относительно x . Формирование нового интервала неопределенности и координат точек экспериментов (эталонных точек) на j -м шаге реализуется решающими функциями d_j^1 и d_j^2 и функцией, которая в теории поиска называется стратегией поиска S_j [3].

Функция S_j однозначно задается разбиением исходного полуоткрытого интервала неопределенности $[\tilde{x}_{q(j-1)-1}^{j-1}, \tilde{x}_{q(j-1)}^{j-1})$ эталонными точками x_p^i на $(k+1)$ новый полуоткрытый интервал:

$$A_j = \left\{ [\tilde{x}_{q(j-1)-1}^{j-1}, x_p^1), [x_p^1, x_p^2), \dots, [x_p^k, \tilde{x}_{q(j-1)}^{j-1}) \right\}.$$

Поэтому при синтезе помехоустойчивых алгоритмов поиска будем вместо S_j строить разбиения A_j . По результатам k экспериментов

ношения (2) для j -го шага оптимального алгоритма поиска должно иметь место условие

$$l_{\alpha}^j = \min_{\alpha} \max_{\rho_1 = 0, \bar{k}} l_{\alpha, \rho_1}. \quad (3)$$

Распределение точек экспериментов в исходном интервале, удовлетворяющее для любого $j \leq i$ условию (3), назовем α -набором.

Алгоритмические методы подавления помех (помехоустойчивые алгоритмы поиска) основаны на учете особых проявлений помех той или иной группы. Так, при синтезе помехоустойчивых к аддитивным импульсным помехам алгоритмов используется то обстоятельство, что для них характерно наличие интервалов времени, в которых их амплитуда равна нулю, т. е. $\xi(t) = 0$; при синтезе помехоустойчивых к аддитивным синусоидальным помехам алгоритмов — такая их особенность: $\xi(t) = -\xi(t + \Delta t)$.

Мы рассматриваем помехоустойчивые к аддитивным импульсным помехам алгоритмы. Случайные импульсные помехи описываются такой совокупностью параметров, как $al_i(x, z_1)$ — максимально возможное абсолютное значение случайного возмущения $\xi(t)$; $l\Delta t$ — максимально возможная длительность случайного импульса; $n\Delta t$ — минимально возможный интервал между двумя соседними импульсами [4].

Условно случайную импульсную последовательность, содержащую импульсы одной полярности, обозначим через $A_1(a, l, i)$; последовательность, в состав которой входят разнополярные импульсы, — через $A_2(a, l, n)$.

Проявление импульсной помехи на алгоритмическом уровне обнаруживается путем сравнения значений экспериментов, выполненных на соседних шагах алгоритма. Действительно, если, к примеру, $l = 1$, $n \neq 0$ и $x_q^i = x_q^{i+1}$, где $q = \bar{1}, \bar{k}$, $j < i$, то в результате реализации этих экспериментов получаем один из исходов:

$$a) E_{A_{(j+1)}(x, k)} = E_{A_j(x, k)}; \quad б) E_{A_{(j+1)}(x, k)} \neq E_{A_j(x, k)}.$$

Исход a возможен в отсутствие помехи на j -м и $(j+1)$ -м шагах алгоритма (длительность помехи не превосходит длительность шага алгоритма); исход $б$ свидетельствует о действии помехи на j -м или $(j+1)$ -м шаге алгоритма (для одних и тех же точек значения экспериментов различны). Повторное выполнение экспериментов в одних и тех же точках, которое в работе [4] названо принципом «повторных сравнений», хотя и обнаруживает проявление импульсной помехи, однако ведет к значительной временной избыточности (длина поиска увеличивается более чем в два раза). Обнаружить действие помехи можно и другим способом, заключающимся в следующем. Пусть на j -м шаге алгоритма имеет место равенство

$$E_{A_j(x, k)} = \rho. \quad (4)$$

Тогда на $(j + 1)$ -м шаге эксперименты совершаются в точках, удовлетворяющих соотношениям

$$x_1^{j+1} \leq x_{p-1}^j; x_{j-1}^j < x_2^{j+1} < \dots < x_{k-1}^{j+1} < x_j^j \leq x_k^{j+1}.$$

При этом, если справедливо выражение $y_1 = [P \{x \geq x_1^{j+1}\} = 1] \wedge [P \{x \geq x_k^{j+1}\} = 0]$, то справедливым будет и соотношение $E_{A_{(j+1)}(x,k)} = \rho$, которое свидетельствует об исходе a . Другие зна-

чения предикатов $P \{x \geq x_1^{j+1}\}$, $P \{x \geq x_k^{j+1}\}$ устанавливают истинность соотношения исхода b и тем самым — проявление помехи на j -м или $(j + 1)$ -м шаге алгоритма. Этот подход к обнаружению помех на проверку значения эксперимента, образцованного на j -м шаге алгоритма, затрачивает только два эксперимента и по этой причине обладает меньшей избыточностью, чем первый подход.

Возможен и подход [5], состоящий в том, что на j -м шаге алгоритма при истинности соотношения (4) формируем относительно x новый полуоткрытый интервал неопределенности $[x_{p-1}^{j,1}, x_p^{j,2})$, для которого

$$x_{p-1}^{j,1} = \begin{cases} x_{p-1}^j - ah, & x_{p-1}^j - ah \geq \tilde{x}_{q_{(j-1)}^{j-1}} \\ \tilde{x}_{q_{(j-1)}^{j-1}}, & x_{p-1}^j - ah < \tilde{x}_{q_{(j-1)}^{j-1}}; \end{cases}$$

$$x_p^{j,2} = \begin{cases} x_p^j + ah, & x_p^j + ah \leq \tilde{x}_{q_{(j-1)}^{j-1}} \\ \tilde{x}_{q_{(j-1)}^{j-1}}, & x_p^j + ah > \tilde{x}_{q_{(j-1)}^{j-1}}, \end{cases} \quad (5)$$

где $h = l_t(x, z_1)$.

Затем в этом интервале на $(j + 1)$ -м шаге алгоритма выбираем точки экспериментов так, чтобы для некоторых из них выполнялись неравенства

$$x_{q_1}^{j+1} > x_{p-1}^j; x_{q_2}^{j+1} < x_p^j; q_1 \neq q_2, q_1, q_2 = \overline{1, k}.$$

В этом случае при истинности выражения

$$y_2 = [P \{x \geq x_{q_1}^{j+1}\} = 1] \wedge [P \{x \geq x_{q_2}^{j+1}\} = 0] \quad (6)$$

устанавливаем справедливость соотношения (4) и полагаем $x_{p-1}^{j,1} = x_{p-1}^j$; $x_p^{j,2} = x_p^j$.

Для других значений предикатов $P \{x \geq x_{q_1}^{j+1}\}$, $P \{x \geq x_{q_2}^{j+1}\}$ формируем согласно равенствам (5) относительно x новый полуоткрытый интервал неопределенности. Расширение интервала неопределенности, выполненное согласно равенствам (5), позволяет организовать на последующих шагах алгоритма коррекцию случайного возмущения, действовавшего на j -м шаге, а сравнение значений экспериментов, формируемых выражениями

(4) и (6), уменьшить неопределенность, обусловленную преобразованиями (5).

Расширение возможных интервалов неопределенности для j -го шага алгоритма поиска приводит к их взаимному пересечению. Поэтому процесс коррекции случайных возмущений возможен тогда и только тогда, когда возможные интервалы неопределенности пересекаются между собой. Этот подход, названный в работе [5] принципом «пересечения», совмещает процесс обнаружения помехи с процессами коррекции случайного возмущения и уменьшения длины интервала неопределенности относительно x и по этой причине требует для реализации меньшей временной избыточности, чем другие.

На основании введенных понятий, описания процесса поиска x , критерия оптимальности, принципа «пересечения» задачу синтеза помехоустойчивых алгоритмов поиска $x \in [0, 1]$ сформулируем в таком виде: область поиска — отрезок $[0, 1]$; координата искомой точки x в процессе поиска не изменяется; на процесс поиска аддитивно накладывается случайное возмущение, обусловленное действием $A_\nu(a, l, n)$ -последовательности ($\nu = 1, 2$).

Поиск x осуществляется алгоритмом, состоящим из i шагов и выполняющим одновременно k экспериментов. Эксперименты на j -м шаге описываются разбиением A_j , которое в свою очередь задается α -набором. Множеством значений экспериментов, свободных от ошибок, является множество Z .

Под действием $A_\nu(a, l, n)$ — последовательности вместо E_{A_j} будем наблюдать случайные величины

$$Y_{A_j[x, A_\nu(a, l, n), k]} = Y_j \in \psi = \{1, 2, \dots, k + 1\}.$$

На основании решающих функций d_j^1 и d_j^2 выделяются относительно x новые полуоткрытые интервалы неопределенности:

$$d_j^1: Y_j \rightarrow A_j; [x_{q_j-1}^{j,1}, x_{q_j}^{j,2}) \subset A_j^1;$$

$$d_j^2: \{Y_{j-l-1}, Y_{j-l}, \dots, Y_j\} \rightarrow A_{j-l-1},$$

где $q_j = \overline{1, k + 1}$, $j \leq i$. Случайные значения Y_j считаются независимыми.

Требуется для заданных параметров $A_\nu(a, l, n)$ — последовательности и алгоритма, для которых имеют место неравенства:

$$a \geq 0; n > 0; l \geq 0; i > 1; k \geq 1,$$

построить помехоустойчивый алгоритм поиска (найти такие d_j^1, d_j^2, A_j, A_j^1 и α -наборы), удовлетворяющий (удовлетворяющие) минимальному критерию оптимальности (2).

Решение задачи синтеза помехоустойчивых алгоритмов осуществим путем исследования конечного числа исходов, возникающих в процессе формирования устройства поиска. Это позволит нам определить функции d_j^1, d_j^2 и построить для каждого шага алгоритма α -наборы.

Функция d_j^1 устанавливает отображение $d_j^1: Y_j \rightarrow A_j^1$ на основании только одной случайной Y_j (решение о новом полуоткрытом интервале неопределенности принимается без учета значений экспериментов, реализованных на предыдущих шагах алгоритма). Подобная ситуация возникает всегда после выполнения первого шага алгоритма, а также при выполнении $(j+2)$ -го шага, для которого $z < l$.

Пусть $A_1(a, l, n)$ -последовательность содержит только импульсы положительной полярности (в статье рассматриваются такие случайные возмущения). Тогда в зависимости от шага алгоритма функцию d_j^1 строим на основании следующих утверждений.

1. Если на первом шаге алгоритма в точках $x_1^1, x_2^1, \dots, x_k^1, \dots, x_k^1$ выполнены эксперименты и получен один из исходов:

$$a) x(t_1) \leq x_1^1; \quad б) x_{q-1}^1 \leq x(t_1) < x_q^1,$$

где $q = \overline{2, (k+1)}$; $x(t_1) = x + \xi(t_1)$; t_1 — момент начала работы алгоритма, то для исхода a новым полуоткрытым интервалом неопределенности является $[0, x_1^1)$, для исхода $б$ — $[x_{q-1}^1, x_q^1)$, для которого

$$x_{q-1}^{1,1} = \begin{cases} x_{q-1}^1 - ah, & x_{q-1}^1 - ah \geq 0; \\ 0, & x_{q-1}^1 - ah < 0. \end{cases}$$

Действительно, поскольку для исхода a имеют место соотношения $x + \xi(t_1) \leq x_1^1$; $\xi(t_1) \geq 0$, то истинным будет и неравенство $\overset{\circ}{x} \leq \overset{\circ}{x}_1^1$, что и доказывает справедливость отображения $d_1^1: 1 \rightarrow [0, x_1^1)$. Истинность отображения $d_1^1: q \rightarrow [x_{q-1}^1, x_q^1)$ устанавливаем, используя принцип «пересечения».

Если предположить, что для $A_1(a, l, n)$ -последовательности существует оптимальный i -шаговый помехоустойчивый алгоритм поиска, разбивающий исходный интервал неопределенности на $\psi_i^1(i, k)$ равных частей, то полуоткрытый интервал $[0, x_1^1)$ будет содержать $\psi_i^1(i-1, k)$ таких частей. Отсюда для координаты точки первого эксперимента выполняется равенство

$$x_1^1 = k\psi_i^1(i-1, k). \quad (7)$$

2. Если в результате выполнения j -го шага алгоритма установлено, что $x(t_j) \in [x_{q-1}^j, x_q^j)$, а на $(j+z_3)$ -м его шаге в точках $x_{\gamma_1}^{j+z_3} \in (x_{q-1}^j, x_q^j)$, для которых $\gamma_1 = \overline{1, k}$; $z_3 < l$; $l \geq 1$, выполнены эксперименты и получен исход

$$x(t_{j+z_3}) \in (x_{\gamma_1}^{j+z_3}, x_{\gamma_2}^{j+z_3}),$$

где $\gamma_2 = \overline{1, k+1}$; $x_0^{j+z_3} = x_{q-1}^j$, то для полуоткрытого интервала неопределенности относительно x имеет место соотношение

$$x \in [x_{\gamma_1-1}^{j+z_3, 1}, x_{\gamma_2}^{j+z_3}],$$

для которого

$$x_{\gamma_1-1}^{j+z_3, 1} = \begin{cases} x_{\gamma_1-1}^{j+z_3} - ah, & x_{\gamma_1-1}^{j+z_3} - ah \geq x_{q-1}^{j, 1}; \\ x_{q-1}^{j, 1}, & x_{\gamma_1-1}^{j+z_3} - ah < x_{q-1}^{j, 1}. \end{cases}$$

Действительно, поскольку $z_3 < l$ и, как следует из определения $A_1(a, l, n)$ -последовательности, ее действие может не окончиться к моменту завершения $(j + z_3)$ -го шага алгоритма, то истинность отображения $d_{j+z_3}^1: \gamma_2 \rightarrow [x_{\gamma_1-1}^{j+z_3, 1}, x_{\gamma_2}^{j+z_3}]$ устанавливаем, исходя из принципа «пересечения».

Приведенные выше утверждения позволяют для любого шага алгоритма построить функцию d_j^1 . В отличие от d_j^1 функция d_j^2 по совокупности случайных значений $Y_{j-l-1}, Y_{j-l}, \dots, Y_j$ на j -м шаге алгоритма проверяет правильность разбиения интервала неопределенности, выполненного на $(j-l-1)$ -м шаге и этим самым реализует принцип «повторных сравнений». Такая проверка возможна только на $(j+z_2)$ -м шаге, для которого $z_2 \geq l$.

Функция d_j^2 определяется параметрами n и l случайной импульсной последовательности и расположением составляющих α -набора в полуоткрытом интервале $[x_{q-1}^{j-l+1, 1}, x_q^{j-l+1})$. Составляющие α -набора могут располагаться либо только в интервале $(x_{q-1}^{j-l+1}, x_q^{j-l+1})$, либо в интервале $(x_{q-1}^{j-l+1, 1}, x_q^{j-l+1})$, а параметры n и l могут быть связаны одним из неравенств: $l > n$; $l \leq n$.

Поэтому для задания d_j^2 необходимо рассмотреть всевозможные варианты, образованные расположением составляющих α -набора и параметрами $A_1(a, l, n)$ -последовательности. Из четырех возможных таких вариантов в статье рассмотрим только два:

- 1) $x_{q_1}^j \in (x_{q-1}^{j-l+1}, x_q^{j-l+1})$, $l \leq n$;
- 2) $x_{q_1}^j \in (x_{q-1}^{j-l+1, 1}, x_q^{j-l+1})$, $l \leq n$, $q_1 = \overline{1, k}$,

характерных для тех случайных импульсных последовательностей, из которых максимально возможная длительность случайного импульса меньше минимального интервала между двумя соседними импульсами.

Для этих вариантов функцию d_j^2 задают на основании следующих утверждений.

3. Если в результате выполнения j -го шага алгоритма установлено, что $x(t_j) \in [x_{q-1}^j, x_q^j)$, а на $(j+z)$ -м шаге в точках $x_{\gamma_1}^{j+z} \in (x_{q-1}^j, x_q^j)$, где $\gamma_1 = \overline{1, k}$, $l \geq 1$; $l \leq n$; $z \geq l$; $z \leq n$, выполнены эксперименты и получен один из исходов:

$$a) x(t_{j+z}) < x_{\rho}^{j+z}; \quad б) x(t_{j+z}) \in [x_{\rho-1}^{j+z}, x_{\rho}^{j+z}),$$

где $\rho = \overline{2, k+1}$, то для этих исходов соответственно имеем:

$$x \in [x_{q-1}^{j, 1}, x_{\rho}^{j+z}); \quad x \in [x_{q-1}^j, x_{\rho}^{j+z}).$$

Справедливость соотношения для исхода a устанавливаем на основании утверждения 2. Для исхода b , если предположить, что $\xi(t_j) \neq 0$, то, как это следует из свойств $A_1(a, l, n)$ -последовательности, $\xi(t_{j+z}) = 0$. А поскольку $\xi(t_{j+z}) = 0$, то $x(t_{j+z}) < x_{q-1}^{j+}$ что противоречит условиям исхода b , следовательно, $\xi(t_j) = 0$, что и доказывает истинность соотношения для исхода b .

4. Если $z_1 > n$ и в результате j -го и $(j+z_1)$ -го шагов алгоритма получен исход $x(t_j) \in [x_{q-1}^j, x_q^j)$, $x(t_{j+z_1}) \in [x_{i_s-1}^{j+z_1}, x_{i_s}^{j+z_1})$, для которого $\gamma_3 = 1, k+1, x_0^{j+z_1} = x_{q-1}^j$, то независимо от значения переменной γ_3 имеем соотношение

$$x \in [x_{i_s-1}^{j+z_1, 1}, x_{i_s}^{j+z_1}),$$

где

$$x_{i_s-1}^{j+z_1, 1} = \begin{cases} x_{i_s-1}^{j+z_1} - ah, & x_{i_s-1}^{j+z_1} - ah \geq x_{q-1}^{j, 1}; \\ x_{q-1}^{j, 1}, & x_{i_s-1}^{j+z_1} - ah < x_{q-1}^{j, 1}. \end{cases}$$

Действительно, поскольку $z_1 > n$, то, исходя из свойств $A_1(a, l, n)$ -последовательности, записываем неравенства $\xi(t_j) > 0$; $\xi \times (t_{j+z_1}) > 0$, которые могут быть истинными.

Из истинности этих неравенств следует справедливость соотношения $x \leq x_{q-1}^j$, устанавливающего непротиворечивость выражения для полуоткрытого интервала неопределенности относительно x .

Принцип «повторных сравнений» (ПС) позволяет обнаружить импульсную помеху только в том случае, когда сопоставляются значения экспериментов на таких шагах алгоритма, которые разнесены во времени не более чем на n шагов. Для второго варианта расположения составляющих α -набора справедливо утверждение (приводится без доказательства).

5. Если на j -м шаге алгоритма установлено, что $x(t_j) \in [x_{q-1}^j, x_q^j)$, а в результате выполнения экспериментов $(j+z_2)$ -го шага алгоритма в точках, для которых справедливо соотношение

$$x_{q-1}^{j, 1} < x_1^{j+z_2} < \dots < x_{i_1}^{j+z_2} \leq x_{q-1}^j < x_{i_1+1}^{j+z_2} < \dots < x_k^{j+z_2} < x_q^j,$$

возник один из исходов:

$$a_1) x(t_{j+z_2}) < x_1^{j+z_2}; \quad a_2) x(t_{j+z_2}) \in [x_{i_s-1}^{j+z_2}, x_{i_s}^{j+z_2});$$

$$a_3) x(t_{j+z_2}) \in [x_{i_1}^{j+z_2}, x_{i_1+1}^{j+z_2}); \quad a_4) x(t_{j+z_2}) \in [x_{\Delta-1}^{j+z_2}, x_{\Delta}^{j+z_2}),$$

где $\gamma_2 = 2, \gamma_1; \Delta = (\gamma_1 + 2), (k+1)$, то при условии, что $z_2 < l$ и $l \leq n$, для исхода a_1 имеет место соотношение

$$x_1^{j+z_2} = x_{q-1}^{j, 1} + h\psi_1^1(t-j-z_2, k),$$

а для всех других исходов — выражения

$$x \in [x_{\Delta_1-1}^{j+z_2, 1}, x_{\Delta_1}^{j+z_2}), \text{ где } \Delta_1 = \overline{2, k+1};$$

$$x_{\Delta_i-1}^{j+z_1,1} = \begin{cases} x_{\Delta_i-1}^{j+z_1} - ah, & x_{\Delta_i-1}^{j+z_1} - ah \geq x_{q-1}^{j,1}; \\ x_{q-1}^{j,1}, & x_{\Delta_i-1}^{j+z_1} - ah < x_{q-1}^{j,1}. \end{cases}$$

При условии, что $l \leq n$, $l \leq z_2 \leq n$, для исходов a_1 и a_2 справедливо выражение

$$\overset{\circ}{x}_{\beta}^{j+z_2} - \overset{\circ}{x}_{\beta-1}^{j+z_2} = h(k+1)^{n-z_2} \psi_l^1(i-j-n, k),$$

где $\beta = \overline{1, \gamma_1}$; для исхода a_3 — соотношение $x \in [x_{\gamma_1+1}^{j+z_2,1}, x_{\gamma_1+1}^{j+z_2}]$, где

$$x_{\gamma_1+1}^{j+z_2,1} = \begin{cases} x_{q-1}^j, & x_{\gamma_1+1}^{j+z_2} = x_{q-1}^j; \\ x_{\gamma_1+1}^{j+z_2}, & x_{\gamma_1+1}^{j+z_2} < x_{q-1}^j, \end{cases}$$

$$\overset{\circ}{x}_{\gamma_1+1}^{j+z_2} - \overset{\circ}{x}_{\gamma_1+1}^{j+z_2} = \begin{cases} h\psi_l^1(i-j-z_2, k), & x_{\gamma_1+1}^{j+z_2} = x_{q-1}^j; \\ h\psi_l^1(i-j-z_2, k) - \Delta_3, & x_{\gamma_1+1}^{j+z_2} < x_{q-1}^j; \end{cases}$$

$\Delta_3 \geq h$; для исхода a_4 — выражение $x \in [x_{\Delta-1}^{j+z_2,1}, x_{\Delta-1}^{j+z_2}]$, где

$$x_{\Delta-1}^{j+z_2,1} = \begin{cases} x_{\Delta-1}^{j+z_2} - ah, & x_{\Delta-1}^{j+z_2} - ah \geq x_{q-1}^j; \\ x_{q-1}^j, & x_{\Delta-1}^{j+z_2} - ah < x_{q-1}^j. \end{cases}$$

Итак, утверждения 3—5 позволяют нам для любого шага алгоритма построить функцию d_j^2 .

