

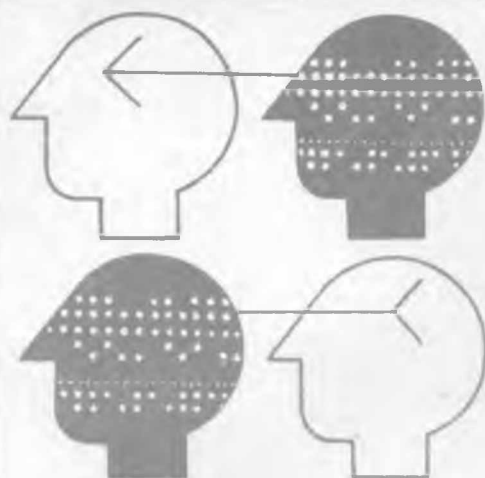
007.57
Г78

ISSN 0553-2656

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

691882

38|87



«ВИЩА ШКОЛА»

007, 51

178

МИНИСТЕРСТВО ВЫСШЕГО И СРЕДНЕГО
СПЕЦИАЛЬНОГО ОБРАЗОВАНИЯ УССР

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

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

Республиканский
межведомственный
научно-технический
сборник

Основан в 1968 г.

В Ы П У С К 38



32

7001

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

1987

007.54
178 1987

В сборнике освещаются вопросы математического и физического моделирования процессов интеллектуальной деятельности человека, результаты бионических исследований. Строятся модели, предлагаются методы и алгоритмы, используемые при распознавании зрительных и звуковых образов. Особое внимание уделяется теории и применению процедур автоматической обработки текстов на естественном языке для автоматизированных информационных систем. Рассматриваются некоторые вопросы программной и технической реализации предложенных процедур. Нормативные материалы приведены по состоянию на 1 января 1987 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. Дабагян, 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-141, пр. Ленина, 14, Институт радиоэлектроники, тел. 40-93-66

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

СБОРНИК НАУЧНЫХ ТРУДОВ

ПРОБЛЕМЫ БИОНИКИ

Выпуск 38

Редактор *А. П. Гужва*
Художественный редактор *Т. П. Короленко*
Технический редактор *Л. Т. Ена*
Корректор *Л. Н. Быкова*

Информ. бланк № 11595

Сдано в набор 04.08.86. Подп. в печать 17.11.86. БЦ 08791. Формат 60×90/16. Бумага типогр. № 1. Лит. гарн. Выс. печать. Печ. л. 9. Кр.-отт. 9,25. Уч.-изд. л. 10. Тираж 700 экз. Изд. № 1481. Зак. 6-270. Цена 1 р. 40 к.

Издательство при Харьковском государственном университете издательского объединения «Вища школа», 310003, Харьков-3, ул. Университетская, 16.

Книжная фабрика «Коммунист», 310012, Харьков-12, ул. Энгельса, 11

п 1502000000-003
М226(04)-87—480-87

© Издательское объединение
«Вища школа», 1987

О РАСПОЗНАВАНИИ ЭЛЕМЕНТОВ ЗНАЧЕНИЯ ТЕКСТА

Сообщение 1

Разработке систем обмена информацией с ЭВМ на языке человека уделяется большое внимание [1—3]. Необходимым условием построения таких систем является наличие простых и достаточно надежных процедур перехода от представления информации в виде предложений на входе ЭВМ к представлению на внутреннем языке системы.

Для машинных систем, обеспечивающих доступ к информации в ограниченной области знаний, предложен широкий спектр методов анализа: от представления запросов в виде наборов ключевых слов до получения графов синтаксических и семантических структур входных текстов [2, 4, 5]. В качестве примера рассмотрим два возможных запроса, поступающих на вход системы, которая выполняет функции кассира железнодорожной кассы.

«Я хочу купить купейный билет на поезд Харьков — Москва от Белгорода до Курска на сегодня».

«Можно ли купить купейный билет на поезд Харьков — Москва от Белгорода до Курска на сегодня?»

Наборы ключевых слов в обоих запросах одинаковы. Но реакция системы на эти запросы должна быть различной. Во втором случае достаточен ответ «да» или «нет», который можно получить при просмотре цифр остатков свободных мест на данный поезд. В первом случае требуется проверка наличия свободных мест и в положительном случае — поиск в базе данных и выдача сведений о конкретном месте. Следовательно, метод ключевых слов для анализа подобных запросов был недостаточен.

Вместе с тем явно нецелесообразно выполнять исчерпывающий анализ всего предложения или нескольких предложений запроса в синтаксических или семантических терминах. При анализе необходимо получить ответы из текста на некоторый список вполне конкретных вопросов типа: «О чем идет речь?» (покупка билета, получение информации о наличии мест, маршрут поезда, время прибытия поезда на станцию и т. п.), «Номер поезда?», «Станция отправления?» и т. д. Чтобы ускорить действие системы, ответы на подобные вопросы желательно получить без выявления структуры всего предложения запроса или ряда предложений.

Ответы содержатся в ключевых словах, но их семантическая роль может быть неоднозначной, так как отдельно взятое ключевое слово из запроса может быть правдоподобным отве-

том одновременно на несколько вопросов. В приведенных выше примерах запросов слово «Белгород», рассматриваемое изолированно, может быть ответом на вопросы: «Пункт отправления?», «Пункт прибытия?», «Начальный пункт маршрута поезда?», «Конечный пункт маршрута поезда?», «Промежуточный пункт маршрута поезда?». Это же относится и к словам «Курск», «Харьков», «Москва». Но выявление контекста (2—5 слов), характерного для той или иной семантической роли ключевого слова, зачастую полностью снимает подобную неоднозначность.

Рассмотрим один из способов учета диагностического контекста при выявлении семантических ролей ключевых слов в тексте запросов на естественном языке, вводимых в ЭВМ.

На этапе морфологического анализа каждой словоформе запроса (в том числе знакам препинания, дефисам и т. п.) приписывается следующая информация:

- номер словоформы в тексте;
- код семантического класса;
- часть речи;
- дополнительная морфологическая информация (род, число, падеж — для именных частей речи, инфинитив или время, число, лицо — для глаголов и т. п.);

— один или несколько номеров сетей переходов, предназначенных для выявления семантических ролей словоформ путем учета контекста. (Номера сетей приписываются не каждой словоформе, а только тем, которые хорошо предсказывают появление других слов в тексте).

Если словоформа лексически неоднозначна (многозначна, омонимична), то для каждого лексического значения выписывается полная информация как об отдельной словоформе со своими номерами сетей переходов. Но номер словоформы в предложении в этом случае повторяется. Морфологическая неоднозначность описывается в пределах единой информации о данном лексическом значении. Результаты морфологического анализа представлены в таблице.

№ слово-формы	Слово-форма	Семанти-ческий класс	Часть речи	Морфологические признаки	№ сети
1	Я	СУБ	Местоимение	1 л., ед. ч.	—
2	хочу	МОД	Глагол	1 л., ед. ч., н. в.	—
3	купить	ИМЕТЬ	Глагол	Инф.	—
4	купей-ный	ТМКУП	Прилагательное	М. р., ед. ч. и/в. п.	—
5	билет	МЕСТО	Существительное	М. р., ед. ч. и/в. п.	1, 2, 3, 4
...	...	...	...	...	...
16	сегодня	ДАТА	Наречие	—	—
17		ТЧК	Знак препинания	—	—

На втором этапе обработки в ЭВМ производится анализ контекста словоформ, выражающих существенные элементы значения запроса. Анализ выполняется с помощью сетей переходов, номера которых приписываются определенным словоформам при морфологическом анализе. В качестве примера

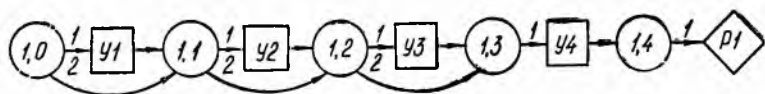


Рис. 1. Базовые типы структур

рассмотрим сеть № 1 (рис. 1), предназначенную для распознавания контекста словоформы «билет», который указывает на то, что речь идет о ситуации 1 — покупка билета (C1).

Любая сеть имеет узлы трех типов: круглые, прямоугольные и ромбовидные. Круглый узел 1.0 соответствует началу процедуры для выявления в тексте запроса словосочетания со значением C1. Остальные круглые узлы соответствуют словоформам запроса, которые выявляются данной сетью, т. е. удовлетворяют ее требованиям. Узлы этого типа не препятствуют продолжению анализа по любой из дуг, исходящих из данного узла. Сеть (рис. 1) предназначена для выявления словосочетаний, включающих в себя до четырех словоформ.

Квадратные узлы U1, U2, U3, U4 обозначают условия, которым должна удовлетворять словоформа запроса, чтобы она была выявлена сетью при переходе от одного круглого узла к другому. Каждое условие включает в себя все или некоторые из следующих характеристик: семантика словоформы, часть речи, необходимые морфологические признаки, место, где искать словоформу во фразе. В определенных случаях вместо семантики и морфологических признаков может указываться сама словоформа (например, предлог). Условие U1 в сети (рис. 1) имеет следующий вид: {Сем = СУБ, Мвп = 1 + 5}. Это означает, что первая словоформа, выявляемая сетью, должна иметь семантический признак СУБ, а ее возможное место в предложении (Мвп) — от начала предложения (1) первые пять позиций. Условие U2 = {Сем = МОД, Мвп = 012}, т. е. семантический признак словоформы — МОД. Искать ее следует относительно ранее обнаруженной словоформы либо, если ее не было, относительно начала предложения (0), справа и слева (1) в глубину на две позиции (2). Условие U3 = {Сем = ИМЕТЬ, Чр = глаг., Мвп = 012}. Смысл обозначений прежний. Добавляется признак части речи (Чр). Условие U4 = {Сем = МЕСТО, Мвп = 015}.

Дуги, соединяющие круглые вершины непосредственно, обозначают безусловный переход к следующему этапу анализа без выявления словоформы на данном этапе. Узел в виде ромба содержит результат, получаемый на выходе сети: вероятное

значение некоторого элемента смысла, существенного для понимания текстов в данной области знаний. На выходе одной сети могут получать значения несколько элементов смысла, каждый по одному значению. Результат $P1=\{SIT=C1\}$, т. е. элемент смысла «ситуация» (*SIT*) принимает значение «покупка билетов» (*C1*).

Процедура анализа, задаваемая сетью (рис. 1), проходит следующим образом. Порядок действий определяется порядком следования узлов в некотором пути сети, а также нумерацией дуг, исходящих из каждого узла. Цель анализа — найти во фразе словоформы, удовлетворяющие пути в сети, ведущему от вершины 1.0 к вершине результата. Процедура анализа начинается с узла 1.0, обращение к которому происходит после окончания морфологического анализа при считывании номера сети 1 в строке 5 (см. таблицу). При прохождении дуги 1.0.1 (дуги 1, исходящей из узла 1.0) проверяется условие $У1$, т. е. среди первых пяти словоформ запроса отыскивается словоформа с семантическим признаком СУБ. В данном запросе это словоформа «я». Во вспомогательный массив памяти производится запись «1, 1, Я, СУБ». Структура этой записи: « j , $H(j)$, Слов (j), Сем (j)», где j — номер словоформы в том порядке, в каком она была выявлена данной сетью; $H(j)$ — номер выявленной словоформы (см. таблицу); Слов(j) — словоформа, выявленная данным условием в сети; Сем(j) — семантический признак словоформы, который удовлетворил условию. При положительном результате проверки условия $У1$ осуществляется переход к узлу 1.1. В случае отсутствия словоформы, соответствующей условию $У1$, выполняется безусловный переход к узлу 1.1 по дуге 1.0.2. Производится запись «1, —, —, —».

Из узла 1.1 анализ продолжается по дуге 1.1.1. Проверяется условие $У2$, т. е. в таблице среди словоформ с номерами от 1—2 до 1+2 выявляется словоформа с семантикой МОД. (Отрицательные номера словоформ игнорируются). В данном запросе это словоформа «хочу». Выполняется запись «2, 2, хочу, МОД» и переход в узел 1.2. При невыполнении $У2$ производится безусловный переход по дуге 1.1.2 в узел 1.2 (например, в случае запроса: «Дайте мне билет...»).

Из узла 1.2 совершается переход по дуге 1.2.1 к проверке условия $У3$, для чего в таблице среди словоформ с номерами от 2—2 до 2+2 проверяется наличие глагола с семантикой ИМЕТЬ (в рассматриваемом запросе это «купить»). При выполнении условия $У3$ делается запись «3, 3, купить, ИМЕТЬ» и переход в узел 1.3. Если же такая словоформа не будет выявлена (условие $У3$ не выполнено), то по дуге 1.2.2 осуществляется безусловный переход в 1.3.

Узел 1.3 выполняет передачу управления на проверку условия $У4$, при этом в таблице среди словоформ с номерами от 3—5 до 3+5 выявляется словоформа с признаком МЕСТО

(в приведенном запросе это «билет»). В случае успешной проверки условия У4 делается запись «4,5, билет, МЕСТО» и переход в узел 1.4. Если условие У4 не выполняется, то осуществление данной процедуры прекращается без результата. Совершается переход к началу сети № 2, номер которой указан для словоформы «билет» (см. таблицу).

Из узла 1.4 выполняется переход к блоку формирования результата. В данном случае Р1 означает выдачу готовой информации: $SIT = C1$. Но в большинстве случаев в этом блоке заранее задана только переменная (левая часть равенства), а ее значение выбирается из соответствующих записей, сформированных при анализе сетью.

Нетрудно видеть, что сеть, представленная на рис. 1, дает возможность правильно анализировать запросы, в которых мысль о покупке билета выражена следующим образом: «Я хочу купить (1, 2, ...) билет(а)...», «Мне нужно приобрести (1, 2, ...) билет(а)...», «Хочу купить (1, 2, ...) билет(а)...», «Нуж(е)-н(о) (1, 2, ...) билет(а)...», «Дайте мне (1, 2, ...) мест(о/а)...», «Мне нужно уехать (сегодня поездом № X)», «Дайте (1, 2, ...) плацкарт(а)...», «Мне (1, 2, ...) билет(а)...», «(Пожалуйста) (1, 2, ...) билет(а) (на поезд № X на сегодня)» и т. п. При этом допустимы практически любые перестановки словоформ в подобных фрагментах в начальной части фразы. Возможно наличие некоторых разделяющих слов.

Подобные фрагменты запросов будут правильно проанализированы в том случае, если на этапе морфологического анализа словоформам «я», «мне» и другим будет приписан семантический признак СУБ, словоформам «хочу», «нужно», «требуется», «необходимо» и т. п. — признак МОД, словоформам «купить», «приобрести», «получить» и т. п. — признак ИМЕТЬ, а словоформам «билет», «место», «плацкарт», «уехать» и т. п. — признак МЕСТО и отсылка к сети № 1.

Сеть № 2 предназначена для анализа словосочетаний в составе запроса со значением «тип места» (ТОР). Она изображена на рис. 2. В этой сети $У5 = \{\text{Сем} = \text{ТМ}aaa, \text{Мвп} = 1 + 15\}$, $У6 = \{\text{Сем} = \text{МЕСТО}, \text{Мвп} = 012\}$, $P2 = \{ТОР = \langle \text{Сем} (1) \rangle\}$.

Сеть № 2 имеет две особенности в отличие от сети № 1. В условии У5 семантический признак выявляемой словоформы задан первыми двумя символами кода признака (ТМ). Последние

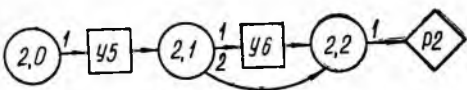


Рис. 2. Возможные пути последовательной аппроксимации

три символа кода замаскированы, т. е. игнорируются при сравнении. Результат 2 (Р2) имеется не в готовом виде, а формируется: переменной ТОР присваивается значение семантического признака из записи 1, выполненной данной сетью.

Сеть № 2 воспринимает такие фрагменты запросов: «(Дайте 1) плацкартный билет...», «...купейное место...», «...билет (в) общий (вагон)...», «...билет (на) купейное (место)...», «...место (в) купе...», «(Дайте 1) плацкарт...» и т. д.

Сети № 3, 4, ... имеют аналогичную структуру и принцип действия.

Особенность предлагаемой процедуры анализа фраз естественного языка заключается в том, что выявляется структура не одной или нескольких фраз в целом, а только структура сочетаний, выражающих существенные элементы значения текста. В процедуру анализа включены данные, относящиеся к морфологическому, синтаксическому и семантическому уровням языка. Можно анализировать запросы, состоящие из одной или нескольких фраз. В результате получают элементы семантического представления текста.

Отдельные запросы с инвертированным порядком слов или другими особенностями построения фразы могут не восприниматься той или иной сетью. Распознающие возможности сети можно увеличить, расширив диапазон поиска в каждом условии УК ($K=1, 2, \dots$), для чего следует увеличить значение третьей компоненты признака Мвп. Однако это снижает быстродействие процедур анализа при безрезультатных исходах.

Анализ словосочетаний запроса продолжается до тех пор, пока не будут применены все сети, указанные в таблице. В результате получается множество переменных типа *SIT*, *TOP*, которым присваиваются значения из текста запроса. Возможен случай, когда значения получают переменные, не имеющие отношения к содержанию запроса. Это происходит, если некоторые сети ошибочно воспримут комбинации словоформ в запросе в качестве подходящих. Установление иерархии признаков, выделение релевантных переменных и их значений производится на следующем этапе анализа при семантическом анализе.

Список литературы: 1. Попов Э. В. Общение с ЭВМ на естественном языке.— М.: Наука, 1982.—360 с. 2. Шенк Р. Обработка концептуальной информации.— М.: Энергия, 1980.—358 с. 3. Диалоговые системы в АСУ/Под ред. Д. А. Поспелова—М.: Энергия, 1983.—216 с. 4. Вудс У. Сетевые грамматики для анализа естественных языков//Кибернет. сб. Нов. сер.—1976.—Вып. 13.—С. 120—158. 5. Белоногов Г. Г., Кузнецов Б. А. Языковые средства автоматизированных информационных систем.—М.: Наука, 1983.—288 с.

Поступила в редколлегию 14.11.85.

А. С. ЛЕВИЦКИЙ, Н. В. ШАРОНОВА, канд. техн. наук,
Э. М. БУЗНИЦКАЯ, канд. техн. наук

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ЛИНГВИСТИЧЕСКОГО РЕГИСТРА ПРИ РЕШЕНИИ ЗАДАЧ АНАЛИЗА И СИНТЕЗА РУССКОГО ТЕКСТА

При построении и эксплуатации различных информационных систем предпочтительна естественно-языковая форма общения пользователя и ЭВМ. Ведутся активные работы по моделированию естественного языка и его фрагментов. В процессе обработки текстовой информации важнейшими являются задачи анализа и синтеза словоформ, включающие морфологическую и словообразовательную (деривативную) обработку.

Рассмотрим русское суффиксальное словообразование на примере отглагольных имен существительных. В работах [1, 2] было описано построение модели смысла, а в данной статье основное внимание уделяется построению модели текста, описанию его структуры и связей текста суффиксальной морфемы с моделью смысла.

Введем некоторую вспомогательную абстрактную конструкцию, называемую лингвистическим регистром (ЛР). Это обусловлено требованиями, предъявляемыми к тексту как к объекту описания математическим аппаратом алгебры конечных предикатов (АКП). Для выбора и введения переменных, связывающих уравнениями фрагменты текста, необходимо каждому из них (букве, суффиксальному сегменту, морфу и т. д.) поставить в соответствие некоторые переменные, обозначающие место данного фрагмента в тексте. Эти функции выполняет ЛР. Кроме того, он является удобной промежуточной конструкцией для представления наиболее экономным образом текстовых единиц в памяти ЭВМ.

Лингвистический регистр сегментированных суффиксов (ЛРСС) [3] — удобное вспомогательное средство для построения математических моделей отношений, связывающих суффиксальную часть словоформы с остальным текстом. Распределение букв по ЛРСС осуществляется специальным алгоритмом сегментирования текста, в результате работы которого за каждым фрагментом закрепляется определенное место в ЛРСС. Суффиксальный сегмент в ЛРСС имеет структуру <гласная буква> <согласная буква> <мягкий знак>, на каждом из перечисленных мест может находиться либо буква, либо пробел —. Подробно структура и функции ЛРСС описаны в работе [3, с. 41—57].

Нами предпринята попытка использования ЛРСС не просто как вспомогательной абстрактной конструкции, роль которой состоит в присвоении набора мест фрагментам текста, но и в качестве отправной, базовой конструкции, несущей в себе

семантические связи морфов с окружающим их текстом. В процессе исследований осуществлен семантический переход от суффиксальной морфемы через сегмент суффикса к отдельной букве суффиксального сегмента. Возможно также решение обратной задачи: переход от буквы суффиксального сегмента находящегося в ЛРСС, к набору морфов и морфем, куда этот сегмент может входить. В качестве промежуточной преследовалась цель минимизации ЛРСС на буквенном уровне. Она выполнима при условии, что семантика морфемы перенесена на минимальные ее фрагменты — буквы.

При минимизации ЛРСС ставится условие: каждая буква русского алфавита встречается в позиции регистра F_i только один раз, несет на себе семантику всех морфем, в которые она входит в составе данного сегмента ЛРСС. Эта общая установка позволяет подойти к решению основной поставленной задачи: осуществить аналитическую запись минимизированного ЛРСС в виде системы уравнений АКП. Данные уравнения описывают семантические связи помещенных в ЛРСС морфем и также несут информацию о линейной сочетаемости суффиксальных сегментов и морфов.

Попытка минимизации ЛРСС на сегментном уровне описана в работе [3]. Минимизировалось количество сегментов морфем в F_i сегменте регистра. Иными словами, исключались повторяющиеся сегменты морфем в столбцах F_i ЛРСС. После минимизации максимальная глубина регистра по вертикали составляла 47 строк. Это удовлетворительно, поскольку рассматривалось свыше шестисот морфов всех частей речи. На меньшем множестве исходных морфем, например только на суффиксах отглагольных имен существительных, такая минимизация нецелесообразна, так как почти не дает экономии в записи по строкам. В результате исследований установлено, что при работе с меньшим, чем полное множество морфов, множеством сегментированных единиц, гораздо эффективнее использовать минимизацию ЛРСС на буквенном уровне. Описанная последовательность действий при такой минимизации.

Исключаем повторяющиеся в сегменте ЛРСС F_i буквы. При этом к семантике буквы, с которой начался процесс минимизации, добавляем семантику тех сегментов, из которых вычеркиваем букву. Таким образом, после минимизации любая буква любого сегмента F_i ЛРСС содержит в себе семантику всех сегментов морфем, которые были расположены ниже и из которых эта буква вычеркивалась в процессе минимизации. Каждая буква минимизированного ЛРСС описывается одним уравнением и встречается в i -м сегменте на j -м месте только один раз, в то время как при сегментной минимизации одна и та же буква на месте s_{ij} встречалась более одного раза.

В качестве примера рассмотрим фрагмент регистра:

F_1	F_2	F_3	F_4	M
$s_1^1 s_1^2 s_1^3$	$s_2^1 s_2^2 s_2^3$	$s_3^1 s_3^2 s_3^3$	$s_4^1 s_4^2 s_4^3$	роли r^k
___ль :	___щ___ :	ик___ :	___	2,4
___ль :	___н___ :	ик___ :	___	5,6
аль :	___	___	___	8

Здесь приняты следующие обозначения: F_i — сегмент ЛРСС; s_i^j — позиция букв в сегменте; M — множество семантических ролей r , соответствующее данному сегменту суффикса. Это определенный код, разработанный ранее для суффиксов имен существительных, мотивированных глаголами [2]. Уравнения для букв ЛРСС после минимизации будут иметь следующий вид:

$$s_1^1(a) = r^3; \quad s_1^2(l) = s_1^3(b) = r^2 \vee r^4 \vee r^5 \vee r^6 \vee r^8;$$

$$s_2^2(и) = r^2 \vee r^4; \quad s_2^2(н) = r^5 \vee r^6; \quad s_3^1(u) = s_3^2(k) = r^2 \vee r^4 \vee r^6 \vee r^5.$$

К ним следует добавить также уравнения для пробелов:

$$s_1^1(_) = r^2 \vee r^4 \vee r^5 \vee r^6; \quad s_2^2(_) = s_3^2(_) = r^8;$$

$$s_2^1(_) = s_3^3(_) = s_4^1(_) = s_4^2(_) = s_4^3(_) =$$

$$= r^2 \vee r^4 \vee r^5 \vee r^6 \vee r^8.$$

После минимизации на буквенном уровне ЛРСС имеет вид

F_1	F_2	F_3	F_4
ать	ель	ик___	акь
ол___	ан___	ан	оц___
ув	ущ	ос	ит
ер	оч	ыт	___
ын	иц	ец	
иг	ёр	___	
ях	ят		
ш	ыв		
___д	___ш		
б	м		
___	ж		
	с		
	г		

Общий вид уравнения каждой буквы минимизированного ЛРСС можно записать следующим образом:

$$s_i^j(a) = \bigvee_{k=1}^n f_k(x_1, x_2, \dots, x_m),$$

где s_i^j — j -я позиция i -го сегмента регистра, заполненная буквой

α из множества букв русского алфавита; $x_1, x_2, \dots, x_m$ — переменные семантические признаки [2]; $f_k(x_1, x_2, \dots, x_m)$ — k -я семантическая роль морфемы, содержащей букву α ; n — число семантических ролей буквы α . Обозначим $f_k(x_1, x_2, \dots, x_m) = r^k$, тогда уравнение, описывающее семантические связи буквы с окружающим ее текстом, запишем так:

$$s_l^i(\alpha) = \bigvee_{k=1}^n \left(\bigvee_{l=1}^m q_k^l \right) r^k.$$

Здесь q_k^l — множитель, характеризующий влияние основы. Он обозначает класс основы внутри семантической роли r^k , $l = \overline{1, m}$ — номер класса основ.

В качестве примера запишем уравнение для буквы «а», стоящей в первой позиции первого сегмента минимизированного ЛРСС:

$$\begin{aligned} s_1^1(a) = & r^7 (q_7^4 \vee q_7^5) \vee r^6 (q_6^1 \vee q_6^3) \vee r^{22} (q_{22}^2 \vee q_{22}^3) \vee r^{37} \vee r^{14} (q_{14}^1 \vee q_{14}^2) \vee \\ & \vee r^{15} q_{15}^3 \vee r^{25} q_{25}^3 \vee r^{28} \vee r^{43} q_{43}^2 \vee r^{44} q_{44}^3 \vee r^8 (q_8^3 \vee q_8^7 \vee q_8^8) \vee r^{59} \vee \\ & \vee r^{57} (q_{57}^1 \vee q_{57}^3) \vee r^{35} q_{35}^4. \end{aligned}$$

Это уравнение может иметь следующую содержательную интерпретацию. Буква «а» входит в состав морфов (можно их перечислить, однако список будет слишком длинным), имеющих семантические роли 6, 7, 22, 37 и т. д. (по верхним индексам ролей) и присоединяющихся к основам перечисленных классов внутри семантических ролей (верхний индекс переменной, обозначающей класс основы).

Для каждой буквы минимизированного ЛРС записывается свое уравнение. Оно учитывает семантические связи буквы с окружающим ее ближним и дальним текстом (имеется в виду влияние слова через ближайшие морфы и влияние более отдаленного контекста), а также определяет ее месторасположение в регистре. При решении задач анализа и синтеза единиц текста эти уравнения решают совместно с другими уравнениями, задающими линейную сочетаемость сегментов в суффиксах, суффиксов в слове, совместимость суффиксальных и других морфов. В результате машинных экспериментов установлено, что минимизация ЛРСС по буквам дает еще одно преимущество: нет необходимости проверять линейную сочетаемость сегментов суффикса, поскольку она уже заложена в минимизируемый ЛРСС.

Список литературы: 1. Бондаренко М. Ф., Шаронова Н. В. О математическом описании процессов словообразования // Пробл. бионики. — 1981. — Вып. 27. — С. 83—88. 2. Шаронова Н. В., Бузницкая Э. М. О структуре системы признаков при моделировании словообразования // Пробл. бионики. — 1983. — Вып. 31. — С. 12—19. 3. Шаронова Н. В. Математические модели суффиксального словообразования и их использование для автоматической обработки отглагольных имен существительных в текстах русского языка: Дис. . . канд. техн. наук. — Х., 1984. — 222 с. — Машинопись.

Поступила в редколлегию 18.10.85.

М. И. ВАРСАК, В. А. ЛОВИЦКИЙ, канд. техн. наук, А. М. ЛУГАНСКИЙ

ПРЕДСТАВЛЕНИЕ И ФОРМИРОВАНИЕ ДЕКЛАРАТИВНО-ПРОЦЕДУРАЛЬНЫХ ЗНАНИЙ В ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНЫХ ЕСТЕСТВЕННО-ЯЗЫКОВЫХ СИСТЕМАХ

Введем понятие классов знаний интеллектуальных естественно-языковых систем (ИЕЯС) и на его базе выделим два класса декларативно-процедуральных знаний (ДПЗ), обеспечивающих практический уровень реализации ИЕЯС.

Функционирование любой ИЕЯС сводится к решению задач, формальное определение которых приведено в работах [1, 2]. Аналогично понятию «задача» определим предварительно знания ИЕЯС как четверку $DP = \langle X, Q, F, Y \rangle$, в которой X обозначает входные данные; Q — назначение и условия применимости DP ; F — конечную последовательность правил, с помощью которой на основании X получаем Y в соответствии с Q ; Y — выходные данные.

Будем считать, что ИЕЯС располагает знаниями трех типов: 1) система ЗНАЕТ ЧТО; 2) система ЗНАЕТ КАК; 3) система УМЕЕТ. Введем обозначения для описания перечисленных типов знаний. Через $Dc(W)$ обозначим декларативное описание W на языке R -выражений, где W представляет собой какой-либо факт, явление или последовательность действий; через $Pr(F)$ — программное описание какой-либо последовательности действий на одном из алгоритмических языков, оформленное в виде программного модуля. Тогда в соответствии с введенными обозначениями всевозможные комбинации трех типов знаний можно наглядно представить в виде таблицы, в которой 1 и 0 обозначают наличие или отсутствие соответствующего типа знаний в базе ИЕЯС. Полный перебор позволяет выделить семь классов знаний.

Класс 1 составляет активные процедуральные знания (АПЗ), поскольку конечная последовательность правил F в $Pr(F)$ представлена на таком языке, который позволяет ИЕЯС выполнить F . Оформление F в виде программного модуля предполагает его реализацию на уровне подпрограммы (процедуры) или на уровне фазы.

Классы знаний	Система ЗНАЕТ ЧТО	Система ЗНАЕТ КАК	Система УМЕЕТ
	$Dc(X, Q, Y)$	$Dc(F)$	$Pr(F)$
1	0	0	1
2	0	1	0
3	0	1	1
4	1	0	0
5	1	0	1
6	1	1	0
7	1	1	1

Будем различать непосредственно выполнимые АПЗ (НВАПЗ) и потенциально выполнимые АПЗ (ПВАПЗ). К НВАПЗ относятся только такие $Pr(F)$, которые представлены корневыми фазами, а к ПВАПЗ — подпрограммы (процедуры) или фазы. Для выполнения НВАПЗ достаточно их загрузить в оперативную память ЭВМ и дать команду на выполнение. Для выполнения же ПВАПЗ их необходимо или преобразовать в (дополнить до) НВПЗ, или найти такие НВАПЗ, которые вызывают эти ПВАПЗ.

НВАПЗ или ПВАПЗ, которые вызывают другие ПВАПЗ, называются процедуральными метазнаниями (ПМЗ). ПМЗ показывают, какие процедуральные знания и в какой последовательности нужно использовать для получения Y на основании X в соответствии с Q .

Например, одно и то же F можно представить в виде различных вариантов описаний на Фортране:

$Pr_1(F)$	$Pr_2(F)$	$Pr_3(F)$
$A = 5.7$	<i>SUBROUTINE PRM (A, B)</i>	$A = 5.7$
$B = -1.6$	$P = A$	$B = -1.6$
$P = A$	$A = B$	<i>CALL PRM (A, B)</i>
$A = B$	$B = P$	<i>STOP</i>
$B = P$	<i>RETURN</i>	<i>END</i>
<i>STOP</i>	<i>END</i>	
<i>END</i>		

$Pr_1(F)$ представляет собой НВАПЗ; $Pr_2(F)$ — ПВАПЗ; $Pr_3(F)$ — это ПМЗ в виде НВАПЗ. Более того, одни и те же ПЗ на одном и том же языке могут быть описаны по-разному. Например,

$Pr_4(F)$
SUBROUTINE PRM1 (A, B)
 $A = A + B$
 $B = A - B$
 $A = A - B$
RETURN
END

Итак, завершая описание 1-го класса значений ИЕЯС, отметим, что если система располагает только данным классом знаний, то она самостоятельно их активизировать не сможет.

В самом деле, даже если представить, что ИЕЯС, последовательно перебирая оглавление библиотеки загрузочных модулей, извлекает корневые фазы и выполняет (активизирует) их, то и в этом случае система не только должна располагать соответствующим ПМЗ, с помощью которого будет осуществляться поиск, извлечение и выполнение соответствующих НВАПЗ, но и уметь к нему обращаться, т. е. располагать соответствующим $Dc(X, Q, Y)$.

Класс 2 включает в себя пассивные (по отношению к ИЕЯС, которая располагает этими знаниями) процедуральные знания, т. е. конечная последовательность правил F записана на таком языке, который не позволяет данной ИЕЯС_{*i*} выполнить F . Но в этом случае обязательно должна существовать такая внешняя ИЕЯС_{*j*}, которая может выполнить F . Иными словами, $Dc(F)$ для ИЕЯС_{*i*} должно быть $Pr(F)$ для ИЕЯС_{*j*}.

Привлечение естественного языка для описания F приводит к случаям многозначного описания одного и того же F . Например, для рассматриваемого F имеем:

- | $Dc_1(F)$ | $Dc_2(F)$ |
|--|---|
| 1. $\langle A \rangle$ занести в $\langle P \rangle$. | 1. $\langle P \rangle$ присвоить значение $\langle A \rangle$. |
| 2. $\langle B \rangle$ занести в $\langle A \rangle$. | 2. В $\langle A \rangle$ записать $\langle B \rangle$. |
| 3. $\langle P \rangle$ занести в $\langle B \rangle$. | 3. В $\langle B \rangle$ занести $\langle P \rangle$. |

Если система располагает только данным классом знаний, то она не имеет доступа ни к $Dc(F)$, ни к $Dc(f_i)$, а следовательно, не может определить идентичность $Dc_1(F)$ и $Dc_2(F)$. Поскольку в работе для декларативного описания F привлекается только естественный язык, то вариант многозначного декларативного описания F с помощью различных алгоритмических языков здесь не рассматривается.

Класс 3 объединяет ПЗ предыдущих двух классов и представляет собой полные процедуральные знания. Принципиально важным является рассмотрение вопроса соотнесения между $Dc(F)$ и $Pr(F)$. Охарактеризуем F : 1) F — это абстрактное понятие, материальное представление которого существует только в виде $Dc(F)$ и $Pr(F)$; 2) поскольку F — это конечная последовательность правил, то обозначив каждое правило через f_i , получим: $Dc(F) = Dc(f_1) \rightarrow Dc(f_2) \rightarrow \dots \rightarrow Dc(f_i) \rightarrow \dots \rightarrow Dc(f_n)$ или $Pr(F) = Pr(f_1) \rightarrow Pr(f_2) \rightarrow \dots \rightarrow Pr(f_i) \rightarrow \dots \rightarrow Pr(f_n)$, где символ $\rightarrow$ обозначает операцию следования; 3) с помощью последующих определений введем различные отношения между $Dc(F)$ и $Pr(F)$.

Определение 1. Будем говорить, что между описаниями $Dc(F)$ и $Pr(F)$ существует взаимно-однозначное соответствие, если

$$1) Dc(F^Q)(X) = Pr(F^Q)(X);$$

$$2) а) \forall Dc(f_i) \in Dc(F) \exists Pr(f_i) \in Pr(F) \exists T_s(T_s(Dc(f_i)) = (Pr(f_i))) \vdash T_s(Dc(F)) = (Pr(F));$$

$$б) \forall Pr(f_i) \in Pr(F) \exists Dc(f_i) \in Dc(F) \exists T_a(T_a(Pr(f_i)) = (Dc(f_i))) \vdash T_a(Pr(F)) = (Dc(F)),$$

где символ « $\in$ » обозначает вхождение элемента $Dc(f_i)$ в последовательность $Dc(F)$.

Первый пункт данного определения говорит о том, что некоторая внешняя по отношению к ИЕЯС система, выполнив $Dc(F)$ для X в соответствии с Q , получит такой же результат, что и ИЕЯС, выполнив $Pr(F)$ для тех же X и Q . Пункт 2, а указывает на возможность ИЕЯС с помощью транслятора T_s преобразовывать каждое $Dc(f_i)$ в $Pr(f_i)$, а следовательно, и $Dc(F)$ в $Pr(F)$, т.е. наличие транслятора T_s позволит ИЕЯС по декларативному описанию F синтезировать активные ПЗ. Пункт 2, б говорит о возможности ИЕЯС с помощью ретранслятора T_a преобразовывать активные ПЗ в соответствующие декларативные описания. Выполнение только одного из пунктов

(2, а или 2, б) говорит об однозначном соответствии между описаниями $Dc(F)$ и $Pr(F)$. Взаимно однозначное соответствие между $Dc(F)$ и $Pr(F)$ будем обозначать через $Dc(F) \leftrightarrow Pr(F)$, а однозначные соответствия — через $Dc(F) \rightarrow Pr(F)$.

Определение 2. Будем называть $Dc(F)$ декларативными, а $Pr(F)$ процедуральными метазнаниями, если $Dc(F) \rightarrow Pr(F)$.

Определение 3. Будем называть $Pr(F)$ процедуральными знаниями, «осознанными» ИЕЯС, если $Dc(F) \leftrightarrow Pr(F)$.

Определение 4. Будем говорить, что описания $Dc(F)$ и $Pr(F)$ независимы, если:

$$1) Dc(F^Q)(X) = Pr(F^Q)(X);$$

$$2) а) \neg \forall Dc(f_i) \in Dc(F) \exists Pr(f_i) \in Pr(F) \exists T_s(T_s(Dc(f_i)) = (Pr(f_i))) \neg \forall Dc(f_i) \in Dc(F) \forall Pr(f_i) \in Pr(F) \neg \exists T_s(T_s(Dc(f_i)) = (Pr(f_i)));$$

$$б) \neg \forall Pr(f_i) \in Pr(F) \exists Dc(f_i) \in Dc(F) \exists T_o(T_o(Pr(f_i)) = (Dc(f_i))) \neg \forall Pr(f_i) \in Pr(F) \forall Dc(f_i) \in Dc(F) \neg \exists T_o(T_o(Pr(f_i)) = (Dc(f_i))),$$

где символ « ∇ » обозначает знак операции «разделительно ИЛИ». Независимость описаний $Dc(F)$ и $Pr(F)$ будем обозначать как $Dc(F) \dashv Pr(F)$.

Например, зададим F_1 и F_2 в виде трех описаний $Dc(F_1)$, $Pr(F_1)$ и $Pr(F_2)$:

	$Dc(F_1)$	$Pr(F_1)$	$Pr(F_2)$
1.	$\langle A \rangle$ занести в $\langle P \rangle$.	$P = A$	$A = A + B$
2.	$\langle B \rangle$ занести в $\langle A \rangle$.	$A = B$	$B = A - B$
3.	$\langle P \rangle$ занести в $\langle B \rangle$.	$B = P$	$A = A - B$

Очевидно, $Dc(F_1) \rightarrow Pr(F_1)$ и $Dc(F_1) \rightarrow Pr(F_2)$, несмотря на то, что назначение и F_1 , и F_2 — одинаковое, а именно: «содержимое ячеек $\langle A \rangle$ и $\langle B \rangle$ поменять местами».

Итак, рассмотренные классы знаний из-за отсутствия декларативного описания не могут быть активизированы системой самостоятельно, поэтому в плане обсуждаемой проблемы представляют собой чисто теоретический интерес.

Класс 4. К этому классу знаний относятся декларативные описания конечных множеств X , Q и Y . Иными словами, утверждается, что любые декларативные знания ИЕЯС представляют собой описания X , Q и (или) Y соответствующих процедуральных знаний. Декларативные знания вводятся в систему на естественном языке в виде отдельных предложений или связанных текстов. Для каждого предложения в активном режиме системой формируется семантико-прагматическая окрестность ситуации (СПОС), которая включает в себя следующие семантические отношения (СМНО): 1) «цель» системы; 2) «цель» субъекта действия; 3) «цель» источника информации (пользователя); 4) «синоним», «элемент класса», «часть целого».

и «противоположно» по отношению к отдельным словоформам и к целым предложениям; 5) «имя» субъекта или «название» объекта; 6) «назначение» объекта; 7) «условие» выполнения действия; 8) «причина» возникновения действия, его выполнения или завершения; 9) «результат» действия; 10) «оценка» действия; 11) «характеристика» субъектов, объектов и действий. СМНО «валентность» (модель управления) для каждой словоформы формируется системой самостоятельно. Итак, с помощью отдельных простых распространенных предложений задаются программные модули, имена которых совпадают с глаголами этих предложений, а сформированные СПОСы определяют их назначение, условие применимости и результат их действия. Например, предложение «Робот взял деталь с полки» вместе с соответствующим этому предложению СПОСом определяет естественноречевой программный модуль, имя которого «взять».

При описании искусственных программных модулей, $Pr(F)$ которых задается на каком-либо алгоритмическом языке, добавляются такие СМНО, как «язык», «спецификация» («вид», «тип», «длина»), «значение», «измерение».

Важно подчеркнуть, что и этот класс знаний имеет чисто теоретическое значение, поскольку даже ввод X невозможен без существования соответствующего $Pr(F)$.

Класс 5 представляет собой активные декларативно-процедуральные знания (АДПЗ), т. е. $DP_i = \langle Dc(X_i, Q_i, Y_i), Pr(F_i) \rangle$.

Будем считать, что на вход ИЕЯС могут подаваться только естественно-языковые высказывания (ЕЯВ), обозначаемые через S . Особенность данного класса знаний состоит в том, что одно и то же ЕЯВ и его компоненты выступают в роли различных составляющих декларативной части описания DP . В зависимости от этого будем различать различные подклассы АДПЗ. Первый подкласс составляют «врожденные» АДПЗ (DP^B). Их соотношенность с входными ЕЯВ характеризуется следующим выражением:

$$\forall Si \in DP_i^B ((Si = X_i) \& (Y_i = Dc(X_\mu, Q_\mu, Y_\mu))).$$

Например, с помощью DP_i^B для $Si = \langle \text{Робот взял деталь с полки} \rangle$ формируется $Dc(X_\mu, Q_\mu, Y_\mu)$ в виде СПОСа, где словоформа «взять» представляет собой имя соответствующего $Pr(F_\mu)$, которое, возможно, и не известно ИЕЯС.

Активизировать «врожденные» АДПЗ могут только начальные (или пусковые) АДПЗ (НАДПЗ), составляющие отдельный подкласс. Никакое декларативное описание НАДПЗ в ИЕЯС не вводится, кроме их имен, с помощью которых внешняя (по отношению к ИЕЯС) система, зная $Dc(X, Q, Y)$ НАДПЗ, на декларативном уровне активизирует соответствующие НАДПЗ. Например, для того чтобы активизировать НАДПЗ ЭВМ типа ЕС, оператор устанавливает пакет дисков с резиденцией

системы на выбранное устройство, набирает адрес этого устройства на пульте ЭВМ (задает X) и по имени (нажимает кнопку ЗАГРУЗКА) вводит в память соответствующую НАДПЗ.

Третий подкласс АДПЗ составляют сформированные (или приобретенные) АДПЗ, начальная активизация которых осуществляется врожденными АДПЗ, т. е.

$$\exists Dc(X_\mu, Q_\mu, Y_\mu) \exists DP^B((X_\mu = Qc(X_\mu, Q_\mu, Y_\mu)) \& (Y_\mu = Pr(F_\mu))) \vdash \\ \vdash Pr(F_{\mu}^{Q_\mu})(X_\mu) = Y_\mu.$$

Квантор существования перед $Dc(X_\mu, Q_\mu, Y_\mu)$ говорит о том что декларативно-процедуральные знания системы могут содержать только декларативные компоненты не существующих DP_i , но которые обязательно должны представлять собой X для существующих в ИЕЯС DP_j .

Класс 6 включает в себя пассивные декларативно-процедуральные знания, т. е. $DP_i = \langle Dc(X_i, Q_i, Y_i), Dc(F_i) \rangle$.

Существование ретранслятора T_B для $Pr(F)$ или транслятора T_s для $Dc(F_i)$ позволяет получить полные ДПЗ, составляющие седьмой класс знаний интеллектуальной естественно-языковой системы.

Таким образом, только пятый и седьмой классы знаний обеспечивают практический уровень, реализации на ЭВМ интеллектуальной диалоговой естественно-языковой системы.

Отличительной чертой ИЕЯС является их способность расширять свои функциональные возможности по декларативному описанию новых функций активных процедуральных знаний. Это возможно только в том случае, когда во-первых, система располагает полными ДПЗ, а во-вторых, все те активные процедуральные знания, композиция которых приведет к расширению функциональных возможностей системы, связаны с соответствующими пассивными процедуральными знаниями взаимно-однозначным соответствием.

Практическая ценность ИЕЯС в значительной степени будет определяться тем, какими декларативными метазнаниями будет располагать система. Будем различать три типа декларативных метазнаний системы: 1) «система знает, что кто-то ЗНАЕТ ЧТО (или где-то можно УЗНАТЬ ЧТО)»; 2) «система знает, что кто-то ЗНАЕТ КАК (или где-то можно УЗНАТЬ КАК)»; 3) «система знает, что кто-то УМЕЕТ (или где-то УМЕЮТ)».

Перечисленные и рассмотренные типы и классы знаний (с учетом сделанных выводов) составляют основу базы знаний системы ДЕСТА-3, представляющей собой качественное функциональное расширение системы ДЕСТА-2 [3].

Список литературы: 1. Версак М. И., Ловицкий В. А. Вопросы анализа и синтеза задачно-решающей системы оперативного управления основным производством//АСУ и приборы автоматизации.—1975.—Вып. 34.—С. 114—121. 2. Бондарев В. М., Ловицкий В. А. Классификация интеллектуальных задач//Пробл.

Поступила в редколлегию 08.07.85.

УДК 681.51:007.5

В. И. АДОНИН, В. А. ГОРОХОВАТСКИЙ, канд. техн. наук,
М. Я. ЖИТОМИРСКИЙ, канд. физ.-мат. наук, А. А. МАЙСТРЕНКО, канд.
техн. наук, В. П. МАШТАЛИР, канд. техн. наук

РАСПОЗНАВАНИЕ ИЗОБРАЖЕНИЙ НА ОСНОВЕ ФУНКЦИОНАЛЬНЫХ ИНВАРИАНТОВ

Методы и алгоритмы автоматической интерпретации изображений (в частности, их распознавание) занимают доминирующее положение при создании робототехнологических комплексов, использующих визуальную информацию. Всевозможные возмущающие воздействия, которые возникают в реальных условиях, усложняют обработку видеок кадров.

Наиболее сложные в процессе анализа — вносящие неоднозначность геометрические искажения, обусловленные изменением взаимного расположения наблюдаемого объекта и датчика зрительной информации. В качестве математических моделей трансформаций поля зрения видеодатчика, как правило, используются группы Ли преобразованной плоскости. Вид преобразований выбирается в зависимости от конкретных условий их возникновения, требуемой надежности распознавания, имеющихся технических средств. С целью обеспечения унификации программно-аппаратной реализации алгоритмы обработки видеок кадров должны быть универсальными, т. е. не зависеть от групп преобразований. Нами предложен подход к распознаванию изображений в условиях произвольных однопараметрических преобразований, который заключается в следующем.