В процессе работы алгоритма, как уже отмечалось, необходимо наряду с уменьшением длины интервала неопределенности относительно x осуществить также проверку правильности его выделения, причем эта проверка выполняется не на каждом шаге, а только на определенных. Так, если полуоткрытый интервал неопределенности выделили на j -м шаге, а длительность помехи не превышает l , то такую проверку можно делать, начиная с $(j+z)$ -го шага, для которого $z \geq l$ (только в этом случае оканчивается действие случайного возмущения). Из предположения ПС следует также то, что максимальное значение z , при котором можно реализовать проверку правильности формирования на j -м шаге интервала неопределенности, ограничена сверху параметром случайного возмущения n .

Поэтому для z справедливо такое соотношение:

$$l \leq z \leq n. \quad (8)$$

Реализация принципа «повторных сравнений» (расположение некоторых составляющих α -набора левее точки x_{q-1}^j) приводит к снижению эффективности алгоритма (в интервале (x_{q-1}^j, x_q^j) размещаются не все k составляющих α -набора). Поэтому проверку следует проводить только в особых случаях. Очевидным является тот факт (см. соотношение (8)), что при $z < l$ проверка не выполняется. Для такого случая размещение составляющих α -набора выполним на основании следующего утверждения.

6. Если в результате j -го шага алгоритма установлено, что $x \in [x_{q-1}^{i,1}, x_q^i)$, и имеют место соотношения: $l \leq n$, $z < l$, то на $(j + z)$ -м шаге составляющие α -набора распределяются таким образом, чтобы $x_{q-1}^i < x_1^{i+z} < x_2^{i+z} < \dots < x_k^{i+z} < x_q^i$. Для других значений переменной z необходимо осуществить распределение составляющих α -набора по интервалам $(x_{q-1}^{i,1}, x_{i_0}^{i+z,1})$, $(x_{q-1}^i, x_{i_0}^{i+z,1})$, где $\gamma_0 = \overline{1, k+1}$. Это распределение реализуется посредством утверждения (приводится без доказательства).

7. Если $x \in [x_{q-1}^{i,1}, x_{i_0}^{i+z,1})$ и при выполнении следующего $(j + z + 1)$ -го шага алгоритма имеют место соотношения:

$$l \leq z + 1 \leq n; \quad l \leq n;$$

$$\left| x_{q-1}^i - x_{q-1}^{i,1} \right| < h \left\{ \left(k \psi_l^1 (i - j - n, k) \sum_{n=2}^{n-z} (k+1)^{n-z-n} \right) + \psi_l^1 \times \right. \\ \left. \times (i - j - n, k) \right\} - h,$$

то распределить составляющие α -набора в интервале $(x_{q-1}^i, x_{i_0}^{i+z,1})$, в противном случае распределить составляющие α -набора в интервале $(x_{q-1}^{i,1}, x_{i_0}^{i+z,1})$ следующим образом:

$$x_{\beta_2}^{i+z+1} = x_{q-1}^{i,1} + \beta_2 h (k+1)^{n-z-1} \psi_l^1 (i - j - n, k),$$

где $\beta_2 = \overline{1, \beta}$; β — первое целое число, для которого

$$x_{q-1}^i - x_{q-1}^{i,1} \leq h \left\{ \psi_l^1 (i - j - n, k) \left[\beta (k+1)^{n-z-1} + \sum_{n=2}^{n-z} \times \right. \right. \\ \left. \left. \times (k+1)^{n-z-n} \right] + \psi_l^1 (i - j - n, k) - 1 \right\}.$$

Для частного случая помехоустойчивых алгоритмов ($i - j = n$) составляющие α -набора распределяются согласно утверждению.

8. Если $i - j = l$ и $x \in [x_{q-1}^{i,1}, x_q^i)$, то оптимальным α -набором является набор, для которого

$$x_{\beta_1}^{i+1} = x_{\beta_1}^{i+2} = \dots = x_{\beta_1}^{i+l}; \quad x_{\beta_1}^{i+1} = x_{q-1}^{i,1} + \left[\beta_1 (x_q^i - x_{q-1}^{i,1}) \right] / (k + 1), \quad \beta_1 = \overline{1, k},$$

а интервал неопределенности формируется следующим образом

$$x \in [x_{i_n-1}^{i+n}, x_{i_n}^{i+n}], \quad \text{где } \gamma_n - 1 = \min_{m=\overline{1, l}} \{\gamma_m - 1\},$$

$$x(t_{j+m}) \in [x_{i_m-1}^{i+m}, x_{i_m}^{i+m}).$$

Действительно, как следует из свойств $A_1(a, l, n)$ -последовательности $\xi(t_{l+m})$ будет равно нулю n раз, а в остальных случаях

их $\xi(t_{j+m}) \neq 0$. Поэтому оценкой x будет наименьшее значение $\xi(t_{j+m})$. Оптимальность α -набора вытекает из того, что при неравномерном распределении составляющих α -набора в силу критерия (2) всегда получаем интервал неопределенности большей длины.

Из утверждения 8 мы непосредственно получаем

$$\begin{aligned} \psi_i^1(l+1, k) &= k+1; \\ \psi_i^1(1, k) &= \psi_i^1(2, k) = \dots = \psi_i^1(l, k) = 1. \end{aligned} \quad (10)$$

Утверждения 6—8 устанавливают оптимальные закономерности распределения составляющих α -набора на различных шагах алгоритма. Оптимальное распределение составляющих α -набора на каждом шаге алгоритма, как это следует из критерия оптимальности (3), приводит к построению оптимального помехоустойчивого к $A_1(a, l, n)$ -последовательности алгоритма.

Построение i -шагового помехоустойчивого алгоритма поиска организуем путем построения дерева вариантов по такой схеме:

1°. Построить $(i-1)$ -шаговый помехоустойчивый алгоритм. Определить согласно утверждению 1 точку первого эксперимента. Индексу j присвоить значение, равное единице.

2°. Сформировать возможный исход. Если все исходы сформированы, то перейти на п. 7°, иначе перейти на п. 3°.

3°. Используя утверждения 6—8, распределить составляющие α -набора в интервале неопределенности, затем на основании утверждений 1—5 сформировать новый интервал неопределенности.

4°. Положить $j=j+1$ и если $j \leq i$, то перейти на п. 5°, иначе перейти на п. 6°.

5°. Сформировать возможный исход на j -м шаге алгоритма. Если все исходы сформированы, то перейти на п. 6°. Иначе перейти на п. 3°.

6°. Положить $j=j-1$ и если $j=1$, то перейти на п. 2°. Иначе перейти на п. 5°.

7°. Местонахождения точек экспериментов для всех исходов найдены.

Приведенная схема построения помехоустойчивых к $A_1(a, l, n)$ -последовательности алгоритмов позволяет синтезировать алгоритм, являющийся решением сформулированной в статье задачи.

Список литературы: 1. Шабанов-Кушнарченко Ю. П. Теория интеллекта: Математические средства.—Х.: Вища шк. 1984.—140 с. 2. Александров В. В., Арсентьев А. В., Горский Н. Д. Некоторые вопросы построения рекурсивных структур данных.—Управляющие системы и машины, 1981, № 4, с. 3—7. 3. Альсведе Р., Вегенер Н. Задачи поиска.—М.: Мир, 1982.—355 с. 4. Алипов Н. В. Об одном подходе к построению оптимальных алгоритмов аналого-цифрового преобразования, нечувствительных к случайным импульсным последовательностям.—Тр. III Всесоюз. симпоз. Пробл. создания преобразователей формы информ. К., 1976, ч. 1, с. 77—81. 5. Алипов Н. В. Принцип

Поступила в редколлегию 19.03.85.

УДК 519.85

С. В. ЯКОВЛЕВ, канд. физ.-мат. наук

ОБ ОДНОМ КЛАССЕ ГЕОМЕТРИЧЕСКИХ ЗАДАЧ О ПОКРЫТИИ

Одна из основных задач дискретной геометрии состоит в определении взаимного расположения дискретной системы геометрических объектов на плоскости или в пространстве. Предметом рассмотрения настоящей статьи является задача покрытия заданной области S_0 набором компактных геометрических объектов S_i , $i = \overline{1, n}$. При этом требуется минимизировать число покрывающих объектов или их площадь. По своей неформальной постановке данные задачи сводятся к определению такого расположения объектов $S_{i_1}, S_{i_2}, \dots, S_{i_k}$, $k \leq n$, $i_l \neq i_t \forall l \neq t$, при котором каждая точка области S_0 принадлежит хотя бы одному из объектов S_{i_j} , $j = \overline{1, k}$. Другими словами, требуется определить параметры размещения [1] объектов, обеспечивающие искомое покрытие. В дальнейшем будем говорить о покрытии S_0 транслянтами [2] объектов S_i , $i = \overline{1, n}$ и полагать, что область допустимых параметров размещения состоит из конечного числа точек P_j , $j = \overline{1, m}$.

Обозначим через $S_i(P_j)$ результат трансляции объекта S_i на вектор P_j . Пусть K — кольцо множеств [3], порождаемое множествами $S_0, S_i(P_j)$, $i = \overline{1, n}$, $j = \overline{1, m}$. Сформулируем систему множеств $T = \{T_k\}$, $k = \overline{1, l}$, $l = |T|$, такую что

$$\bigcup_{k=1}^l T_k = S_0,$$

причем множества из K не являются собственными подмножествами множеств из T .

Введем булевы переменные

$$\omega_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если объект } S_i \text{ транслирован на вектор } P_j; \\ 0 & \text{в противном случае;} \end{cases}$$

$$a_{ijk} = \begin{cases} 1, & \text{если } T_k \subset S_i(P_j); \\ 0 & \text{в противном случае;} \end{cases}$$

$$i = \overline{1, n}, j = \overline{1, m}, k = \overline{1, l}.$$

Тогда задача области S_0 наименьшим числом объектов из набора $S_i, i = \overline{1, n}$ может быть формализована следующим образом:

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m \omega_{ij} \rightarrow \min \quad (1)$$

при ограничениях

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m a_{ijk} \omega_{ij} \geq 1, k = \overline{1, l}, \quad (2)$$

$$\sum_{i=1}^n \omega_{ij} \leq 1, i = \overline{1, n}, \quad (3)$$

$$\omega_{ij} = 0 \vee 1, i = \overline{1, n}, j = \overline{1, m}. \quad (4)$$

Нетрудно видеть, что задача (1) — (4) относится к известному классу задач булевого покрытия [4, 5]. Ограничение (2) указывает, что каждый элемент $T_k \in T$ должен быть покрыт хотя бы одним из объектов $S_i, i = \overline{1, n}$. Ограничение (3) означает, что каждый объект S_i не может быть установлен одновременно в нескольких точках.

Минимизируя суммарную площадь покрывающих S_0 объектов, получим взвешенную задачу о покрытии

$$\sum_{i=1}^n \mu_i \sum_{j=1}^m \omega_{ij} \rightarrow \min$$

при ограничениях (2) — (4). Здесь μ_i — площадь объекта S_i .

Рассмотрим частный случай задачи (1) — (4), соответствующий тому, что объекты $S_i, i = \overline{1, n}$ конгруэнтны. Получим следующую булеву задачу покрытия:

$$\sum_{j=1}^m \gamma_j \rightarrow \min \quad (5)$$

при ограничениях

$$\sum_{i=1}^m b_{ik} \gamma_j \geq 1, k = \overline{1, l}, \quad (6)$$

$$\gamma_j = 0 \vee 1, j = \overline{1, m}. \quad (7)$$

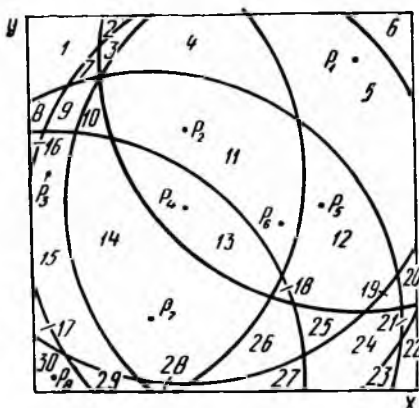
Здесь переменная γ_j определяет, устанавливается ли объект на соответствующее место с номером j , а коэффициенты b_{ik} вычисляются аналогично коэффициентам a_{ijk} .

Проиллюстрируем предложенный способ бинаризации задач покрытия на следующем примере. Для большей наглядности рассмотрим задачу (5) — (7). Пусть квадрат со стороной 3 усл. ед. покрывается кругами, радиусы которых равны 2 усл. ед. Точки

$P_j, j = \overline{1, 8}$ отмечены на рисунке, а их координаты x_i, y_i приведены ниже. Квадрат разбивается на систему множеств T (рисунок), которая состоит из 30 элементов. В этом случае матрица $B = \|b_{jk}\|_{8 \times 30}$ имеет вид, указанный в таблице.

i	x_i	y_i
1	2,83	2,93
2	1,33	2,33
3	0,17	2,00
4	1,33	1,67
5	2,50	1,67
6	2,17	1,50
7	1,00	0,67
8	0,17	0,17

k	j							
	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	1	1	1	0	0	0	0
2	1	1	1	1	0	0	0	0
3	1	1	1	1	0	1	0	0
4	1	1	1	1	1	1	0	0
5	1	1	0	1	1	1	0	0
6	1	1	0	0	1	1	0	0
7	0	1	1	1	0	1	0	0
8	0	1	1	1	0	0	1	0
9	0	1	1	1	0	1	1	0
10	0	1	1	1	1	1	1	0
11	1	1	1	1	1	1	1	0
12	1	1	0	1	1	1	1	0
13	1	1	1	1	1	1	1	1
14	0	1	1	1	1	1	1	1
15	0	1	1	1	0	1	1	1
16	0	1	1	1	0	0	1	1
17	0	1	1	1	0	0	1	1
18	1	1	0	1	1	1	1	1
19	1	0	0	1	1	1	1	0
20	1	0	0	1	1	1	0	0
21	0	0	0	1	1	1	0	0
22	0	0	0	0	1	1	0	0
23	0	0	0	0	1	1	1	0
24	0	0	0	1	1	1	1	0
25	0	1	0	1	1	1	1	0
26	0	1	0	1	1	1	1	0
27	0	0	0	1	1	1	1	1
28	0	0	1	1	1	1	1	1
29	0	0	1	1	0	0	1	1
30	0	0	1	1	0	0	1	1



Формирование системы множеств T

Использование существующих методов решения булевых задач покрытия в большой степени определяется структурой матрицы $A = \|a_{ijk}\|_{n \times m \times l}$ ($B = \|b_{jk}\|_{m \times l}$ — в случае задачи (5) — (7)). Одним из наиболее важных с точки зрения редукции булевых задач покрытия является тот факт, что указанные матрицы содержат большое число минорируемых строк. Если в приведенном выше примере в матрице B исключить такие строки, система неравенств (6) примет вид

$$\gamma_2 + \gamma_3 + \gamma_4 \geq 1;$$

$$\gamma_5 + \gamma_6 \geq 1;$$

$$\gamma_3 + \gamma_4 + \gamma_7 + \gamma_8 \geq 1.$$

Минимум функции (5) в этом случае будет равен 2 и достигается в нескольких точках, в частности при $\gamma^* = (0, 0, 0, 1, 0, 1, 0, 0)$. Если же минимизировать взвешенную сумму

$$\sum_{i=1}^8 \lambda_i r_i, \quad (9)$$

положив, например, $\lambda_i = j$, $j = \overline{1, 8}$, то минимальное значение функции (9) при ограничениях (8) будет равно 8 и достигаться на единственном векторе $\gamma^* = (0, 0, 1, 0, 1, 0, 0, 0)$.

Одним из препятствий на пути эффективного использования предлагаемого метода бинаризации геометрических задач покрытия является сложность формирования системы множеств T . Действительно, при этом требуется осуществлять различные теоретико-множественные операции над множествами $S_0, S_i(P_j)$, $i = \overline{1, n}$, $j = \overline{1, m}$, что достаточно трудоемко. Вместе с тем можно предложить приближенный подход к формированию матриц A и B . Зададимся некоторым числом $\varepsilon > 0$ и рассмотрим ε -сеть S_ε [3] множества S_0 . Условие покрытия множества S_0 набором объектов S_i , $i = \overline{1, n}$ заменим условием покрытия этими объектами точек из S_ε . Ясно, что если $\varepsilon \rightarrow 0$, то при покрытии точек ε -сети S_ε мера Лебега [3] непокрытой части области S_0 будет стремиться к нулю.

Возвратимся к рассматриваемому примеру. Если ε задать таким, чтобы хотя бы по одной точке соответствующей ε -сети принадлежало элементам T с номерами 1, 22, 29, то при покрытии точек этой ε -сети имеет место покрытие всего квадрата.

Список литературы: 1. Стоян Ю. Г., Яковлев С. В. Математические модели и оптимизационные методы геометрического проектирования.— К.: Наук. думка, 1986.— 315 с. 2. Хадвигер Г. Лекции об объеме, площади поверхности и изопериметрии.— М.: Наука, 1966.— 416 с. 3. Колмогоров А. Н., Фомин С. В. Элементы теории функций и функционального анализа.— М.: Наука, 1976.— 544 с. 4. Корбит А. А., Финкельштейн Ю. Ю. Дискретное программирование.— М.: Наука, 1969.— 368 с. 5. Сергиенко И. В., Каспишцкая М. Ф. Модели и методы решения на ЭВМ комбинаторных задач оптимизации.— К.: Наук. думка, 1981.— 287 с.

Поступила в редколлегию 11.05.85.

В. В. АКМУРЗИН, В. В. ГЕРАСИМЕНКО, В. А. ФИЛЬШТИНСКИЙ,
канд. физ.-мат. наук

ОБ ОДНОМ МЕТОДЕ ОБНАРУЖЕНИЯ ТУПИКОВ В ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМАХ

Современные методы и средства обработки информации в сложных радиотехнических системах базируются на широком использовании различных типов вычислительных средств — от микропроцессорных устройств до вычислительных систем (ВС). Особенность использования ВС на этапе распараллеливания вычислительного процесса приводит к сложным взаимодействиям между отдельными процессами и ресурсами системы, что обусловлено конкуренцией процессов из-за ограниченности числа ресурсов. При такой ситуации возможно, что несколько процессов ожидают те ресурсы, которые не доступны, и задерживают друг друга таким образом, что ни один из них не может выполняться. Подобное состояние ВС называется тупиковым состоянием или тупиком [1]. Такого рода ситуации снижают производительность ВС и приводят к ухудшению обобщенных показателей качества радиотехнических систем в целом. Поэтому их необходимо либо не допускать, либо обнаруживать и устранять. Существует четыре основных способа борьбы с тупиками: обнаружение при участии оператора, предотвращение, недопущение, автоматическое обнаружение и устранение.

Первый способ основан на той точке зрения, что тупики возникают достаточно редко. Однако, когда тупиковая ситуация все-таки возникает, ее ликвидация обходится дороже [1].

Схема предотвращения основана на точке зрения, что системе нельзя допускать до опасного состояния. Однако такая стратегия ведет к частому простоям ресурсов, поскольку запросы на имеющиеся в распоряжении системы ресурсы отклоняются иногда с целью предотвратить попадание в опасное состояние [2].

Третий способ предполагает прогнозирование появления тупиковых ситуаций в будущем. При этом используется предварительная информация о том, какие ресурсы может запросить процесс во время выполнения [3]. Очевидный недостаток недопущения тупиковых ситуаций заключается в необходимости иметь априорную информацию о будущих потребностях в ресурсах. А это в реальных системах не всегда возможно.

Метод автоматического обнаружения тупиков допускает попадание системы в тупиковые состояния; а когда это действительно происходит, система обнаруживает тупик. Обнаружение тупиковых ситуаций еще не приводит к их разрешению, поэтому

необходимо принимать соответствующие меры для устранения тупиков. Этот метод обычно позволяет добиться большей загрузки ресурсов, чем предотвращение, и не требует никакой дополнительной информации о будущих потребностях процессов в ресурсах.

Поэтому предметом данной работы является дальнейшее развитие четвертого способа. Предлагается сравнительно простой алгоритм обнаружения тупиковых ситуаций, основанный на анализе матриц распределений и запросов процессов. Процедура выхода из тупика в настоящей работе не рассматривается.

1. *Постановка задачи.* Пусть $P = \{p_1, p_2, \dots, p_m\}$ — множество процессов, которые могут одновременно функционировать в системе; $R = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ — множество повторно используемых ресурсов единичной емкости, которые могут запрашивать эти процессы. Ресурс единичной емкости — это неделимый ресурс, которым в данный момент времени может владеть только один процесс. Каждый активный процесс может запрашивать любое количество ресурсов. Одновременно владеть ресурсом и запрашивать его процессам запрещается. Необходимо при этом в случае возникновения тупика обнаружить его.

Существуют различные способы обнаружения тупиковых ситуаций. В работе [5] предлагается способ обнаружения тупиков, основанный на анализе матрицы заблокированных процессов. Его недостаток заключается в дополнительном построении матрицы заблокированных процессов. В работе [4] излагается способ, основанный на обнаружении цикла, который позволяет указывать на наличие тупика. Цикл обнаруживается в матрице смежности графа состояния системы, вершинами которого являются либо процессы, либо ресурсы, путем перемножения матрицы самой на себя как минимум k раз (k — число процессов, вовлеченных в тупик). Недостатком этого способа является большая аппаратурная избыточность, а также невозможность одновременного указания «виновников» тупика: процессов и ресурсов.

2. *Обоснование метода.* Состояние ВС будем изображать двудольным графом G [6], множество вершин которого $X^P \cup X^R$ разбито на два непересекающихся подмножества (доли):

$$X^P = \{X_1^P, X_2^P, \dots, X_m^P\} \text{ и } X^R = \{X_1^R, X_2^R, \dots, X_n^R\}.$$

Каждому процессу $p_i \in P$ отвечает вершина $X_i^P \in X^P$, а каждому ресурсу $r_j \in R$ — вершина $X_j^R \in X^R$. Построим матрицы A и B , называемые соответственно матрицей запросов и матрицей распределений:

$$A = \|a_{ij}\|, \text{ где } a_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если процесс } p_i \text{ запрашивает ресурс } r_j, \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

$$B = \|b_{ji}\|, \text{ где } b_{ji} = \begin{cases} 1, & \text{если ресурс } r_j \text{ распределен процессу } p_i, \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

$$i = \overline{1, m}, j = \overline{1, n}.$$

Гамильтонов цикл какого-либо подграфа G' графа G назовем циклом графа G . Если этот цикл подграфа является гамильтоновым циклом для G' , имеющего две вершины, то такой цикл назовем коротким циклом.

Процедуру одновременного вычеркивания j -й строки (столбца) матрицы A и j -го столбца (строки) матрицы B назовем операцией усечения. Подчеркнем, что операция усечения проводится лишь с нулевыми строками и столбцами.

Справедливо следующее утверждение.

Теорема. Пусть после проведения всех возможных операций усечения в матрице A осталось $k(k > 0)$ строк i_1, i_2, \dots, i_k и $l(l > 0)$ столбцов j_1, j_2, \dots, j_l .