Пусть M — пространство двумерных изображений, т. е. финитных функций на плоскости, носители которых обычно принадлежат прямоугольной области D (полю зрения датчика визуальной информации), G — группа преобразований плоскости, действующая в M :

$$g: x \rightarrow h_1(x, y), y \rightarrow h_2(x, y), g B(x, y) = B(h_1(x, y), h_2(x, y)), \\ g \in G, B \in M.$$

Поскольку действие G в M индуцирует отношение эквивалентности, т. е. разбиение M на непересекающиеся классы эквивалентных изображений, то задача распознавания сводится к выяснению, относятся ли два произвольных изображения B' , B'' к одному и тому же классу. Один из традиционных и

эффективных способов решения этой задачи заключается в построении инвариантных отображений из M в некоторое пространство признаков Π . При этом отображение $\Theta: M \rightarrow \Pi$ инвариантно, если

$$\Theta(B') = \Theta(B'') \quad (1)$$

для любых эквивалентных изображений $B', B'' \in M$. В реальных задачах, чтобы обеспечить помехоустойчивость процедур распознавания и в следствие погрешностей вычислительных моделей алгоритмов, равенство (1) заменяют условием

$$\rho(\Theta(B'), \Theta(B'')) \leq \varepsilon, \quad (2)$$

где ρ — некоторая метрика в пространстве признаков Π ; ε — пороговое ограничение.

Наличие традиционно используемого инвариантного отображения $\Theta: M \rightarrow R^1$ обычно недостаточно для надежного распознавания, поскольку равенство признаков только необходимо, но не достаточное условие эквивалентности видеок кадров. Если же имеется инвариантное отображение $\Theta: M \rightarrow R^k$, то с ростом k вероятность того, что из равенства (1) следует эквивалентность B' и B'' , стремится к 1. При этом сохраняется простота реализации инвариантных отображений. Таким образом задача заключается в построении отображения $M \rightarrow R^k$, удовлетворяющего условию (1), для чего необходимо алгоритмизировать синтез функциональных инвариантов, т. е. инвариантных отображений из M в некоторое функциональное пространство. Например, если Θ — инвариантное отображение в пространство функций вещественной переменной t , отображение $B \rightarrow j(t) = (j(t_1), j(t_2), \dots, j(t_k))$ — инвариантное отображение в R^k при любом наборе $t_1, t_2, \dots, t_k$.

В работе предложен метод построения функциональных инвариантов в случае действия произвольных однопараметрических групп. Прежде всего, сведем задачу построения функциональных инвариантов к отысканию однопараметрического множества нормализаторов. Под нормализатором F понимается отображение $F: M \rightarrow M$, для которого выполняются равенства $F(B) = \Phi(B) \cdot B$, $F(B') = F(B'')$, где $\Phi: M \rightarrow G$ — отображение в группу, а изображения B', B'' эквивалентны относительно действия этой группы [1].

Утверждение I. Пусть F_t — однопараметрическое семейство нормализаторов $M \rightarrow M$; Φ_t — соответствующее семейство отображений в группу. Тогда

$$B \rightarrow j(t) = \Phi_t(B) [\Phi_t(B)]^{-1}$$

является инвариантным отображением в пространство функций, принимающих значения в G .

Доказательство. Пусть B', B'' — эквивалентные изображения. Чтобы доказать утверждение, достаточно показать, что для любого t выполняется условие

$$\Phi_t(B') [\Phi_t(B')]^{-1} = \Phi_t(B'') [\Phi_t(B'')]^{-1}.$$

Предположим $B'' = g.B'$, тогда

$$\Phi_t(B'') = \Phi_t(B')g^{-1}.$$

Таким образом,

$$\Phi_1(B'')[\Phi_t(B'')]^{-1} = \Phi_1(B')g^{-1}[\Phi_t(B')g^{-1}]^{-1} = \Phi_1(B')[\Phi_t(B')]^{-1},$$

что и требуется.

С целью построения нормализаторов при действии произвольных однопараметрических групп введем понятие нормализующего функционала.

Определение. Функционал $\mu: M \rightarrow R^1(C^1)$ называется нормализующим относительно действия параметризованной канонически¹ однопараметрической группы $G = \{g_s\}$, если для некоторого $t \in R^1(C^1)$ $\mu(g_s.B) = e^{ts}\mu(B)$ при любом значении s и произвольном изображении $B \in M$.

Число t , фигурирующее в определении и являющееся, вообще говоря, комплексным, назовем показателем нормализации функционала μ . Отметим, что наличие экспоненциальной функции в определении нормализующего функционала объясняется тем, что из равенства $\mu(g_s.B) = f(s)\mu(B)$ вытекают свойства: $f(2s) = f(s)^2$, $f(0) = 1$, а e^{ts} — простейшая функция, им удовлетворяющая.

Утверждение 2. Пусть μ — нормализующий функционал, $\mu(B) > 0$ для всех $B \in M$, тогда отображение $B \rightarrow g_\alpha.B$, где $\alpha = -\frac{1}{t} \ln \mu(B)$ является нормализатором $M \rightarrow M$.

Доказательство. Необходимо доказать, что для эквивалентных изображений B_1, B_2 выполнено равенство $g_{\alpha_1}.B_1 = g_{\alpha_2}.B_2$, где $\alpha_1 = -\frac{1}{t} \ln \mu(B_1)$, $\alpha_2 = -\frac{1}{t} \ln \mu(B_2)$. Пусть $B_2 = g_s.B_1$. Тогда $g_{\alpha_2}.B_2 = (g_{\alpha_2}g_s).B_1 = g_{\alpha_2+s}.B_1 = g_{-\frac{1}{t} \ln \mu(g_s.B_1) + s}.B_1$. Согласно определению нормализующего функционала $\frac{1}{t} \ln \mu(g_s.B_1) = s + \frac{1}{t} \ln \mu(B_1)$. Тем самым, $g_{\alpha_2}.B_2 = g_{-\frac{1}{t} \ln \mu(B_1)}.B_1 = g_{\alpha_1}.B_1$, что и требуется доказать.

Укажем теперь способ построения нормализующего функционала любого порядка в случае действия произвольной однопараметрической группы. Тем самым, для любой однопараметрической группы можно получить однопараметрическое семейство нормализующих функционалов и, согласно утверждениям 1, 2, функциональные инварианты.

При построении нормализующих функционалов воспользуемся следующими понятиями [2]. Пусть L — алгебра Ли группы G , $\varphi \in L$ — образующая алгебры, $L : L = \{a\varphi, a \in R^1\}$, $\varphi = \varphi_1(x, y)dx + a + \varphi_2(x, y)dy$.

¹ Параметризация группы $G = \{g_s\}$ является канонической, если g_0 — единица группы и $gs_1 + s_2 = gs_1gs_2$.

Утверждение 3. Пусть $z = Z(t, x, y)$ — первый интеграл системы обыкновенных дифференциальных уравнений

$$\begin{aligned}\dot{x} &= \varphi_1(x_1 y); \\ \dot{y} &= \varphi_2(x_2 y); \\ \dot{z} &= - \left(t + \frac{\partial \varphi_1(x, y)}{\partial x} + \frac{\partial \varphi_2(x, y)}{\partial y} \right) z^*,\end{aligned}\tag{3}$$

тогда функционал $B(x, y) = \int_D \int B(x, y) Z(t, x, y) dx dy$ является нормализующим порядка t .

Доказательство. Рассмотрим внешнюю дифференциальную 2-форму $\omega = Z(t, x, y) dx \wedge dy$ [3]. Результат применения преобразования $g \in G$ к форме не будем обозначать $g.\omega$. Для доказательства утверждения 3 необходимо проверить, что

$$\int_D \int (g_s.B(x, y)) Z(t, x, y) dx dy = e^{ts} \int_D \int B(x, y) Z(t, x, y) dx dy.$$

Это равенство можно переписать в виде $\int_D \int B(x, y) g_{-s}\omega = e^{ts} \int_D \int B(x, y) \omega$. Чтобы последнее было справедливо для любых изображений $B(x, y)$, необходимо и достаточно, чтобы для всех s было выполнено условие

$$g_s.\omega = e^{-ts}\omega.\tag{4}$$

В частности, должно быть выполнено

$$\frac{d}{ds} g_s.\omega + te^{-ts}\omega = 0.\tag{5}$$

Поскольку при $s=0$ условие (4), очевидно, выполнено, то условия (4), (5) равносильны. В случае $s=0$ из равенства (5) получаем

$$\left. \frac{d}{ds} \right|_{s=0} (g_s.\omega + t\omega) = 0.\tag{6}$$

Оказывается, что если выполнено равенство (6), то выполнены и условие (4) для всех s . Чтобы убедиться в этом, рассмотрим функцию $f(s) = g_s.\omega - e^{-ts}\omega$. Дифференцируя по s_1 тождество

$$f(s_1 + s_2) = g_{s_1}.(g_{s_2}.\omega) - e^{-t(s_1+s_2)}\omega,$$

находим

$$\frac{\partial f}{\partial s_1}(s_1 + s_2) = \frac{\partial}{\partial s_1} g_{s_1}.(g_{s_2}.\omega) + te^{-t(s_1+s_2)}\omega.\tag{7}$$

Подставим в (7) $s_1 = 0$ и заметим, что при выполнении равенства

$$(6) \left. \frac{\partial}{\partial s_1} \right|_{s_1=0} g_{s_1}.(g_{s_2}.\omega) = -tg_{s_2}.\omega. \text{ Поэтому из (7) следует, что}$$

$$f'(s) = -tg_s.\omega + te^{-ts}\omega = -tf(s).\tag{8}$$

* Заметим, что в системе (3) t — параметр, а не «время».

Равенство (8) представляет собой дифференциальное уравнение относительно $f(s)$. Его общее решение имеет вид $f(s) = Ce^{-ts}$. Но из определения $f(s)$ следует, что $f(0) = 0$. Поэтому $f(s)$ тождественно равно 0, т. е. (4) выполнено.

Итак, доказательство утверждения 3 сводится к доказательству тождества (6). Преобразуем выражение $\frac{d}{ds} \Big|_{s=0} g_s \cdot \omega$. Поскольку группа G параметризована канонически, то $g_s = \exp s\varphi$, где φ — образующая алгебры Ли группы G ; $\exp$ — экспоненциальное отображение. Найдем линейные члены в тейлоровском разложении по s функции $\exp s\varphi \cdot \omega$. Можно показать [3], что

$$\exp \varphi \cdot \omega = \omega + s \left\{ \left[\frac{\partial Z(t, x, y)}{\partial x} \varphi_1 + \frac{\partial Z(t, x, y)}{\partial y} \varphi_2 + z \left(\frac{\partial \varphi_1}{\partial x} + \frac{\partial \varphi_2}{\partial y} \right) \right] + \right. \\ \left. + 0(s^2) \right\} dx \wedge dy.$$

Поэтому условие (6) переписывается в виде уравнения в частных производных для функции $Z(t, x, y)$:

$$\frac{\partial Z}{\partial x} \varphi_1 + \frac{\partial Z}{\partial y} \varphi_2 + Z \left(\frac{\partial \varphi_1}{\partial x} + \frac{\partial \varphi_2}{\partial y} \right) + tZ = 0. \quad (9)$$

От (9) можно перейти к системе обыкновенных дифференциальных уравнений (3). Если $z = Z(t, x, y)$ — первый интеграл системы (3), то $Z(t, x, y)$ — решение (9). Утверждение 3 доказано.

Утверждения позволяют указать формализованную процедуру построения функциональных инвариантов для произвольной однопараметрической группы $G = \{g_s\}$. Прежде всего, необходимо найти координаты образующей алгебры Ли:

$$\varphi_1(x, y) = \frac{\partial}{\partial s} \Big|_{s=0} h_1(s, x, y); \\ \varphi_2(x, y) = \frac{\partial}{\partial s} \Big|_{s=0} h_2(s, x, y),$$

где $g_s: x \rightarrow h_1(s, x, y), y \rightarrow h_2(s, x, y)$.

Далее необходимо интегрировать систему (3) с параметром t , что обеспечивает поиск семейства функций $Z(t, x, y)$. Тем самым, определяется семейство нормализующих функционалов.

На основе утверждения 2 строится семейство нормализаторов, т. е. отображений $B(x, y) \rightarrow \Phi(B) \cdot B(x, y)$, где $\Phi(B) = g_\alpha, \alpha = -\frac{1}{t} \ln \iint_D B(x, y) Z(t, x, y) dx dy$.

Наконец, согласно утверждению 1 получаем функциональные инварианты

$$B(x, y) \rightarrow f(t) = \frac{1}{t} \iint_D B(x, y) Z(t, x, y) dx dy - \\ - \iint_D B(x, y) Z(1, x, y) dx dy. \quad (10)$$

Напомним, что аргумент t в соотношении (4) может принимать и вещественные, и комплексные значения: в последнем случае получаем инвариантное отображение в пространство комплексных функций.

Для иллюстрации предложенного подхода к распознаванию изображений в условиях однопараметрических геометрических преобразований рассмотрим действие групп смещений, поворотов, косых сдвигов и преобразований перспективы.

Пример 1. Для группы одномерных смещений $G = \{g_s\} = \left\{ \begin{matrix} x \rightarrow x + s \\ y \rightarrow y \end{matrix} \right\}$ образующая алгебра Ли есть поле ∂_x . Система (3) имеет вид $\dot{x} = 1$, $\dot{y} = 0$, $\dot{z} = -tz$. Поскольку $z = e^{-tx}$ — первый интеграл этой системы, то, согласно формуле (10), получаем функциональный инвариант

$$B(x, y) \rightarrow f(t) = \frac{1}{t} \ln \iint_D B(x, y) e^{-tx} dx dy - \iint_D B(x, y) e^{-x} dx dy.$$

Заметим, что при чисто мнимом t этот инвариант основан на преобразовании Фурье $B(x, y)$ [4].

Пример 2. Для группы поворотов

$$G = \{g_s\} = \left\{ \begin{matrix} x \rightarrow x \cos s + y \sin s \\ y \rightarrow -x \sin s + y \cos s \end{matrix} \right\},$$

образующая алгебры Ли есть векторное поле $\varphi = y\partial_x - x\partial_y$. Система (3) имеет вид $\dot{x} = y$, $\dot{y} = -x$, $\dot{z} = -tz$. Пусть $u = \frac{y}{x}$. Тогда $\dot{u} = -(1 + u^2)$. Первым интегралом служит, например, функция $z = e^{\arctg u} = e^{\arctg \frac{y}{x}}$. Получаем функциональный инвариант

$$B(x, y) \rightarrow f(t) = \frac{1}{t} \iint_D B(x, y) e^{\arctg \frac{y}{x}} dx dy - \iint_D B(x, y) e^{\arctg \frac{y}{x}} dx dy.$$

Пример 3. Для группы косых сдвигов $G = \{g_s\} = \left\{ \begin{matrix} x \rightarrow x + sy \\ y \rightarrow y \end{matrix} \right\}$. Образующая алгебры Ли есть поле $y\partial_x$. Система (3) имеет вид $\dot{x} = y$, $\dot{y} = 0$, $\dot{z} = -(t+1)z$. С помощью первого интеграла $z = e^{-\frac{x}{y}}$ получаем функциональный инвариант

$$B(x, y) \rightarrow f(t) = \frac{1}{t} \iint_D B(x, y) (e^{-\frac{x}{y}})^{t+1} dx dy - \iint_D B(x, y) (e^{-\frac{x}{y}})^t dx dy.$$

Пример 4. Для первообразований перспективы $G = \{g_s\} =$

$$= \left\{ \begin{array}{l} x \rightarrow \frac{x}{sx+1} \\ y \rightarrow \frac{y}{sx+1} \end{array} \right\} \text{ образующая алгебры Ли } \varphi = -x^2 dx - xy dy. \text{ Си-}$$

стема (3) имеет вид $\dot{x} = -x^2$, $\dot{y} = -xy$, $\dot{z} = -(t+x)z$.

Интегрируя эту систему, получаем функциональный инвариант

$$B(x, y) \rightarrow f(t) = \frac{1}{t} \iint_D B(x, y) x e^{-\frac{t}{x}} dx dy - \iint_D B(x, y) x e^{-\frac{1}{x}} dx dy.$$

Список примеров можно было бы продолжить анализом и других практически важных видов геометрических преобразований, т. е. предложенный способ построения функциональных инвариантов одинаково приемлем для любой однопараметрической группы. В заключение отметим, что функциональные инварианты целесообразно использовать и при обработке временных последовательностей видеок кадров, когда сложные геометрические преобразования задаются в виде однопараметрических (с параметром — время).

Список литературы: 1. Путьтин Е. П. Теоретические предпосылки нормализации изображений // Пробл. бионики. — 1973. — Вып. 10. — С. 82—89. 2. Овсянников Л. В. Групповой анализ дифференциальных уравнений. — М.: Наука, 1978. — 400 с. 3. Стернберг С. Лекции по дифференциальной геометрии. — М.: Мир, 1970. — 412 с. 4. Кейсесент Д., Псалтис Д. Новые методы оптических преобразований для распознавания образов // ТИИЭР. — 1977. — 65, № 1. — С. 92—100.

Поступила в редколлегию 11.09.85.

УДК 519.683.5

А. Л. СТОЛЯРЕВСКАЯ

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ БАЗЫ ЗНАНИЙ В РЕАЛИЗАЦИИ ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНОГО ИНТЕРФЕЙСА С БАЗАМИ ДАННЫХ

Среди различных видов общения человека с ЭВМ особый интерес представляет общение пользователя с базой данных (БД). Оно носит целенаправленный характер и осуществляется в пределах строго ограниченной предметной области, определяемой хранящейся в БД информацией. Эти обстоятельства дают возможность использовать для общения с БД ограниченное подмножество естественного языка (ЕЯ), выражения которого (условно назовем их ЕЯ-запросами) допускают описание средствами формальной системы.

Реализацию такого общения предлагается осуществлять на основе специально разработанной параметрической системы. Ее

особенностью является способность настраиваемости на пар входной — выходной языки, позволяющая сравнительно легко адаптировать создаваемый интерфейс к различным предметным областям БД и различным системам управления базами данных (СУБД). Использование в системе базы знаний [1] средств обработки знаний позволяет внести элементы «интеллектуальности» в определение путей достижения требуемой цели, т. е. организовать выполнение «интеллектуального» поиска хранимой в БД информации. Одним из проявлений интеллектуальности в этом случае является способность обеспечить пол-

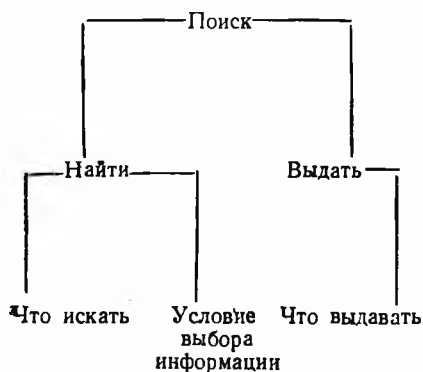


Рис. 1. Фрейм для представления поисковой модели

из БД удобно ввести понятие «поисковая модель». Ее абстрактный вид можно определить, опираясь на общую семантику, которую имеет в ЕЯ предикат действия «поиск» [2]. Исходя из этого, можно считать, что любое требование на поиск содержит указание на данные, представляющие интерес для пользователя

(цель), и, как правило, список условий или операций (ограничений) [3]. Для представления абстрактной модели поискового запроса удобно воспользоваться понятием фрейма [4] и задать рассматриваемую модель в виде фрейма (рис. 1). Форма его конкретизации, т. е. конкретный вид поисковой модели, определяется входным языком выбранной СУБД. В данной работе в качестве примера входного языка выбран язык СУБД СИНТА. В процессе заполнения конкретными данными слотов фрейма (рис. 1) отождествляются понятия, указанные в ЕЯ-запросе, с теми понятиями рассматриваемой предметной области, которые воспринимаются СУБД. Сведения о них должны быть представлены в системной БЗ. Этот этап работы транслирующей системы называется семантическим анализом, его основное назначение — выявление соотношений между текстом ЕЯ-запроса и его семантикой, а также отображение результатов анализа в термины входного языка СУБД.

ноту и корректность запроса к БД, исходя не только из информации, указанной в ЕЯ-запросе, но и из дополнительной информации, хранящейся в системной базе знаний (БЗ).

Обеспечение возможностей такого интеллектуального поиска требует разработки методов определения достаточности полного (с учетом особенностей конкретной БД) набора хранимых системой знаний и организации их эффективной обработки.

Для формализации функции поиска и выдачи информации

В своей работе семантический анализатор использует описание схемы БД, определяемое принятой в ней моделью данных: иерархической, сетевой или реляционной. В СУБД СИНТА, рассматриваемой в качестве примера, принята табличная модель данных, понятие которой охватывает реляционные и файловые модели с линейной или иерархической структурой записи. Так как логические структуры реляционной и файловой модели данных с плоской табличной формой записи постоянной длины тождественны [5], то правомерно использовать описание реляционной БД для определения тех средств, которые будут применены при семантическом анализе.

В дальнейшем используется традиционное описание реляционной БД, которое задается, как в работе [6]. Пусть заданы множества $D_1, D_2, \dots, D_n$ (не обязательно различные). Тогда R является n -арным отношением на этих n множествах, если существует множество элементов вида $(d_1, d_2, \dots, d_n)$, где $d_j \in D_j$ для $1 \leq j \leq n$. Другими словами, R -подмножество декартова произведения $D_1 \times D_2 \times \dots \times D_n$. В этом случае БД представляется конечным набором отношений, определенных на множествах доменов $D_1, D_2, \dots, D_n$. Так как один и тот же домен может появиться более чем один раз в отношении R , то его различные появления должны быть отмечены упорядочением доменов. Вместо хранения такого упорядочения введены разные имена, которые однозначно идентифицируют эти появления одного и того же домена в отношении R .

Важным аспектом, характеризующим БД, является понятие функциональной зависимости (ФЗ), которое имеет место в кортежах отношения R [6].

В описание БД, предназначенное для системной БЗ, в рассматриваемой реализации входят множества: имен отношений БД $P = \{R_1, R_2, \dots, R_m\}$; имен атрибутов $A = \{A_1, A_2, \dots, A_k\}$; ФЗ $F = \{X_1 \rightarrow Y_1, X_2 \rightarrow Y_2, \dots, X_l \rightarrow Y_l\}$, где $X_i, Y_i \subset 2^A$ для $1 \leq i \leq l$, а областью определения каждого отношения $R_j (j \in [1, m])$ является множество $T_j \subset 2^A$. Помимо этого, в системную БЗ (точнее, в словарь интерфейса, рассматриваемый как часть БЗ) включены сведения о множествах синонимов для имени каждого атрибута и множествах $Z \subset D_p (1 \leq p \leq n)$ для тех атрибутов, которые в ЕЯ-запросах обычно представлены своими значениями. В состав системной БЗ также входит структура, имеющая вид сети узлов, соединенных направленными дугами. Узлы соответствуют элементам множеств имен отношений и атрибутов, множествам синонимов S , значений Z атрибутов, а дуги представляют связи между узлами (рис. 2). Каждый атрибут A_i в схеме связан посредством S -связи с множеством синонимов для его имени, посредством Z -связи — с множеством $Z \subset D_p$, а также с теми отношениями, области определения которых он принадлежит (P -связь). Эта информация используется при построении конкретной поисковой модели на осно-

вании знаний об абстрактной поисковой модели и дереве грамматического разбора для входного запроса интерфейса.

После анализа большой совокупности ЕЯ-запросов к различным БД выявлены действия, позволяющие автоматизировать этот процесс.

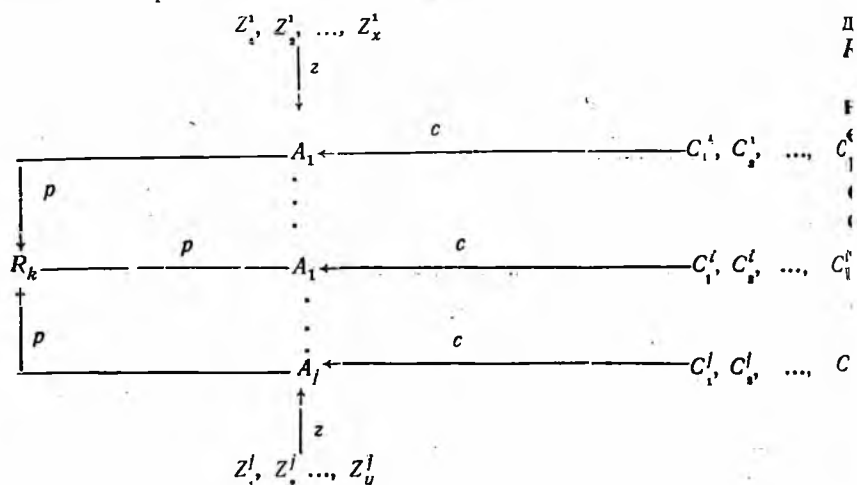


Рис. 2. Фрагмент структуры базы знаний

Действие 1. Поиск по C -связям. Применяется для тех лексических пунктов запроса, которые являются именами атрибутов, но задаются не явным указанием имени, а с помощью его синонима. Действие имеет вид условного оператора:

ЕСЛИ ($a \in C^f$) ТО ($N = A_f$) ИНАЧЕ диалог с пользователем¹ для любых $f \in [1, k]$, где a — упомянутый лексический пункт; C^f — множество синонимов для имени атрибута A_f , хранящееся в словаре системы; N — искомое имя атрибута.

Действие 2. Поиск по Z -связям. Применяется для тех лексических пунктов запроса, относительно которых имеется возможность с помощью хранящейся в БЗ информации определить, являются ли они значениями атрибутов. Действие имеет вид:

ЕСЛИ ($z \in Z^f$) ТО ($N = A_f$) ИНАЧЕ диалог с пользователем, где A_f — представитель выделенного класса имен атрибутов; z — лексический пункт, относительно которого предполагается, что он является значением атрибута A_f , т. е. принадлежит множеству его значений Z^f , хранящемуся в словаре системы.

Действие 3. Поиск по P -связям. По известному имени атрибута или явно присутствующему в качестве лексического

¹ Диалог с пользователем здесь и в дальнейшем подразумевает обращение ЭВМ к пользователю с просьбой уточнить или доопределить заданный запрос.

пункта запроса, либо определенному в результате применения действий 1 или 2 отыскивается имя отношения, которому принадлежит этот атрибут. Действие имеет вид:

ЕСЛИ $(A_i \in T^i)$ ТО $(NM = R_i)$

для любых $1 \leq f \leq k$ и по всем $t \in [1, m]$. Искомых отношений R_i может быть несколько.

Действие 4. Использование совокупности функциональных зависимостей. Это действие многопунктное и применяется для списков имен атрибутов, которые будут использованы при заполнении слотов «что искать», «условие выбора информации» и «что выдавать». Результатом выполнения действия является такое пополнение списка имен атрибутов, полученного на входе этапа семантического анализа, которое позволяет реализовать однозначный поиск в БД. Действие описывается следующими алгоритмами.

Алгоритм СИИ1. Поиск одного атрибута.

Вход: имя атрибута A_l ($1 \leq l \leq k$) и имя отношения R_j ($1 \leq j \leq m$), которому он принадлежит.

Выход: формула выборки в реляционном исчислении.

1. Проверка принадлежности атрибута A_l какой-либо из левых частей (X -частей) множества функциональных зависимостей F_j отношения R_j . Если $(\exists t)(t \in [1, m_j])(A_l \subset X_{jt})$, то берется проекция по этому атрибуту в отношении R_j : $R_j[A_l]$, что соответствует предложению выборки на языке реляционного исчисления:

ПОЛУЧИТЬ ОТНОШЕНИЕ $(R_j A_l)$, и работа алгоритма завершена.

2. Проверка принадлежности атрибута A_l какой-либо из правых частей (Y -частей) множества функциональных зависимостей F_j отношения R_j . Если $(\exists s)(s \in [1, m_j])(A_l \subset Y_{js})$, то берется проекция по совокупности атрибутов $X_{js} A_l$ в отношении R_j : $R_j[X_{js} A_l]$, а на языке реляционного исчисления:

ПОЛУЧИТЬ ОТНОШЕНИЕ $(R_j B_1, R_j B_2, \dots, R_j B_{1js}, R_j A_l)$, где $X_{js} = B_1 B_2 \dots B_{1js}$, и алгоритм завершен.

Алгоритм СИИ2. Поиск нескольких атрибутов $C_1, \dots, C_p$ ($C_j \in \{A_1, A_2, \dots, A_k\}$, $1 \leq j \leq p$) из одного отношения.

Вход: имена атрибутов $C_1, \dots, C_p$ и имя отношения R_j ($1 \leq j \leq m$).

Выход: формула выборки в реляционном исчислении.

1. Проверка принадлежности множества атрибутов $C = \{C_1, \dots, C_p\}$ какой-либо из левых частей (X -частей) множества ФЗ для R_j . Если $(\exists r)(r \in [1, m_j])(C \subset X_{jr})$, то берется проекция по совокупности атрибутов $R_j[C_1, \dots, C_p]$, что соответствует предложению выборки на языке реляционного исчисления:

ПОЛУЧИТЬ ОТНОШЕНИЕ $(R_j C_1, \dots, R_j C_p)$ и алгоритм завершен.

2. Проверка принадлежности множества атрибутов C какой-либо из ФЗ для R_j . Если $(\exists t)(t \in [1, m_j])(C \cap X_{jt} \cap Y_{jt} = \emptyset \ \& \ C \cap$

$\cap Y_{jt} \cap = \emptyset \vee C \cap X_{jt} = \emptyset \& C \cap Y_{jt} \cap = \emptyset$), то берется проекция по X -части и тем атрибутам из Y -части, которые входят в $D = C \cap Y_{jt}$. Пусть это будут атрибуты $D_1, \dots, D_{\eta_{jt}}$. Тогда проекция имеет вид $R[X_{jt}D_1 \dots D_{\eta_{jt}}]$, что соответствует предложению выборки на языке реляционного исчисления:

ПОЛУЧИТЬ ОТНОШЕНИЕ $(R_j B_1, \dots, R_j B_{\eta_{jt}}, R_j D_1, \dots, R_j D_{\eta_{jt}})$, где $X_{jt} = B_1 \dots B_{\eta_{jt}}$, и работа алгоритма завершена.

В результате применения определенной последовательности действий (из числа перечисленных) к разным лексическим пунктам запроса получается конкретизированное состояние поисковой модели, пригодное для интерпретации в терминах выбранной СУБД.

В СУБД СИНТА запрос на поиск и выдачу информации имеет вид

SELECT имя-документа (<схема>)
WHERE <формула> ,

который формальным образом может быть записан как ПОИСК (X, Y) , где посредством X обозначена составляющая запроса «имя-документа (<схема>)», а посредством Y — «(формула)». Составляющая $X = R_i(A^\circ)$, где R_i — имя отношения, из которого осуществляется выборка по совокупности атрибутов $A^\circ \subset T_i$, а $Y = R_i(A^i \theta^i Z^i)$ — имя отношения, с помощью которого реализуется выборка в отношении R_i , с указанием условий, налагаемых при этом на его атрибуты $A^i \subset T_i$ ($1 \leq i \leq m$); Z^i — множество значений, соответствующее множеству атрибутов A^i ; θ^i — символ двухместного предиката. Составляющая Y в общем случае состоит из перечня имен отношений $R_{i_1}, R_{i_2}, \dots, R_{i_n}$, связанных между собой с помощью так называемых переменных связи.

Рассмотрим, как осуществляется работа семантического анализатора по построению конкретной поисковой модели для СУБД СИНТА на примере обработки ЕЯ-запроса к БД «Гидрохимия» (рис. 3).

БД включает в себя информацию о концентрации загрязняющих веществ в бассейнах рек. Измерения этой концентрации производятся в так называемых створах, которые расположены в устьях рек, на границах водохозяйственных районов, у слияния рек и пр. Для каждого створа в БД хранятся его номер («код створа» либо «код» в отношении ОБОБЩЕНИЕ), название («наименование створа»), наименования загрязняющих веществ («ингредиентов»), их средняя минимальная и максимальная концентрации («концентрация», « $X - MIN$ », « $X - MAX$ »), сведения о превышениях предельно допустимой концентрации (ПДК) в фиксированное число раз (« $P - N$ », где N — число, указывающее, во сколько раз превышена ПДК) и некоторая другая информация.

Под описанием БД в данном случае понимается перечень имен отношений:

R_1 — СТВОРЫ, R_2 — ОБОБЩЕНИЕ; имен атрибутов: A_1 — код створа, A_2 — наименование створа, A_3 — ингредиент, A_4 — концентрация, A_5 — X — MIN, A_6 — X — MAX, A_7 — П-1, A_8 — П-10, A_9 — П-30, A_{10} — код; множество ФЗ $F = \{A_1 \rightarrow A_2, A_{10}A_3 \rightarrow A_4A_5A_6A_7A_8A_9\}$.

СТВОРЫ

Код — створа | Наименование — створа

ОБОБЩЕНИЕ

Код | Ингредиент | Концентрация | X — MIN | X — MAX | П-1 | П-10 | П-30

Рис. 3. Описание отношений базы данных «Гидрохимия»

Областями определения для отношений R_1 и R_2 служат множества $T_1 = \{A_1, A_2\}$ и $T_2 = \{A_{10}, A_3, A_4, A_5, A_6, A_7, A_8, A_9\}$ соответственно. Имена атрибутов A_1 и A_{10} идентифицируют появление одного и того же домена (номер створа) в отношениях R_1 и R_2 . Значения из этого домена являются переменными связи между отношениями R_1 и R_2 .

Пусть, например, пользователем задан следующий запрос к данной БД.

Запрос. ПО КАКИМ ИНГРЕДИЕНТАМ КОЛИЧЕСТВО ПРЕВЫШЕНИЙ ПДК БОЛЬШЕ 10? Семантика данного запроса требует осуществить поиск значений атрибута «ингредиент» при условии, что «количество превышений ПДК в 10 раз» не равно нулю. Для лексического пункта «ингредиент», являющегося именем атрибута A_3 , находится имя отношения, которому он принадлежит — R_2 . Для словосочетания «количество превышений ПДК в 10 раз» по списку синонимов определяется имя атрибута — A_8 и имя отношения, которому оно принадлежит — R_2 . Получаем, исходя из этого, модель поискового запроса

ПОИСК ($R_2(A_3)$, $R_2(A_8 \neg = 0)$),

которая после работы алгоритма СИН1 будет иметь вид

ПОИСК ($R_2(A_{10}, A_3)$, $R_2(A_8 \neg = 0)$),

или на входном языке СУБД СИНТА

SELECT ОБОБЩЕНИЕ (код, ингредиент)

WHERE (П-10 $\neg = 0$).

Предложенный подход к использованию БЗ для создания интеллектуального интерфейса был апробирован на практике при создании информационно-справочной системы по качеству вод и позволил получить значимые результаты. Вместе с тем, практическая эксплуатация построенной системы показала большую важность дальнейшего развития работ в этом направлении, в частности, необходимость перехода от использо-

вания только фактических знаний к введению механизмов вывода знаний.

Список литературы: 1. ЭВМ пятого поколения: Концепции, проблемы, перспективы/Под ред. Т. Мото-Ока. — М.: Финансы и статистика, 1984. — 110 с. 2. Попов Э. В. Общение с ЭВМ на естественном языке. — М.: Наука, 1982. — 360 с. 3. Mc Donald N. H., Mc Nally J. P. //Query Language Feature Analysis by Usability. — Comput. Lang. — 1982, 7, Р. 103—124. 4. Минский М., Структура для представления знаний//Психология машинного зрения. — М.: Мир. — 1978. — С. 249—338. 5. Дутышева Л. Я., Сомов С. К. Язык преобразования реляционной и файловой модели данных//Тез. Всесоюз. симпоз. «Высокопроизводительные системы информационного поиска и управления базами данных». — Кишинев, — 1982. — С. 70—72. 6. Neuhold E. J. Formal Properties of Data Bases //Mathematical Centre Tracts. — 1974. — 63, — Р. 121—177.

Поступила в редколлегию 14.10.85.

УДК 519.767.2

Г. П. ЗЕНЕНКО

СИСТЕМА ЛЕКСИКО-ГРАММАТИЧЕСКИХ КЛАССОВ СЛОВ ПОРТУГАЛЬСКОГО ЯЗЫКА

Язык — это общественно-историческое явление, служащее средством выражения и объективизации идеального. «Язык так же древен, как и сознание; язык *есть* практическое, существующее и для других людей и лишь тем самым существующее также и для меня самого, действительное сознание, и, подобно сознанию, язык возникает лишь из потребности, из настоятельной необходимости общения с другими людьми» [1]. В то же время язык — это система знаков, единиц различного порядка, где действуют многообразные процессы, которые находятся в отношениях и связях друг с другом, образуя определенные единства. Система языка характеризуется не только наличием связей и отношений между образующими ее элементами, но и неразрывным единством с окружающей средой, во взаимодействии с которой она проявляет свою целостность.

Иерархичность, многоуровневость, структурность — это свойства не только строения системы языка, но и ее поведения; различные уровни системы языка обуславливают определенные аспекты ее поведения, а целостное функционирование оказывается результатом взаимодействия всех ее сторон и уровней.

Множество языков, существующих в мире, представляет собой различные системы, но несмотря на это, они способны в одинаковой мере передавать внеязыковую действительность. Системы различных языков могут соприкасаться (группа иберо-романских, гало-романских языков), располагаться близко

друг от друга (романские языки), что определяется планом диахронии, языковые системы могут отстоять далеко друг от друга (романские и тюркские языки) или занимать в макро-системе отдельное место, не выявляя никаких связей с другими языками в плане синхронии (баскский, мадьярский).

Цель существования любой языковой системы — ее реализация в речи. Нашей задачей явилась попытка классифицировать лексико-грамматические классы слов в португальском языке.

Основные принципы классификации, сформулированные Т. В. Щербой следующие: лексическое значение, морфологическая форма и синтаксическое функционирование.

В лингвистике были попытки построить такую классификацию частей речи (лексико-грамматических классов), которая отвечала бы основному требованию логической классификации, т. е. была основана на едином принципе. Так, основным принципом классификации считался морфологический, все части речи были поделены на 2 основные группы — изменяемые и неизменяемые. Этот принцип — традиционный для иберо-романских грамматик [2], на основании которого выделяется 10 частей речи. Изменяемые слова формируют классы: существительного, артикля, прилагательного, числительного, местоимения и глагола; неизменяемые — наречия, предлога, союза и междометия.

Некоторые лингвисты предлагают другую классификацию частей речи, основанную на синтаксическом функционировании определенных классов слов [3].

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

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

Система, которую образуют лексико-грамматические классы, представляет собой совокупность этих классов, находящихся в отношениях и связях друг с другом и образующих определенную целостность, единство. При построении данной системы мы будем учитывать 3 признака: лексический, морфологический

и словообразовательный. Будем брать словообразовательный признак, потому что «по одним признакам словообразовательные значения скорее лексичны, чем грамматичны; по другим, напротив, они скорее грамматичны, чем лексичны» [4].

Нельзя согласиться с тем, что словообразование является связующим звеном между лексическим и грамматическим значениями слова.

Словообразовательные значения складываются и существуют как категориально-идентифицирующие, которые определены по их отношению к одному из трех категориальных значений частей речи (предметность, процессуальность, признак). зафиксированному основой непосредственно мотивирующего слова, поэтому преломленному через лексическое и грамматическое значение слова» [5].

Отношения и связи, существующие в системе португальского языка между различными лексико-грамматическими классами слов, можно выразить в следующей схеме. Лексико-грамматические классы слов, расположенные на ней, особым образом сосуществуют, контактируют друг с другом, испытывая взаимное влияние. Все эти лексико-грамматические классы не равноценны в выражении и своего лексического, и морфологического значения.

На- речие	Прилагательное		Прича- стие	Артикль	Местоимен- ные слова	Личные место- имения
	Числительное					
	Существительное			Прономинальные суще- ствительные		
	Инфинитив			Глагол		
	Герундий	Глагол				

Как видим, в схеме не нашли отражения слова, традиционно называемые служебными (предлоги и союзы). Их помещение в схему нам кажется не логичным, так как они функционируют во всех лексико-грамматических классах слов и имеют большое значение при выводе всех классов слов в функцию. В данную схему не вошли классы слов, традиционно называемые междометиями и частицами, так как и те и другие выражают экспрессивную оценку, эмоциональное отношение, сближаясь в определенных условиях по своему значению и по своим синтаксическим функциям с другими классами слов (союзами, наречиями, модальными словами) [6].

Предлоги и союзы передают отношения разного порядка между элементами всех классов слов системы. Союз осуществляет связь независимых равноправных единиц каждого из классов, она может быть связью равноправных единиц или ведущей и подчиненной единицы (речь идет только о роли союза в системе лексико-грамматических классов). Предлоги передают пространственные отношения, временной характер отношений, а также более сложный комплекс значений, который семантически стерт (падежные отношения). Предлоги и союзы не располагают морфологическими категориями. Однако их семантическое значение позволяет им занять особое место в системе языка.

Среди других лексико-грамматических классов полифункциональная значимость предлогов не подлежит сомнению. С помощью предлога в класс прилагательного переходит боль-

шая группа существительных (*de madeira, de mãe...*); в классе существительного предлог регулирует падежные отношения (*ao amigo, de amigo, com amigo* и т. д.), пространственные отношения (*em Portugal, a Portugal, para Portugal, de Portugal*); предлогом реализуется глагольное управление (*entrar em, comer a*), часто замена предлога в одном и том же глаголе влечет изменение семантики глагола (*voltar a* — повторность действия; *voltar de* — возвращаться; *voltar por* — искать). В классе личного местоимения предлог осуществляет предложные отношения (*a ele, dele, com ele, para ele, por ele*). С помощью предлога пополняется класс наречий, вводя их из класса существительного (*de pressa, às escuras, com efeito, em resumo*). Предлоги, не выполняя функции членов предложения, тесно связаны со всеми классами слов.

В системе португальского языка мы выделяем: 1) классы слов, в которых транспозиция реализуется с помощью аффиксов; 2) классы слов, в которых транспозиция реализуется с помощью предлогов; 3) миграционные группы слов. В данной статье мы ограничимся характеристикой только классов, а не групп слов.

Три класса слов (глагол, существительное, прилагательное) осуществляют аффиксальную транспозицию [7].

Транспозиционные — это такие классы слов, которые обладают единой основой, но располагают разными формальными элементами, которые предопределяют их категориальное значение. Перемена такой единицей морфологической категории обуславливает изменение ее функции, причем, значение этой единицы сохраняется независимо от того, какой признак она приобретает: процессуальный, предметный или признаковый.

Переходя к характеристике этих трех лексико-грамматических классов слов, необходимо отметить 3 типа словообразования, свойственные им: транспозицию, грамматическую и семантическую модификацию.

1. **Транспозиция** — это такой тип словообразования, когда мотивированные единицы, называя предмет, признак или процесс, называют его опосредованно — через первоначальное указание на другой предмет, признак или процесс и путем указания на тип отношений между ними. Формой существования словообразовательных значений оказывается структура, отражающая конкретный результат взаимодействия сочетающихся категорий, из которых одно (главное в иерархии совмещающихся значений) указывает на ту часть речи, под которую в акте словообразования подводится обозначаемое, а другое подчиненное — на ту часть речи, которой оно само принадлежит [5].

branque
белеть

brançua
белизна

branco
белый

В данных единицах, относящихся к трем классам (глаголу, существительному и прилагательному), общая сема branç. Изменение формального элемента eaг-ига-о — это установление определенных морфологических категорий и соответственно помещение единицы языка в определенный лексико-грамматический класс слов, результатом чего является последующее установление каждой из единиц своей функции.

2. **Грамматическая модификация** — это словообразовательный процесс реализации категориальных значений внутри каждого из этих классов [8]. Например, в классе глагола — реализация категории числа, лица настоящего времени глагола trabalhar:

Eu trabalho
tu trabalhas
ele
trabalha
ela

Nós trabalhamos
Vós trabalhais
eles
trabalham
elas

В классе существительного и прилагательного — реализация категорий числа и рода:

filho — filha
filhos — filhas
primeiro — primeira
primeiros — primeiras
ferido — ferida
feridos — feridas

preto — preta
pretos — pretas
este — esta
estes — estas
teu — tua
teus — tuas etc.

3. **Семантическая модификация** — это словообразовательный процесс, реализующийся с помощью формального элемента (аффикса), который вносит дополнительный семантический признак в значение единицы данного класса. При таком типе словообразования не изменяется функция единицы класса.

В случае семантической модификации некоторые существительные могут изменять морфологическую категорию рода (что может быть существенным в зоне действия понятийной категории одушевленности — неодушевленности):

<i>mulher</i>	(жен. род) женщина
<i>mulheraca</i>	(жен. род) женщина очень крупная
<i>mulherao</i>	(муж. род) женщина высокая и толстая
<i>mulherigo</i>	(муж. род) женоподобный мужчина
<i>mulherinha</i>	(жен. род) маленькая женщина
<i>mulherengo</i>	(муж. род) донжуан
<i>mulherio</i>	(муж. род) группа женщин

Итак, первая языковая единица не имеет стилистической окраски, в то время как все остальные получили определенные коннотации, включая семантические (уменьшительность, увеличительность, собирательность) и стилистические оттенки.

В классе прилагательных данный тип словообразования также присоединяет к основному значению дополнительный признак:

<i>carregado</i> (a)	— <i>carregadinho</i> (a)
<i>pequeno</i> (a)	— <i>pequenino</i> (a)
<i>bonito</i>	— <i>bonitao</i> (m)
<i>grande</i>	— <i>grandalhao</i> (m)
<i>soberbo</i>	— <i>soberbaço</i>
<i>velho</i> (a)	— <i>revelho</i> (a)
<i>abundante</i>	— <i>superabundante</i>
<i>sensível</i>	— <i>hipersensível</i>

Семантическая модификация в классе глагола не влечет изменения морфологических характеристик:

<i>pôr</i> , <i>dispôr</i> , <i>propôr</i> , <i>impôr</i> ;
<i>correr</i> , <i>percorrer</i> , <i>recorrer</i> .

Таким образом, транспозиционные классы слов характеризуются тремя типами словообразования. Транспозиционный тип словообразования является ведущим, так как на его основе мы объединяем три лексико-грамматических класса слов (существительное, прилагательное, глагол). Грамматическая и семантическая модификация имеет место внутри каждого из этих классов и осуществляется в зависимости от категориальных значений каждого из них (грамматическая модификация) и собственного для каждого класса аффиксального набора (семантическая модификация).

Переходя к характеристике латеральных классов системы португальского языка, нам представляется возможным определить их как классы слов, которые осуществляют транспозицию с помощью предлогов. Семы этих классов не способны обра-

зовывать единицы, переходящие в другие классы слов. Однако единицы этих классов с предлогом способны передавать транспозиционные отношения. Полный набор морфологических категорий в таких классах слов не обязателен для всех единиц. В данных классах слов грамматическая модификация имеет ограниченный характер. Семантическая модификация им не свойственна. К этим классам мы относим класс личных местоимений и наречий.

Класс личных местоимений. Семы этого лексико-грамматического класса не способны образовывать единицы, переходящие в другие классы слов. Только частично субъективные личные местоимения (единицы класса) могут, употребляясь с предлогом *de*, выражать признак, т. е. изменять функцию, свойственную личным местоимениям [5]: *ele, ela, eles, elas, você, vocês*. При транспозиции одни образуют слитные с предлогом формы: *dele, dela, deles, delas*, другие — раздельные *de você, de vocês*.

Не все единицы этого класса обладают полным набором морфологических категорий. Например, партисипантные местоимения (субъектного и объектного плана) не имеют формального выражения категории рода. Однако если мы рассматриваем класс личных местоимений, как особый лексико-грамматический класс слов, функцией которого является не замена существительного в предложении, а указание места, которое занимает лицо или лица в коммуникации, то категория рода в этих местоимениях может рассматриваться как коммуникативная, которая актуализируется актом коммуникации. Полным набором морфологических категорий располагают только непартисипантные личные местоимения [8]. Это свидетельствует об ограниченности грамматической модификации в классе личных местоимений, которая отмечается только в одной партисипантной форме *você — vocês* и в непартисипантных (субъектных — *ele — ela; ele — eles; ela — elas...* и т. д.; объектных *o — a; o — os, a — as, lhe — lhes*).