1. Если $k > 1$ или $l > 1$, то в графе G имеется, по крайней мере, один короткий цикл.

2. Если $k = 1$ и $l = 1$, то короткий цикл только один и других циклов нет.

3. Если $k > 1$ и $l > 1$, то в графе G имеется, по крайней мере, один цикл, короткий или нет.

4. Если строки и столбцы матрицы A полностью вычеркнуты, то в графе G циклов нет.

Доказательство. 1. Пусть операция усечения невозможна. Тогда каждая вершина графа G инцидентна как входящему, так и выходящему ребрам, и потому в G имеется цикл.

2. Пусть операция усечения возможна. Если после всех осуществленных операций усечения матрица A (также и B) не исчезнет, то к соответствующему подграфу G' , который описывается оставшимися подмножествами, применимо рассуждение п. 1. Следовательно, в G имеется цикл. Если, в частности, размер A равен $1 \times l$ (т. е. $k = 1$), то в имеющемся цикле от оставшихся вершин множества X^p может участвовать лишь одна вершина. Обнаруженный цикл является коротким.

Рассуждение п. 1 показывает, что цикл (а теперь ясно, что это — короткий цикл) действительно имеется. Случай $k = 1, l = 1$ теперь очевиден.

3. Пусть операция усечения привела к полному вычеркиванию строк и столбцов матриц A и B . В этом случае совершенно очевидно, что циклов нет.

Теорема доказана.

Используя доказанную теорему и теорему 5[7], предлагается следующий алгоритм обнаружения тупика в ВС.

Описание алгоритма. Матрицы запросов и распределений заполняются и изменяются операционной системой в процессе ее функционирования. Операционная система также будет выдавать сигнал запуска процедуры диагностики тупика.

1. Начало.

2. Запретить изменение матриц запросов A и распределений B .

3. Провести возможные операции усечения.

4. Если операций усечения больше произвести нельзя, а матрицы A и B содержат единичные элементы, то в ВС есть тупик. Перейти к п. 6.

5. Если в результате операций усечения матрицы A и B исчезли, то тупика нет.

6. Конец.

Номера процессов и ресурсов, которые участвуют в тупике, являются номерами невычеркнутых строк (столбцов) и столбцов (строк) матрицы A (B).

Пример. Пусть $m=4$, $n=3$ и граф состояния системы представлен матрицами запросов A и распределений B :

$$A = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \end{pmatrix} \quad B = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix}.$$

а) Проводим операции усечения. Операция усечения будет возможна лишь одна: вычеркивается первый столбец матрицы распределений B и соответственно первая строка матрицы запросов A :

$$A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \end{pmatrix} \quad B = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \end{pmatrix}.$$

б) Операция усечения не привела к полному вычеркиванию строк и столбцов матриц A и B . В системе обнаружен тупик, в котором участвуют второй, третий и четвертый процессы, замкнувшиеся на первый, второй и третий ресурсы вычислительной системы.

Указанный алгоритм обнаружения тупиковых ситуаций может быть представлен составной частью общего алгоритма функционирования системы в качестве элемента диагностирования текущего состояния ее вычислительных средств.

Список литературы: 1. Цикритзис Д., Бернстайн Ф. Операционные системы.— М.: Мир, 1977.— 336 с. 2. Havender J. W. Avoiding Deadlock in Multi-tasking Systems. — IBM Syst. j., 1968, № 2, p. 74—84. 3. Haberman A. A. Prevention of System Deadlocks.— Commun. of the ACM, 1960, 12, № 7, p. 373—377. 4. Waxman J., Rootenberg J. A hardware approach to Deadlock Detection in Computer Systems.— Jnt. j. Syst. Sci., 1979, 10, № 5, p. 477—483. 5. Зиновьев Э. В., Стрекалов А. А. Обнаружение тупиковых ситуаций при взаимодействии информационных процессов в вычислительных сетях.— Автоматика и вычислит. техника, 1981, № 3, с. 11—17. 6. Кристофидес Н. Теория графов: Алгоритмический подход.— М.: Мир, 1978.— 432 с. 7. Шоу А. Логическое проектирование операционных систем.— М.: Мир, 1981.— 360 с.

Поступила в редколлегию 11.05.85.

З. В. ИВАНОВСКАЯ, канд. техн. наук, Д. К. МИХНОВ

МЕТОД И УСТРОЙСТВО АДАПТАЦИИ СКОРОСТИ ВЫВОДА ИНФОРМАЦИИ НА СРЕДСТВА ОТОБРАЖЕНИЯ К ДИНАМИКЕ ОБЪЕКТА

Для автоматизированных информационно-управляющих систем характерна необходимость автоматического отображения результатов переработки информации в форме, приемлемой для непосредственного восприятия человеком-оператором. Критерии в эргономических решениях системы «человек — машина» выбираются, исходя из эффективности работы системы в целом. В промышленности внедрение эргономических решений дает, как правило, весьма ощутимый экономический эффект. Одной из важнейших групп критериев при оценке экономической эффективности эргономических исследований и решений являются критерии, связанные со снижением утомляемости, повышением надежности функционирования оператора, оптимизацией информационных свойств средств отображения информации и структурных реализаций. «Утомляемость — по оценке Монмоллена — имеет цену, так же как и несчастные случаи, и даже сама человеческая жизнь» [1].

С разработкой цифровых методов преобразования и представления информации о динамических параметрах (вместо существующих аналоговых преобразователей со стрелочной индикацией) появилась потребность в разработке средств отображения, отвечающих совокупности системотехнических требований. Основная трудность при комплексном проектировании средств обработки и отображения заключается в необходимости одновременного обеспечения метрологических характеристик, требуемых от них как от оконечного звена измерительного тракта, минимальной стоимости, а следовательно, и аппаратных затрат, а также выполнения эргономических требований, предъявляемых к ним как к звену, непосредственно связанному с оператором. В связи с тем, что преобразуемые динамические параметры относятся к оперативной информации, подлежащей постоянному контролю со стороны оператора (судоводителя, пилота), и используются для непосредственного управления объектом, вопросы оптимизации средств отображения преобразованной информации являются актуальными.

Рассмотрим вопросы оптимизации средств обработки и отображения динамических параметров с точки зрения эргономических требований.

Судоводителю, пилоту или оператору быстро протекающего технологического процесса приходится работать в сложных

условиях, когда надежность принятия правильного решения по управлению объектом должна быть особенно высокой. Существующие стрелочные указатели обладают рядом недостатков, присущих аналоговым приборам. Наиболее существенные из них — малый размер цифр, малый угол обзора, что ведет к снижению надежности считывания информации.

Преимущество цифровых средств обработки и отображения информации широко рассмотрено в ряде работ [2, 3 и др.]. Хорошая конфигурация цифровых символов позволяет минимизировать ошибки считывания информации оператором, а возможность синтезировать цифру различного размера позволяет увеличить дальность считывания информации. К существенным достоинствам цифровых средств отображения можно отнести большой угол обзора и бесшумность в работе. Однако цифровые методы представления информации человеку-оператору ставят ряд следующих задач с точки зрения выполнения эргономических требований: согласование скорости изменения динамического параметра и функционального преобразования, а также вывода преобразованной информации на средства отображения со скоростью приема информации человеком-оператором; устранение избыточной информации; оптимальное размещение средств отображения в зоне управления.

Рассмотрим вопрос согласования скорости вывода информации на системы отображения с динамическими свойствами преобразуемых и индицируемых параметров и возможностями приема информации человеком-оператором. Очевидно, что при выполнении условия

$$V_{\text{пр. макс}} \geq V_{\text{вх. макс}}, \quad (1)$$

где $V_{\text{вх. макс}} = \frac{\Delta x_{\text{макс}}}{\tau}$ — максимальная скорость изменения входного параметра; $V_{\text{пр. макс}} = \frac{\Delta y_{\text{макс}}}{\tau}$ — максимальная скорость преобразования входного параметра x в выходной y за время τ , запаздывание информации отсутствует, и оператор получает значение преобразуемого динамического параметра в реальном масштабе времени.

Рассмотрим теперь эффективность представления преобразованной информации человеку-оператору. Для современных человеко-машинных динамических систем управления, к которым можно отнести суда, летательные аппараты, характерно перераспределение времени управления объектом между оператором и УВМ или системой автоматического управления в зависимости от изменения внешних условий. При этом часто оператор вынужден длительное время управлять объектом по нескольким главным параметрам, представленным на современном уровне преобразовательной техники в цифровом виде. Вопросу согласования потока информации с пропускной способностью человека-оператора посвящено много работ [1—3 и др.]. Наиболее распространенным приемом согласования является

сокращение различными способами потока информации до его поступления на средства отображения. Например, на средства отображения выводятся только вышедшие за пределы допусков параметры или отображается обобщенная характеристика процесса, заранее производится группировка параметров по требуемому в процессе управления и контроля признаку. Это позволяет сконцентрировать внимание оператора, сокращает время считывания параметра.

Однако для динамических параметров, имеющих высокую и переменную во времени скорость изменения, при цифровых методах представления в задаче согласования возникает новая сложность, связанная с возникновением противоречия между выполнением требования отображения информации без существенного запаздывания с максимальной скоростью изменения параметра и удобством вывода информации оператору на низких скоростях изменения динамических параметров.

Можно предложить следующий метод решения возникшего противоречия. Известно, что скорость вывода информации на средства отображения и скорость приема и обработки этой информации человеком-оператором связаны неравенством $V_{п} \leq V_{об}$. Анализ зависимости скорости приема и обработки информации оператором с индикаторного табло от частоты входных раздражителей показывает, что оптимальная скорость лежит в пределах 0,1—5,5 бод, причем максимальная скорость длительного приема информации оператором составляет примерно 8 бод. Следовательно, скорость смены информации для рассматриваемых человеко-машинных систем управления должна соответствовать условию

$$V_{см} = V_{по} \leq 8 \text{ бод.} \quad (2)$$

Анализ приведенных выше соотношений позволяет сформулировать граничные условия скорости смены цифровой информации для динамических параметров на средствах отображения

$$V_{см \max} = \begin{cases} V_{п \max} & \text{при } V_{п \max} \leq V_{оп \max}; \\ V_{оп \max} & \text{при } V_{п \max} > V_{оп \max}, \end{cases} \quad (3)$$

где $V_{см \max}$ — максимальная скорость смены информации на цифровом табло.

В динамических системах, как правило, скорость изменения параметра непостоянна и находится в диапазоне от нуля до априорно известного максимального значения. При наличии в системе постоянной, фиксированной скорости вывода на средства отображения информации она должна быть выбрана, исходя из верхней границы диапазона скоростей изменения параметра для выполнения условия (3), которое обеспечивает отсутствие динамической погрешности в отображаемой информации. Тогда при снижении скорости изменения отображаемого параметра в цифровом преобразователе возникают избыточные изме-

рения. Мерой количественной оценки относительной избыточности может быть выбрано известное соотношение [4]

$$K_n = \frac{H(x)_{\max} - H(x)}{H(x)_{\max}}. \quad (4)$$

Здесь $H(x)$ — энтропия реального сообщения; $H(x)_{\max}$ — энтропия соответствующего ему оптимального сообщения.

Избыточность информации на низких скоростях изменения параметра приводит к явлению «мерцания» цифр при попадании значения параметра в зону с равной вероятностью появления соседних цифровых отсчетов. Мерцание появляется в младшем или нескольких разрядах цифрового табло практически с выбранной максимальной частотой смены информации. Такое мерцание цифр приводит к быстрой утомляемости оператора. Оно может быть устранено согласованием скорости смены информации на средствах отображения со скоростью изменения преобразуемого параметра.

Таким образом, скорость смены информации на табло требуется поставить в соответствие скорости изменения параметра с естественным ограничением по максимальной скорости обработки информации человеком-оператором:

$$V_{\text{см}} = \begin{cases} V_n & \text{при } V_n \leq V_{\text{оп max}}; \\ V_{\text{оп}} & \text{при } V_n > V_{\text{оп max}}. \end{cases} \quad (5)$$

Реализация данного соотношения возможна при постоянном контроле скорости изменения параметра, которая для цифровых преобразователей может быть вычислена как приращение входного параметра за временной интервал t :

$$V_n = \frac{\Delta x}{t}, \quad \Delta x = l, \quad l = 0, 1, \dots, n. \quad (6)$$

Для максимальной скорости нарастания параметра выражение (6) удобно представить через нарастание единицы дискретности преобразованной величины во времени, которое для данного параметра будет минимальным:

$$V_{n \text{ max}} = \frac{l}{t_{n \text{ min}}}. \quad (7)$$

Тогда частота вывода информации на цифровое табло, соответствующая указанной максимальной скорости, будет равна

$$F_{\text{выв. max}} = \frac{1}{t_{n \text{ min}}}. \quad (8)$$

Для минимальной скорости нарастания параметра частота вывода информации должна быть уменьшена на число l получаемых избыточных измерений

$$F_{\text{выв. min}} = \frac{1}{l t_{n \text{ min}}}. \quad (9)$$

Это позволит управлять частотой вывода информации на средства отображения по выражению

$$F_{\text{выв}} = \frac{F_{\text{выв. макс}}}{n - l + 1}. \quad (10)$$

В случае необходимости избыточность измерений может быть использована для повышения точности преобразования. При стремлении минимальной скорости нарастания параметра к нулю число избыточных измерений стремится к бесконечности, поэтому минимальная частота вывода информации на цифровое табло может быть выбрана, исходя из анализа оптимальной зоны пропускной способности оператора, находящейся в диапазоне от 0,1 до 8 бит/с.

Вследствие дискретности измерения параметра и его приращения значения скоростей смены информации на цифровом табло целесообразно выбирать также из дискретного ряда. Количество этих скоростей зависит от диапазона изменения скоростей параметра и вероятности появления данного значения скорости. В соответствии с этим весь диапазон скоростей изменения параметра может быть разбит на поддиапазоны, количество которых определит число скоростей смены информации на табло средств отображения информации, причем для каждого поддиапазона скорость смены информации больше максимальной скорости изменения параметра. Таким образом, выражение (5) примет вид

$$V_{\text{см}} = \begin{cases} V_{n1} & \text{при } V_n \leq V_{n1}; \\ V_{n2} & \text{при } V_{n1} < V_n \leq V_{n2}; \\ \dots & \dots \\ V_{ni} & \text{при } V_{ni-1} < V_n < V_{ni}; \\ V_{\text{об макс}} & \text{при } V_n > V_{\text{об макс}}. \end{cases} \quad (11)$$

Соотношения (11) можно представить в виде графика зависимости скорости смены информации на цифровом табло от скорости изменения параметра (рис. 1).

Для динамических параметров характерно, что вероятность появления высоких скоростей изменения параметра больше вероятности появления низких скоростей нарастания параметра, конечность времени измерения приращения параметра может привести к задержке переключения скорости вывода информации на средства отображения, что, в свою очередь, приводит к запаздыванию информации. Для ликвидации запаздывания скорость смены информации на цифровом табло целесообразно увеличить по отношению к скорости изменения параметра на ΔV , что позволит компенсировать дополнительные затраты времени. Учитывая изложенное, выражение (5) можно переписать следующим образом:

$$V_{\text{см}} = \begin{cases} V_{n1} + \Delta V & \text{при } V_n \leq V_{n1}; \\ V_{n2} + \Delta V & \text{при } V_{n1} < V_n \leq V_{n2}; \\ \dots & \dots \\ V_{ni} + \Delta V & \text{при } V_{ni-1} < V_n < V_{ni}; \\ V_{\text{об max}} & \text{при } V_n > V_{\text{об max}}. \end{cases} \quad (12)$$

Предложенный метод согласования скорости вывода информации на средства отображения и скорости изменения преобразуемого и отображаемого параметра применим как при автономном выводе динамического параметра на цифровой индикатор, так и при выводе потока информации о динамических параметрах на цифровые дисплеи любого типа (электронно-лучевые трубки, плазменные табло и другие).

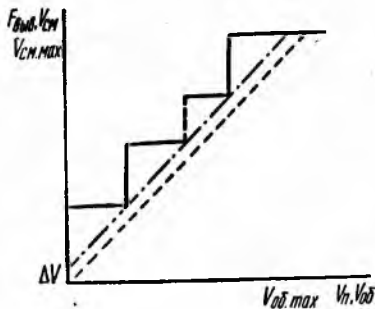


Рис. 1. График зависимости скорости смены информации на цифровом табло от скорости изменения параметра

В динамических системах скорость изменения параметров переменна, скорость преобразования и занесения параметров в регистр выбирается исходя из верхней границы диапазона скоростей изменения параметра. Тогда при низких скоростях изменения параметра за время нарастания единицы дискретности производится несколько циклов измерений. При этом если в конце каждого цикла измерения заносить результат в регистр, оператор не увидит на индикаторном табло изменения численного значения. Лабораторные испытания такого метода вывода информации на средства отображения не проявили его отрицательную сторону. Испытания на объекте показали, что при низких скоростях изменения параметра, вплоть до остановки и изменения направления возможно попадание его значения в зону с равной вероятностью появления соседних цифровых отсчетов, что вызывает мерцание цифр в младшем или одновременно во всех разрядах индикаторного табло, практически с выбранной максимальной частотой занесения, например такие:

- 32,3
- 32,4 (мерцание в десятых долях),
- 299,9
- 300,0 (мерцание во всех разрядах),

причем параметр может оставаться на этом значении некоторое время, что быстро утомляет оператора. Экстраполируя предложенные примеры для многопараметрических дисплеев, отображающих динамические параметры, можно предположить, что

утомляемость оператора возрастает пропорционально количеству индицируемых динамических параметров с перечисленными свойствами.

Рассмотрим алгоритм адаптации скорости вывода информации на индикаторное табло к скорости изменения параметра. Имеется множество Φ отсчетов $\varphi_i \in \Phi$ динамического параметра, подлежащего отображению, представленных в число-импульсных и двоично-десятичных кодах. Обобщенный алгоритм про-

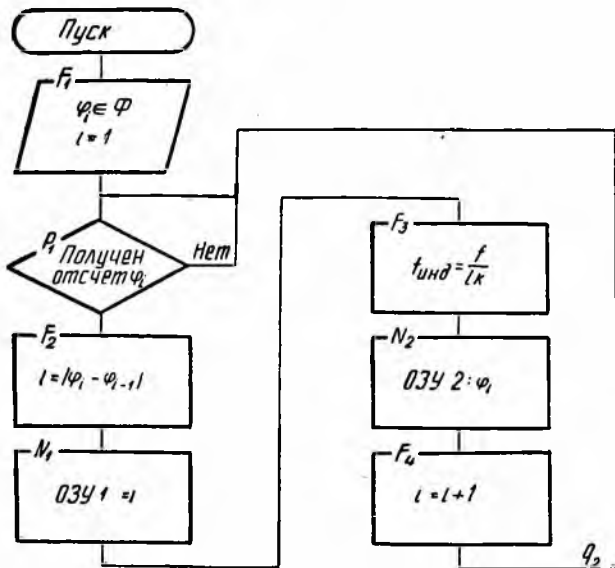


Рис. 2. Обобщенный алгоритм процесса преобразования скорости изменения параметра в частоту следования импульсов

цесса преобразования скорости изменения параметра в частоту следования импульсов показан на рис. 2. Как видим, процесс вычисления заключается в следующем. Кодовый эквивалент приращения параметра N_i вычисляется как

$$N_i = |N_{\varphi_i} - N_{\varphi_{i-k}}|, \quad (13)$$

где $i - k$ — определяется заданным временным интервалом, на котором вычисляется кодовый эквивалент скорости.

Последний определяется в соответствии с (6), причем максимальному значению скорости изменения параметра соответствует число n единиц дискретности отсчета кода скорости, а текущему значению скорости — l отсчетов. Частота занесения информации в регистр в соответствии с (10) выполняется по соотношению

$$f_{инд} = \frac{f_{сан.макс}}{n - l + 1}. \quad (14)$$

Укрупненная структурная схема преобразователя скорость — частота приведена на рис. 3. Если по выражению (13) кодовый эквивалент вычислять в параллельных кодах, то разрядность арифметического устройства должна соответствовать максимальному значению параметра, а число межблочных связей будет приближаться к максимальному. Вычисление приращения



Рис. 3. Укрупненная структурная схема преобразователя скорость — частота

параметра в число-импульсных кодах позволяет снизить разрядность вычислителя и число межблочных связей.

Приведенный алгоритм применен для автоматического изменения частоты вывода информации на индикаторные табло в цифровых курсоуказателе и аксиометре [5]. Для переключения частоты вывода информации на индикаторном табло вводится дополнительный регистр. Частота смены информации в нем регулируется с помощью управляемого делителя и обеспечивает деление частоты импульсов занесения информации в регистр, толчаемых на выходе формирователя тактовых импульсов в соответствии с кодом управления, поступающим на управляющий делитель с выхода регистра приращения параметра. Код в нем пропорционален скорости изменения значения параметра.

Список литературы: 1. Монмоллен М. Системы «человек — машина». — М.: Мир, 1973. — 256 с. 2. Бугаев Б. П., Денисов В. Г. Пилот и самолет. — М.: Машиностроение, 1976. — 112 с. 3. Денисов В. Г. Человек и машина в системе управления. — М.: Знание, 1973. — 74 с. 4. Кузьмин И. В., Кедрус В. А. Основы теории информации и кодирования. — К.: Вища шк., 1977. — 279 с. 5. А. с. 921965 (СССР). Судовой цифровой аксиометр / З. В. Ивановская, Д. К. Михнов, — Опубл. в Б. И., 1982, № 15.

Поступила в редколлегию 05.03.85.

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ТАБЛИЦ РЕШЕНИЙ ДЛЯ СИНТЕЗА АЦИКЛИЧЕСКИХ АЛГОРИТМОВ

Проблема создания систем искусственного интеллекта тесно связана с автоматическим синтезом алгоритмов. Известен ряд возможных подходов к автоматическому синтезу алгоритмов, например [1, 2]. Одним из подходов является использование для этой цели таблиц решений (ТР). ТР позволяют в удобной и наглядной форме представить логику задачи, проверить ее корректность [3] и автоматически построить граф-схему алгоритма решения этой задачи [4]. Однако, несмотря на очевидные достоинства [5, 6], ТР находят применение только для синтеза алгоритмов, граф-схемы которых представляют собой полные бинарные деревья либо приводятся к ним. Под полным бинарным деревом понимается дерево, полустепень исхода каждой вершины которого равна либо двум, либо нулю.

В статье рассматривается одна из возможных модификаций аппарата ТР для целей синтеза ациклических алгоритмов, граф-схемы которых сводятся к деревьям с вершинами, имеющими полустепень исхода не более двух, т. е. представляющих более широкий класс деревьев, чем полные бинарные деревья.