Семантическая модификация полностью отсутствует в этом классе слов. Свойство транспозиции (опять же ограниченное) было характерно для этого класса слов в системе латинского языка позднего периода, когда указательные местоимения латинского языка *illum, illam*, переходя в парадигму личных местоимений, указывали на непартисипантность, выполняли роль личных местоимений 3-го лица, а также выражали семантическое значение определенности, т. е. выступали в функции современного определенного артикля. Позднее эти указательные местоимения оформили группу непартисипантных личных местоимений субъектного и объектного плана (*ele, ela, eles, elas, o, a, lhe, os, as, lhes*).

Класс наречий — состоит из первообразных наречий, которые в современном португальском языке сравнительно немно-

гочисленны (agora, antes, mais, lá), и наречий, образованных путем транспозиции от других частей речи (в основном от существительных и прилагательных). Основным способом образования наречий является предложный (às escures, de cima, de longe, com, efeito, ao contrário, por vezes и т. д.). От некоторых прилагательных наречия образуются с помощью суффикса *mente* (realmente, efectivamente, possivelmente, negativamente и т. д.). Иногда одна и та же форма прилагательного может функционировать как прилагательное и как наречие (O rio corria manso / O gato era manso. Ele estava contente / ficou contente). Грамматическая модификация (образование степени сравнения) присуща далеко не всем наречиям. Семантическая модификация не имеет места в этом классе слов. Крайне редки случаи транспозиции самих наречий (только первообразных) в класс прилагательных (O jornal de hoje, a conversa de ontem).

Служебные слова (предлоги и союзы). Грамматическое значение союза как части речи сближает его с предлогом [6]. Обладая небольшим арсеналом собственных форм, большую часть они образуют за счет транспозиции наречий и наречных оборотов. Переходя в другой функциональный класс, функцию словообразующего элемента выполняет предлог *de* и союз *que*, которые находятся в постпозиции:

наречия	предлоги	союзы
antes	antes de	antes que
depois	depois de	depois que
logo	logo de	logo que
detrás	detrás de	—
fora	fora de	—
sempre	—	sempre que
tanto	—	tanto que

Сравнивая процессы транспозиции в 1-й и 2-й группах классов слов, можно сделать следующий вывод. Аффиксы, за счет которых осуществляется транспозиция в 1-й группе классов, выражают категориальные значения класса слов, в который поступает мотивирующее слово. Всем классам слов этой группы свойственны морфологические признаки. Во 2-й группе слов транспозиция осуществляется за счет предлогов, так как классы этой группы не располагают четко выраженными морфологическими признаками (личные местоимения, наречия). Как известно, в языке существует тенденция: при исчезновении морфологического признака в каком-либо из классов его компенсирует предлог (в латинском языке исчезновение категории падежа и замена ее предложным управлением). Таким образом, две группы классов, о которых речь шла выше, по словообразованию являются транспозиционными, но в первом случае словообразование реализуется аффиксами, во втором — предлогами.

Список литературы: 1. *Маркс К. и Энгельс Ф.* Немецкая идеология//Соч. 2-е изд.—т. 3.—С. 29. 2. *Cuesta P. V.* Mendes da Lus Gramática portuguesa. Editorial Gredos S. A. Madrid. Nunes de Figueiredo J. M., Gomes Fereira A. Compendio de Gramática portuguesa. Porta Editora, 1974; Real Academia Espanola, esbozo de una nueva gramática de la lengua espanola.—Espasa Calpe, S. A. Madrid, 1974, p. 171—173; Garballo Calero R. Gramática elemental del gallego común, Galaxia, S. A. Vigo, 1974, p. 153. 3. *Amado Alonso, Urena P.* Gramática castellana; Pompeu Fabra, Gramática catalana, Editorial Teide S. A. Barcelona; Badia Margarit Gramática catalana, Editorial Gredos, Madrid, 1975. t. 1; Garmen Nunes, Luisa Oliveira, Leonor Sardinha. Nova Gramática de portgues. Didáctica editora, Lisboa, 1983. 4. *Кубрякова Е. С., Харитончик З. А.* О словообразовательном значении и описании смысловой структуры производных суффиксального типа//Принципы и методы семантических исследований.—М., 1976.—С. 226. 5. *Кубрякова Е. С.* Типы языковых значений.—М.: Наука, 1981.—118 с. 6. *Русская грамматика.*—М.: Наука, 1980.—С. 713—732. 7. *Бали Ш.* Общая лингвистика и вопросы французского языка.—М.: Наука, 1955.—130 с. 8. *Zenenko G. P.* Los paradigmas de los pronombres personales en ruso y espanol. Revista espanola de lingüísticas, Editorial Gredos, Madrid, Enero-Junio, 1981, p. 164—167.

Поступила в редколлегию 14.10.85.

УДК 62.506.2

Л. Г. БОГДАНОВА, В. В. СКАЧКОВА

К ВОПРОСУ О МЕХАНИЗМЕ ДЕКОДИРОВАНИЯ ТЕКСТА

В эпоху научно-технической революции возникла большая диспропорция между объемом вновь поступающей информации и способностью человека к ее переработке. Эффективность деятельности человека («человеческий фактор») во многих сферах практически определяется его способностью к переработке информации. Такие задачи, как поиск информации в различных хранилищах, составление рефератов, обучение, перевод с одного языка на другой заставляют искать новые пути для их решения.

С целью активизации процессов дешифровки текста необходимо знать алгоритмы умственной деятельности человека, моделировать деятельность мозга и информационный процесс (передачу информации). Последний осуществляется в коммуникационной системе, включающей такие компоненты:

- 1) источник сообщения;
- 2) канал, по которому передается сообщение;
- 3) знак (материальный объект, условно представляет собой некоторый предмет, явление, свойство и т. д.), компонентами которого являются: а) означаемое (имя, носитель информации); б) означающее, которое может включать денотат (отражение предмета из внешнего мира), десигнат и коннотат;

- 4) приемник сообщения (обучающийся);
- 5) интерпретация сообщения в приемнике;
- 6) контекст, в котором осуществляется интерпретация сообщения;

7) реализация реакции адресата (обучающегося) на декодирование и интерпретацию сообщения.

Компоненты 1—5 обязательные для осуществления информативного процесса. Основное его звено — не передача, а прием сообщения: означающее — приемник сообщения — означаемое — контекст — интерпретация [1].

Механизм распознавания обеспечивает отражение и интерпретацию приемником (обучающимся) структурного разнообразия источника сообщения.

Рассмотрим, что представляет собой текст с точки зрения вероятностно-статистического метода. В чем заключается структурное разнообразие источника сообщения — текста?

Теория информации ввела в научный обиход представление о том, что сообщение (текст) следует рассматривать как вероятностный процесс, т. е. процесс, основные закономерности которого описываются его статистическими характеристиками — распределением вероятностей элементов сообщения (фонем, слогов, слов и т. д.) и их комбинацией [2]. Можно думать, что подобно тому, как человек создает вероятностный образ окружающей его среды, он создает и представление о вероятностной организации сообщения. Последнее относится к компетенции речи, язык же представляет собой лингвистический код. Вопрос о том, какие лингвистические единицы следует относить к сфере языка (кода), а также к речи (сообщению) и выявление тех механизмов, с помощью которых система языка, состоящая из конечного числа единиц, порождает тексты, важен для решения задачи декодирования текстов.

Идея, изучение проблемы нормированности и организованности текста должны идти от исследования устойчивости распределения вероятностей абсолютных частот [4].

Носитель языка может адекватно оценивать частоты букв, буквосочетаний и слов в ситуации, когда перед ним ставится задача упорядочить эти элементы текста по частоте. Исходя из этого можно думать, что в речевых механизмах человека существует определенная иерархия организации элементов речи в соответствии с частотой их встречаемости в речевой деятельности индивида, т. е. что речевой опыт в целом имеет вероятностную структуру.

Сообщения во внешней среде протекают по определенным законам, предыдущие события предопределяют в некоторой степени последующие. Чем меньше предопределено предыдущим опытом, тем большее количество информации несет сигнал. Иначе говоря, количество информации тем больше, чем меньше ожидание данного сигнала. Это ожидание события осуществля-

ется только на основе возможности предвидеть наступление известной ситуации в будущем.

Современные представления о структуре поведения человека отводят важное место процессам вероятностного прогнозирования. Развитие физиологии анализаторов привело к пониманию информационных параметров раздражителей и к необходимости включить в круг рассмотрения процессы предвидения в нервной системе — предвидения, основанного на прошлом опыте данного живого организма. Вероятностное прогнозирование (способность человека использовать информацию, имеющуюся в его прошлом опыте для прогноза вероятности наступления тех или иных событий в предстоящей ситуации) имеет место благодаря наличию в мозгу человека аппарата предвидения.

Таким образом, импульсы, идущие от отправителя по каналу связи, являются функцией внутреннего состояния, или, иными словами, структурного разнообразия источника сообщения. Однако эти импульсы становятся реальными носителями информации и формируют сообщение только в том случае, когда обучающийся готов осуществить отражение и интерпретацию той части внутреннего состояния источника, которая воплотилась в переданной совокупности импульсов.

Прием информации осуществляется с помощью семиозиса, представляющего собой пятичленное отношение: означающее — приемник сообщения — означаемое — контекст — интерпретация. Семиозис, опирающийся на механизмы распознавания и сведения, которые заранее заложены в приемнике (обучающемся), обеспечивает отражение и интерпретацию приемником структурного разнообразия источника сообщения (текста) [1].

Поэтому текст можно рассматривать как величину, характеризующуюся различными формами отражения в приемнике (обучающемся) структурного разнообразия.

Чтобы декодировать смысл речевого сообщения, человек должен переходить от потенциальных (языковых, «словарных») значений знаков к их актуальным (текстовым) значениям [3].

Словарь человека в целом организован в соответствии с «индексами частоты» отдельных слов. Индекс частоты изменяется, если частота появления слова в речевой практике индивида превосходит некоторое пороговое значение; в остальных случаях он остается стабильным. Вероятностная организация словаря претерпевает определенные изменения, отражая изменения в текущем речевом опыте.

Таким образом, декодирование речевого сообщения (текста) как составляющая рецептивного речевого акта представляет собой порождение во внутренних кодах реципиента на основе передаваемой языковой информации образа, адекватного тому, который выступал для продуцирующего в качестве исходного. Этот внутренний образ обеспечивает реципиенту переход к коду смысла. В зависимости от адекватности порождаемого

образа исходному степень декодирования может колебаться от нуля (непонимания) до полной дешифровки информации (понимания).

Полное декодирование подтверждается возможностью обратного перекодирования рецептивно-порожденного образа во внешние (в том числе и языковые) коды.

Список литературы: 1. *Пиотровский Г. И.* Текст, машина, человек.—М.: Наука, 1969.—354 с. 2. *Ольшанский И. Г.* Текст как единство элементов и отношений // Лингвистика текста. М., 1974. С. 10—14. 3. *Арнольд И. В.* Интерпретация текста как установление иерархии его частей // Лингвистика текста. М. 1974. С. 29—34. 4. *Терзиан В. Я.* Анализ, семантическая нормализация и идентификация естественно-языковых текстов // Интерактив. системы. Тбилиси, 1982. С. 219—221.

Поступила в редколлегию 08.07.85.

УДК 681.2.53

С. Д. БЕРМАН, д-р физ.-мат. наук, Б. П. ГЕРАСИМЕНКО, канд. техн. наук,
В. Н. ЗЕФИРОВ, канд. техн. наук

ОБНАРУЖЕНИЕ И ОЦЕНКА НАИБОЛЬШЕЙ ОШИБКИ ПРИ ОПРЕДЕЛЕНИИ ВЕКТОРА МЕТОДОМ ПРОЕКЦИИ

В приложениях часто возникает необходимость определения вектора в трехмерном физическом пространстве R_3 путем измерения проекций этого вектора на n заданных осей.

Рассмотрим обнаружение и оценки ошибок измерителей в системах с избыточным числом осей ($n > 3$) как специальную задачу теории корректирующих кодов над полем вещественных чисел.

1. Изложим сначала необходимые для дальнейшего сведения из теории кодов, исправляющих ошибки.

Пусть F — произвольное поле, $F_n = \{(x_1, \dots, x_n)\}$ — координатное n -мерное пространство над полем F . Линейным (n, k) -кодом называется любое k -мерное подпространство L пространства F_n . Подпространство L может быть задано как подпространство решений системы линейных однородных уравнений

$$a_{i1}x_1 + \dots + a_{in}x_n = 0 \quad (i = 1, \dots, m < n), \quad (1)$$

где ранг матрицы системы

$$A = \|a_{ij}\| \quad (i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n) \quad (2)$$

равен $n - k$ ($n - k = m$). A называется проверочной матрицей кода L (один и тот же код может быть задан различными проверочными матрицами).

Если $x = (x_1, \dots, x_n) \in F_n$, то вектор

$$Ax = A \begin{pmatrix} x_1 \\ \vdots \\ x_n \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} b_1 \\ \vdots \\ b_m \end{pmatrix}$$

называется синдромом вектора x .

Кодовые векторы $x \in L$ и только они являются векторами с нулевым синдромом.

Если $y \in F_n$, $x \in L$, $z = y - x$, то будем говорить, что вектор y получается из вектора x с помощью вектора ошибок z .

Весом вектора $x \in F_n$ (обозначение $w(x)$) называется число ненулевых координат вектора x .

Число $d = d(L) = \min(w(x))$ называется кодовым расстоянием кода L . Координаты кодовых векторов $x \in L$, $x \neq 0$ в силу (1) являются коэффициентами всевозможных линейных зависимостей между столбцами проверочной матрицы A . Поэтому $d(L) = d$ тогда и только тогда, когда проверочная матрица кода содержит d линейно независимых столбцов и при $d > 1$ любые $(d-1)$ столбцов линейно независимы.

Говорят, что код L исправляет t ошибок, если из равенства $y = x + z$, $x \in L$ и условия $w(z) \leq t$ следует, что вектор y однозначно определяет вектор x .

Код L исправляет t ошибок тогда и только тогда, когда $d(L) \geq 2t + 1$.

Лемма 1. Пусть $y \in F_n$ — фиксированный вектор. Вектор $z \in F_n$ тогда и только тогда является вектором ошибок вида $z = y - x$, $x \in L$, когда

$$Az = Ay. \quad (3)$$

Действительно, из (3) следует, что $A(y - z) = 0$ и, значит, $x = y - z \in L$. Наоборот, если $y = x + z$, $x \in L$, то $Ay = A(x + z) = Ax + Az = Az$.

Пусть $Ay = b$, $z = (z_1, \dots, z_n)$. Тогда матричное равенство (3) эквивалентно системе линейных уравнений

$$a_{i1}z_1 + \dots + a_{in}z_n = b_i \quad (i = 1, \dots, m). \quad (4)$$

2. В теории корректирующих кодов изучаются обычно коды над конечным полем F . Однако некоторые реальные задачи приводят к рассмотрению кодов над полем вещественных чисел R .

В дальнейшем будем предполагать, что $F = R$.

Для вещественных кодов L можно ставить задачи, которые не имеют смысла для кодов над конечными полями. Одной из них является задача об обнаружении и оценке наибольшей по абсолютной величине ошибки z_i в векторе ошибок $z = (z_1, \dots, z_n)$.

Пусть L — произвольный вещественный код с проверочной матрицей A вида (2). Пусть $y \in R_n$ — фиксированный вектор, $z = y - x$, $x \in L$. Положим

$$c_1 = |z_q| = \max_i |z| \quad (1 \leq q \leq n), \quad c_0 = \max_{i \neq q} |z_i|, \quad c = \frac{c_1}{c_0} \quad \text{при } c_0 \neq 0. \quad (5)$$

¹ Берлекэмп Э. Алгебраическая теория кодирования — М.: Мир, 1971. — 477 с.

Максимальные ошибки c_1 и c_0 среди остальных можно оценить через координаты синдрома вектора y и число c .

Предложение 1. Пусть в системе уравнений (4) $c_1 = |z_q|$, $a_{iq} \neq 0$.

Тогда при $c_0 \neq 0$

$$c_1 \geq \frac{|b_i|}{|a_{iq}| + \frac{1}{c} \sum_{j \neq q} |a_{ij}|}. \quad (6)$$

Доказательство. В силу (4) $a_{i1}z_1 + \dots + a_{iq}z_q + \dots + a_{in}z_n = b_i$. Тогда

$$|b_i| \leq |a_{iq}|c_1 + \left(\sum_{j \neq q} |a_{ij}| \right) c_0,$$

откуда

$$\frac{|b_i|}{c_1} \leq |a_{iq}| + \frac{1}{c} \sum_{j \neq q} |a_{ij}|, \quad c_1 \geq \frac{|b_i|}{|a_{iq}| + \frac{1}{c} \sum_{j \neq q} |a_{ij}|}. \quad (7)$$

Предложение доказано.

Предложение 2. Пусть в условиях предложения 1

$$c > \frac{1}{|a_{iq}|} \sum_{j \neq q} |a_{ij}|. \quad (8)$$

Тогда

$$c_0 < \frac{|b_i|}{|a_{iq}|c - \sum_{j \neq q} |a_{ij}|}, \quad c_1 < \frac{|b_i|}{|a_{iq}| - \frac{1}{c} \sum_{j \neq q} |a_{ij}|}. \quad (9)$$

Доказательство. Из равенства (7) с учетом (8) получаем

$$|b_i| \geq \left| |a_{iq}z_q| - \left| \sum_{j \neq q} a_{ij}z_j \right| \right| > |a_{iq}|c_1 - c_0 \sum_{j \neq q} |a_{ij}|,$$

откуда $\frac{b_i}{c_0} > |a_{iq}|c - \sum_{j \neq q} |a_{ij}|$ и, следовательно,

$$c_0 < \frac{|b_i|}{|a_{iq}|c - \sum_{j \neq q} |a_{ij}|}. \quad (10)$$

Учитывая (5) и (10), имеем

$$c_1 = cc_0 < \frac{|b_i|}{|a_{iq}| - \frac{1}{c} \sum_{j \neq q} |a_{ij}|}. \quad (11)$$

Формулы (10) и (11) доказывают предложение 2.

3. Рассмотрим теперь код L с проверочной матрицей

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} & \dots & a_{1n} \\ a_{21} & \dots & a_{2n} \end{pmatrix} \quad (12)$$

ранга 2.

Для матрицы A вида (12) положим: $\Delta_{ij} = \begin{vmatrix} a_{1i} & a_{1j} \\ a_{2i} & a_{2j} \end{vmatrix} \quad (i \neq j),$

$$\delta_{ij} = \frac{|\Delta_{ij}| + \sum_{r \neq i, j} (|\Delta_{ir}| + |\Delta_{jr}|)}{|\Delta_{ij}|}, \quad \delta(A) = \delta = \max_{i, j} \delta_{ij}. \quad (13)$$

Пусть $y = (y_1, \dots, y_n) \in R_n$, а $\begin{pmatrix} b_1 \\ b_2 \end{pmatrix} = Ay$ — синдром вектора y .

Положим

$$\Delta^{(i)} = \begin{vmatrix} b_1 & a_{1i} \\ b_2 & a_{2i} \end{vmatrix} \quad (i = 1, \dots, n). \quad (14)$$

Предложение 3. Пусть $|z_p| = c_1$ и $c > \delta$ (15), тогда $|\Delta| < |\Delta^{(i)}|$ для всех $i \neq p$ ($1 \leq i \leq n$) (16).

Доказательство. В силу (4) и (14)

$$\Delta^{(i)} = \sum_{j \neq i} z_j \Delta_{ji}, \quad (17)$$

откуда

$$|\Delta^{(p)}| \leq \left(\sum_{i \neq p} |\Delta_{ip}| \right) c_0; \quad (18)$$

с другой стороны, из (17) получаем

$$|\Delta_{j \neq p}^{(j)}| \geq \left| |\Delta_{jp}| c_1 - \sum_{r \neq j, p} |\Delta_{jr}| |z_r| \right|,$$

что в силу (15) и (13) дает

$$|\Delta_{j \neq p}^{(j)}| > |\Delta_{jp}| c_1 - \sum_{r \neq j, p} |\Delta_{jr}| c_0. \quad (19)$$

Из (19), (18) и (13) имеем $|\Delta^{(p)}| < |\Delta^{(j)}|$ ($j \neq p$), что доказывает предложение.

Предложение 3 дает простой алгоритм обнаружения координаты с наибольшей ошибкой c_1 при условии (15).

Для решения прикладных задач обнаружения и оценки ошибок измерителей в условиях шумов наибольший интерес представляют проверочные матрицы (12), имеющие малое (по возможности) число δ (13). В определении этого числа участвуют только отношения $|\Delta_{qr}|/|\Delta_{ij}|$. Применяя к матрице A элементарные преобразования, не изменяющие числа δ , ее можно привести к виду

$$A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & a_{13} & \dots & a_{1n} \\ 0 & 1 & a_{23} & \dots & a_{2n} \end{pmatrix},$$

где $\min_{i, j} |\Delta_{ij}| = 1$. В этом случае из (13) сразу получаем, что

$$\delta(A) \geq 1 + 2c_{n-2}^2. \quad (20)$$

При $n = 5$ (случай, интересный для приложений) формула (20) принимает вид $\delta > 1 + 2 \cdot 3 = 7$.

Равенство $\delta = 7$ достигается только тогда, когда $|\Delta_{ij}| = 1$ для всех пар (i, j) , $i \neq j$. Легко видеть, что при $n \geq 4$ это невозможно. Поэтому мы будем рассматривать (для случая $n = 5$) матрицы

$$A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & a_{13} & a_{14} & a_{15} \\ 0 & 1 & a_{23} & a_{24} & a_{25} \end{pmatrix},$$

в которых определители $|\Delta_{ij}|$ принимают только два значения 1 и $V > 1$.

Естественный вид такой матрицы

$$A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & V & 1 & a_{15} \\ 0 & 1 & 1 & V & a_{25} \end{pmatrix}.$$

Если при этом выбрать число V так, чтобы $V - 1 = V$ и положить $a_{15} = a_{25} = V$, то матрица A примет вид

$$A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & V & 1 & V \\ 0 & 1 & 1 & V & V \end{pmatrix}. \quad (21)$$

Для этой матрицы имеем

$$\begin{aligned} \Delta_{12} = 1, \Delta_{13} = 1, \Delta_{14} = V, \Delta_{15} = V, \Delta_{23} = -V, \Delta_{24} = -1, \\ \Delta_{25} = -V, \Delta_{34} = V, \Delta_{35} = 1, \Delta_{45} = -1, \end{aligned} \quad (22)$$

где $V^2 = 1 + V$, $V = (1 + \sqrt{5})/2$. В силу (22) для матрицы A вида (21) имеем

$$\delta > 4V + 3 > 9,48. \quad (23)$$

Оценки предложения 1 для кода L с проверочной матрицей (21) принимают вид

$$c_1 \geq \frac{|b_1|}{1 + \frac{2V+1}{c}} (c_1 = |z_1|, |z_4|), \quad c_1 \geq \frac{|b_1|}{V + \frac{V+2}{c}} (c_1 = |z_3|, |z_5|), \quad (24)$$

$$c_1 \geq \frac{|b_2|}{1 + \frac{2V+1}{c}} (c_1 = |z_2|, |z_3|), \quad c_1 \geq \frac{|b_2|}{V + \frac{V+2}{c}} (c_1 = |z_4|, |z_5|). \quad (25)$$

Оценки предложения 2 для кода L с проверочной матрицей (21) выглядят так:

$$\begin{aligned} c_0 < \frac{|b_1|}{c - (2V+1)}, \quad c_1 < \frac{|b_1|}{1 - \frac{1}{c}(2V+1)} (c_1 = |z_1|, |z_4|), \\ c_0 < \frac{|b_1|}{Vc - (V+2)}, \quad c_1 < \frac{|b_1|}{V - \frac{1}{c}(V+2)} (c_1 = |z_3|, |z_5|), \quad (26) \\ c_0 < \frac{|b_2|}{c - (2V+1)}, \quad c_1 < \frac{|b_2|}{1 - \frac{1}{c}(2V+1)} (c_1 = |z_2|, |z_3|), \end{aligned}$$

$$c_0 < \frac{|b_2|}{Vc - (V+2)}, \quad c_1 < \frac{|b_2|}{V - \frac{1}{c}(V+2)} \quad (c_1 = |z_4|, |z_5|).$$

Оценки (26) справедливы, если

$$c > 2V + 1. \quad (27)$$

24. В приложениях возникает следующий вещественный код. Пусть в трехмерном физическом пространстве R_3 фиксированы $n > 3$ осей, проходящих через точку 0, которые мы будем задавать единичными векторами $e_1, \dots, e_n$. Пусть ранг системы этих векторов равен 3. Будем считать, что 0 — начало декартовой прямоугольной системы координат (x_1, x_2, x_3) .

Тогда

$$e_i = (\alpha_{i1}, \alpha_{i2}, \alpha_{i3}), \quad \alpha_{i1}^2 + \alpha_{i2}^2 + \alpha_{i3}^2 = 1 \quad (i = 1, \dots, n). \quad (28)$$

Предположим, что каждая ось e_i содержит измеритель, определяющий проекцию вектора $x = (x_1, x_2, x_3)$ на эту ось:

$$y_i = \alpha_{i1}x_1 + \alpha_{i2}x_2 + \alpha_{i3}x_3 \quad (i = 1, \dots, n). \quad (29)$$

Положим

$$L = (y_1, \dots, y_n), \quad (30)$$

где y_i — линейные формы вида (29).

Тогда из (29) следует, что L есть линейный код в пространстве R_n , и так как ранг системы векторов $e_1, \dots, e_n$ равен 3, то L есть $(n, 3)$ -код. Будем называть L кодом проекций. Тогда ранг $A = n - 3$, ибо L — трехмерное пространство.

Следовательно,

$$d = d(L) \leq n - 2. \quad (31)$$

Как отмечалось, код L исправляет t ошибок тогда и только тогда, когда $d(L) \geq 2t + 1$. Отсюда вытекает

Предложение 4. Код проекций L с n осями исправляет не более, чем $\left\lfloor \frac{n-3}{2} \right\rfloor$ ошибок. В частности, если код проекций исправляет одну ошибку, то $n \geq 5$, если L исправляет две ошибки, то $n \geq 7$ и т. д.

В приложениях важны коды проекций L с $n = 5, 6$, исправляющие одну ошибку.

Приложение 5. Линейный вещественный код L с проверочной матрицей A вида (21) можно реализовать как код проекций.

Доказательство. Код L есть подпространство решений системы линейных уравнений

$$y_1 + Vy_3 + y_4 + Vy_5 = 0, \quad y_2 + y_3 + Vy_4 + Vy_5 = 0,$$

откуда

$$y_1 = -Vy_3 - y_4 - Vy_5, \quad y_2 = -y_3 - Vy_4 - Vy_5. \quad (32)$$

Выберем линейно независимые единичные векторы

$$e_3 = (\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3), e_4 = (\beta_1, \beta_2, \beta_3), e_5 (\gamma_1, \gamma_2, \gamma_3),$$

$$\sum_{i=1}^3 \alpha_i^2 = 1, \sum_{i=1}^3 \beta_i^2 = 1, \sum_{i=1}^3 \gamma_i^2 = 1 \quad (33)$$

так, чтобы

$$y_3 = \alpha_1 x_1 + \alpha_2 x_2 + \alpha_3 x_3, y_4 = \beta_1 x_1 + \beta_2 x_2 + \beta_3 x_3,$$

$$y_5 = \gamma_1 x_1 + \gamma_2 x_2 + \gamma_3 x_3. \quad (34)$$

В силу (32) и (34)

$$y_1 = \sum_{i=1}^3 (-V\alpha_i - \beta_i - V\gamma_i) x_i, y_2 = \sum_{i=1}^3 (-\alpha_i - V\beta_i - V\gamma_i) x_i. \quad (35)$$

Код L тогда и только тогда будет кодом проекций, когда наряду с (33), (34) выполняются равенства

$$\sum_{i=1}^3 (-V\alpha_i - \beta_i - V\gamma_i)^2 = 1, \sum_{i=1}^3 (-\alpha_i - V\beta_i - V\gamma_i)^2 = 1. \quad (36)$$

Из (36) в силу (33) имеем

$$V^2 + 1 + V^2 + 2V(\alpha_1\beta_1 + \alpha_2\beta_2 + \alpha_3\beta_3) + 2V^2(\alpha_1\gamma_1 + \alpha_2\gamma_2 +$$

$$+ \alpha_3\gamma_3) + 2V(\beta_1\gamma_1 + \beta_2\gamma_2 + \beta_3\gamma_3) = 1, 1 + V^2 + V^2 + 2V(\alpha_1\beta_1 +$$

$$+ \alpha_2\beta_2 + \alpha_3\beta_3) + 2V(\alpha_1\gamma_1 + \alpha_2\gamma_2 + \alpha_3\gamma_3) +$$

$$+ 2V^2(\beta_1\gamma_1 + \beta_2\gamma_2 + \beta_3\gamma_3) = 1.$$

Откуда

$$V + (e_3, e_4) + V(e_3, e_5) + (e_4, e_5) = 0;$$

$$V + (e_3, e_4) + (e_3, e_5) + V(e_4, e_5) = 0. \quad (37)$$

Так как $V = \frac{1+\sqrt{5}}{2} > 1$, то из (37) вытекает, что

$$(e_3, e_5) = (e_4, e_5); V + (e_3, e_4) + (V + 1)(e_3, e_5) = 0. \quad (38)$$

Существует бесконечно много линейно независимых троек единичных векторов e_3, e_4, e_5 , удовлетворяющих системе (38). Из (34), (35) находим

$$(e_1, e_3) = -V(\alpha_1^2 + \alpha_2^2 + \alpha_3^2) - (\beta_1\alpha_1 + \beta_2\alpha_2 + \beta_3\alpha_3) - V(\gamma_1\alpha_1 +$$

$$+ \gamma_2\alpha_2 + \gamma_3\alpha_3) = -V - (e_3, e_4) - V(e_3, e_5).$$

Учитывая второе из соотношений (38), получаем

$$(e_1, e_3) = (e_3, e_5). \quad (39)$$

Аналогично вычисляем

$$(e_2, e_4) = (e_3, e_5), (e_1, e_2) = -(e_3, e_5). \quad (40)$$

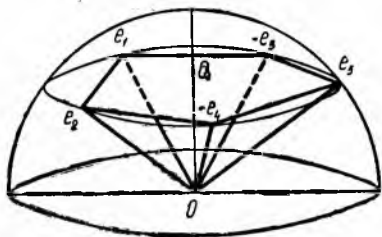
Расположение единичных векторов $e_1, \dots, e_5$ в пространстве с учетом (38) — (40) изображено на рисунке. Точки пересече-

чения осей измерителей с единичной сферой являются вершинами правильного пятиугольника. Расстояние $O_1O = h$ при этом может быть произвольным.

Обозначим $\Delta_{ijk} = (e_i, e_j \times e_k)$ — смешанное произведение единичных векторов. В рассмотренном на рисунке случае получаем

$$\Delta_{345} = -\Delta_{245} = -\Delta_{124} = -\Delta_{123} = -\Delta_{153} = \frac{1}{2} h^2 \sqrt{1-h^2} \sqrt{\frac{5\sqrt{5}}{V}}; \quad (41)$$

$$-\Delta_{145} = \Delta_{324} = \Delta_{512} = \Delta_{431} = -\Delta_{253} = \frac{1}{2} h^2 \sqrt{1-h^2} \sqrt{5\sqrt{5}V}.$$



Расположение пяти измерителей для определения вектора

этом абсолютная величина определителей проверочной матрицы и все полученные выше оценки не меняются.

При измерении произвольно ориентированного в пространстве вектора методом проекций целесообразно выбрать направление осей измерителей так, чтобы величины (41) достигали своего максимального (по модулю) значения. В этом случае $h^2 = \frac{2}{3}$.

Замечание. Замена направления отдельных осей на противоположные приведет к изменению знаков некоторых элементов в проверочной матрице (21). При

Поступила в редколлегию 04.07.85.

УДК 681.32.06

С. А. КАЛЮЖНАЯ

БУЛЕВЫЕ СИСТЕМЫ ФУНКЦИОНАЛЬНОЙ ЗАВИСИМОСТИ

Функциональные зависимости (ФЗ) — наиболее известные ограничения целостности в базах данных. Существенный интерес представляет изучение различных классов систем ФЗ, например, связанных с нормальными формами [1].

1. Отношением функциональной зависимости (ОФЗ) будем называть отношение φ на множестве $P(U)$ всех подмножеств конечного множества U , удовлетворяющее следующим условиям:

1) $X \supset Y \Rightarrow X \varphi Y$, 2) $X \varphi Y_1, X \varphi Y_2 \Rightarrow X \varphi (Y_1 \cup Y_2)$, 3) $X \varphi Y, Y \varphi Z \Rightarrow X \varphi Z$. В терминологии [1] φ — полное семейство ФЗ. Множество всех ОФЗ обозначим $\text{Agm}(U)$, учитывая, что аксиоматика ФЗ была впервые предложена Армстронгом. Понятие ОФЗ оказы-

вается тесно связанным с приведенными ниже понятиями оператора замыкания и системы замыканий.

1.1. Оператором замыкания на множестве U называется отображение $X \rightarrow \bar{X}$ множества $P(U)$ в себя, обладающее следующими свойствами: 1) $X \subset Y \Rightarrow \bar{X} \subset \bar{Y}$, 2) $X \subset \bar{X}$, 3) $\overline{\bar{X}} = \bar{X}$. Системой замыканий называется семейство $F \subset P(U)$ такое, что 1) $X_1, X_2 \in F \Rightarrow X_1 \cap X_2 \in F$, 2) $U \in F$. Элементы системы F принято называть замкнутыми подмножествами. Между множеством $\text{Ferm}(U)$ операторов замыкания и множеством $\text{Cl}(U)$ систем замыканий существует взаимно однозначное соответствие, задаваемое отображениями $\bar{X} = \bigcap \{Z \in F : X \subset Z\}$, $F = \{Z \subset U : \bar{Z} = Z\}$ [2]. Покажем, что существуют родственные соответствия между $\text{Cl}(U)$ и $\text{Ferm}(U)$ с множеством $\text{Argm}(U)$.

1.2. Отношение $\varphi \in \text{Argm}(U)$ определяет оператор замыкания по правилу $\bar{X} = \{y \in U : X_\varphi \{y\}\} = \bigcup \{Y \subset U : X_\varphi Y\}$. По оператору замыкания $X \rightarrow \bar{X}$ отношение Армстронга восстанавливается с помощью соотношения $X_\varphi Y \leftrightarrow \bar{X} \supset Y$.

По отношению $\varphi \in \text{Argm}(U)$ соответствующая система замыканий определяется равенством $F = \{Z \subset U : (\forall X \subset U) (X_\varphi X \Rightarrow X \subset Z)\}$. Отношение φ находится по $F \in \text{Cl}(U)$ следующим образом: $X_\varphi Y \leftrightarrow (\forall Z \in F) (X \subset Z \Rightarrow Y \subset Z)$. Соответствие между ОФЗ и системами замыканий впервые (но не вполне явно) было установлено Армстронгом.

Таким образом, языки отношений функциональной зависимости, операторов замыкания, систем замыканий эквивалентны.

1.3. Всякая система замыканий F является решеткой относительно операций $\inf(Z_1, Z_2) = Z_1 \cap Z_2$, $\sup(Z_1, Z_2) = \overline{Z_1 \cup Z_2}$.

2. Обозначим через O наименьший элемент системы $F \in \text{Cl}(V)$. Положим $C_O(X) = C(X) \cup O = (U \setminus X) \cup O$. Если $O = \emptyset$, то $C_O(X) = C_\emptyset(X) = C(X)$ — дополнение множества X в U . Легко видеть, что C_O — инволютивный антиавтоморфизм решетки $P_O(U)$ по отношению к обычным операциям.

Систему замыканий F назовем булевой, если $C_O(Z) \in F$ для любого $Z \in F$. Из предыдущего вытекает, что F является булевой алгеброй относительно операций $\cup, \cap, C_O$. Отсюда попутно следует, что любая булевая система замыканий состоит из 2^m подмножеств. Примерами таких систем служат $P_O(U) = \{X \subset U : O \subset X\}$ и $\{U, O\}$. Обозначим семейство всех булевых систем замыканий на U через $\text{ClB}(U)$. Отметим, что алгебру $F \in \text{ClB}(U)$ нельзя рассматривать как подалгебру булевой алгебры $P(U)$ с операциями $\cup, \cap, C$, если только $O \neq \emptyset$. Подчеркнем также, что система замыканий, являющаяся булевой алгеброй как решетка (в смысле п. 1.3), не обязана быть булевой системой замыканий, как показывает пример $F = \{U, A, B, O\}$, где $A \cap B = O$, $A \cup B \neq U$.

Для $F \in \text{ClB}(U)$, как и для любой конечной булевой алгебры, имеют место утверждения: всякое замкнутое подмножество либо содержит атом, либо пересекается с ним по нулевому элементу O ; всякое замкнутое подмножество есть объединение атомов. В данном случае атомами служат такие подмножества $P \in F$, что $O \subset P$, $O \neq P$, и не существует таких $Z \in F$, отличных от O и P , что $O \subset Z \subset P$. Обозначим через M множество всех атомов решетки F . Тогда семейство $\{P \setminus O : P \in M\}$ будет разбиением множества $U \setminus O$, а всякое замкнутое множество будет объединением O и некоторого числа классов этого разбиения. Отсюда попутно следует, что всякий ключ булевой системы замыканий является системой представителей этого разбиения. Далее функция замыкания имеет вид

$$\bar{X} = \bigcup \{P \in M : X \cap (P \setminus O) \neq \emptyset\} \cup O. \quad (1)$$

Наоборот, если D — разбиение множества $U \setminus O$, а F — семейство объединений вида $\bigcup \{T : T \in H\} \cup O$, где $H \subset D$, то F — булева система замыканий с множеством атомов $\{T \cup O : T \in D\}$. Булевым отношением функциональной зависимости будем называть ОФЗ, соответствующее согласно п. 1.2 булевой системе замыканий.

2.1. Теорема. Следующие условия эквивалентны: 1) $F \in \text{ClB}(U)$; 2) $X_{\varphi}Y$, $Z_{\varphi}Y$, $Z \in F \rightarrow (X \cap Z)_{\varphi}Y$; 3) $\bar{Z} \cap \bar{X} = Z \cap \bar{X}$ ($X \subset U$, $Z \in F$); 4) $X \cap \bar{Y} = \bar{X} \cap \bar{Y}$ ($X, Y \subset U$);

$$\begin{aligned} 5) (\forall X \subset U)(\forall Z_1, Z_2 \in F)(Z_1 \cap X = \\ = Z_2 \cap X \Rightarrow Z_1 \cap \bar{X} = Z_2 \cap \bar{X}). \end{aligned} \quad (2)$$

Доказательство. Условия 2) и 3) равносильны согласно п. 1.2. Условия 3) и 4) эквивалентны в силу п. 1.1.

Предположим, что F — булева система замыканий. Включение $\bar{Z} \cap \bar{X} \subset Z \cap \bar{X}$ выполняется по определению оператора замыкания. Поэтому для доказательства свойства 3) достаточно проверить, что $Z \cap \bar{X} \subset \bar{Z} \cap \bar{X}$. Пусть $z \in Z \cap \bar{X}$, т. е. $z \in Z$ и, в силу формулы (1), $z \in P \in M$, причем $X \cap (P \setminus O) \neq \emptyset$. Поскольку $Z \cap P \neq \emptyset$, то согласно сказанному выше $P \subset Z$. Поэтому $(Z \cap X) \cap (P \setminus O) = X \cap [Z \cap (P \setminus O)] = X \cap (P \setminus O) \neq \emptyset$. Следовательно, $z \in P \subset \bar{Z} \cap \bar{X}$, что и требуется.

Предположим теперь, что F обладает свойством 3). Тогда если $Z_1 \cap X = Z_2 \cap X$ ($Z_1, Z_2 \in F$, $X \subset U$), то $Z_1 \cap \bar{X} = \bar{Z}_1 \cap \bar{X} = \bar{Z}_2 \cap \bar{X} = Z_2 \cap \bar{X}$. Тем самым выполняется 5).

Наконец, пусть справедливо 5). Тогда из истинности посылки импликации 5) при $Z_1 = Z \in F$, $Z_2 = O$, $X = C_0(Z)$ вытекает, что $Z \cap \bar{C}_0(Z) = O$. Из равенства $C_0(Z) \cup Z = U$ следует, что $U \setminus Z = \overline{C_0(Z)} \setminus Z = \overline{C_0(Z)} \setminus (C_0(Z) \cap Z) = \overline{C_0(Z)} \setminus O$. Отсюда $C_0(Z) = (U \setminus Z) \cup O = \overline{C_0(Z)} \in F$. Значит F — булева система замыканий.

2.2. Следствие. *Перечисленные условия эквивалентны: 1) $F = P_O(U)$ для некоторого $O \subset U$; 2) существует такое $O \subset U$, что $\bar{X} = X \cup O (X \subset U)$; 3) $X_{1\neq}Y, X_{2\neq}Y \Rightarrow (X_1 \cap X_2)_{\neq}Y$; 4) $\overline{X_1 \cap X_2} = \bar{X}_1 \cap \bar{X}_2$.*

Доказательство. По правилам из п. 1.1. проверяется, что условия 1) и 2) равносильны. Из (2) непосредственно следует 4).

Наоборот, пусть выполнено 4). Тогда справедливо условие (3) теоремы, и значит F — булева. Заметим теперь, что для любого $P \in M$ множество $P \setminus O$ одноэлементно. Действительно, если бы в $P \setminus O$ содержалось два различных элемента x, y , то имели бы $O = \emptyset = \{x\} \cap \{y\} = \{\bar{x}\} \cap \{\bar{y}\} = P \cap P = P$ — противоречие. Далее, по формуле (1) получаем $\bar{X} = O \cup X$, т. е. верно 2).

Соотношение 3) означает, что $Y \subset \bar{X}_1, Y \subset \bar{X}_2 \Rightarrow Y \subset \overline{X_1 \cap X_2}$, т. е. $\bar{X}_1 \cap \bar{X}_2 \subset \overline{X_1 \cap X_2}$. Поскольку противоположное включение верно всегда, это равносильно условию 4).

3. Выясним условия, при которых булево отношение функциональной зависимости φ находится в той или иной нормальной форме. Из описания ключей (п. 2) вытекает

3.1. **Лемма.** *Множество неключевых (непервичных) элементов φ совпадает с O .*

3.2. **Предложение.** *Для того, чтобы реляционная схема (U, φ) находилась во второй (третьей) нормальной форме, необходимо и достаточно, чтобы $O = \emptyset$.*

Доказательство. Заметим вначале, что если ОФЗ φ (не обязательно булево) находится в 2НФ (3НФ), то можно непосредственно показать, что $O = \emptyset$.

Наоборот, если $O = \emptyset$, то в силу леммы 3.1 определения 2НФ (3НФ) выполняются автоматически.

3.3. **Предложение.** *Реляционная схема (U, φ) находится в нормальной форме Бойса-Кодда тогда и только тогда, когда F совпадает с одной из систем вида $\{U\}, \{U, \emptyset\}, P(U)$.*

Доказательство. Условие Бойса — Кодда выражается в том, что для любого $X \subset U$ выполняется либо $\bar{X} = X$, либо $\bar{X} = U$. Можно показать, что это равносильно тому, что из $X \in F, X \neq U, Y \subset X$ вытекает $Y \in F$. Очевидно, это условие выполняется для перечисленных систем. Наоборот, пусть это условие выполняется для F , содержащего $X \neq U$. Тогда $\emptyset \in F$, значит F является подалгеброй булевой алгебры $P(U)$. Если при этом $F \neq \{U, \emptyset\}$, то всякий атом F одноэлементен, откуда $F = P(U)$.

4. В теории реляционных баз данных с каждым атрибутом $a \in U$ связано множество D_a — домен этого атрибута. Обозначим через D_U множество всевозможных отображений $\mu: U \rightarrow \bigcup_{a \in V} D_a$, таких, что $\mu(a) \in D_a$ для всех $a \in V$. Произвольное подмножество

$\rho \subset D_U$ называется универсальным отношением. Всякое такое ρ определяет ОФЗ φ_ρ по правилу $(X, Y) \in \varphi_\rho \leftrightarrow (\forall \mu_1, \mu_2 \in \rho)(\mu_1[X] = \mu_2[X] \Rightarrow \mu_1[Y] = \mu_2[Y])$. Здесь $\mu[X]$ — ограничение функции μ на $X \subset U$.

В дальнейшем будем считать, что все домены содержат числа 0 и 1. В таком случае характеристическая функция χ_A любого подмножества $A \subset U$ принадлежит D_U . Для любого семейства R подмножеств множества U положим $\rho_R = \{\chi_T : T \in R\}$ и $\rho_\varphi = \rho_{F_\varphi}$, где, как обычно, F_φ — система замыканий, отвечающая ОФЗ φ . Из определений следует, что

$$(X, Y) \in \varphi_{\rho_R} \leftrightarrow (\forall T_1, T_2 \in R)(T_1 \cap X = T_2 \cap X \Rightarrow \\ \Rightarrow T_1 \cap Y = T_2 \cap Y). \quad (3)$$

4. 1. *Лемма.* Для любой $F \in Cl(U)$ выполняется $\varphi_{\rho_F} \subset \varphi_F$, где φ_F — ОФЗ, отвечающее F .

Доказательство. Если $(X, Y) \in \varphi_{\rho_F}$, то полагая в (3) $T_1 = \bar{X}$, $T_2 = U$, получим $\bar{X} \cap Y = Y$ или $Y \subset \bar{X}$. Но в силу п. 1.2 это означает, что $(X, Y) \in \varphi_F$.

4. 2. *Теорема.* Равенство $\varphi_{\rho_F} = \varphi_F$ имеет место тогда и только тогда, когда система замыканий F булева.

Доказательство. В силу последней леммы достаточно рассматривать включение $\varphi_F \subset \varphi_{\rho_F}$.

Если оно выполняется, то соотношение (3) будет справедливо при $Y = \bar{X}$, т. е. будет удовлетворяться условие (2). Но это значит, что F — булева.

Наоборот, предположим, что F — булева система замыканий и, значит, выполняется (2). Возьмем $(X, Y) \in \varphi_F$. Тогда $Y \subset \bar{X}$. Проверим выполнение условия (3). Если $Z_1 \cap X = Z_2 \cap X$ ($Z_1, Z_2 \in F$), то в силу (2) $Z_1 \cap \bar{X} = Z_2 \cap \bar{X}$. Пересекая последнее равенство с Y , получим $Z_1 \cap Y = Z_2 \cap Y$. Таким образом, $(X, Y) \in \varphi_{\rho_F}$, и требуемое включение проверено.

5. В исследовании логической схемы реляционной базы данных важную роль играет множество $Sat(\varphi)$ отношений $\rho \in D_U$, согласованных с ОФЗ φ [3]. По определению, $\rho \in Sat(\varphi) \leftrightarrow (\forall (X, Y) \in \varphi)(\forall \mu_1, \mu_2 \in \rho)(\mu_1[X] = \mu_2[X] \Rightarrow \mu_1[Y] = \mu_2[Y])$. Из определений $Sat(\varphi)$ и φ_ρ вытекает $\rho \in Sat(\varphi) \leftrightarrow \varphi \subset \varphi_\rho$.

5.1. *Лемма.* $\rho \in Sat(\varphi) \leftrightarrow (\forall X \subset U)(\forall \mu_1, \mu_2 \in \rho), \mu_1[X] = \mu_2[X] \Rightarrow \mu_1[\bar{X}] = \mu_2[\bar{X}]$.

Доказательство. Пусть $\rho \in Sat(\varphi)$. Поскольку $(X, \bar{X}) \in \varphi$ для любого $X \subset U$, то заменяя в определении Y на $\bar{X}$, получаем утверждение леммы.

Наоборот, пусть условие леммы верно. Из того, что $(X, Y) \in \varphi$, следует, что $Y \subset \bar{X}$. Поэтому $\mu_1[X] = \mu_2[X] \Rightarrow \mu_1[\bar{X}] = \mu_2[\bar{X}] \Rightarrow \mu_1[Y] = \mu_2[Y]$. Таким образом, $\rho \in \text{Sat}(\varphi)$.