Известно, что по одной ТР можно построить несколько граф-схем алгоритмов, функционально эквивалентных друг другу, в которых выполнение действий производится только после проверки условий, а порядок выполнения проверок условий безразличен. Это свойство ТР называют свойством непроцедурности. Количество граф-схем, которые можно построить, определяется выражением [6]

$$\prod_{i=1}^n i(2^{n-i}),$$

где n — количество условий в ТР.

Поставим ТР в соответствие множество $T = \{t_s\}$, $s = 1, 2, \dots, n + m$, составленное из множества условий $C = \{c_i\}$, $i = 1, 2, \dots, n$ и множества действий $A = \{a_j\}$, $j = 1, 2, \dots, m$.

Построение по ТР граф-схемы ациклического алгоритма можно представить как расстановку в заданном порядке для каждого маршрута граф-схемы определенных элементов множества T . Тогда порядок на множестве T может быть задан с помощью бинарного отношения предшествования $R: t_i R t_j$, означающего, что выполнение t_i предшествует выполнению t_j . Если отношение R определено только на основании информации,

содержащейся в обычной ТР, то можно показать, что множество T не является ни упорядоченным, ни частично упорядоченным. Именно поэтому по ТР можно построить семейство функционально эквивалентных граф-схем алгоритмов, т. е. в основе непроедурности ТР лежит неупорядоченность множества T .

Следовательно, чтобы устранить непроедурность ТР, требуется упорядочить множество T , для чего нужно доопределить отношение R , задающее порядок на этом множестве, что в свою очередь даст возможность строить по ТР граф-схемы ациклических алгоритмов.

Бинарное отношение предшествования R между элементами множества T представим в виде булевой квадратной матрицы L :

$$l_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если } t_i R t_j, \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

которую назовем матрицей следования.

Доопределение отношения R заключается в заполнении матрицы следования исходя из постановки задачи или ее аксиоматической модели. Совокупность ТР и связанной с ней матрицы следования будем в дальнейшем называть связанной таблицей решений (СТР).

Непроедурность ТР может быть устранена либо полностью, либо частично в зависимости от заполненности матрицы следования. СТР с нулевой матрицей следования соответствует обычной ТР, т. е. ТР представляет частный случай СТР.

Для матрицы следования укажем два свойства, с помощью которых можно проверить корректность ее заполнения.

Свойство 1. Диагональные элементы матрицы следования должны быть нулевыми: $\forall (i) (l_{ii} = 0)$.

Это следует из того, что для граф-схем ациклических алгоритмов не имеет смысла $t_i R t_i$, т. е. из иррефлексивности отношения R .

Свойство 2. Симметричные элементы матрицы следования, в которой вычислены все транзитивные замыкания, не могут одновременно быть единичными: $\forall (ij) ((l_{ij} = 0) \vee (l_{ji} = 0))$.

Это обусловлено тем, что для граф-схем ациклических алгоритмов не может быть одновременно $t_i R t_j$ и $t_j R t_i$, т. е. асимметричностью отношения R .

Прежде чем дать описание алгоритма синтеза по СТР граф-схемы алгоритма, введем ряд определений, а также построим и обозначим на множестве T (составленном из множества S и A) несколько вспомогательных подмножеств.

Определение 1. ТР, в которой нет условий или ни одно из условий не является существенным, т. е. для него не указано ни одно из допустимых значений истинности, будем называть безусловной.

Определение 2. Действие, которое требуется выполнять

во всех правилах ТР, будем называть безусловно выполнимым для этой ТР.

Множество безусловно выполнимых действий обозначим \bar{A} . Очевидно, что $\bar{A} \subseteq A$, причем равенство имеет место только для безусловной ТР. Очевидно также, что в целях минимизации занимаемой памяти при построении граф-схемы алгоритма безусловно выполнимые действия желательно располагать как можно ближе к корню дерева.

Обозначим $C^s = \{c_i | \exists (j) (t_j R c_i)\}$ — подмножество связанных условий, $\bar{C}^s = \{c_i | \neg \exists (j) (t_j R c_i)\}$ или $\bar{C}^s = C \setminus C^s$ — подмножество несвязанных условий. Аналогично обозначим $A^s = \{a_i | \exists (j) (t_j R a_i)\}$ — подмножество связанных действий, а $\bar{A}^s = \{a_i | \neg \exists (j) (t_j R a_i)\}$ или $\bar{A}^s = A \setminus A^s$ — подмножество несвязанных действий.

Теперь основные этапы синтеза граф-схемы алгоритма решения задачи, представленной СТР, можно записать в виде следующей последовательности действий.

1. Образовать для ТР множества $C, C^s, \bar{C}^s, A, \bar{A}, A^s, \bar{A}^s$.
2. Повторять, пока $\bar{A} \cap \bar{A}^s \neq \emptyset$.
 - 2.1. Если $a_i \in \bar{A} \cap \bar{A}^s$, то:
 - 2.1.1. Построить соответствующую вершину граф-схемы.
 - 2.1.2. Из матрицы L удалить i -ю строку и i -й столбец.
 - 2.1.3. Переформировать множества $\bar{A}, A^s, \bar{A}^s, C^s, \bar{C}^s$.
 3. Если ТР безусловна, то:
 - 3.1. Если $A \neq \emptyset$, то выдать сообщение об ошибке в исходных данных.
 - 3.2. Перейти на п. 10.
 4. Если $C^s = C$, то:
 - 4.1. Выдать сообщение об ошибке в исходных данных.
 - 4.2. Перейти на п. 10.
 5. Выбрать $c_j \in \bar{C}^s$, удовлетворяющее заданному критерию оптимальности граф-схемы.
 6. Построить для c_j соответствующую вершину граф-схемы.
 7. Из матрицы L удалить j -ю строку и j -й столбец.
 8. Образовать из ТР для каждого значения c_j свою подтаблицу и матрицу L .
 9. Применить этот алгоритм для каждой подтаблицы.
 10. Закончить построение граф-схемы алгоритма.

Приведенный рекурсивный алгоритм позволяет автоматически строить по СТР граф-схемы ациклических алгоритмов, для которых класс полных бинарных деревьев является подклассом.

Проиллюстрируем применение описанного алгоритма для СТР, приведенной на рис. 1, где нулевые элементы в матрице следования опущены.

C_1	1100
C_2	10--
C_3	- 10
A_1	1111
A_2	1111
A_3	1 1
A_4	1
A_5	1
A_6	11
A_7	11
A_8	1

	C_1	C_2	C_3	A_1	A_2	A_3	A_4	A_5	A_6	A_7	A_8
C_1											
C_2											
C_3											
A_1					1						
A_2	1	1									
A_3											
A_4											
A_5											
A_6									1		
A_7											
A_8											1

Рис. 1. Описание задачи, заданное связанной таблицей решений

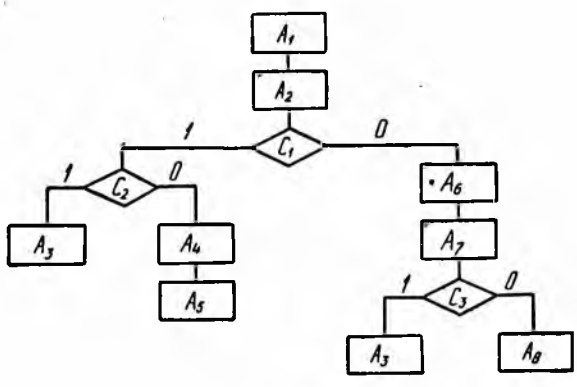


Рис. 2. Синтезированная граф-схема алгоритма

Полученная в результате построения граф-схема алгоритма показана на рис. 2. В качестве критерия оптимальности граф-схемы был принят минимальный размер занимаемой памяти.

Выводы: ТР, обладающие рядом достоинств, находят ограниченное применение в автоматическом синтезе алгоритмов, что объясняется, в частности, присущим им свойством непроцедурности.

Предложена одна из возможных модификаций аппарата ТР — аппарат СТР, позволяющий полностью или частично устранить непроцедурность ТР.

Приведен рекурсивный алгоритм синтеза граф-схем алгоритмов решения задач, представленных СТР, позволяющий автоматически строить граф-схемы ациклических алгоритмов.

Рассмотренный подход может быть положен в основу системы автоматического синтеза ациклических программ.

$$\hat{f}^{(l)} = \{ \hat{f}_k^{(l)} \} \quad (k = 0, 1, \dots, N-1), \quad (2)$$

где

$$\hat{f}_k^{(l)} = \frac{1}{N} \sum_{m=0}^{N-1} f_m^{(l)} \exp \left(-\frac{i2\pi km}{N} \right), \quad (3)$$

причем

$$f_m^{(l)} = f_{j+m} \quad (m = 0, 1, \dots, N-1; j = 0, 1, \dots, M-N). \quad (4)$$

Поскольку каждый последующий сигнал $f^{(j+1)}$ связан, как это следует из (1), с сигналом $f^{(j)}$:

$$f_m^{(j+1)} = f_{m+1}^{(j)} \quad (m = 0, 1, \dots, N-2; j = 0, 1, \dots, M-N-1), \quad (5)$$

то спектр $\hat{f}^{(j+1)}$ можно достаточно экономно вычислять, зная спектр $\hat{f}^{(j)}$ ($j = 0, 1, \dots, M-N-1$).

Рассмотрим, например, как связаны спектры $\hat{f}^{(0)}$ и $\hat{f}^{(1)}$. Имеем:

$$\begin{aligned} \hat{f}_k^{(0)} &= \frac{1}{N} \sum_{m=0}^{N-1} f_m^{(0)} \exp \left(-\frac{i2\pi km}{N} \right) = \frac{1}{N} \sum_{m=0}^{N-1} f_m \exp \left(-\frac{i2\pi km}{N} \right) = \\ &= \frac{f_0}{N} + \frac{1}{N} \sum_{m=1}^{N-1} f_m \exp \left(-\frac{i2\pi km}{N} \right); \end{aligned} \quad (6)$$

$$\begin{aligned} \hat{f}_k^{(1)} &= \frac{1}{N} \sum_{m=0}^{N-1} f_m^{(1)} \exp \left(-\frac{i2\pi km}{N} \right) = \frac{1}{N} \sum_{m=0}^{N-1} f_{m+1} \exp \left(-\frac{i2\pi km}{N} \right) = \\ &= \frac{1}{N} \sum_{m=1}^N f_m \exp \left[-\frac{i2\pi k(m-1)}{N} \right] = \frac{1}{N} \sum_{m=1}^{N-1} f_m \exp \left(-\frac{i2\pi km}{N} \right) \times \\ &\quad \times \exp \frac{i2\pi k}{N} + \frac{f_N}{N} \exp \frac{i2\pi k}{N}. \end{aligned} \quad (7)$$

Сравнивая выражения (6) и (7), получаем

$$\hat{f}_k^{(1)} = \left(\hat{f}_k^{(0)} + \frac{f_N - f_0}{N} \right) \exp \frac{i2\pi k}{N} \quad (k = 0, 1, \dots, N-1). \quad (8)$$

Таким образом, новые спектральные составляющие весьма просто выражаются через старые спектральные составляющие, а также через отсчет f_0 , входящий в сигнал $f^{(0)}$, но не входящий в сигнал $f^{(1)}$, отсчет f_N , не входящий в сигнал $f^{(0)}$, но входящий в сигнал $f^{(1)}$, и экспоненциальные множители.

Так как

$$f_0 = \sum_{k=0}^{N-1} \hat{f}_k^{(0)}, \quad (9)$$

то нет необходимости хранить отдельно отсчет f_0 , если имеется спектр $\hat{f}^{(0)}$. Аналогично осуществляется переход от спектра $\hat{f}^{(l)}$ к

спектру $\hat{f}^{(j+1)}$ при произвольном $0 \leq j \leq M - N - 1$.

Оценим сложность вычисления спектра $\hat{f}^{(j+1)}$, если спектр $\hat{f}^{(j)}$ уже найден. Обозначим экспоненциальные множители в (8) через W_k :

$$W_k = \exp \frac{i2\pi k}{N} \quad (k = 0, 1, \dots, N-1) \quad (10)$$

и будем предполагать, что они вычислены заранее. Обозначим через α значение

$$\alpha = (f_N - f_0) / N. \quad (11)$$

Нахождение α требует выполнения одной операции вычитания и одной операции деления.

Теперь для каждой из N спектральных составляющих $\hat{f}_0^{(1)}, \dots, \hat{f}_{N-1}^{(1)}$ находим

$$\hat{f}_k^{(1)} = (\hat{f}_k^{(0)} + \alpha) \times W_k \quad (k = 0, 1, \dots, N-1). \quad (12)$$

Отыскание каждого значения $\hat{f}_k^{(1)}$ ($k = 0, 1, \dots, N-1$) также требует одной операции сложения и одной операции умножения; для всех спектральных составляющих $\hat{f}^{(1)}$ необходимо N сложений и N умножений. Кроме того, N сложений необходимо для вычисления f_0 по формуле (9). Итак, общее число операций, необходимых для перехода от спектра $\hat{f}^{(0)}$ к спектру $\hat{f}^{(1)}$, равно $3 \cdot N + 2$. Однако, поскольку операция умножения выполняется значительно дольше операции сложения (вычитания), можно считать, что время выполнения описанных вычислений при достаточно больших N эквивалентно N операциям умножения.

Для сравнения заметим, что число арифметических операций при выполнении дискретного преобразования Фурье (ДПФ) составляет N^2 , а при выполнении быстрого преобразования (БПФ) — $N \log_2 N$ умножений. Последняя оценка не учитывает существенных затрат времени на перекрестную адресацию данных. Таким образом, при вычислении спектра $\hat{f}^{(j+1)}$ по формулам (9) — (12) достигается уменьшение числа требуемых операций в N раз по сравнению с ДПФ и в $\log_2 N$ раз по сравнению с БПФ. При этом в отличие от БПФ не требуется выполнения условия $N = 2^n$. Аналогичные формулы имеют место и при сканировании в обратную сторону.

Полученные соотношения обобщаются на случай двумерного преобразования Фурье. Вычисление двумерного спектра $\hat{f}^{(j+1)}$ по значениям спектра $\hat{f}^{(j)}$ выполняется в N_l раз быстрее ДПФ, где

N_1 — размер матрицы сигнала в направлении сканирования, и в $\log_2 N$ раз быстрее двумерного БПФ, где N — объем матрицы сигнала.

Поступила в редколлегию 24.06.84.

ИДК 681.325

В. И. ИВАНОВ, Г. Ф. КРИВУЛЯ, канд. техн. наук, Г. П. ФАСТОВЕЦ

ПОСТРОЕНИЕ АЛГОРИТМОВ ПОИСКА ДЕФЕКТА В УСЛОВИЯХ ВОЗМОЖНОЙ НЕОПРЕДЕЛЕННОСТИ РЕЗУЛЬТАТОВ ПРОВЕРОК

При диагностировании сложных систем (биологических, технических) не всегда удается дать детерминированное описание поведения объекта диагностирования (ОД) в исправном и неисправных состояниях. Это объясняется, с одной стороны, тем, что в больших системах начинают действовать вероятностные законы, а с другой — неадекватностью моделирования таких систем.

Поведение детерминированных ОД принято описывать таблицами функций неисправностей, задающих результаты проверок π_i в зависимости от состояний e_j ОД [1]. Если значение проверки π_i не определено, то имеет смысл говорить о вероятности того или иного результата для проверки π_i , если ОД находится в состоянии e_j . Таким образом, поведение сложного ОД удобно описывать таблицей вероятностей проявления неисправностей (ТВПН), задающей вероятности $p_{i, k, j}$ всех возможных результатов α_k для каждой из проверок π_i в зависимости от состояний e_j ОД.

Так, например, для цифровых ОД множество M всех возможных результатов проверок удобно представить следующим образом [2]:

$$M = \{\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3, \alpha_4\},$$

где α_1 — результат проверки совпадает с эталонным; α_2 — результат проверки не совпадает с эталонным и равен константе нуля; α_3 — результат проверки не совпадает с эталонным и равен константе единицы; α_4 — результат проверки не совпадает с эталонным и состоит из последовательности единиц и нулей.

В таблице приведена ТВПН для ОД, имеющего одиннадцать состояний (e_1 — исправное, e_2, \dots, e_{11} — неисправные состояния, каждому из которых соответствует определенный дефект). Так, если ОД будет находиться в состоянии e_5 , проверка π_1 будет иметь результат α_1 , проверка π_2 с вероятностью 0,5 будет иметь результат α_1 или α_2 , проверки π_3 и π_4 будут иметь результат α_1 .

Кроме ТВПН, для каждого ОД задаются времена t_i выполнения проверок π_i и условные вероятности q_j нахождения ОД в каждом из возможных состояний e_j .

Для ОД большой размерности целесообразно использовать квазиоптимальные условные алгоритмы поиска дефекта со средним временем поиска, близким к минимальному; к таким относятся оптимизированные алгоритмы поиска дефекта [3]. Каждую проверку π_i , включаемую в алгоритм, будем выбирать в соответствии с функцией предпочтения [4]

$$F(\pi_i) = \frac{I(\pi_i)}{t_i} \rightarrow \max, \quad (1)$$

где $I(\pi_i)$ — количество информации, доставляемое проверкой π_i .

Введем следующие обозначения:

S — информационный вектор состояний (ИВС) размерность которого равна числу возможных состояний ОД, его компоненты S_j формируются по следующему правилу:

$$s_j = \begin{cases} 0, & \text{если известно, что ОД не находится в состоянии } e_j; \\ 1, & \text{если ОД может находиться в состоянии } e_j; \end{cases}$$

$r_{i,k,j}$ — вектор проверки π_i для результата α_k , его размерность совпадает с размерностью вектора S , а компоненты $r_{i,k,j}$ равны:

$$r_{i,k,j} = \begin{cases} 1, & \text{если } p_{i,k,j} \neq 0; \\ 0, & \text{если } p_{i,k,j} = 0. \end{cases}$$

Количество информации, доставляемое проверкой π_i , определяется формулой

$$I(\pi_i) = H(S) - \sum_{\alpha_k \in M} P(\pi_i^{\alpha_k}) H(S | \pi_i^{\alpha_k}), \quad (2)$$

где $H(S)$ — априорная энтропия исходного состояния ОД; $P(\pi_i^{\alpha_k})$ — вероятность результата α_k для проверки π_i ; $H(S | \pi_i^{\alpha_k})$ — условная

постериорная энтропия при условии, что проверка π_i имеет результат α_k ; M — множество возможных результатов проверки π_i .

В свою очередь

$$H(S) = - \sum_{j=1}^n \frac{s_j q_j}{\sum_{m=1}^n s_m q_m} \log_2 \frac{s_j q_j}{\sum_{m=1}^n s_m q_m},$$

$$P(\pi_i^{\alpha k}) = \frac{\sum_{j=1}^n s_j q_j p_{i,k,j}}{\sum_{j=1}^n s_j q_j}, \quad (3)$$

где n — число состояний ОД.

По теореме Шеннона

$$H(S | \pi_i^{\alpha k}) = - \sum_{j=1}^n \frac{s_j^r{}_{i,k,j} q_j}{\sum_{m=1}^n s_m^r{}_{i,k,m} q_m} \log_2 \frac{s_j^r{}_{i,k,j} q_j}{\sum_{m=1}^n s_m^r{}_{i,k,m} q_m}. \quad (4)$$

Здесь $\frac{s_j^r{}_{i,k,j} q_j}{\sum_{m=1}^n s_m^r{}_{i,k,m} q_m}$ — условная вероятность того, что после проведения проверки π_i , которая имеет результат α_k , ОД находится в состоянии e_j .

Очередной ИВС S' для результата α_k выбранной проверки π_i определяется по формуле

$$s_j' = s_j^r{}_{i,k,j}, \quad (5)$$

где s_j' — j -я компонента очередного ИВС S' .

Алгоритмы поиска дефекта удобно представлять в виде древовидных графов. В вершинах дерева проставляются ИВС. Ветви дерева соответствуют выбранным проверкам и их результатам. Корневая вершина содержит ИВС, состоящий только из единичных компонент (подозреваются все состояния). В конечных вершинах содержатся ИВС, единичные компоненты которых соответствуют локализованным состояниям.

Алгоритм построения дерева поиска дефекта имеет следующий вид.

1. В корневую вершину помещаем ИВС S , состоящий из единичных компонент.

2. Для очередной вершины с ИВС S производим выбор проверки. С этой целью для всех неиспользованных выше проверок π_i определяем значение функции предпочтения $F(\pi_i)$ и выбираем проверку, для которой оно максимально.

3. Заносим выбранную проверку в дерево поиска дефекта.

4. Находим для каждого результата α_k выбранной проверки π_i очередные ИВС S' .

5. Если для какого-либо результата α_k выбранной проверки π_i получен вектор S' , состоящий только из нулевых компонент, то результат α_k невозможен. В дерево поиска дефекта заносятся векторы S' для всех существующих результатов (векторы S' , имеющие хоть одну единичную компоненту).

6. Очередные ИВС S' , помещенные в дерево, далее именуется просто ИВС S .

7. Выбираем любую концевую вершину с ИВС S , содержащим более одной единичной компоненты, и переходим к п. 2.

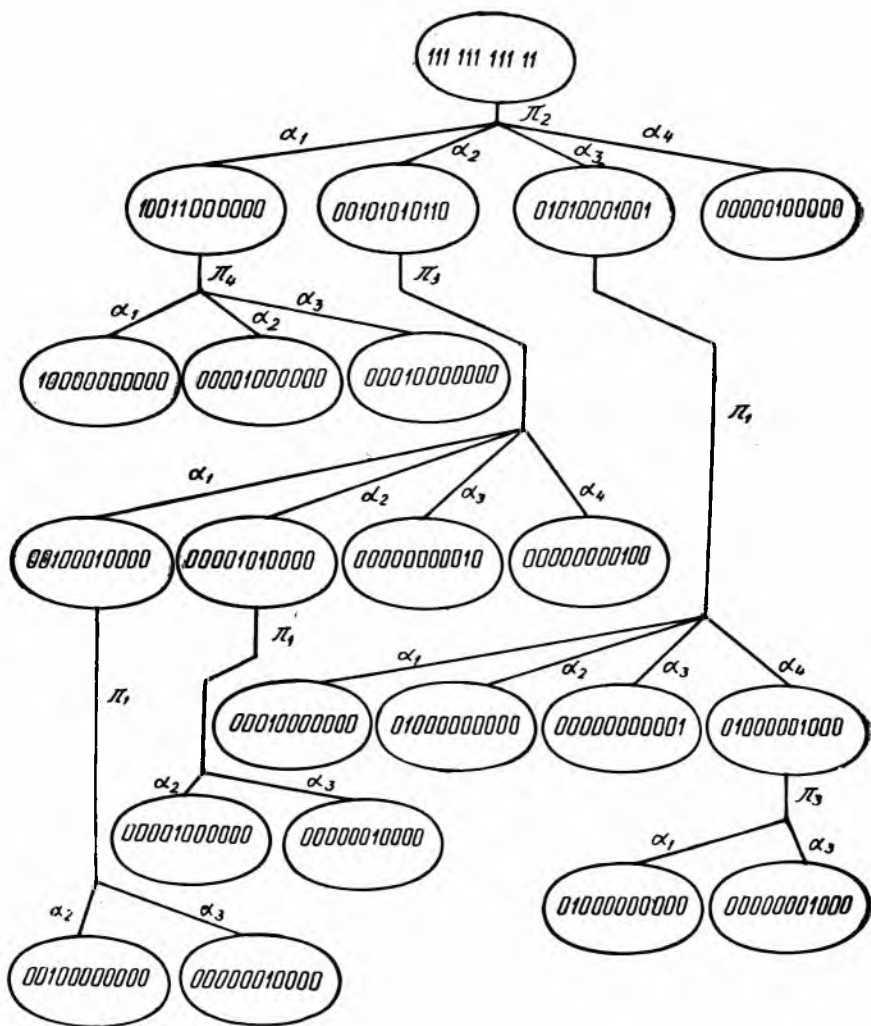
8. Если все концевые вершины содержат ИВС с одной единичной компонентой или использованы все проверки, построение дерева поиска дефекта окончено.