5.2. Теорема. СФЗ φ булево тогда и только тогда, когда $\rho_\varphi \in \text{Sat}(\varphi)$.

Доказательство. Условие $\rho_\varphi \in \text{Sat}(\varphi)$ по лемме 5.1 равносильно тому, что $(\forall X \subset U) (\forall \chi_{Z_1}, \chi_{Z_2} \in \rho_\varphi), \chi_{Z_1}[X] = \chi_{Z_2}[X] \Rightarrow \chi_{Z_1}[\bar{X}] = \chi_{Z_2}[\bar{X}]$. Но эта запись фактически эквивалентна условию (2), т. е. тому, что φ — булева.

6. Рассмотрим множество $\text{BCl}(U)$ всех булевых систем замыканий. Оно упорядочено отношением включения семейств подмножеств.

6.1. Лемма. Пересечение булевых систем замыканий является булевой системой замыканий.

Доказательство. Пусть F_1, F_2 — булевы системы замыканий с наименьшими элементами O_1, O_2 . Поскольку $F_1 \cap F_2 \in \text{Cl}(U)$, остается проверить булевость последней системы. Пусть O — наименьший элемент в $F_1 \cap F_2$. Ясно, что $O \supset O_i$ ($i = 1, 2$). Возьмем произвольный $X \in F_1 \cap F_2$. По предположению $C_{O_i}(X) \in F_i$ ($i = 1, 2$). Но тогда в силу замкнутости F_i по объединению имеем $C_O(X) = (C(X) \cup O_i) \cup O \in F_i$ ($i = 1, 2$), и значит $C_O(X) \in F_1 \cap F_2$. Таким образом, $F_1 \cap F_2 \in \text{BCl}(U)$.

6.2. Из доказанной леммы вытекает, что $\text{BCl}(U)$ является решеткой. Для систем F_1, F_2 инфимумом является их пересечение, а супремумом — пересечение всех $F \in \text{BCl}(U)$, содержащих их объединение. Наименьшим элементом $\text{BCl}(U)$ служит $\{U\}$, а наибольшим — $P(U)$. Легко видеть, что атомами решетки являются системы вида $\{U, O\}$ ($O \neq U$). Коатомами будут системы вида $P_{\{a\}}(U)$ ($a \in U$) и булевы подалгебры $P(U)$, порождаемые разбиениями на один двухэлементный и остальные одноэлементные классы.

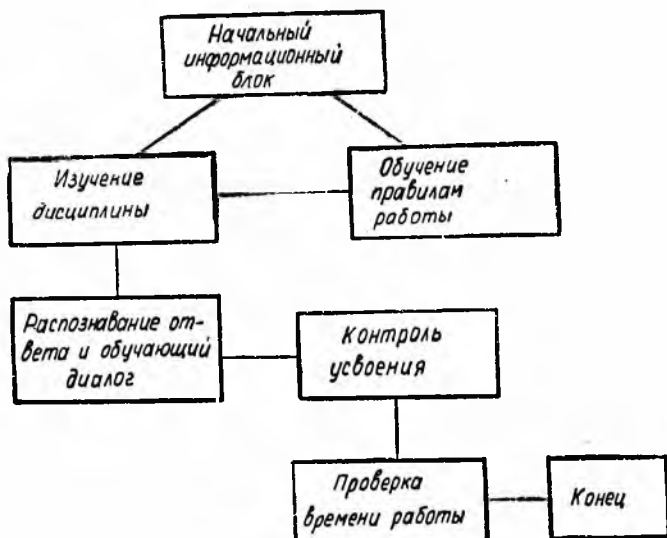
6.3. Нетрудно убедиться, что $\text{Cl}(U)$ является решеткой с операциями $F_1 \cap F_2$ и $F_1 \vee F_2 = \{Z_1 \cap Z_2 : Z_1 \in F_1, Z_2 \in F_2\}$. Вместе с тем, если $F_1, F_2 \in \text{BCl}(U)$, то $F_1 \vee F_2$ не обязана быть булевой. Например, $\{U, \{a, b\}\} \vee \{U, \{a\}\} = \{U, \{a, b\}, \{a\}\} \notin \text{BCl}(U)$. Тем самым, хотя $\text{BCl}(U)$ является подмножеством $\text{Cl}(U)$, оно не является подрешеткой $\text{Cl}(U)$.

Список литературы: 1. Ульман Дж. Основы систем баз данных.—М.: Финансы и статистика, 1983.—334 с. 2. Кон П. Универсальная алгебра.—М.: Мир, 1969.—352 с. 3. Equivalence of relational database schemes/C. Beeri, A. Mendelzon, Y. Sagiv, J. Ullman//SIAM J. Comput.—1981.—10, № 2.—Р. 352—370.

Поступила в редколлегию 09.07.85.

О РАСПОЗНАВАНИИ И ОЦЕНКЕ ОТВЕТА В АВТОМАТИЗИРОВАННОЙ ОБУЧАЮЩЕЙ СИСТЕМЕ

Одним из важнейших условий распознавания в автоматизированной обучающей системе является полнота и однознач-



Укрупненная схема автоматизированной обучающей системы

ность системы распознавания и обнаружения ошибок в ответах обучающихся. В связи с тем, что обучение ведется в режиме диалога, чаще всего через дисплей, то относительно много времени затрачивается обучающимся на передачу своего ответа в ЭВМ. Имеется в виду, что обучающийся не ограничен фиксированным лексиконом и специальной грамматикой входного языка системы обучения. Исходя из этого требуется максимально ускорить процесс автоматического анализа ответов с выдачей результатов контроля и обнаруженных ошибок на экран дисплея.

Укрупненная схема автоматизированной системы обучения приведена на рисунке. В блоках 2, 3, 5, 6 реализуется пассивный со стороны ЭВМ диалог, так как все фразы и вопросы для контроля обучения предварительно зафиксированы в комплексе программ обучающей системы. Обучающийся же активен, ему предоставляется широкая возможность в формулировании своих ответов. Это означает, что он может пользоваться

ся любыми словами и словосочетаниями данной предметной области изучаемого курса, при этом от него не требуется соблюдение каких-либо синтаксических правил при составлении фразы-ответа.

Наиболее интересным представляется блок 4, в котором выполняются следующие функции: распознавание ответа, установление релевантности и оценки ответа. Основные правила распознавания изложены ранее¹. При этом важное значение имеет технология ведения диалога, который разделяется условно на две части: 1) уточнение и распознавание ответа, а также контроль ответа с комментариями и рекомендациями; 2) обучающая часть, т. е. обучающий диалог. Алгоритм обучающего диалога включает следующие этапы: анализ полученного варианта ответа; уточнение ответа путем переспроса, т. е. собственно процесс распознавания; анализ и распознавание исправленного ответа; контроль усвоения путем повторения вопроса; повторение изучаемого материала через экран дисплея; повторный вопрос; консультация путем отсылки к соответствующему первоисточнику; переход к изучению следующего раздела или темы.

Каждый этап обучающего диалога сопровождается проверкой времени так, чтобы время общего диалога одного пользователя не превышало заданное время — 35÷40 мин. В случае работы с автоматизированной обучающей системой во внеаудиторное время по желанию пользователя контроль времени может быть исключен.

Установление релевантности ответа заданному вопросу производится следующим образом. Пусть имеется некоторое множество N фиксированных вопросов, включенных в программу автоматизированного обучения на базе ЕС ЭВМ. На каждый из этих вопросов $N_i \in N$ предварительно оформлен правильный ответ $T_i \in T$, который состоит из $t_1, t_2, \dots, t_n$ ключевых слов, т. е. $N_i \leftrightarrow T_i$, где $T_i = \{t_1, t_2, \dots, t_n\}$. Пусть также получен ответ $P_j = \{p_1, p_2, \dots, p_k\}$ от обучающегося на вопрос N_i , где $\{p_1, p_2, \dots, p_k\}$ — множество ключевых слов ответа.

Релевантность ответа или степень правильности ответа определяется количеством совпавших ключевых слов ответа обучающегося с ключевыми словами, зафиксированными в «правильном» ответе обучающей системы. Ответ оценивается по трехбалльной системе: «ответ верен», «ответ не верен», «ответ не точен». При получении двух последних оценок пользователю предоставляется возможность исправить ответ не более двух раз, после чего обучающая система «предлагает» ему изучить данный материал по соответствующему учебнику, затем процесс автоматизированного обучения продолжается.

¹ Дедиков Э. А., Чен Р. Н. Некоторые принципы распознавания ошибок в именах // Пробл. бионики.— 1985.— Вып. 35.— С. 3—6.

Алгоритмом распознавания реализовываются случаи наиболее сложные, т. е. когда множества $\{t_1, t_2, \dots, t_n\}$ и $\{p_1, p_2, \dots, p_k\}$ не упорядочены. Возможность, связанная с синтаксической свободой формулировки ответа, требует такого построения контрольного вопроса для обучающегося, чтобы любая перестановка ключевых слов в ответе не меняла семантического содержания последнего. Рассматриваемая обучающая система создается для электротехнических дисциплин, в которых можно семантический смысл того или иного определения, понятия и т. д. передать ключевыми словами в любом упорядочении. Релевантность и оценка ответа устанавливаются по результатам операции пересечения $T_i \cap P_j$:

- 1) $T_i \cap P_j = \emptyset$ — «ответ не верен»; 2) $T_i \cap P_j = T_i$ — «ответ верен»;
- 3) $T_i \cap P_j = P_j$ — «ответ не точен»; 4) $T_i \cap P_j = T_i = P_j$ — «ответ верен»;
- 5) $T_i \cap P_j = \{m_i \mid m_i \in T_i \wedge m_i \in P_j\}$ — «ответ не точен» или «ответ не верен», в зависимости от соотношения количества m_i и мощности множеств T_i, P_j .

Выделение ключевых слов (КС) $t_n \in T_i$ и $p_k \in P_j$ производится простым отсечением первых четырех символов каждого слова, т. е. ключевое слово — это тетрада первых символов. Введение такого ограничения связано, во-первых, с тем, что используемые профессиональные термины изучаемого курса достаточно однозначно могут применяться как целиком, так и сокращенно, при этом не изменяется семантика слова; во-вторых, с точки зрения организации словаря, поиска в нем и объема занимаемой памяти желательно использование фиксированной длины КС.

При этом в таких КС обнаружение и исправление однопетных (или одиночных) ошибок производится автоматически. Особое внимание уделяется ключевым словам, которые отличаются одним символом (т. е. формально есть ошибка) и имеют различный семантический смысл. Так как эти случаи сравнительно редко встречаются внутри одной изучаемой темы, то уточнение ответа производится путем повторного переспроса.

Надо отметить, что не все слова, входящие в базовый «правильный» ответ T_i и в ответ обучающегося P_j , могут попасть в список ключевых.

По результатам исследования терминологии электротехнических дисциплин выяснено, что для передачи в ответе основного прагматического смысла достаточно использовать только некоторые слова (они выделяются разработчиком в список ключевых слов «правильного» ответа), при этом остальные слова, передаваемые обучающимся, служат привычным для него «фоном» формулировки, точнее — являются балластными.

Например, в формулировке «Переменным током называется ток, периодически изменяющийся во времени, по величине и направлению», данной в ответ на контрольный вопрос «Дайте определение переменного тока», ключевыми словами являются следующие: «ТОК», «ПЕРИОДИЧЕСКИ», «ИЗМЕНЯЮ-

ЩИЙСЯ», «ВРЕМЕНИ», «ВЕЛИЧИНЕ», «НАПРАВЛЕНИЮ», остальные являются фоновыми.

При этом любая перестановка слов в ответе не меняет его смысла относительно заданного вопроса. Теперь, если выделить только тетрады, можно получить следующий список КС, составляющих базовый «правильный» ответ обучающей системы: $T_i = \{ \text{ТОК, ПЕРИ, ИЗМЕ, ВРЕМ, ВЕЛИ, НАПР} \}$.

Таким образом, релевантность ответа заданному вопросу устанавливает разработчик курса обучающей системы. Он же оценивает ответ, т. е. определяет, в каких случаях, какую оценку необходимо выставить.

Использование единого формального правила оценки ответа обучающегося (например, за совпадение более 80 % КС ставить оценку «ответ верен», за совпадение менее 80 и более 50 % — «ответ не точен» и за совпадение менее 50 % — «ответ не верен») представляется достаточно грубым и не объективным, так как в зависимости от длины ответа (т. е. количества ключевых слов) эти оценки будут очень искажать истину.

Поэтому при разработке курсов для автоматизированной обучающей системы множества N и T организовываются заранее, т. е. для каждой изучаемой темы формулируются контрольные вопросы с указанием «правильного» ответа. При этом множество ключевых слов $\{p_1, p_2, \dots, p_k\}$ для любого «правильного» ответа выбирается так, чтобы любая их перестановка не меняла смысла. Кроме этого, устанавливается количественная мера оценки ответа обучающегося. Например, для указанного примера «правильный» ответ состоит из шести ключевых слов; оценку за обучение можно выставить по следующему алгоритму. Если в ответе обучающегося имеются все шесть выделенных ключевых слов, ему выставляется оценка «ответ верен», если ответ содержит четыре или пять КС, система оценивает такой ответ как «ответ не точен», если ответ содержит четыре и меньше КС он оценивается как «ответ не верен». Такой алгоритм является более эффективным, так как ответ может содержать от двух до 10—12 ключевых слов, поэтому объективность оценки зависит от того, как разработчик определяет количественную меру.

Предложенные варианты контроля реализуются в настоящее время в автоматизированной обучающей системе по электротехнике, которая разрабатывается на базе АОС — ВУЗ.

По окончании работы с автоматизированной обучающей системой выдается учетная информация, в которой сообщается о времени, затраченном на изучение самого курса по темам и подтемам, о времени, затраченном на изучение правил общения с системой, оценка за процесс обучения, а также служебные данные обучающегося. Эта же информация записывается в журнал учета успеваемости и может выдаваться на листингах ЭВМ.

СТРУКТУРНАЯ ОРГАНИЗАЦИЯ ЦЕНТРАЛЬНОЙ НЕРВНОЙ СИСТЕМЫ И ЕЕ РОЛЬ В РЕГУЛЯЦИИ СЕРДЕЧНО-СОСУДИСТОЙ СИСТЕМЫ*Сообщение 7.*

С учетом двойной реципрокной иннервации эффекторных нейронов можно допустить, что кортикальные нейроны находятся под двойным реципрокным медиаторным контролем. Это значит, что из $РФ_c$ в адрес головного мозга должна поступать мощная восходящая адренергическая система, тоническая по своему характеру, с промежуточными адренергическими ядерными нейронами, локализованными в стволе мозга, промежуточном мозге и других структурах головного мозга. Холинергическая же система активации в адрес кортикальных нейронов должна выходить из $РФ_{пм}$, усиливаться в холинергических ядрах ствола мозга и промежуточного мозга и по мозжечково-кортикальным путям поступать к кортикальным нейронам.

Механизм формирования моторно-висцеральных [1], а точнее, холино-адренергических рефлексов возможен именно через связи ретикулярных нейронов разных зон $РФ$. Если допустить, что $РФ_c$ локализуется только в спинном мозге, тогда следует предположить возможность локализации в нем зон $РФ_{со}$, $РФ_{п}$. В этом случае форма связи между ними может быть обусловлена различными механизмами, в том числе с помощью стимуляции афферентными сигналами.

Схемы ХНС и АдНС в изолированном виде не функционируют. Принцип медиаторной реципрокности на эффекторных нейронах в обязательном порядке определяет двойную иннервацию эффекторов. При этом имеет место два типа двойной нервной иннервации: центральный, при котором к эффекторным клеткам ХНВ и АдНВ подходят из центральных структур ЦНС, т. е. своих зон $РФ$ головного и спинного мозга, и смешанный, в соответствии с которым центральная иннервация осуществляется со стороны АдНС из $РФ_c$, а периферическая — в рамках холинергической местной рефлекторной дуги. Центральный тип, как правило, сопровождается наличием $МРД_x$. В этом случае эффекторные клетки находятся под двойным нервным холинергическим контролем: со стороны центральных и периферических проводников. Регуляция сердца и большинства крупных сосудов осуществляется по центральному типу двойной иннервации со своими $МРД_x$ [2, рис. 4, б], а регуляция сосудов микроциркуляторной системы — главным образом по типу периферической двойной иннерваций [2, рис. 4, в].

В онтогенезе формирование регуляции имеет свою закономерность. Первоначальным источником $М_x$ является, видимо, только $МРД_x$, формируемая для каждой камеры сердца своим аффе-

рентным сигналом с барорецепторов их стенок и замыкающимся через чувствительные ($ЧН_{иг}$) вставочные и эфферентные нейроны ИМГ сердца, направляясь далее на эффекторные клетки миокарда (ЭКМ). Первоначальным источником M_a являются клетки синусного узла, к которым со временем подключаются адренергические волокна из узлов ПГ. Терминали последних через сердечные сплетения подходят к району локализации ЭКМ и выделяют M_a . Кроме того, M_x и особенно M_a подходят к ним по гуморальным каналам, формируя $M_{и}$ в соответствии с уравнениями 3—5 [2].

Поступление M_x по блуждающему нерву (БН) с его тормозящей функцией происходит позднее, по мере формирования парасимпатической части ХНС. Именно через этот канал осуществляется в дальнейшем тормозящий вид регуляции сердца в рамках и произвольного и непроизвольного контура регуляции из ИЦМ. Результат развития этого тормозного канала — понижение частоты ритма сердца. У новорожденных из-за отсутствия проводящих путей ХНС, по крайней мере, в первый месяц жизни, ритм сердца повышенный. У них при практически нулевой отрицательной связи со стороны БН сократимость предсердий совпадает с одноразовым, а точнее, первой фазой заполнения их камеры кровью. Иначе говоря, при повышенной чувствительности БР ввиду ослабленной концентрации M_x и его слабого действия на них их чувствительность к возбуждению повышена. Поэтому возникновение $J_{ап}$ с $БР_n$ может происходить при меньших объемах крови, заполняющей камеру предсердия из легочных вен, что, естественно, приводит к повышенному ритму. Кроме того, из-за слабой концентрации M_x на $ЭН_{иг}$ их пороговая чувствительность также повышена и они способны возбуждаться при поступлении к ним слабых уровней $J_{ап}$.

Все это в конечном итоге приводит к повышенному ритму сердца у новорожденных.

По мере формирования парасимпатической части ХНС возрастает концентрация M_x на интрафузальных мышечных волокнах БР и на $ЭН_{иг}$, в результате чего понижается их пороговая чувствительность. В этом случае требуется поступление больших объемов крови в камеры сердца для возбуждения БР и, соответственно, нужно больше времени для заполнения камер кровью. Происходит постепенная (по мере формирования тормозящей холинергической части иннервации сердца) возрастная трансформация ритма сердца в сторону его понижения. Одновременно с возрастанием фонового холинергического сигнала $J_{эх}$, создаваемого РФ_п, большую роль начинает играть сигнал $J_{эху}$ из ИЦМ, влияя на тормозящую систему сердца.

Внешняя форма проявления действия любого медиатора на ЭКМ сводится к тому, что при $M_a > M_x$ возрастает объем камер сердца, повышается S_p БР, $v_{ост}$ и ритм сердца. При $M_x > M_a$ наблюдается

противоположное явление. Поскольку режим работы сердца определяется суммарным значением $M_{\text{и}}$ на ПМ ЭКМ, повышение его ритма может происходить за счет изменения соотношения $\eta = \frac{M_{\text{а}}}{M_{\text{х}}}$. Так, ритм сердца $f_{\text{р}}$ может повышаться даже при мало изменяющемся $M_{\text{а}}$, но при снижении $M_{\text{х}}$ по тем или иным причинам. Внешне это проявляется в уменьшении концентрации $M_{\text{х}}$ на поверхности ПМ ЭКМ. В общем виде можно записать: $f_{\text{р}} = k \frac{M_{\text{а}}}{M_{\text{х}}}$.

Разумеется, механизм действия эффектора не сводится только к взаимодействию $M_{\text{х}}$ и $M_{\text{а}}$. В каждом эффекторе, помимо мышечных волокон, имеется эластический компонент, роль которого весьма существенная при сокращении и расслаблении эффектора. Если действие всех компонентов на эффектор условно представить в виде сил F , то схема их взаимодействия (по крайней мере для эффекторов ПНС) будет иметь вид

$$F_{\text{и}} = F_{\text{в}} + F_{\text{а}} - F - F_{\text{х}} - F_{\text{пд}}, \quad (1)$$

где $F_{\text{в}}$, $F_{\text{а}}$, $F_{\text{э}}$, $F_{\text{х}}$, $F_{\text{пд}}$ — соответственно силы, формирующие воздействие на эффектор со стороны внешнего возмущения, АДНС, эластического компонента, ХНС, управляющего сигнала ХНС. Конкретно по отношению к сердцу роль $F_{\text{в}}$ выполняет порция объема крови сердца, поступающая в его камеры; $F_{\text{а}} — M_{\text{а}}$, создающий натяжение мышечных волокон миокарда и увеличение их длины, а в конечном итоге, возрастания объема камер сердца; $F_{\text{х}} — M_{\text{х}}$, блокирующий натяжение мышечных волокон миокарда; $F_{\text{пд}}$ — сила, формирующая ПД. Знаки плюс и минус означают реципрокный характер данных сил по отношению к эффектору. При этом $F_{\text{в}}$, $F_{\text{э}}$, $F_{\text{пд}}$ воздействуют на эффектор кратковременно и с большой силой, в то время как $F_{\text{а}}$ и $F_{\text{х}}$ — длительно и отличаются тоническим характером действия.

Итак, в момент поступления порции крови в камеру сердца, т. е. в момент действия $F_{\text{а}}$, происходит растяжение стенок камер сердца и соответственно ее эластического компонента, что приводит к дискретному возрастанию силы $F_{\text{э}}$. Фоновое же значение этой силы $F_{\text{э}0}$ создается разностью $F_{\text{и}} = F_{\text{а}} - F_{\text{х}}$. Поэтому $F_{\text{э}} = k \cdot (F_{\text{а}} - F_{\text{х}}) + kF_{\text{в}}$. При действии $F_{\text{в}}$ возникает $J_{\text{ап}}$ с БР_п, формирующий в рамках МРД_х силу $F_{\text{пд}}$, которая за счет резкого снижения $E_{\text{мп}}$ кратковременно блокирует действие сил $F_{\text{а}}$ и $F_{\text{х}}$, предоставляя тем самым возможность проявиться в полную меру силе $F_{\text{э}}$. Внешне это сводится к кратковременному сокращению объема камеры. Пока трудно сказать, является ли фаза сокращения сердца результатом чисто пассивного фактора, обусловленного проявлением только эластического компонента, или же наряду с ним дополнительно принимает участие активный компонент, связанный с сокращением мышечных волокон миокарда.

Автор допускает, что первый вариант наиболее вероятен. По крайней мере для сфинктера радужной оболочки с ее эластическим компонентом в виде дилататора он проявляется в явной форме. Аналогичное явление наблюдается и в системе дыхания с регуляцией ее легочных мешков, где F_v — вдыхаемый воздух; F_a — аутохтонные сигналы АдНС, поступающие на ее эффектор-диафрагмальную мышцу; F_x — аутохтонные сигналы ХНС; F_e — эластический компонент легочных мешков; $F_{пд}$ — сила, создаваемая МРД_х системы дыхания.

Таким образом, первичная фаза действия эффектора, оцениваемая согласно общепринятой точке зрения, как результат активного сокращения ее фазических мышечных волокон, в действительности в значительной степени обусловлена пассивным эластическим компонентом. Форма этой первичной фазы четко проявляется на переднем фронте сигналов R-зубца ЭКГ, фазы смыкания мигательного рефлекса, фазы сужения зрачкового рефлекса и др. (рис. 1).