На рисунке изображено дерево поиска дефекта, построенное для ОД, заданного ТВПД, приведенной выше, с временами выполнения проверок $t_1=1$; $t_2=0,5$; $t_3=1$; $t_4=0,5$ и условными вероятностями нахождения в каждом из возможных состояний $q_1=0,7$; $q_2=0,02$; $q_3=0,02$; $q_4=0,02$; $q_5=0,02$; $q_6=0,05$; $q_7=0,03$; $q_8=0,03$; $q_9=0,05$; $q_{10}=0,03$; $q_{11}=0,03$.

Приведенная методика построения алгоритмов поиска дефекта в условиях, когда результаты проверок могут быть неопределены, доведена авторами до программной реализации и используется в автоматизированной системе диагностирования радиоэлектронного оборудования. Результатом работы программы являются деревья поиска дефекта в закодированном виде, используемые в качестве математического обеспечения микро-ЭВМ, управляющей зондом данных.

Список литературы: 1. *Основы технической диагностики* / Под ред. П. П. Пархоменко.— М.: Энергия, 1976.— 464 с. 2. *Шкиль А. С., Рустинков В. А., Черножуков Е. С.* Автоматизированная система проверки и поиска дефектов дискретных устройств.— В кн.: *Вопр. технич. диагностики*. Ростов н/Д, 1983, с. 103—107. 3. *Основы технической диагностики* / Под ред. П. П. Пархоменко.— М.: Энергия, 1981.— 320 с. 4. *Сердаков А. С.* Автоматический контроль и техническая диагностика.— К.: Техніка, 1971.— 244 с.

Поступила в редколлегию 26.03.85.



Алгоритм поиска дефекта

МЕТОДИКА ОПРЕДЕЛЕНИЯ ТРЕБОВАНИЙ К ВЕРНОСТИ ПЕРЕДАЧИ ВСПОМОГАТЕЛЬНОЙ ЦИФРОВОЙ ИНФОРМАЦИИ

Известно, что наличие ошибок в полезном сообщении не оказывает, как правило, заметного влияния на качество приема вспомогательной информации [1—4]. Однако ошибки передачи вспомогательных символов в некоторых случаях могут приводить к существенному снижению верности полезных сообщений и, в частности, к появлению длинных серий ошибочных информационных символов [2, 3]. Данная неидентичность влияния ошибок передачи вспомогательных и информационных символов, а также неодинаковые, в общем случае, условия их приема и прохождения по каналу связи, обуславливают необходимость неравномерной защиты указанных групп символов. В связи с этим весьма актуальной является задача разработки достаточно общей методики обоснования корректных требований к верности передачи вспомогательной цифровой информации.

На первом этапе исследований представляется целесообразным ввести упрощающее предположение о том, что по каналу цифровой связи передается полезное сообщение из M информационных символов ($M \in N$, где N — множество натуральных чисел), сопровождаемое одним вспомогательным символом. В этом случае необходимо различать два типа ошибок, характеризующихся вероятностями $p_n(1 - p_v)$ и $p'_n p_v$, где p_v — вероятность ошибки передачи вспомогательного символа; p_n — вероятность ошибки передачи информационного символа при условии безошибочного приема вспомогательного символа (в общем случае $p_n \neq p_v$); p'_n — вероятность появления ошибки при приеме информационного символа в случае наличия ошибки передачи вспомогательного символа (как правило, $p'_n \geq p_n$ [1—4]). Таким образом, эквивалентная (эффективная) вероятность ошибки p_3 может быть определена следующим образом:

$$p_3 = p_n(1 - p_v) + p'_n p_v = p_n(1 - p_v) + \beta p_n p_v, \quad (1)$$

где $\beta = \frac{p'_n}{p_n} \geq 1$.

Из соотношения (1) с учетом того, что $p'_n = \beta p_n \geq p_n$, следует, в частности, вывод, что $p_3 = k p_n \geq p_n$, где $k = \frac{p_3}{p_n} = (1 - p_v) + \beta p_v \geq 1$, но, в то же время, $p_3 \geq p_n = \beta p_n$, т. е. $\beta \leq k$.

Вместе с тем необходимо учитывать, что влияние (видность) ошибок первого и второго типа на качество полезного сообще-

ния в общем случае различно [3]. Поэтому выражение (1) целесообразно переписать в следующем виде:

$$f\{p_3\} = f^*\{p_n\}(1 - p_b) + f^*\{p_n'\} p_b. \quad (2)$$

Здесь $f\{\cdot\}$ — функция видности ошибок передачи информационных символов, причем звездочкой (*) обозначена функция видности ошибок (как правило — одиночных и (или) сравнительно коротких пачек) при условии безошибочного приема вспомогательного символа, а значком (#) обозначена функция видности ошибок (включая и возможный случай группирования их в достаточно длинные серии) при условии наличия ошибки передачи вспомогательного символа. В ряде практически важных случаев (при преимущественном появлении одиночных и (или) коротких пачек ошибок) функцию $f^*\{\cdot\}$ можно считать тождественной, т. е. $f^*\{p_n\} = p_n$. Тогда в достаточно широкой области значений аргумента p_n функция $f^*\{\cdot\}$ является линейной [2, 3], причем $f^*\{p_n'\} = M^* p_n$, где коэффициент пропорциональности M^* количественно совпадает со средней длиной образующейся вследствие ошибочной передачи вспомогательного символа серии ошибок информационных символов, т. е. $1 \leq M^* \leq M$. Если при этом передаются полезные сообщения различной длины, то имеет место следующее неравенство:

$$M_i \div M_i^* \leq M_j^* \div M_j > M_i; \quad i \neq j; \quad i, j \in N, \quad (3)$$

т. е. M^* зависит, в общем случае, от длины полезного сообщения.

Таким образом, соотношение (2) может быть преобразовано к следующему виду:

$$\alpha p_3 = p_n (1 - p_b) + M^* p_n' p_b, \quad (4)$$

где

$$\alpha = \frac{1}{k} [1 + (M^* \beta - 1) p_b] = \frac{1 + (M^* \beta - 1) p_b}{1 + (\beta - 1) p_b}.$$

Отсюда можно найти общее аналитическое соотношение для определения требований к верности передачи вспомогательной информации, которое имеет следующий вид:

$$p_b \leq \frac{\alpha p_3 - p_n}{M^* p_n' - p_n} = \frac{\alpha k - 1}{M^* \beta - 1}. \quad (5)$$

Таким образом, выражение (5) позволяет однозначно определять требования к вероятности ошибки p_b , выполнение которых при известных значениях вероятности p_n и коэффициентов M^* и β обеспечивает качество приема полезных сообщений не хуже априорно заданного величиной произведения α_k . Если, например, $p_n = 1$ (т. е. $\beta = 1/p_n$) и максимально допустимая степень ухудше-

ния качества полезного сообщения $\alpha k = 2$, то выражение (5) может быть преобразовано следующим образом:

$$p_B \leq \frac{1}{M^* (1/p_n) - 1} = \frac{p_n}{M^* - p_n} \Big|_{p_n < M^* > 1} \cong \frac{p_n}{M^*}. \quad (6)$$

В частности, при ошибке передачи синхросимвола возможно образование пакета ошибок, длина M^* которого при заданной скорости модуляции B определяется длительностью периода $\Delta\tau_c$ восстановления синхронизма, т. е. $M^* = \Delta\tau_c B$. Как правило, $M^* = \Delta\tau_c B = (10^1 \div 10^2)$ элементарных информационных символов [1—3] и, следовательно, в данном случае $p_B \leq (0,01 \div 0,1) p_n$. Это совпадает с известным эмпирическим требованием обеспечения верности передачи синхροинформации на $(1 \div 2)$ порядка выше верности передачи информационных символов собственно полезного сообщения [1—3].

Используем зависимость требований к верности передачи вспомогательной информации от длины M полезного сообщения, позволяющую определять максимально допустимое для заданных вероятностей p_B , p_B , p_n и p_n значение M . С этой целью введем коэффициент $\varphi = M^*/M$. Тогда из формулы (5) можно получить неравенство, позволяющее оценить максимально допустимую длину полезного сообщения, причем

$$M \leq \frac{\alpha p_B - p_n (1 - p_B)}{\varphi p_n p_B} = \frac{\alpha k - (1 - p_B)}{\varphi \beta p_B} \Big|_{p_B < 1} = \frac{\alpha k - 1}{\varphi \beta p_B} \Big|_{\alpha k = 2} = \frac{1}{\varphi \beta p_B}. \quad (7)$$

В частном случае передачи синхροинформации M^* можно определить как $M^* = \Delta\tau_c B \bar{L}$. Здесь \bar{L} — среднее число срывов синхронизации за время передачи полезного сообщения из M информационных символов, причем $\bar{L} = M T_n / \Delta\bar{T}_c$, где $\Delta\bar{T}_c$ — математическое ожидание периода времени до срыва синхронизации, а T_n — период повторения элементарных информационных символов. Если, например, используемая система синхронизации реализована на основе схемы ФАПЧ, то [2]

$$\Delta\bar{T}_c = \frac{\pi}{4} \cdot \frac{\exp(2\gamma)}{\Delta f_{ш}}, \quad (8)$$

где γ — отношение сигнал — шум в шумовой полосе $\Delta f_{ш}$ данной системы синхронизации.

При этом получаем

$$\varphi = \frac{(M T_n / \Delta\bar{T}_c) \Delta\tau_c B}{M} = \frac{T_n}{\Delta\bar{T}_c} \Delta\tau_c B = \text{const}(M). \quad (9)$$

Из формул (7) и (9) следует, что увеличение длины M полезного сообщения необходимо сопровождать соответствующим повышением верности передачи синхροинформации, т. е. вероятность ошибки p_B для синхросимволов должна уменьшаться

обратно пропорционально возрастанию M . Данное требование эквивалентно известному выводу о необходимости повышения отношения сигнал — шум γ в канале синхронизации при увеличении длительности сеанса связи [1—3].

Отметим, что в общем случае длина «сосредоточенного» во времени вспомогательного сообщения может быть более одного символа. Если данное сообщение из n вспомогательных символов ($n \geq 1, n \in N$) не содержит естественной и (или) искусственно введенной избыточности, то под вероятностью его ошибочного приема $p_{в(n)}$ необходимо понимать

$$p_{в(n)} = 1 - \prod_{i=1}^n (1 - p_{вi}) \Big|_{p_{вi} = p_{вj} = p_{в}, \forall i, j \in [1, n]} = 1 - (1 - p_{в})^n, \quad (10)$$

где $p_{вi}$ — вероятность ошибки приема i -го вспомогательного символа. Отсюда следует, в частности, что если $p_{вi} < 1, \forall i \in [1, n]$, то $p_{в(n)} > p_{вi}, \forall n > 1$ и $\forall i \in [1, n]$, т.е. увеличение длины n используемых безыбыточных вспомогательных сообщений необходимо сопровождать соответствующим повышением верности передачи составляющих их символов.

Сравним эффективность применения различных возможных методов повышения верности передачи вспомогательной цифровой информации. В том случае, когда для передачи вспомогательных сообщений используется специальный разделенный с информационным каналом по частотному, временному или другому признаку [2] дополнительный канал передачи, то для достижения указанной цели целесообразно использовать коды с повышенной корректирующей способностью [2, 3, 5] либо соответствующим образом улучшать условия прохождения (приема) символов вспомогательных сообщений. Последний метод наиболее эффективен при использовании адаптивных приемников вспомогательной информации, позволяющих, например, улучшать энергетику дополнительного канала передачи для ускоренного вхождения в состояние синхронизма [1] и т. п.

Допустимо также применение метода повторной передачи (поряд или «в разбивку») вспомогательных сообщений, учитывая, однако, что избыточность в данном случае используется наименее эффективным образом. Это, при прочих равных условиях, приводит к возрастанию требуемой скорости передачи вспомогательных символов в m раз (m — кратность повторения вспомогательных сообщений; $m=2, 3, \dots$) и, следовательно, к ухудшению условий прохождения данных сообщений вследствие увеличения уровня межсимвольных искажений в дополнительном канале связи в m^2 раз [4]. При этом снижается величина выигрыша в верности повторной m -кратной передачи вспомогательных сообщений в $[p_{в(n)}^*/p_{в(n)}]^m$ раз, где звездочка (*) учи-

тывает возрастание вероятности ошибочного приема данных сообщений из-за ухудшения условий прохождения вспомогательных символов в дополнительном канале с повышенным в m^2 раз уровнем межсимвольных искажений, т. е. $p_{B(n)}^* \geq p_{B(n)}$.

При совместной передаче вспомогательных и собственно полезных информационных сообщений по единому каналу связи повышение верности первых из них наиболее просто осуществляется методом повторной m -кратной передачи и особенно с мажоритарным их накоплением (усреднением). Это приводит, однако, к дополнительному снижению эффективной скорости передачи полезной информации в $[(M+mn)/(M+n)]$ раз, а также к ухудшению условий прохождения вспомогательных и информационных сообщений вследствие увеличения уровня межсимвольных искажений в едином канале связи в $[(M+mn)/(M+n)]^2$ раз.

С другой стороны, использование специальных кодов с неравномерной защитой различных групп (в данном случае — вспомогательных и информационных) символов существенно ограничено значительной сложностью подобных кодеков, а также недостаточно высокой эффективностью указанного метода [2, 3, 5]. Поэтому в случае совместной передачи коротких вспомогательных и достаточно длинных информационных сообщений (т. е. при $n \ll M$) по единому каналу связи для обеспечения повышенной верности первых из них наиболее целесообразно использовать сравнительно простой метод повторной m -кратной передачи данных сообщений с мажоритарной обработкой последних. При этом требуемая кратность передачи вспомогательных сообщений не превышает, как правило, двух-трех (т. е. $2 \leq m \leq 3$) и реже (при достаточно больших значениях вероятностей p_{vi} , $i \in [1, n]$), $m > 3$.

В заключение отметим, что предложенная в данной работе методика применима для определения требований к верности передачи произвольных видов вспомогательной цифровой информации.

Список литературы: 1. Спилкер Дж. Цифровая спутниковая связь: Пер. с англ / под ред. В. В. Маркова.— М.: Связь, 1979.— 592 с. 2. Тепляков И. М., Рошин Б. В., Фомин А. И., Вейцель В. А. Радиосистемы передачи информации / Под ред. И. М. Теплякова.— М.: Радио и связь, 1982.— 264 с. 3. Банкет В. Л., Голощапов В. А., Ляхов А. И. Техника декодирования сверточных кодов.— Зарубежная радиоэлектроника, 1983, № 2, с. 3—27. 4. Иванов М. А., Щербина Ю. В., Яковлев И. А. Адаптивный метод цикловой синхронизации высокоскоростных систем цифровой связи.— Радиотехника, 1985, № 5, с. 45—47. 5. Иванов М. А., Макаренко Б. И., Яковлев И. А. Исследование особенностей сверточного кодирования информации в высокоскоростных системах цифровой связи.— Радиотехника, 1984, № 3, с. 39—45.

Поступила в редколлегию 31.10.84.

Н. Я. КАКУРИН, канд. техн. наук, А. П. КУРБАТОВ

**СИНТЕЗ И ПРИМЕНЕНИЕ ТРИГГЕРОВ С ИНВЕРСНЫМИ
ВХОДАМИ**

Теория автоматов широко используется для проектирования устройств цифровой вычислительной техники и автоматики, где она является основным математическим аппаратом. Необходимость дальнейшего развития теории автоматов стимулируется рядом новых проблем, в частности проблемой автоматизации человеческой деятельности [1].

Решение данной проблемы требует совершенствования и разработки эффективных теоретических и практических методов синтеза цифровых устройств, способных заменить человека в определенных видах интеллектуальной деятельности. В этом случае большое значение имеет теория структурного синтеза автоматных моделей [2], таких, как микропрограммные автоматы Мили, Мура, Уилкса-Стринджера, матричные автоматы и т. д.

Оптимизация аппаратных затрат микропрограммных автоматов часто достигается за счет применения в запоминающей части автоматов триггеров с инверсными входами. При этом можно снизить коэффициент качества кодирования до значений, меньших единицы, что недостижимо при использовании в запоминающей части автоматов триггеров с прямыми входами. Алгоритм кодирования внутренних состояний автоматов и особенности их анализа для триггеров с инверсными входами рассмотрены в работах [3, 4].

Рассмотрим методику синтеза $\bar{J}\bar{K}$, $\bar{R}\bar{S}$, \bar{T} , \bar{D} триггеров с инверсными входами, при использовании которых в запоминающей части микропрограммных автоматов достигается наибольший эффект снижения аппаратных затрат в комбинационной части автоматов, определяются уровни применения триггеров с инверсными входами или триггеров с прямыми входами. Необходимость рассмотреть такую методику объясняется тем, что в большинстве интегральных систем элементов применяются триггеры с прямыми входами D , T , TV , DV , RS , R , S , E типов, матрицами переходов которых являются матрицы (1) — (9) соответственно:

$$\begin{array}{ccc}
 D & T & V \quad T \\
 \begin{array}{c} 0-0 \\ 0-1 \\ 1-0 \\ 1-1 \end{array} \left| \begin{array}{c} 0 \\ 1 \\ 0 \\ 1 \end{array} \right| & (1) & \begin{array}{c} 0-0 \\ 0-1 \\ 1-0 \\ 1-1 \end{array} \left| \begin{array}{c} 0 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \end{array} \right| & (2) & \begin{array}{c} 0-0 \\ 0-1 \\ 1-0 \\ 1-0 \end{array} \left| \begin{array}{cc} b_1 & b_1 b_2 \\ 1 & 1 \\ 1 & 1 \\ b_3 & \bar{b}_3 b_4 \end{array} \right| & (3)
 \end{array}$$

$$\begin{array}{c}
 \begin{array}{cc|cc}
 V & D & & \\
 \hline
 0-0 & b_1 & \bar{b}_1 b_2 & \\
 0-1 & 1 & 1 & \\
 1-0 & 1 & 0 & \\
 1-1 & b_3 & b_3 \vee b_4 &
 \end{array} & (4) &
 \begin{array}{cc|cc}
 K & J & & \\
 \hline
 0-0 & b_1 & 0 & \\
 0-1 & b_2 & 1 & \\
 1-0 & 1 & b_3 & \\
 1-1 & 0 & b_4 &
 \end{array} & (5) &
 \begin{array}{cc|cc}
 R & S & & \\
 \hline
 0-0 & b_1 & 0 & \\
 0-1 & 0 & 1 & \\
 1-0 & 1 & 0 & \\
 1-1 & 0 & b_2 &
 \end{array} & (6) & \\
 \\
 \begin{array}{cc|cc}
 R & S & & \\
 \hline
 0-0 & b_1 & b_1 b_2 & \\
 0-1 & 0 & 1 & \\
 1-0 & 1 & b_3 & \\
 1-1 & 0 & b_4 &
 \end{array} & (7) &
 \begin{array}{cc|cc}
 R & S & & \\
 \hline
 0-0 & b_1 & 0 & \\
 0-1 & b_2 & 1 & \\
 1-0 & 1 & 0 & \\
 1-1 & b_3 & b_3 \vee b_4 &
 \end{array} & (8) &
 \begin{array}{cc|cc}
 R & S & & \\
 \hline
 0-0 & b_1 & b_1 b_2 & \\
 0-1 & 0 & 1 & \\
 1-0 & 1 & 0 & \\
 1-1 & b_3 & b_3 \vee b_4 &
 \end{array} & (9) &
 \end{array}$$

Перевод триггера с прямыми входами в режим триггера с инверсными входами требует некоторого увеличения аппаратных затрат и становится целесообразным в случае, если снижение аппаратных затрат в комбинационной части превышает этот прирост. Так как число триггеров в запоминающей части микропрограммных автоматов $n = \text{int} \log_2 N$ (N — число внутренних состояний автомата) существенно меньше числа выходов комбинационной части, то условие применения триггеров с инверсными входами легко выполняется для многих автоматов.

Синтез триггеров с инверсными входами рассмотрим на примере $\bar{J}\bar{K}$ триггера, закон функционирования которого определяется столбцами $\bar{K}(t)$, $\bar{J}(t)$, $Q(t)$ и $Q(t+1)$ (табл. 1). Для этого используем канонический метод структурного синтеза. Функции возбуждения входов базовых триггеров определяют по матрицам (1) — (9), сравнивая значения $Q(t)$ и $Q(t+1)$ для каждой строки табл. 1.

Таблица 1

t			$t+1$	t					
\bar{K}	\bar{J}	Q	Q	D	T	V	T	V	D
0	0	0	1	1	1	1	1	1	1
0	0	1	0	0	1	1	1	1	0
0	1	0	0	0	0	b_1	$\bar{b}_1 b_2$	b_1	$\bar{b}_1 b_2$
0	1	1	0	0	1	1	1	1	0
1	0	0	1	1	1	1	1	1	1
1	0	1	1	1	0	b_3	$\bar{b}_3 b_4$	b_3	$b_3 \vee b_4$
1	1	0	0	0	0	b_1	$\bar{b}_1 b_2$	b_1	$b_1 b_2$
1	1	1	1	1	0	b_3	$\bar{b}_3 b_4$	b_3	$b_3 \vee b_4$

t			$t+1$	t										
K	\bar{J}	Q	Q	K	J	R	S	R	S	R	S	R	S	
0	0	0	1	b_2	1	0	1	0	1	b_2	1	0	1	
0	0	1	0	1	b_3	1	0	1	b_3	1	0	1	0	
0	1	0	0	b_1	0	b_1	0	b_1	$b_1 b_2$	b_1	0	b_1	$b_1 b_2$	
0	1	1	0	b_1	b_3	1	0	b_1	b_3	1	0	1	0	
1	0	0	1	b_2	1	0	1	0	1	b_2	1	0	1	
1	0	1	1	0	b_4	0	b_2	0	b_4	b_3	$b_3 \vee b_4$	b_3	$b_3 \vee b_4$	
1	1	0	0	b_1	0	b_1	0	b_1	$b_1 b_2$	b_1	0	b_1	$b_1 b_2$	
1	1	1	1	0	b_4	0	b_2	0	b_4	b_3	$b_3 \vee b_4$	b_3	$b_3 \vee b_4$	

Поиск $\bar{J}\bar{K}$ триггера минимальной сложности осуществим методом диаграмм Карно. Матрицы (1) — (9) можно разбить на два класса — с наличием взаимной зависимости сигналов на входах (TV, DV, R, S, E) и без взаимной зависимости сигналов (D, T, IK, RS) на входах триггера.

Нахождение минимальных форм функций возбуждения входов для триггеров первого класса следует осуществлять совместно для обоих входов. При этом взаимно связанными являются одинаково расположенные клетки диаграмм Карно обоих входов, в которые помещены неопределенные символы. Так как функции возбуждения входов частичны, то существует значительное число различных вариантов их доопределения. Например, при синтезе $\bar{J}\bar{K}$ триггера на основе DV триггера возможно 80 вариантов доопределения функций V и D . Использование диаграмм Карно позволяет визуально выделить 5—6 наиболее выгодных вариантов, найти минимальные формы функций возбуждения и оценить их совместную сложность.

Если для функции возбуждения входа V положить $b_1 = b_3 = 1$, то при $V = 1$ получим $D = (\bar{J})\bar{Q}\sqrt{K}\bar{Q}$. Для реализации потребуется один элемент НЕ, два элемента И и один элемент ИЛИ с суммарным числом входов семь.

Исследуя другие варианты, находим, что наиболее экономичный вариант — доопределение $b_1 = 0; b_3 = 1$ (рис. 1, а, б).

Диаграмма для входа D (рис. 1, б) при таком доопределении преобразуется в диаграмму (рис. 1, в). Функции возбуждения входов соответственно равны $V = Q\sqrt{J}$; $D = Q\sqrt{K}$. Схема $\bar{J}\bar{K}$ триггера на основе DV триггера с затратами в 5 входов показана на рис. 2. Применяя данную методику к различным типам триггеров с инверсными входами, находим оптимальные варианты их схемных решений на основе различных базовых триггеров. Результаты анализа приведены в табл. 2 в виде функций возбуждения входов базового триггера, откуда следует, что близость законов функционирования RS, R, S, E триггеров проявляется в идентичности функций возбуждения. Использование табл. 2 позволяет выполнить переход от имеющегося в инте-

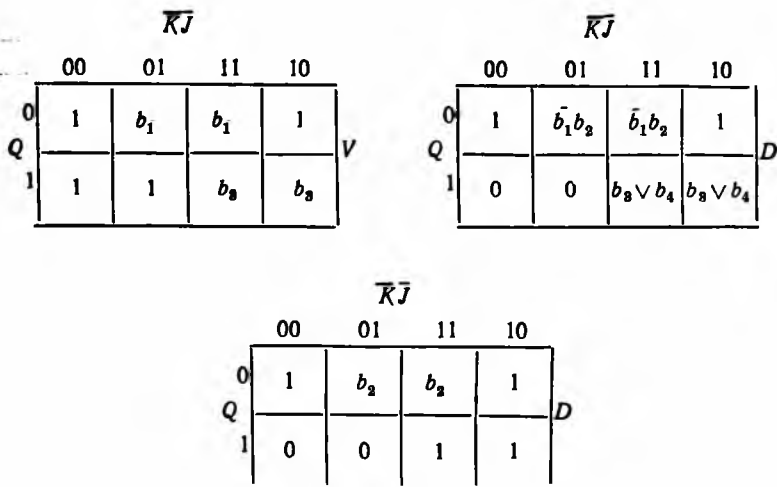


Рис. 1. Диаграммы Карно для \overline{JK} триггера на основе DV триггера

гальной системе элементов триггера с прямыми входами к соответствующему триггеру с инверсными входами. Выражение $D = \bar{D}$ (табл. 2) следует понимать так, что слева в выражении стоит функция возбуждения входа базового триггера, а справа указано прямое или инверсное значение входа синтезируемого триггера. Так как входы синтезируемого триггера являются инверсными, то реализация выражения $D = \bar{D}$ требует инвертора, подключенного к инверсному входу D ($D = (\bar{D})$).

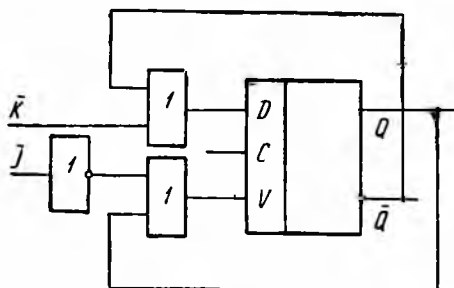


Рис. 2. Схема JK триггера на основе DV триггера

Отметим особенность применения триггеров $\overline{J}, \overline{K}, \overline{T}$ типов в запоминающей части микропрограммных автоматов, заключающуюся в том, что для кодирования внутренних состояний автоматов в этом случае можно использовать модификацию эвристического алгоритма кодирования [4] при условии вычисления кодового расстояния $d'(i, j)$ между

кодowymi комбинациями для исходного состояния a_i и состояния перехода a_j не в метрике Хемминга, а в метрике триггеров с инверсными входами.

Физически кодовое расстояние $d'(i, j)$ в метрике триггеров с инверсными входами $\overline{JK}, \overline{T}$ типа означает суммарное число совпадающих по значению разрядов.

Синтезируемый триггер	Тип базового триггера								
	D	J	RS	R	S	E	DV	TV	JK
\bar{T}	$D = \bar{T}\bar{Q} \vee TQ$	$T = T$	$R = \bar{S} = T\bar{Q} \vee \vee \bar{T}Q$	$R = \bar{S} = T\bar{Q} \vee \vee \bar{T}Q$	$R = \bar{S} = T\bar{Q} \vee \vee \bar{T}Q$	$R = \bar{S} = T\bar{Q} \vee \vee \bar{T}Q$	$V = T$ $D = \bar{Q}$	$V = T = T$	$K = J = T$
\bar{D}	$D = D$	$T = D\bar{Q} \vee \bar{D}Q$	$R = \bar{D}$ $S = D$	$R = \bar{D}$ $S = D$	$R = \bar{D}$ $S = D$	$R = \bar{D}$ $S = D$	$V = 1$ $D = D$	$V = T = D\bar{Q} \vee \vee \bar{D}Q$	$K = \bar{D}$ $J = D$
$\bar{R}\bar{S}$	$D = S \vee \bar{R}Q$	$T = RQ \vee S\bar{Q}$	$R = R$ $S = S$	$R = R$ $S = S$	$R = R$ $S = S$	$R = R$ $S = R$	$V = Q \vee S$ $D = \bar{R}$	$V = T = \bar{R}Q \vee \vee S\bar{Q}$	$K = R$ $J = S$
$\bar{J}\bar{K}$	$D = \bar{S}\bar{Q} \vee \bar{R}Q$	$T = \bar{S}\bar{Q} \vee RQ$	$R = KQ$ $S = JQ$	$R = KQ$ $S = \bar{J}\bar{Q}$	$R = KQ$ $S = \bar{J}\bar{Q}$	$R = KQ$ $S = J\bar{Q}$	$V = Q \vee J$ $D = \bar{Q} \vee \bar{K}$	$V = 1$ $T = KQ \vee \bar{J}\bar{Q}$	$K = K$ $J = J$

При определении претендента на кодирование не закодированного состояния a_j его выбирают по минимуму оценочной функции

$$W_g = \sum_{i,j \in M_j} P(i, j) d'(i, j), \quad (10)$$

где M_j — матрица смежных для a_j состояний; $P(i, j)$ — вес перехода из состояния a_i в состояние a_j .

Если использовать метрику Хемминга, то выбор претендента на кодирование следует производить по максимуму оценочной функции W_g . Между метрикой Хемминга $d(i, j)$ и метрикой триггеров с инверсными входами существует простая связь $d'(i, j) = n - d(i, j)$.

Строго говоря, метрика триггеров с инверсными входами являются квазиметрикой, так как для нее выполняются только аксиома симметрии $d'(i, j) = d'(j, i)$ и аксиома треугольника $d'(i, j) \leq d'(i, k) + d'(k, j)$ ($i, j, k \in X$) и не выполняется аксиома идентичности $d'(i, j) = 0$ ($i = j$).

Из особенностей определения кодового расстояния $d'(i, j)$ следует, что каждый переход микропрограммного автомата типа $a_i x_n y_i a_i$ вызывает усложнение функций возбуждения триггеров с инверсными входами на n компонент вида $a_i x_n$. В соответствии со схемой реализации отдельного пути перехода при выделении состояний автомата преддешифратором оценка Квайна для одной компоненты равна $(n_x + 2)$, где n_x — средняя длина конъюнкции осведомительных сигналов. Если в структурной таблице автомата имеется m строк вида $a_i x_n y_i a_i$, то в среднем на их реализацию требуется $nm(n_x + 2)$ входов.

Так как коэффициент качества кодирования k представляет собой среднее число сигналов возбуждения на один переход автомата

$$k = \sum_{i=1}^{i=H} k_i / H,$$

то аппаратные затраты A_1 автомата на триггерах с прямыми входами составят

$$A_1 = k_1 H (n_x + 2), \quad (11)$$

где H — число строк структурной таблицы.

При использовании триггеров с инверсными входами коэффициент качества кодирования $k_2 < k$, а оценка Квайна

$$A_2 = k_2 (H - m) (n_x + 2) + nm (n_x + 2). \quad (12)$$

Применение триггеров с инверсными входами в запоминающей части микропрограммных автоматов имеет смысл, если $A_2 < A_1$.

Из формул (11), (12) определим допустимое значение числа строк m типа $a_i x_n y_i a_i$:

$$k_1 H (n_x + 2) - k_2 (H - m) (n_x + 2) \geq nm (n_x + 2). \quad (13)$$

Из неравенства (13) найдем

$$m \leq \frac{(k_1 - k_2)H}{nk_2}. \quad (14)$$

Из формулы (14) следует, что применение триггеров с инверсными входами оправдано в основном в автоматах средней и большей степени сложности (H — десятки и сотни строк) при значениях $m < m_{кр}$.

Далее рассмотрим особенности применения триггера типа \bar{D} . Этот триггер по вектор-строке $d_{pк} = (1, 0, 1, 0)$ относится к особому подклассу, для которого кодирование внутренних состояний микропрограммных автоматов следует выполнять по античастотному алгоритму. Античастотный алгоритм кодирования состоит в следующем.

1. Анализируем частоты появления состояния $a_j (j = \overline{1, N})$ в матрице переходов автомата. Каждому состоянию a_j ставим в соответствие его число появлений M_j .

2. Числа $M_1, \dots, M_j (j = \overline{1, N})$ упорядочиваем по убыванию.

3. Состояние a_k с наибольшим M_k кодируем кодом 11...11.

4. Следующие n состояний в упорядоченном по п. 2 списке кодируем с одним нулем 11...10, 11...01, ..., 10...11, 01...11.

5. Для кодирования следующих незакодированных состояний используем сначала все коды, содержащие два нуля, затем три нуля и т. д., до тех пор, пока не будут закодированы все состояния.

Кодовое расстояние $d'(i, j)$ при античастотном алгоритме совпадает с числом нулей в коде состояния перехода $\kappa(aj)$.

В заключении отметим, что точный учет проектировщиком особенностей применения соответствующего типа триггера с инверсными входами позволяет построить более эффективную методику синтеза микропрограммных автоматов и получить экономический эффект путем оптимизации основных технических параметров.

Список литературы: 1. Шабанов-Кушнаренко Ю. П. Теория интеллекта.— Х.: Вища шк. Изд-во при Харьк. ун-те, 1984.—144 с. 2. Глушков В. М., Летический А. А., Годлевский А. Б. Методы синтеза дискретных моделей биологических систем.— К.: Вища шк. Головное изд-во, 1983.—262 с. 3. Какурин Н. Я., Кирьяков Ю. К. Об одном подходе к минимизации аппаратурных затрат в микропрограммных автоматах.— Пробл. бионики, 1984, вып. 32, с. 78—86. 4. Какурин Н. Я., Кирьяков Ю. К., Пряницкий А. М. Алгоритм кодирования внутренних состояний микропрограммных автоматов для триггеров с инверсными входами.— Приборостроение, 1983, № 6, с. 46—49.

Поступила в редакцию 25.03.85.

В. П. КАЛЯВИН, А. Ю. ЩЕРБАКОВ

ВЫБОР ГЛУБИНЫ ПОИСКА ДЕФЕКТОВ

Важную роль в обеспечении высоких эксплуатационных характеристик РЭА играет исследование вопросов их восстановления. Восстановление РЭА осуществляется заменой отказавшего модуля — типового элемента замены (ТЭЗ). Определение отказавшего ТЭЗа выбранного уровня иерархии, т. е. достижение требуемой глубины поиска дефектов обеспечивается выполнением последовательности проверок, различных по объему, информативности, стоимости, затратам времени.

В работах [1—3] рассматривались вопросы оптимизации глубины поиска по вероятностным, информационным, стоимостным критериям. Использование указанных работ в практике затруднено из-за большой априорной информации, требуемой для решения данной задачи. От этого недостатка свободен подход по определению глубины поиска дефектов в сложных объектах, обеспечивающий минимизацию суммарных затрат на создание средств поиска дефектов (СПД) и комплекта ЗИП.

Для восстановления РЭА необходимо располагать определенным объемом ЗИПа, сформированного на том уровне, на котором происходит восстановление. Необходимые для поиска дефектного модуля проверки реализуют СПД, объем которых и, следовательно, стоимость зависят от глубины поиска. Очевидно, что снижение иерархического уровня ТЭЗа, дефект которого определяется, приводит, с одной стороны, к уменьшению затрат на ЗИП, а с другой — к увеличению стоимости СПД, вследствие роста количества проверок и объема обрабатываемой информации. Следовательно, возможна оптимизация глубины по критерию минимума средних суммарных затрат на СПД и ЗИП.

Поэтому выбор глубины поиска μ основывается на определении

$$C(\mu) = \min C(i), \quad (1)$$

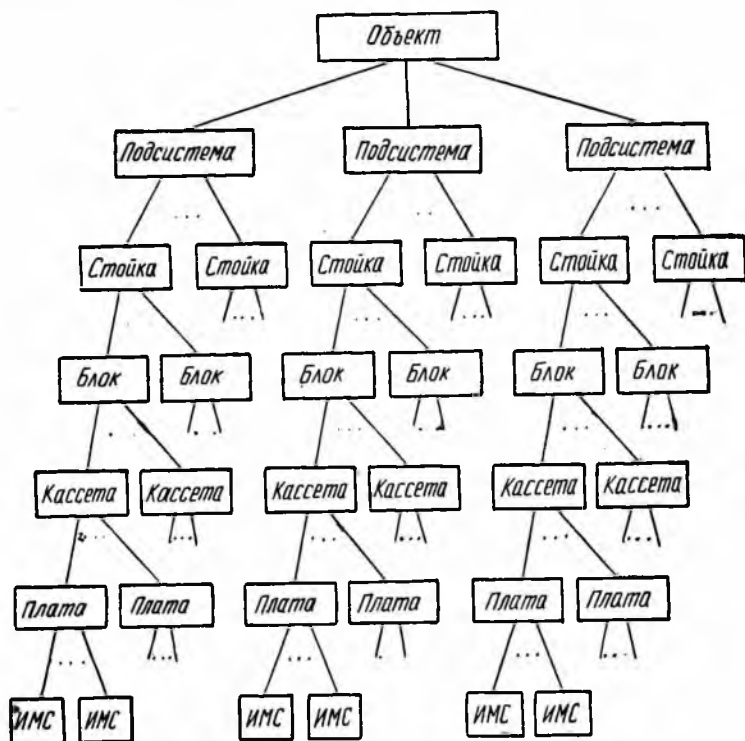
где $C(i)$ — суммарные затраты на СПД и ЗИП при i -й глубине поиска; $i = 0, k$; k — минимальный иерархический уровень ТЭЗа, определяемый возможностью его восстановления.

Рассмотрим возможные пути решения данной задачи.

Пусть объект представим k уровнями иерархии, выделение которых определяется конструктивными особенностями построения объекта. Известна структурная организация объекта (рисунок), количество модулей M_i каждого уровня можно определить по формулам табл. 1.

Оценим составляющие суммарных затрат на создание ЗИПа и СПД.

С увеличением глубины поиска уменьшается стоимость заменяемого модуля и общий объем ЗИПа. Средняя стоимость ЗИПа $Q(i)$, сформированного на i -ом уровне для восстановления в течение всего времени T , эксплуатации равна



Пример иерархического представления сложного объекта ($i = 0; 1; 2; 3; 4; 5; 6$ соответственно)

$$Q(i) = \sum_{j_i=1}^{M_i} \sigma_{j_i} N_{i,j_i} \quad (2)$$

Здесь σ_{j_i} — стоимость j -го ТЭЗа i -го уровня иерархии; N_{i,j_i} — среднее число отказов j -го ТЭЗа, $j_i = 1, M_i$, за время T_{Σ} :

$$N_{i,j_i} = T_{\Sigma} / T_{0j_i}, \quad (3)$$

где T_{0j_i} — среднее время наработки на отказ j -го ТЭЗа.

Значение T_{0j_i} определяется показателями надежности его составных частей (элементов). Такими элементами j -го ТЭЗа являются ТЭЗы $(j+1)$ -го уровня, которые в свою очередь состоят

Уровень иерархии i	Название модуля i -го уровня	Индекс модуля i -го уровня	Количество модулей i -го уровня в объекте, M_i	Выражение для расчета $Q(i)/T_3$
0	Объект	—	1	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \sigma_6 \cdot \sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \lambda_6$
1	Подсистема	$\alpha=1, M_1$	M_1	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \left(\sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \sigma_6 \cdot \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \lambda_6 \right)$
2	Стойка	$\beta=1, a_\alpha$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} a_\alpha$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \left(\sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \sigma_6 \cdot \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \lambda_6 \right)$
3	Блок	$\gamma=1, b_{\alpha\beta}$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a b_{\alpha\beta}$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \left(\sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \sigma_6 \cdot \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \lambda_6 \right)$
4	Кассета	$\eta=1, c_{\alpha\beta\gamma}$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b c_{\alpha\beta\gamma}$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \left(\sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \sigma_6 \cdot \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \lambda_6 \right)$
5	Плата	$\nu=1, d_{\alpha\beta\gamma\eta}$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c d_{\alpha\beta\gamma\eta}$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \left(\sum_{\xi=1}^g \sigma_6 \cdot \sum_{\xi=1}^g \lambda_6 \right)$
6	ИМС	$\xi=1, g_{\alpha\beta\gamma\eta\nu}$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d g_{\alpha\beta\gamma\eta\nu}$	$\sum_{\alpha=1}^{M_1} \sum_{\beta=1}^a \sum_{\gamma=1}^b \sum_{\eta=1}^c \sum_{\nu=1}^d \sum_{\xi=1}^g \left(\sigma_6 \cdot \lambda_6 \right)$

из ТЭЗов $(i + 2)$ -го и т. д., до последнего k -го уровня. Таким образом, значение T_{0i} можно определить по показателям надежности элементов k -го уровня (будем считать, что интенсивность отказов монтажа приведена к интенсивности отказов элементов k -го уровня).

При простейшем потоке отказов элементов средняя стоимость ЗИПа, сформированного на i -м уровне, равна

$$Q(i) = T_3 \sum_{i_l=1}^{M_i} \sigma_{i_l} \lambda_{i_l} \quad (4)$$

Для объекта (рисунок) по формулам табл. 1 можно определить стоимость ЗИПа $Q(i)$, учитывая, что каждая ξ -я интегральная микросхема (ИМС) $\xi = 1, g_{\alpha\beta\gamma\eta}$ характеризуется стоимостью $\sigma_{\alpha\beta\gamma\eta\xi}$ и интенсивностью отказов $\lambda_{\alpha\beta\gamma\eta\xi}$, которые обозначены в табл. 1 σ_6 и λ_6 .

Как видно из табл. 1, с изменением глубины поиска меняется стоимость ЗИПа, необходимого для обеспечения функционирования объекта в течение времени эксплуатации T_3 . Уменьшение стоимости ЗИПа ΔQ при увеличении глубины поиска на один уровень равно

$$\Delta Q|_{i+1}^i = T_3 \left(\sum_{i_l=1}^{M_i} \sigma_{i_l} \lambda_{i_l} - \sum_{i_{l+1}=1}^{M_{i+1}} \sigma_{i_{l+1}} \lambda_{i_{l+1}} \right) \quad (5)$$

ΔQ для каждого перехода можно вычислить по формулам табл. 1. Необходимо отметить, что $\Delta Q > 0$ и $\Delta Q|_{i+1}^i > \Delta Q|_{i+2}^{i+1}$. Таким образом, учитывая, что ΔQ характеризует уменьшение функции $Q(i)$, можно считать ее убывающей и вогнутой.

Рассмотрим теперь изменение стоимости СПД $R(i)$.

Для поиска дефектов с i -й глубиной необходимо оценивать работоспособность всех модулей этого уровня, т. е. контролировать параметры π_{j_i} , характеризующие состояние каждого модуля. Таким образом, требуется контролировать множество $\{\Pi_i\}$ параметров, где $\{\Pi_i\} \supset \{\pi_{j_i}\}$. В связи с возможной разнородностью параметров множество $\{\Pi_i\}$ целесообразно разделить на S_i групп однотипных параметров. В q -ю группу, $q = 1, S_i$ входят такие параметры, для контроля которых используются одинаковые технические средства, вид которых определяется методом обработки параметров. Примером таких групп параметров могут быть напряжения, токи, последовательность импульсов, их частота, тепловой режим и т. д.

Если в q -ю группу i -го уровня входят s_{qi} параметров, то стоимость средств для контроля этой группы параметров

$$R_{qi} = s_{qi} r_q$$

где r_q — стоимость средств обработки параметра q -й группы.

Общая стоимость средств для контроля $\{\Pi_i\}$ параметров необходимых для поиска дефектов с i -й глубиной, равна

$$R(i) = \sum_{q=1}^{S_i} s_{q_i} r_q. \quad (6)$$

При последовательном увеличении глубины поиска множество контролируемых параметров $\{\Pi_i\}$ возрастает, причем пропорционально росту числа модулей. В общем случае увеличение числа параметров $\Delta\Pi = \{\Pi_i\} \setminus \{\Pi_{i+1}\}$ может быть вызвано как возрастанием числа параметров в q -й группе на Δs_q , так и появлением новых групп параметров ΔS :

$$\Delta s_q = \{s_{q_{i+1}}\} \setminus \{s_{q_i}\}; \quad \Delta S = \{S_{i+1}\} \setminus \{S_i\}.$$

Таким образом, дополнительные материальные затраты ΔR на средства, связанные с увеличением глубины поиска, можно записать как

$$\Delta R|_{i+1}^i = \sum_{q=S_{i+1}}^{S_{i+1}} s_{q_{i+1}} r_q + \sum_{q=1}^{S_i} (s_{q_{i+1}} - s_{q_i}) r_q. \quad (7)$$

Из формулы (7) видно, что $\Delta R > 0$ и $\Delta R|_{i+1}^i < \Delta R|_{i+2}^{i+1}$. Следовательно, учитывая, что ΔR характеризует увеличение функции $R(i)$, можно считать ее возрастающей и вогнутой.

Суммарные затраты на построение СПД и ЗИПа, определяемые i -й глубиной поиска, представляют собой сумму выражений (6) и (4)

$$C(i) = \sum_{q=1}^{S_i} s_{q_i} r_q + T_3 \sum_{i_t=1}^{M_i} \sigma_{i_t} \lambda_{i_t}. \quad (8)$$

В выражении (8) оба члена являются зависимостями от величины i -глубины поиска, причем первый из них имеет тенденцию возрастания, а второй — уменьшения при увеличении i . В этом случае $C(i)$ имеет минимум, так как обе составляющие являются вогнутыми кривыми.

В такой постановке выбор глубины поиска представляет собой дискретную оптимизационную задачу. Ее решение аналитическими способами невозможно, необходимо пользоваться численными методами, например, полным перебором, линейным поиском экстремума, пропорциональным шаговым поиском.

Для решения уравнения (8) необходимо иметь следующие данные: иерархическую структурную организацию объекта; интенсивность отказов λ_{i_k} и стоимость σ_{i_k} каждого k -го ТЭЗа; количество S_i групп и число s_{q_i} однотипных параметров в них; стоимость r_q обработки параметра каждой из групп.

По этим данным может быть определен минимум функции $C(i)$, т. е. проведен выбор оптимальной глубины поиска по

минимуму затрат на создание СПД и ЗИПа. Но поскольку решение вопроса выбора глубины поиска необходимо осуществлять параллельно с разработкой объекта и проектированием средств поиска, то точные данные, которые указаны выше, обычно отсутствуют.

В таких случаях предлагается пользоваться приближенными решениями, которые позволяют определять оптимальную глубину поиска.

Для приближенного решения необходимы следующие допущения: все модули k -го уровня имеют одинаковую интенсивность отказов $\lambda_{ik} = \lambda_k$ и одинаковую стоимость $\sigma_{ik} = \sigma_k$; каждый модуль i -го уровня содержит одинаковое количество модулей $(i + 1)$ -го уровня, т. е. $a_{\alpha} = m_2$; $b_{\alpha\beta} = m_3$ и т. д.

Приведенные допущения позволяют упростить выражение (4) зависимости стоимости ЗИПа от глубины поиска, которое, учитывая, что $m_{i+1} \dots m_k = M_k/M_i$, запишется следующим образом:

$$Q(i) = T_s \sigma_k \cdot \lambda_k M_k^2 / M_i. \quad (9)$$

Для расчета стоимости СПД $R(i)$ сделаем следующие допущения: стоимость r_q обработки параметра одинакова для всех групп, $r_q = r$; число параметров s_{qi} в группе пропорционально количеству модулей M_i , $s_{qi} = p \cdot M_i$, где p — коэффициент пропорциональности; число групп параметров S_i остается постоянным при изменении глубины поиска дефектов, $S_i = S$.

С учетом указанных допущений стоимость СПД запишется как

$$R(i) = p M_i r S. \quad (10)$$

Тогда суммарные затраты $C(i)$ на ЗИП и СПД, представляющие сумму выражений (9) и (10), можно представить как

$$C(i) = T_s \cdot W M_i^{-1} + V M_i, \quad (11)$$

где $W = M_k^2 \sigma_k \lambda_k$; $V = p r S$ — постоянные величины, характеризующие элементную базу, структуру объекта, уровень контролепригодности и т. д.

Необходимо отметить, что время T_s эксплуатации объекта, в течение которого ЗИП не пополняется, влияет на стоимость ЗИПа $Q(i)$, вследствие чего для идентичных объектов, но имеющих разный срок эксплуатации, оптимальная глубина поиска может быть различной.

Определение оптимальной глубины поиска дефектов на примере типовой структуры РЭА [5] показано в табл. 2 при исходных данных: $\sigma_{\text{имс}} = \sigma_k = 1$ — условная единица стоимости (у. е. с.); $\lambda_{\text{имс}} = \lambda_k = 10^{-6} \text{ ч}^{-1}$; $p = 4$; $S = 4$; $r = 100$ у. е. с. для различных T_s .

Как видно из табл. 2, оптимальная глубина поиска различна при разных сроках эксплуатации, для $T_s = 1$ месяц, 0,5 года — это будет уровень кассет, $i = 3$; для $T_s = 1$ год, 2 года — уровень плат, $i = 4$.

Таблица 2

Уровень нерешен, i	Название модуля i -го уровня	Число моду- лей i -го уровня, m_i	Количество модулей M_i	Стоимость СПД $R(i)$ (у. е. с.)	Стоимость ЗИПа $Q(i)$ (у. е. с.)	Суммарная стоимость $C(i)$ (у. е. с.)		
						Время эксплуатации T_9		
						1 мес.	0,5 г.	1 г.
0	Объект							
1	Стойка	2	2	$1,64 \cdot 10^8$	$1,08 \cdot 10^4$	$7,8 \cdot 10^6$	$4,7 \cdot 10^7$	$9,34 \cdot 10^7$
2	Блок	3	6	$3,2 \cdot 10^8$	$5,37 \cdot 10^8$	$3,9 \cdot 10^6$	$2,35 \cdot 10^7$	$4,73 \cdot 10^7$
3	Кассета	6	36	$9,6 \cdot 10^8$	$1,78 \cdot 10^8$	$1,3 \cdot 10^6$	$7,83 \cdot 10^6$	$1,57 \cdot 10^7$
4	Плата	40	1440	$5,76 \cdot 10^8$	$2,99 \cdot 10^8$	$2,7 \cdot 10^6$	$1,36 \cdot 10^6$	$2,66 \cdot 10^6$
5	ИМС	72	103680	$2,3 \cdot 10^8$	$7,46$	$2,3 \cdot 10^6$	$2,33 \cdot 10^6$	$2,37 \cdot 10^6$
				$1,65 \cdot 10^8$	0,1	$1,66 \cdot 10^6$	$1,66 \cdot 10^6$	$1,66 \cdot 10^6$
								$1,9 \cdot 10^8$
								$9,46 \cdot 10^7$
								$3,15 \cdot 10^7$
								$5,26 \cdot 10^6$
								$2,43 \cdot 10^6$
								$1,66 \cdot 10^6$

Существует и второй метод приближенного решения. В этом случае при допущениях, указанных выше, изменение дискретной функции $M_i = M(i)$ аппроксимируется непрерывной $f(i)$, в качестве которой для большинства объектов можно использовать степенную функцию u^i . Тогда выражение (11) можно записать так:

$$C(i) = u^{-i} T_9 W + u^i V. \quad (12)$$

Определим экстремум функции $C(i)$, который будет соответствовать ее минимуму. Проведем замену переменной. Взяв производную функции, получаем, что $C(i)$ будет иметь экстремум при

$$i = \frac{\ln(u^{2k} \lambda_k \sigma_k T_9) - \ln(prS)}{2 \ln u}.$$

Глубина поиска дефектов, обеспечивающая минимум суммарных затрат на формирование ЗИПа и построение СПД, равна $\mu = \lfloor i \rfloor$.

Для рассмотренного в табл. 2 примера в качестве аппроксимирующей можно выбрать функцию $f = 3i^{2/3}$. Тогда минимум функции (12) для $T_9 = 1$ г. будет при $i = 4,42$.

Оптимальная глубина μ поиска дефектов равна 4.

Таким образом, полученные результаты приближенных решений задачи выбора глубины поиска дефектов согласуются между собой.

Предложенная методика расчета при неполных (приближенных) данных об объекте позволяет на внешнем этапе проектирования объекта осуществить выбор оптимальной глубины поиска дефектов, позволяющей минимизировать суммарные затраты на формирование индивидуального комплекта ЗИП и построение технических средств поиска дефектов.

Список литературы: 1. Барвинский Л. Л. Обоснование деления сложной радиоэлектронной аппаратуры на блоки с контролируемой работоспособностью.— Изв. вузов. Радиотехника, 1964, № 1, с. 47—63. 2. Каргин А. А. Выбор точности локализации неисправностей автоматических систем контроля на основе ценности информации.— Автоматика и вычислит. техника, 1979, № 4, с. 17—21. 3. Мартыненко О. Н., Сердаков А. С. Некоторые возможности оптимизации глубины контроля в радиоэлектронной аппаратуре.— Автоматика и вычислит. техника, 1981, № 8, с. 33—39. 4. Верховятницкий П. Д., Латинский В. С. Справочник по модульному конструированию радиоэлектронной аппаратуры.— Л.: Судостроение, 1983.— 120 с.

Поступила в редколлегию 05.03.85.

УДК 681.326

И. В. ЗОЗУЛЯ, С. О. КОТЛЯРОВ, В. В. МАТЕЙЧЕНКО, канд. техн. наук

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ ЛОКАЛИЗАЦИИ ОДНОГО КЛАССА ИСТОЧНИКОВ АВАРИЙ

Моделирование в условиях применения ЭВМ является мощным инструментом перехода от эргатических систем к незргатическим, включающим комплекс технических средств переработки информации.

В статье рассматриваются результаты моделирования на языке алгебры конечных предикатов [1, 2] контрольно-измерительного процесса в целях его автоматизации на промышленном объекте. Математическая модель процесса локализации источников должна связывать объекты трех типов, которыми для одного класса контролируемых объектов являются помещения (отсеки), датчики и конструктивные элементы. При этом учитывается тот факт, что контролируемые объекты могут стать источниками аварийных ситуаций (трубопроводы, фланцевые соединения и т. д.).

Имеется множество датчиков $D = \{d_1, d_2, \dots, d_n\}$, множество конструктивных элементов $K = \{k_1, k_2, \dots, k_m\}$ и множество помещений $P = \{p_1, p_2, \dots, p_l\}$. На этих множествах заданы отношения

$R_{DP} = \{ \langle d_i, p_j \rangle \mid \text{такие, что } i\text{-й датчик стоит в } j\text{-м помещении} \};$

$R_{PK} = \{ \langle p_i, k_j \rangle \mid \text{такие, что } i\text{-е помещение содержит } j\text{-ю конструкцию} \}.$

По этим двум отношениям можно построить отношение $R_{DK} = \{ \langle d_i, k_j \rangle \mid i\text{-й датчик и } j\text{-я конструкция находятся в одном помещении} \}.$

Пусть некоторое подмножество датчиков $D' \subset D$ сигнализируют о неблагоприятной ситуации. Тогда, используя отношение R_{DP} ,

можем выделить помещения, в которых возникла аварийная ситуация

$$D' \xrightarrow{R_{DP}} P'.$$

Отношение R_{DK} выделит множество конструктивных элементов, нуждающихся в проверке

$$D' \xrightarrow{R_{DK}} K'.$$

Введем переменные, которые будут задавать указанные множества. Переменные d_i , $i = \overline{1, n}$ описывают состояния датчиков со значениями «О» — опасная ситуация, «Н» — норма. Область определения задается уравнениями

$$\begin{aligned} d_1^o \vee d_1^n &= 1; \\ d_2^o \vee d_2^n &= 1; \\ &\dots \\ d_n^o \vee d_n^n &= 1. \end{aligned} \quad (1)$$

Переменные p_i , $i = \overline{1, l}$ описывают необходимые действия в соответствующих помещениях со значениями «Т» — требуется вмешательство и «Н» — не требуется. Область определения:

$$\begin{aligned} p_1^t \vee p_1^n &= 1; \\ p_2^t \vee p_2^n &= 1; \\ &\dots \\ p_l^t \vee p_l^n &= 1. \end{aligned} \quad (2)$$

Переменные k_i , $i = \overline{1, m}$ описывают действия по проверке конструктивных элементов со значениями «П» — проверка необходима и «Н» — проверка не нужна. Область определения:

$$\begin{aligned} k_1^n \vee k_1^p &= 1; \\ k_2^n \vee k_2^p &= 1; \\ &\dots \\ k_m^n \vee k_m^p &= 1. \end{aligned} \quad (3)$$

Для описания отношения R_{DP} нужно построить предикат, который будет обращаться в булеву 1, если номера датчиков будут соответствовать номерам помещений, и в булеву 0 — в противном случае. Тогда, задав номера датчиков, сигнализирующих об аварийных ситуациях (высокая концентрация газа), можем определить помещения, в которых требуется вмешательство в результате решения соответствующих уравнений.

Система, задающая помещения, в которых требуется вмешательство, имеет вид

$$p_i^t = \vee d_i^o \text{ по датчикам } i\text{-го помещения};$$

$$p_2^{\bar{1}} = \bigvee d_i^{\circ} \text{ по датчикам 2-го помещения;}$$

• • • • •

$$p_l^{\bar{1}} = \bigvee d_i^{\circ} \text{ по датчикам } l\text{-го помещения.} \quad (4)$$

Аналогично строим систему уравнений, которые описывают конструктивные элементы, нуждающиеся в проверке по значению переменных p_i :

$$k_1^n = \bigvee p_i^{\bar{1}} \text{ по помещениям, содержащим 1-й элемент;}$$

$$k_2^n = \bigvee p_i^{\bar{1}} \text{ по помещениям, содержащим 2-й элемент;}$$

• • • • •

$$k_m^n = \bigvee p_i^{\bar{1}} \text{ по помещениям, содержащим } m\text{-й элемент.} \quad (5)$$

Отношение R_{DK} получится, если решать совместно (4) и (5), т. е. взять их конъюнкцию. Таким образом, система уравнений (1) — (5) позволяет определить помещения и конструктивные элементы, в которых возникли опасные ситуации. Для этого в систему уравнений подставляются значения переменных d_i , $i = \overline{1, n}$, получаемые в результате опроса датчиков системы контроля. После решения системы уравнений алгебры конечных предикатов получим значения переменных p_i , $i = \overline{1, l}$ и k_i , $i = \overline{1, m}$. Если переменные примут значение Т или П соответственно, то вмешательство требуется, в противном случае — нет.

Считается, что двух значений для описания состояния датчика мало. Имеется тенденция давать две уставки и, соответственно, получать три значения — «Норма», «Опасно» и «Очень опасно». В ситуации «Очень опасно» необходимо прекратить работу, отключить оборудование, включить систему пожаротушения; в ситуации «Опасно» необходимо включить аварийную вентиляцию и предпринять регламентные работы.

Переменные d_i , $i = \overline{1, n}$, описывающие датчики, будут иметь три значения: «А» — очень опасно, «О» — опасно и «Н» — норма. Область определения

$$d_1^a \vee d_1^o \vee d_1^n = 1;$$

$$d_2^a \vee d_2^o \vee d_2^n = 1;$$

• • • • •

$$d_n^a \vee d_n^o \vee d_n^n = 1. \quad (6)$$

Введем в нашу модель переменную S — сигнал тревоги с тремя значениями: «А» — очень опасная ситуация, «О» — опасная ситуация и «Н» — норма. Тогда

$$S^a \vee S^o \vee S^n = 1. \quad (7)$$

Значение сигнала S «очень опасная ситуация» должно получаться в том случае, когда по крайней мере один датчик дает

$$\begin{aligned} & \vee \bar{d}_1^a \bar{d}_4^a \dots d_n^a) \vee \dots \vee d_2^o d_n^o (\bar{d}_1^a \bar{d}_3^a \dots \bar{d}_{n-1}^a \vee \\ & \vee d_1^a \bar{d}_3^a \dots \bar{d}_{n-1}^a \vee \dots \vee \bar{d}_1^a \bar{d}_3^a \dots \bar{d}_{n-1}^a) \vee \dots \\ & \vee d_{n-1}^o d_n^o (\bar{d}_1^a \bar{d}_2^a \dots \bar{d}_{n-2}^a \vee d_1^a \bar{d}_2^a \dots \bar{d}_{n-2}^a \vee \dots \\ & \vee \bar{d}_1^a \bar{d}_2^a \dots d_{n-2}^a); \end{aligned} \quad (10)$$

$$\begin{aligned} S^H &= d_1^H d_2^H \dots d_n^H \vee \bar{d}_1^H d_2^H \dots d_n^H \vee \\ & \vee d_1^H \bar{d}_2^H \dots d_n^H \vee \dots \vee d_1^H d_2^H \dots \bar{d}_n^H \end{aligned}$$

Как видно из приведенных уравнений, сигнал «очень опасно» будет возникать в случаях наличия по крайней мере двух датчиков со значением «А». Сигнал «опасно» имеет место в случаях, когда, как минимум, два датчика имеют значение «О», а все остальные датчики, кроме одного, не находятся в состоянии «А». Сигнал «норма» появляется тогда, когда все датчики, кроме быть может одного, находятся в состоянии «Н».

Помещение считается опасным, если, как минимум, два датчика не находятся в состоянии «норма»:

$$p_i^T = \vee \bar{d}_i^H \bar{d}_j^H \text{ по датчикам } i\text{-го помещения, } i \neq j;$$

.....

$$p_i^T = \vee \bar{d}_i^H \bar{d}_j^H \text{ по датчикам } l\text{-го помещения, } i \neq j. \quad (11)$$

Математическая модель, учитывающая необходимость срабатывания по крайней мере двух датчиков, включает уравнения (2), (3), (5) — (7), (10) и (11). Покажем применение предлагаемой методики на конкретном иллюстративном примере возникновения аварийной ситуации.

Пусть у нас есть три помещения p_1, p_2, p_3 . В первом помещении стоят датчики d_1 и d_2 , во втором — d_3 и d_4 , в третьем — d_5, d_6 и d_7 . Фланцевые соединения k_1 и k_2 находятся в помещении p_1, k_3 — в помещении p_2 и k_4 — в помещении p_3 . Трубопровод k_5 проходит в помещениях p_2 и p_3 .

Простейшая модель для такого случая имеет вид

$$p_1^T \vee p_1^H = 1;$$

.....

$$p_3^T \vee p_3^H = 1;$$

$$d_1^o \vee d_1^H = 1;$$

.....

$$d_7^o \vee d_7^H = 1;$$

$$k_1^H \vee k_1^H = 1;$$

.....

$$k_4^H \vee k_4^H = 1;$$

$$\begin{aligned}
p_1^T &= d_1^0 \vee d_2^0; \\
p_2^T &= d_3^0 \vee d_4^0; \\
p_3^T &= d_5^0 \vee d_6^0 \vee d_7^0; \\
k_1^n &= p_1^T; \quad k_2^n = p_1^T; \quad k_3^n = p_2^T; \quad k_4^n = p_3^T; \quad k_5^n = p_2^T \vee p_3^T.
\end{aligned}$$

Модель третьего типа будет иметь вид

$$\begin{aligned}
p_1^T \vee p_1^H &= 1; \\
\cdot &\cdot \cdot \cdot \\
p_3^T \vee p_3^H &= 1; \\
k_1^n \vee k_1^H &= 1; \\
\cdot &\cdot \cdot \cdot \\
k_4^n \vee k_4^H &= 1; \\
d_1^a \vee d_1^o \vee d_1^H &= 1; \\
\cdot &\cdot \cdot \cdot \\
d_7^a \vee d_7^o \vee d_7^H &= 1; \\
S^a \vee S^o \vee S^H &= 1; \\
k_1^n = p_1^T; \quad k_2^n = p_1^T; \quad k_3^n = p_2^T; \quad k_4^n = p_3^T; \\
k_5^n = p_2^T \vee p_3^T; \quad p_1^T = \bar{d}_1^H \bar{d}_2^H; \quad p_2^T = \bar{d}_3^H \bar{d}_4^H; \\
p_3^T = \bar{d}_5^H \bar{d}_6^H \vee \bar{d}_5^H \bar{d}_7^H \vee \bar{d}_6^H \bar{d}_7^H; \\
S^a = d_1^a d_2^a \vee d_1^a d_3^a \vee \dots \vee d_1^a d_7^a \vee \dots \vee d_6^a d_7^a; \\
S^o = d_1^o d_2^o (\bar{d}_3^a \bar{d}_4^a \bar{d}_5^a \bar{d}_6^a \bar{d}_7^a \vee d_3^a \bar{d}_4^a \bar{d}_5^a \bar{d}_6^a \bar{d}_7^a \vee \dots \\
\vee \bar{d}_3^a \bar{d}_4^a \bar{d}_5^a \bar{d}_6^a \bar{d}_7^a) \vee \dots \vee d_6^o d_7^o (\bar{d}_1^a \bar{d}_2^a \bar{d}_3^a \bar{d}_4^a \bar{d}_5^a \vee \dots \\
\dots \vee \bar{d}_1^a \bar{d}_2^a \bar{d}_3^a \bar{d}_4^a \bar{d}_5^a); \\
S^H = d_1^H d_2^H d_3^H d_4^H d_5^H d_6^H d_7^H \vee d_1^H d_2^H d_3^H d_4^H d_5^H \bar{d}_6^H \bar{d}_7^H \vee \dots \\
\vee \bar{d}_1^H \bar{d}_2^H \bar{d}_3^H \bar{d}_4^H \bar{d}_5^H \bar{d}_6^H \bar{d}_7^H.
\end{aligned}$$

Реализация представленных моделей на ЭВМ осуществляется программой-решателем систем уравнений конечных предикатов. Математическое описание конкретного объекта является для этой программы входными элементами. Таким образом, настройка на конкретный объект контроля осуществляется построением его математического описания в соответствии с общей моделью. Очевидно, что при построении моделей на языке алгебры конечных предикатов существует возможность учета всех присущих объекту контроля особенностей.

Предложенная математическая модель апробирована при разработке автоматизированной системы контроля взрывоопасности [3] с жесткими требованиями к безопасности обслуживающего персонала по фактору загазованности технологических помещений.

Список литературы: 1. Шабанов-Кушнаренко Ю. П. Математическое описание конечных объектов.— Пробл. бионики, 1979, вып. 23, с. 3—9. 2. Шабанов-Кушнаренко Ю. П. Об алгебре конечных предикатов.— АСУ и приборы автоматики, 1979, вып. 50, с. 14—20. 3. Гулиус В. А., Зозуля И. В., Котляров С. О. Математическое обеспечение АСК взрывоопасности с использованием предикатов.— В кн.: IV респ. конф. «Молодые ученые — научно-техническому прогрессу в угольной промышленности»: Тез. докл., Донецк, 1984, с. 165—166.

Поступила в редколлегию 02.07.84.

УДК 621.391

М. Г. ДАВИДЕНКО

РЕКУРРЕНТНЫЙ АЛГОРИТМ НАХОЖДЕНИЯ ОЦЕНОК МАКСИМАЛЬНОГО ПРАВДОПОДОБИЯ, НЕ ТРЕБУЮЩИЙ ОБРАЩЕНИЯ МАТРИЦ

Рекуррентные методы нахождения оценок максимального правдоподобия весьма удобны при больших объемах данных наблюдения и при последовательном оценивании, заключающемся в уточнении значений оценок по мере поступления новых отсчетов данных. Известные алгоритмы [1, 2], реализующие эти методы, позволяют отыскать оценки как корни уравнения максимального правдоподобия, причем некоторые из этих алгоритмов [1] требуют на каждом шаге обращения матрицы с размерностью, равной числу оцениваемых параметров. Это может затруднить их использование в реальном масштабе времени. В данной работе предложен алгоритм нахождения оценок максимального правдоподобия, относящийся к классу процедур стохастической аппроксимации, основанный на максимизации функции правдоподобия и не требующий обращения матриц.

Пусть $\{x_1, \dots, x_n\}$ — последовательность данных наблюдения; $P(x_1, \dots, x_n | \theta)$ — функция правдоподобия неизвестного векторного параметра θ , вычисленная по этой последовательности; $L_n(\theta)$ — натуральный логарифм функции правдоподобия. Он всегда может быть представлен в виде $L_n(\theta) = L_{n-1}(\theta) + l_n(\theta)$, (1)

где $L_{n-1}(\theta) = \ln P(x_1, \dots, x_{n-1} | \theta)$,

$$l_n(\theta) = \ln P(x_n | x_1, \dots, x_{n-1}, \theta) —$$

логарифм условной плотности вероятности n -го отсчета данных при заданных предшествующих отсчетах и θ .

Обозначим начальное значение оценки, инициализирующее алгоритм, как θ_1 . На первом шаге по наблюдению x_1 традиционным градиентным методом находится оценка

$$\theta_2 = \theta_1 + \alpha \nabla L_1(\theta_1). \quad (2)$$

Здесь α — константа сходимости. Используя θ_2 , ищем новую оценку

$$\theta_3 = \theta_2 + \alpha \nabla L_2(\theta_2). \quad (3)$$

С учетом (1) можно записать, что

$$\nabla L_2(\theta_2) = \nabla L_1(\theta_2) + \Delta l_2(\theta_2), \quad (4)$$

причем второе слагаемое находится по наблюдениям x_1 и x_2 , а первое — из разложения вектор-функции $\nabla L_1(\theta)$ в ряд Тейлора в окрестности точки θ_2 с удержанием двух первых членов:

$$\nabla L_1(\theta_2) = \nabla L_1(\theta_1) - A_1(\theta_1 - \theta_2). \quad (5)$$

В этом выражении вектор $\nabla L_1(\theta_1)$ найден на первом шаге, а квадратная матрица $A_1 = \nabla \nabla^T L_1(\theta_2)$ находится на текущем шаге (знак «Т» обозначает транспонирование).

Таким образом, совокупность выражений (3) — (5) дает возможность определить оценку θ_3 . Линейная модель градиента (5) соответствует квадратичной аппроксимации логарифма функции правдоподобия между двумя последовательными значениями оценок ее аргумента.

Для произвольного n -го шага ($n \geq 3$), выполняемого по поступлению результата наблюдения x_n , рекуррентный алгоритм записывается следующим образом:

$$\theta_{n+1} = \theta_n + \alpha \nabla L_n(\theta_n), \quad (6)$$

$$\nabla L_n(\theta_n) = \Delta L_{n-1}(\theta_n) + \nabla l_n(\theta_n), \quad (7)$$

$$\nabla L_{n-1}(\theta_n) = \nabla L_{n-1}(\theta_{n-1}) - A_{n-1}(\theta_{n-1} - \theta_n), \quad (8)$$

$$A_{n-1} = \nabla \nabla^T L_{n-1}(\theta_n) = A_{n-2} + \nabla \nabla^T l_{n-1}(\theta_n). \quad (9)$$

Выражения (6) — (8) получены аналогично выражениям (3) — (5), а (9) следует из (1) с учетом того, что при упомянутой выше кусочно-квадратичной аппроксимации справедливо условие $\nabla \nabla^T L_{n-2}(\theta_n) \approx \nabla \nabla^T L_{n-2}(\theta_{n-1})$. Непосредственная подстановка данных наблюдений на каждом шаге осуществляется лишь в вектор-функцию $\Delta l_n(\theta_n)$ и в матрицу-функцию $\nabla \nabla^T l_{n-1}(\theta_n)$, вычисление которых значительно упрощается в случае, когда данные наблюдений независимы и, следовательно, $l_n(\theta) = \ln P(x_n | \theta)$. В этом случае с предыдущего шага запоминаются только векторы оценок θ_{n-1} и θ_n , вектор $\nabla L_{n-1}(\theta_{n-1})$ и матрица A_{n-2} .

Сходимость рассматриваемого алгоритма, как нетрудно показать, обеспечивается при тех же условиях, что и для традиционного градиентного алгоритма (при максимизации с помощью последнего не изменяющейся во времени функции) [3], с дополнительным условием $L_n(\theta_{n+1}) - L_n(\theta_n) \geq -l_{n+1}(\theta_{n+1})$.

Работа алгоритма (2) — (9) показана на рис. 1, 2, где изображены результаты машинного моделирования процесса совместного оценивания амплитуды a и фазы φ гармонического колебания $s(n\Delta t) = a \cos(\omega n \Delta t + \varphi)$ с известной частотой ω , отсчеты которого аддитивно смешаны с некоррелированными между

собой отсчетами гауссовского шума, имеющего дисперсию σ^2 . Параметры модели: $a=1$, $\omega=157$, $\Delta t=0,01$, $\varphi=1,5$. Вектор оценок неизвестных параметров $\Theta = (\hat{a} \ \hat{\varphi})^T$, начальное условие $\Theta_1 = (0 \ 0,5)^T$. На рис. 1, 2 показано соответственно изменение a и φ в зависимости от номера шага n . Цифры 1, 2, 3 соответствуют значениям σ^2 , равным 1, 0,25 и 0,0625. Параметр сходимости α для всех графиков равен 0,001. Результаты машинного моделирования, приведенные на рис. 1, говорят о работоспособности алгоритма (2) — (9) в условиях достаточно

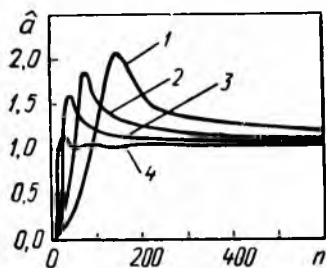


Рис. 1. Зависимость оценки амплитуды колебания от номера шага инерции

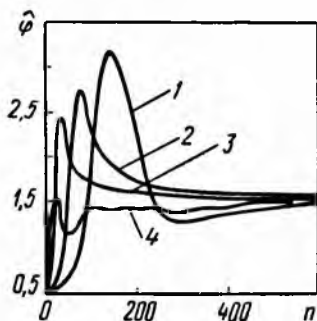


Рис. 2. Зависимость оценки фазы колебания от номера шага инерции

сильных помех и о том, что рост мощности последних уменьшает скорость его сходимости.

Сопоставления характеристик алгоритма (2) — (9) с характеристиками алгоритмов стохастической аппроксимации, описанных в [1], затруднительны ввиду различия требований к выбору α .

В целях сравнения для решения описанной тестовой задачи был применен метод рекуррентного решения уравнения максимального правдоподобия, приведенный в [2], при тех же начальных условиях и $\sigma^2=1$. Соответствующие кривые на графиках обозначены цифрой 4. Они позволяют констатировать значительное преимущество в скорости сходимости этого метода по сравнению с методом, предлагаемым в настоящей работе. Однако последний может найти применение в тех случаях, когда его преимущество, заключается в отсутствии операции обращения матрицы, будет решающим, в частности, при совместном рекуррентном оценивании большого числа параметров.

Список литературы: 1. Невельсон М. Б., Хасьминский Р. З. Стохастическая аппроксимация и рекуррентное оценивание.— М.: Наука, 1972.— 304 с. 2. Репин В. Г., Тартаковский Г. П. Статистический синтез при априорной неопределенности и адаптация информационных систем.— М.: Сов. радио, 1977.— 432 с. 3. Дегтярев Ю. И. Методы оптимизации.— М.: Сов. радио, 1980.— 272 с.

Поступила в редколлегию 31.10.84.

Б. В. ДЗЮНДЗЮК, канд. техн. наук, Т. И. СТЕПАНОВА
АНАЛИЗ СИСТЕМЫ «ЧЕЛОВЕК — МАШИНА — СРЕДА»
С ТОЧКИ ЗРЕНИЯ ЗАДАЧ ОХРАНЫ ТРУДА

Система «человек — машина — среда» (ЧМС), рассматриваемая в настоящей работе, является естественным расширением системы «человек — машина». Это расширение связано как с необходимостью более полного учета факторов, влияющих на деятельность человека, так и с опосредованным характером действия машины на человека.

«Человек — машина — среда» — сложная система, отдельные элементы которой (особенно связанные с человеческим фактором) изучены недостаточно. Как указано в [1], для рассматриваемых нами систем «наиболее совершенными будут такие модели, в которых количество свойств, качеств человека, поставленных в функциональную связь с его положением в системе, с ее природными и предметными качествами, является максимальным». Таким образом, задачи охраны труда могут быть успешно решены при учете всего комплекса взаимосвязей в системе ЧМС.

В работе [2] предпринимались попытки анализа системы «человек — машина — среда» в плане задач охраны труда. В настоящей статье предлагается вариант декомпозиции этой системы на ряд элементов, учитывающий как структурные, так и функциональные признаки. Процесс анализа системы будет идти в несколько этапов. Вначале будем рассматривать систему как единое целое (рис. 1).

Входной информацией для данной системы является информация о состоянии предмета труда (ПТ) и управляющая информация из вышестоящей системы (плановые задания, инструкции и т.д.). Выходом системы является воздействие на предмет труда.

В процессе функционирования системы изменяется ее внутреннее состояние. С точки зрения техники безопасности нас интересует один из элементов внутреннего состояния системы — состояние здоровья людей, работающих в системе и являющихся ее составной частью. В дальнейшем под системой «человек» будем понимать весь коллектив людей, работающих одновременно (в одной бригаде, смене) или в разных сменах (в одном цехе, участке). Поэтому первым шагом декомпозиции будет выделение подсистемы «человек» из рассматриваемой системы ЧМС. Теперь эту систему рассматриваем состоящей из двух основных частей «человек» (Ч) и «машина+среда» (МС) (рис. 2).

Основные взаимодействия между этими частями следующие.

1. Влияние «человека» на среду (путем обмена химическими веществами и энерговыделения в процессе жизнедеятельности человеческого организма).

2. Влияние среды и непосредственно машины на человека.

3. Поток информации о состоянии машины и среды.

4. Управляющие воздействия на машину.

Внешние связи:

5. Управляющие воздействия из вышестоящей системы управления.

6, 7. Информация о предмете труда.

8. Воздействие машины на предмет труда.

Отметим, что мы выделяем три типа связей между элементами системы: информационные связи; воздействия для выполнения поставленных целей (в основном это управляющие воздействия); побочные влияния, которые имеют место вне связи с целями функционирования человека и техники.

Графически эти связи будем обозначать соответственно одинарной (\rightarrow), двойной (\Rightarrow) и штриховой (\dashrightarrow) стрелками, а сокращенно (таблица) И, У, ВЛ.

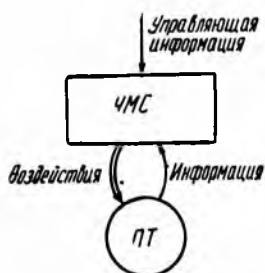


Рис. 1. Взаимосвязь системы ЧМС с предметом труда

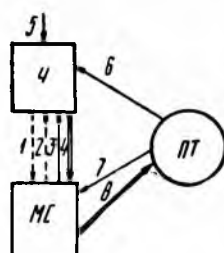


Рис. 2. Первый этап декомпозиции системы ЧМС

Анализируя эти связи, можно отметить следующее: «человек», независимо от того, один это индивидуум или коллектив, функционально выступает одновременно в качестве нескольких элементов системы ЧМС, каждый из которых участвует в своих связях и играет в системе свою роль. Поэтому для дальнейшего изучения системы наибольший эффект даст не структурное разделение элемента «человек», не разделение коллектива на структурные подразделения или одного человека на физиологические либо какие-то другие структурные части, а деление функциональное.

Мы делим элемент «человек» на 3 функциональные части. Отметим, что анализ мы ведем в общем случае, и в конкретных

системах отдельные связи и элементы могут отсутствовать или быть несущественными.

Обозначим части элемента «человек» через *Ч1*, *Ч2* и *Ч3*. *Ч1* — это человек-оператор (коллектив-оператор). Функциональной задачей этого элемента является управление «машиной», главным образом для выполнения основной задачи системы — производства выходного продукта, а также обеспечение возможности этого производства. Элемент *Ч1* — объект изучения инженерной психологии и других эргономических дисциплин.

Ч2 — человек (коллектив), рассматриваемый с точки зрения непосредственного влияния на окружающую среду (за счет тепло- и влаговыделения, потребления кислорода и т. д.).

Ч3 — это человек (группа людей), рассматриваемый с точки зрения его физиологического состояния под влиянием факторов, действующих на него в производственном процессе. Именно этот элемент изучается с точки зрения охраны труда и смежных с ней дисциплин. Состояние именно этого элемента системы ЧМС является исходным пунктом проводимого нами процесса декомпозиции. Внутреннее и внешнее (с точки зрения действия различных факторов) описание этого элемента — предмет производственной гигиены и других медицинских наук.

Рассмотрим теперь элемент МС. Первым естественным шагом его декомпозиции будет разделение на «машину» (весь комплекс оборудования рассматриваемого технологического процесса или помещения) и окружающую среду.

Связи между получившимися элементами указаны на рис. 3.

Мы видим, что произошла декомпозиция связей 2 и 3 (на соответственно 2.1, 2.2, 2.3 и 3.1, 3.2) и образовались новые связи 9, 10, 11, 12, 13, 14. Остановимся подробнее на вновь образовавшихся связях: 9 — влияние среды на качество работы «Машины»; 10 — влияние машины на состояние среды (здесь имеется в виду побочное действие машины при выполнении основного производственного назначения); 11 — информация о состоянии среды, получаемая и перерабатываемая машиной; 12 — целенаправленное воздействие «Машины» на среду; 13 — связь качества работы с физиологическим состоянием человека-оператора; 14 — влияние характера труда на степень интенсивности обмена веществ человека с окружающей средой и энерговыделение человека.

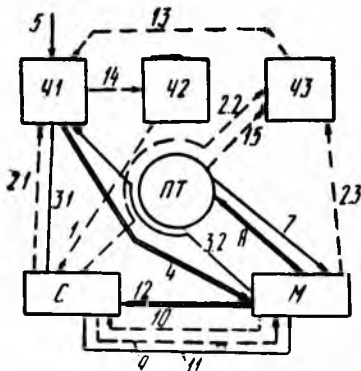


Рис. 3. Второй этап декомпозиции системы ЧМС

мая машиной; 12 — целенаправленное воздействие «Машины» на среду; 13 — связь качества работы с физиологическим состоянием человека-оператора; 14 — влияние характера труда на степень интенсивности обмена веществ человека с окружающей средой и энерговыделение человека.

№	Направление связи	Тип связи	Содержание связи	Примечания
1	Ч2—С	ВЛ	Влияние человека (как биологического объекта) на среду	В ряде случаев не является существенной
2.1	С—Ч1	ВЛ	Влияние окружающей среды на качество работы оператора	—
2.2	С—Ч3	ВЛ	Влияние среды на состояние организма человека	—
3.1	С—Ч1	И	Информация о состоянии среды, обрабатываемая человеком	—
3.2.1	М1—Ч1	И	Информация о состоянии машины, обрабатываемая человеком; информация о предмете труда и среде, получаемая от машин	—
3.2.2	М2—Ч1			
3.2.3	М3—Ч1			
4.1	Ч1—М1	У	Воздействие человека по управлению техникой и ее настройке	—
4.2	Ч1—М2			
4.3	Ч1—М3			
5	Внешняя система управления—Ч1	У	Управляющая информация о технологическом процессе из внешней системы управления	—
6	ПТ—Ч1	И	Информация о состоянии предмета труда, обрабатываемая человеком	При высокой степени автоматизации исходит от машины
7	ПТ—М1	И	Информация о состоянии предмета труда, получаемая машиной	—
8	М1—ПТ	У	Воздействие машины на предмет труда	—
9.1	С—М1	ВЛ	Влияние среды на работу машины	—
9.2	С—М2	ВЛ		
9.3	С—М3	ВЛ		
10	М1—С	ВЛ	Влияние машины на среду	—
11	С—М3	И	Информация об окружающей среде, обрабатываемая машиной	—
12	М3—С	У	Целенаправленное воздействие машины на предмет труда	—
13	Ч3—Ч1	ВЛ	Влияние состояния организма человека на качество его работы	—
14	Ч1—Ч2	ВЛ	Влияние характера и интенсивности работы на степень интенсивности обмена веществ между организмом и средой и энерговыделение человека	—
15	С—Ч1	ВЛ	Влияние среды на качество работы оператора	—
16	М2—М1	У	Аварийные управляющие воздействия	—
17	М1—М2	И	Информация, необходимая для выработки аварийных управляющих воздействий	—

Из полученной структуры связей мы видим, что элемент «Машина» выполняет две функциональные задачи:

1) основная технологическая задача — воздействие на предмет труда;

2) обеспечивающая, вспомогательная задача — формирование параметров окружающей среды.

Отметим также, что в элементе «Машина» заложена функция аварийного самоконтроля, которую тоже целесообразно выделить.

Таким образом, мы можем разделить элемент «Машина» на 3 элемента, которые обозначены $M1$, $M2$ и $M3$.

Элемент $M1$ выполняет основную технологическую функцию, элемент $M2$ — функции аварийной защиты, а элемент $M3$ осуществляет управление окружающей средой.

Таким образом, мы провели декомпозицию системы «человек — машина — среда» на 7 элементов и выделили связи между ними.

Основные характеристики связей элементов приведены в таблице, общая структура — на рис. 4.

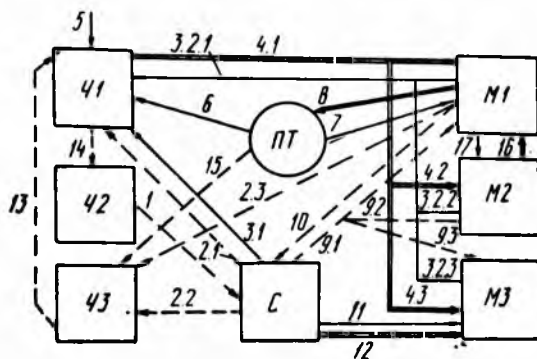


Рис. 4. Результаты декомпозиции системы ЧМС

Предлагаемая структура разработана для абстрактного производства и в этом смысле является универсальной. При привязке ее к конкретным технологическим процессам возможно отсутствие отдельных элементов и связей. Предложенная структура может быть использована как для качественного исследования характера взаимодействий в системе ЧМС, так и для выбора блоков при построении имитационной модели конкретной системы.

Список литературы: 1. Горохов В. Г., Зинченко В. П., Мунипов В. М. Методологические проблемы эргономики.— В кн.: Системные исследования: Методологические проблемы. М., 1982, с. 17—23. 2. Губанов О. Г., Яговкин Г. Н. Некоторые вопросы методологических основ охраны труда.— В кн.: Охрана труда в строительстве. М., 1984, с. 3—10.

Поступила в редколлегию 14.05.85.

СОДЕРЖАНИЕ

Сироджа И. Б. Адаптивный структурно-аналитический алгоритм восстановления оптимальной грамматики для распознавания двух образов	3
Гороховатский В. А. Теоретический анализ помехозащищенности методов определения параметров нормализации изображений	10
Калекина Т. Г., Котляров С. О. Математическое моделирование аллофонического уровня для гласных русского языка в системах автоматической обработки речи	16
Четвериков Г. Г., Чугун А. И., Кириленко Т. В. Особенности программной реализации методов и алгоритмов минимизации переключательных функций алгебры конечных предикатов	22
Гринченко С. Н., Загускин С. Л. Модель рецепторной зоны живой клетки. Сообщение 2	28
Ананин В. Ф. Структурная организация центральной нервной системы и ее роль в регуляции сердечно-сосудистой системы. Сообщение 6	35
Филатов А. Т., Колотенко Г. А., Ахмедов Т. И. Системное исследование пространственно-временных организаций потенциалов мозга и возможности использования основной управляющей системы	48
Рось А. А., Богданов Ю. Г., Снопков М. В. Язык ПЛАТАН-Д1	55
Рублицецкий В. И., Тартаковский И. И. Критерий существования и алгоритм нахождения регулярных реализаций походки многоногой шагающей системы	62
Алипов Н. В. Синтез помехоустойчивых алгоритмов поиска точки на отрезке [0,1]	72
Яковлев С. В. Об одном классе геометрических задач о покрытии	84
Акмурзин В. В., Герасименко В. В., Фильштинский В. А. Об одном методе обнаружения тупиков в вычислительных системах	88
Ивановская Э. В., Михнов Д. К. Метод и устройство адаптации скорости вывода информации на средства отображения к динамике объекта	92
Батыев В. Д., Притула В. Г. Использование таблиц решений для синтеза ациклических алгоритмов	100
Айзенберг Н. Н., Пилюгин С. В. Оптимизация вычисления спектров дискретных сигналов при движении вдоль временного ряда	104
Иванов В. И., Кривуля Г. Ф., Фастовец Г. П. Построение алгоритмов поиска дефекта в условиях возможной неопределенности результатов проверок	107
Иванов М. А. Методика определения требований к верности передачи вспомогательной цифровой информации	112
Какурин Н. Я., Курбанов А. П. Синтез и применение триггеров с инверсными входами	117
Калявин В. П., Щербаков А. Ю. Выбор глубины поиска дефектов Зозуля И. В., Котляров С. О., Матейченко В. В. Математическая модель локализации одного класса источников аварий	124
Давиденко М. Г. Рекуррентный алгоритм нахождения оценок максимального правдоподобия, не требующий обращения матриц	131
Дзюндзюк Б. В., Степанова Т. И. Анализ системы «человек — машина — среда» с точки зрения задач охраны труда	137
	140