Вторичная фаза более длительная во времени в сравнении с первичной. Она формируется преимущественно под влиянием M_a , который восстанавливает свою функцию после блокирования его холинергическим фазным медиатором M_{xy} . Вторичная фаза возвращает эффектор к его исходному положению и тем самым подготавливает к новому циклу воздействия силы F_v , независимо от того, имеет ли она ритмическую или дискретную природу. Повышенная длительность данной фазы объясняется тем, что в указанный отрезок времени медиатору M_a приходится затрачивать усилия на растяжение эластического компонента, что связано с затратой усилий на преодоление его сопротивления и более медленным возвратом эффектора к своему исходному положению. Особенно наглядно это проявляется на зрачковом рефлексе, при котором растяжение сфинктера связано с преодолением сопротивления дилататора, исходное состояние которого соответствует суженному зрачку.

Повышение концентрации M_a путем стимуляции РФ_с ее афферентными сигналами тонического характера приводит к

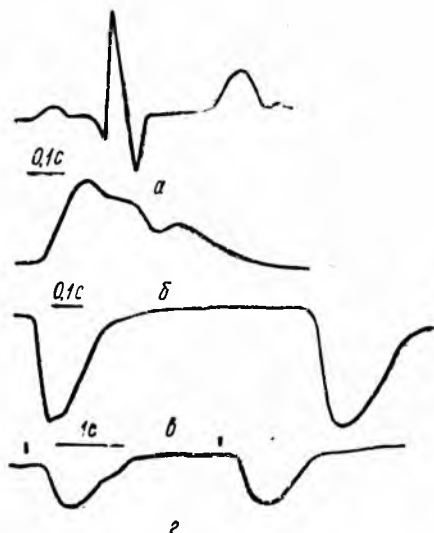


Рис. 1. Фронты сигналов электрокардиограммы (а), сфигмограммы (б), мигательного (в) и зрачкового (г) рефлексов

заметным изменениям вторичной фазы расширения зрачка. Так, нами замечено, что скорость расширения зрачка после его сужения на одиночную световую вспышку при стимуляции холодом (левая рука в процессе регистрации реакции зрачка на световую вспышку находилась в холодной воде) резко возрастает, что внешне наблюдается на повышении вторичной фазы сигнала (рис. 2). Эти данные согласуются с исследованиями других авторов, наблюдавших расширение зрачка при купании в холодной воде.

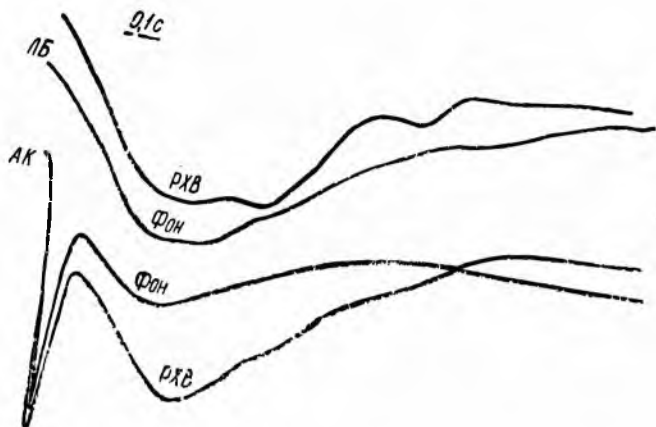


Рис. 2. Изменение характера реакции зрачка на световую вспышку при холодной стимуляции для разных испытуемых

Аналогичное явление наблюдается и при раздражении специфических тактильных рецепторов, вызывающих ощущение щекотания, т. е. положительные эмоции, в частности на пятке ноги. Эти раздражения, как принято считать, стимулируют СНС. В данном случае на ПМ сфинктера повышается концентрация M_a , в результате чего M_n оказывает воздействие на ПМ с преимущественным перевесом M_a . Аналогичная картина обнаружена нами на записях мигательного рефлекса, движений глаз и др.

Принцип двойной иннервации мы рассматривали по отношению к тому или иному типу мышечных волокон. В действительности же большинство эффекторов являются мультиэффекторными, в которых в спаренном виде как минимум имеется два типа мышечных волокон. Так, в скелетных мышцах это белые и красные волокна, в цилиарном теле глаза — фазные (мышца Брюкке) и медленнофазные или, точнее, тонические (мышца Мюллера), в глазодвигательных мышцах — быстрофазные соматические и медленнофазные (тонические) парасимпатические и т. д. Функциональная особенность мультиэффекторного принципа состоит в том, что реализация каждого вида

механического движения осуществляется дифференцированным способом, т. е. строго своим типом мышечных волокон.

Подобный принцип построения эффекторов продиктован их функциональными особенностями, в соответствии с которыми мультиэффектору приходится одновременно совмещать быстрофазные и медленнофазные виды движений, в частности в глазодвигательном аппарате. Для реализации такого разнохарактерного спектра движений природа «выбрала» дифференцированный принцип построения мышечной системы эффекторов, совмещенных в едином мультиэффекторном аппарате. Число же разнообразных типов волокон в одном мультиэффекторном звене, как правило, не более двух, хотя может быть и больше, в зависимости от функции, которую оно выполняет.

Каждый тип мышечных волокон в мультиэффекторе имеет свою иннервацию и свои механизмы регуляции. Между ними сохраняется высокая степень автономности. Однако при наличии их спаренности в одном эффекторном звене они все же влияют друг на друга. Для избежания этого влияния или его ослабления между ними существует связь в виде рефлекторных дуг, через которые часть афферентного сигнала с $МВ_6$, $ФМВ_6$ поступает на ядерные нейроны $ФМВ_m$, ослабляя их тонус.

В качестве примера приведем анализ схемы мультиэффекторного аппарата глазодвигательной системы, в частности ГДМ. В них помимо интрафузальных мышечных волокон имеется два типа экстафузальных волокон: быстрофазные ($ФМВ_6$), выполняющие произвольные саккадические движения глаз ($ДГ_n$), и медленнофазные ($ФМВ_m$), выполняющие ковергентные и дивергентные, а также следящие движения глаз. Оба типа волокон иннервируются соответственно соматическими и парасимпатическими нервными волокнами. К ним из пещеристого сплетения присоединяются ветви АдНВ, которые вместе с глазодвигательными нервами направляются к ГДМ. Там через свои терминальные окончания они выделяют M_a , который диффузным способом поступает к моторным пластинкам мышечных волокон — $ФМВ_6$ и $ФМВ_m$, в том числе и к эффекторам сосудистой системы этих мышц.

Поступление M_x к МП $ФМВ_6$ и $ФМВ_m$ происходит соответственно через терминали соматических и парасимпатических волокон глазодвигательных нервов. При этом в ГДЯ для них имеются свои моторные клетки в виде α_6 — МН и γ_m — МН со своими вставочными нейронами. Характер изменения произвольных саккадических движений глаз ($ДГ_n$), которые возникают в результате поступления на α_6 — МН дискретных быстрофазных нервных посылок, генерируемых физическими центрами генерации $РФ_{co}$, локализованными в варолиевом мосту, может служить индикатором влияния друг на друга $ФМВ_6$ и $ФМВ_m$. Это влияние проявляется, главным образом, через изменение тонуса волокон и прежде всего $ФМВ_m$.

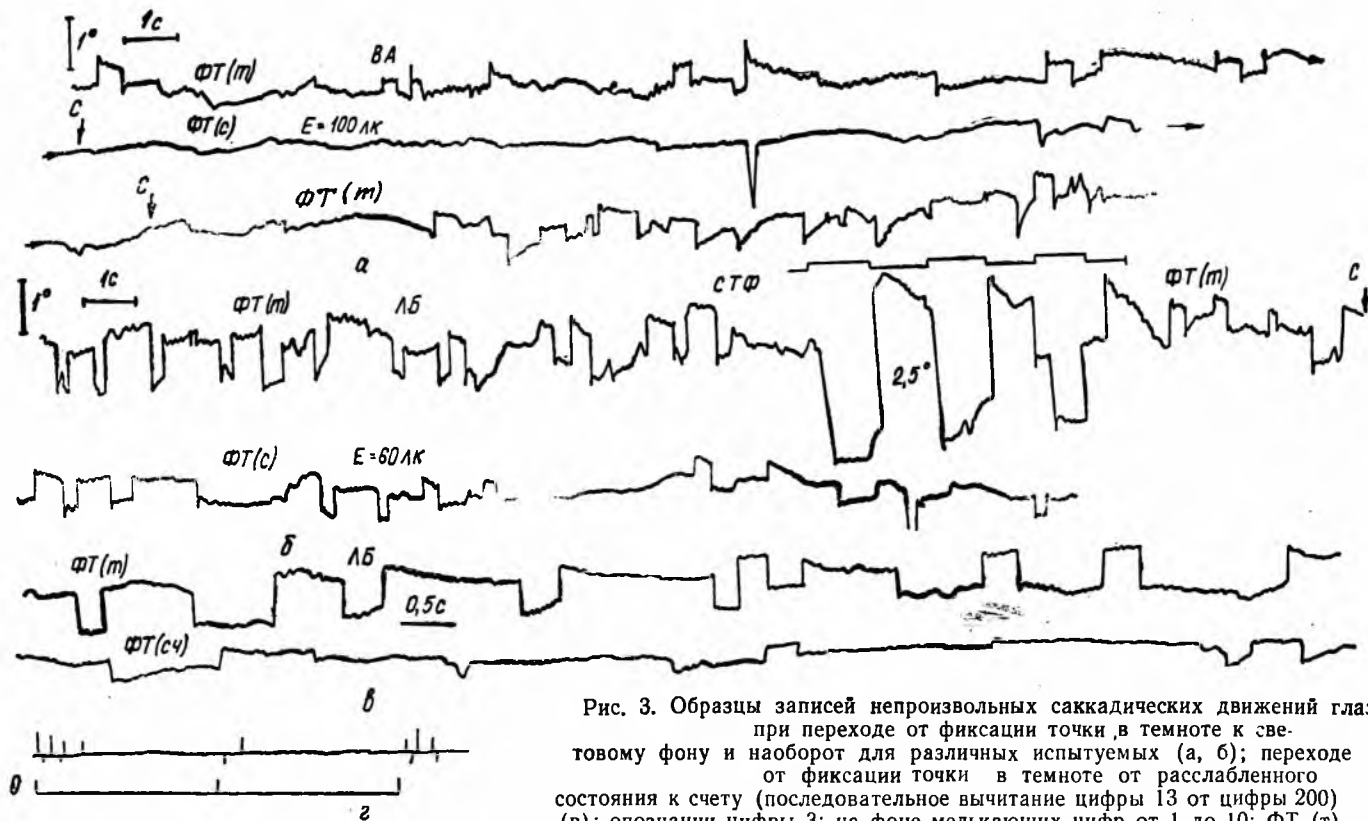


Рис. 3. Образцы записей произвольных саккадических движений глаз при переходе от фиксации точки в темноте к световому фону и наоборот для различных испытуемых (а, б); переходе от фиксации точки в темноте от расслабленного состояния к счету (последовательное вычитание цифры 13 от цифры 200) (в); опознании цифры 3; на фоне мелькающих цифр от 1 до 10; ФТ (т) — фиксация точки при счете; СТФ — смена точек фиксации; О — отметка момента опознания цифры 3; ФТ (сч) — фиксация точки при световом фоне; С — момент смены стимула (г)

фиксация точки в темноте; ФТ (сч.) — фиксация точки при счете; СТФ — смена точек фиксации; О — отметка момента опознания цифры 3; ФТ (с) — фиксация точки при световом фоне; С — момент смены стимула (г)

Так, при концентрации внимания (фиксация точки, умственная нагрузка в виде быстрого арифметического счета, опознавание заданной цифры на фоне быстромелькающих цифр) под влиянием афферентного сигнала с сетчатки глаза и сигнала $J_{\text{нцм}}$ происходит стимуляция РФ_н, вследствие чего возрастает ее активирующая функция в адрес своих эффекторов, в том числе ФМВ_м ГДМ. В результате повышается их тонус, а вместе с ним

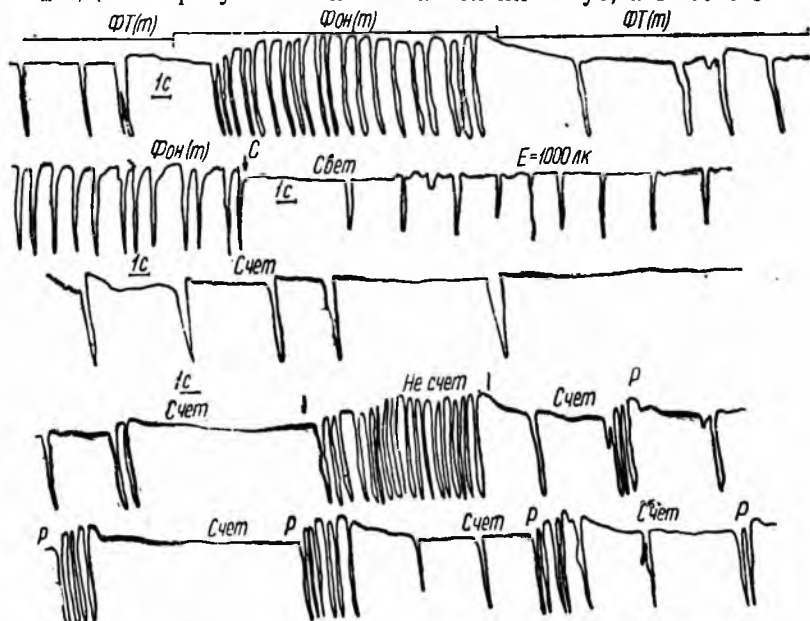


Рис. 4. Образцы записей мигательного рефлекса при:

а — переходе от фиксации точки в темноте к фону и наоборот; б — переходе от темного фона к световому фону; в — счете и не счете (последовательное вычитание цифры 13 от цифры 200); ФТ(т) — фиксация точки в темноте; ФОН(т) — темновой фон без фиксационной точки; Р — момент расслабления после решения счета (промежуточного) создается повышенное сопротивление для ФМВ_б, через часть которых реализуются ДГ_н. При этих микродвижениях глаз отсутствует эффект свинч-рефлекса для ГДМ.

Сравнивая характер изменения ДГ_н при различных видах стимуляции относительно их фонового распределения, соответствующего фиксации точки в полной темноте и при спокойном расслабленном состоянии, видим, что по мере усложнения опыта, т. е. повышения уровня внимания, средний интервал между ДГ_н увеличивается (рис. 3). Понижается также и амплитуда скачков, что в явной форме указывает на связь между ФМВ_м и ФМВ_б. Аналогичная ситуация наблюдается и при постановке опыта с мигательным рефлексом, в мышечной системе которого также имеет место мультиэффекторное звено с ФМВ_б (круговая мышца с мышечными волокнами в виде орбитальной мышцы-ОМ) и ФМВ_м (леватор) (рис. 4). Объяснение физиологического изме-

нения $\Delta\Gamma_n$, а значит, и физиологического смысла взаимодействия $\Phi\text{МВ}_6$ и $\Phi\text{МВ}_m$ под влиянием повышения тонуса $\Phi\text{МВ}_m$ ГДМ можно представить в следующем виде.

Равновесие между мышцами-антагонистами ГДМ можно выразить в форме равновесия векторов сил, каждая из которых отражает тонус $\Phi\text{МВ}_6$ и $\Phi\text{МВ}_m$ ГДМ:

$$\bar{F}_{mл} + \bar{F}_{6л} = \bar{F}_{mл} + \bar{F}_{6п}. \quad (2)$$

Действие квантованных посылок $\Phi\text{Ц}\Gamma_n$, проявляющееся в конечном итоге через часть $\Phi\text{МВ}_6$ в виде $\bar{F}_{6лн}$ на одной из мышц глазного яблока, приводит к нарушению равновесия между мышцами-антагонистами. Уравнение (2) принимает вид

$$\bar{F}_{mл} + \bar{F}_{6л} + \bar{F}_{6лн} > \bar{F}_{mп} + \bar{F}_{6п}. \quad (3)$$

При возрастании тонуса $\Phi\text{МВ}_m$ на ΔF_m (3) запишем так:

$$\bar{F}_{mл} + \Delta\bar{F}_{mл} + \bar{F}_{6л} + \bar{F}_{6лн} > F_{mп} + \Delta\bar{F}_{mп} + \bar{F}_{6п}. \quad (4)$$

Сравнивая (3) и (4), видим, что в последнем случае сила $\bar{F}_{6лн}$ будет испытывать большее сопротивление. В этом случае уже не каждая сила $\bar{F}_{6лн}$ способна преодолеть возросшее сопротивление мышцы-антагонисты и проявить себя в виде $\Delta\Gamma_n$. А те скачки со своей силой $\bar{F}_{6лн}$, которые преодолевают возросшее сопротивление, на записях регистрируются в виде скачков уменьшенной амплитуды.

Таким образом, изменение характера $\Delta\Gamma_n$ при повышении тонуса $\Phi\text{МВ}_m$ ГДМ следует рассматривать как результат косвенного взаимодействия $\Phi\text{МВ}_m$ на $\Phi\text{ВВ}_5$. При такой постановке вопроса изменения $\Delta\Gamma_n$ можно рассматривать как индикатор тонуса $\Phi\text{МВ}_m$, а значит, РФ_n , и в частности той ее микрозоны, активирующий сигнал которой формирует тонус $\Phi\text{МВ}_m$.

Особо отметим роль нейроэндокринной системы (НЭС) в стимуляции РФ , тем более, что РН последней отличаются повышенной чувствительностью к гормонам и медиаторам. Тот факт, что два разнополярных типа нервной системы — ХНС и АдНС имеют в качестве начальных источников иннервации-генерации РН единой природы в виде холинергических нейронов, хотя и локализованные в разных зонах, в значительной степени связан с гормональной стимуляцией и их адаптацией при стрессовых ситуациях. В последних случаях с функциональной точки зрения и с точки зрения режимов регуляции функциональных систем требуется одновременная стимуляция обоих типов нервной системы. Наиболее удобно это сделать путем выброса гормона одного вида, оказывающего стимулирующее влияние на РН всех зон РФ и прежде всего РФ_n и РФ_c . Именно так природа и поступила, используя для этих целей симпатно-адреналовую систему (САС) с ее ретикулостимулирующим гормоном-адреналином. Выбрасываемый из мозгового слоя коры надпочечников сопут-

ствующий ему медиатор норадреналин (НА) используется для стимуляции АдНС на ее участке от ПГ до эффекторов, т. е. на участке нервных волокон, терминали которых продуцируют НА. В спокойном состоянии источником стимуляции РН РФ являются гормоны щитовидной железы.

Понятно, что гормональная стимуляция оказывает возбуждающее влияние на все зоны РФ. При этом адреналин можно рассматривать как фазный компонент гормональной стимуляции, создающий кратковременное возбуждающее воздействие на РФ, а гормоны ЩЖ — как тонический, длительно действующий, но с меньшим эффектом стимуляции. Именно НА и гормоны ЩЖ составляют основной второй эшелон стимуляции РФ и ее проводящей системы с синаптическими передачами, длительное время поддерживающий ее активирующую функцию на необходимом уровне. Поэтому роль НЭС в адаптационно-трофической функции организма весьма существенная.

Однако ее нейрогормональная функция полностью находится под контролем центральных структур, воздействующих своими нервными сигналами на нейросекреторные клетки гипоталамуса и терминальный аппарат в виде желез внутренней и внешней секреции. В основе их нервной регуляции заложен тот же двойной реципрокный принцип иннервации, что и в эффекторах мышечного типа.

Таким образом, формирование в процессе эволюции единой РФ, отвечающей на все виды раздражителей, и на этой основе организация тонуса всех эффекторов — не лучший вариант. Поэтому создание структурной организации РФ, как основы ЦНС, пошло по пути ее дифференциации, в виде рассмотренных выше зон РФ, адекватной типам стимулирующих сигналов и активирующих эффекторов, что, в свою очередь, привело к дифференциации ХНС на ее соматическую и парасимпатическую части. Регуляция же ХНС сформировалась под влиянием принципа реципрокности разнополярных медиаторов, как наиболее оптимальный, с точки зрения регуляции, вариант. А это привело к формированию АдНС с ее ганглионарным аппаратом, выделением для нее из РФ самостоятельной зоны в виде РФ_с и последующего механизма трансформации медиации в первичном ганглионарном узле, т. е. симпатическом стволе.

Явление же мультипликации, свойственное АдНС, сформировалось под влиянием функциональной особенности РФ_с, активирующая функция которой направлена на активацию всех систем и органов организма. При ее очаговой локализации в спинном мозге без мультипликации невозможно распределить свои активирующие сигналы по всему организму. Если же оценивать роль АдНС в биорегуляции функциональных систем с технической точки зрения, то она призвана осуществлять регуляцию динамического диапазона эффекторов ХНС, формировать для нее управляющие сигналы совместно с фоновым медиатором

$M_{\text{хф}}$, рабочую точку режима регуляции, относительно которой происходит их воздействие на эффектор.

Список литературы: 1. Могендович М. Р. Физиология и патология моторно-висцеральных рефлексов.—Пермь: Кн. изд-во, 1961.—225 с. 2. Ананин В. Ф. Структурная организация центральной нервной системы и ее роль в регуляции сердечно-сосудистой системы. *Сообщение 6*//Пробл. бионики.—1986.—Вып. 37.—С. 35—47.

Поступила в редколлегию 18.11.83.

УДК 612.82.014.42.001.57

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

МОДЕЛИ ЭНГРАММ МНОЖЕСТВА СИНХРОННЫХ И АСИНХРОННЫХ ПОТЕНЦИАЛОВ ГОЛОВНОГО МОЗГА

Исходя из того, что «пространственно-временная структура нервного кода отражает спектрально-временной рельеф вербальных сигналов» [1], можно предположить: множества комбинаторных пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга обладают кодовыми последовательностями — следовыми процессами памяти. Относительная устойчивость сохранения кода множества различных синхронных и асинхронных потенциалов согласно функциональному состоянию является абстрактным эквивалентом памяти, своеобразной пространственно-временной энграммой, поэтому она может быть положена в основу функционирования адаптивных бионических систем.

Опишем построение моделей энграмм множества комбинаторных синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга при различных функциональных состояниях организма.

В соответствии с существующими представлениями можно сконструировать ряд концептуальных моделей памяти множества различных иерархических систем пространственно-временных комбинаторных синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга. Они могут обладать гистерезисом (последствием) в широком диапазоне, начиная от кратковременных величин «мгновенной» памяти и кончая неопределенными значениями «оттисков» иконической памяти [2]. В этом плане, например, с «резонансной» памятью, обеспечивающей стабильную помехоустойчивость и высокую надежность функционирования целостного мозга, уместно увязать «доминантные» центры, или, иначе, центры доминантных зон системы импульсного возбуждения мозга, на основе которых формируются множества дифференцируемых систем пространственно-временных синхронных и асинхронных связей головного мозга.

Если передний и задний фронты потенциалов, трансформирующихся в зависимости от распределения в пространстве и времени системы импульсного возбуждения целостного мозга, интерпретировать переходными процессами, то длительность импульсов τ_u на любом амплитудном уровне можно характеризовать установившимся стационарным процессом. В таком случае τ_u представляет устойчивость в неустойчивых биоэлектрических процессах τ_f и $\tau_{сп}$, характерных для переменных синхронных и асинхронных потенциалов (САП) головного мозга.

Аналогичное состояние модельно представляется статической схемой электронного элемента, способной заполнить устойчивость неравновесности систем САП головного мозга. Идентифицируемые любые n -множества доминантных систем САП свидетельствуют об одномоментном структурном запоминании. Выступая в качестве элемента памяти, они не отображаются в полной мере схемой запоминания, например, статическим триггером. Запоминание устойчивой неравновесности центров системы импульсов возбуждения целостного мозга, в форме доминантных САП не может быть без движения систем и подсистем пространственно-временных организаций биосигналов мозга и организма в целом.

Аналогом устойчивой неравновесности центров иерархических систем САП могут служить стандартные триггерные схемы с автосмещением и без него. Триггер без смещения позволяет акцентировать внимание на таком нюансе, как стабилизация и помехозащищенность устойчивой неравновесности доминантных САП. Последние тем больше, чем ярче выраженность центров. В практическом приложении они тем устойчивее, стабильнее и помехозащищеннее, чем меньше сопротивление R_c -резистора, включенного в базу триодов триггера.

Триггер с отсечкой, формирующий более быструю крутизну фронтов потенциалов на коллекторах, может идентифицировать быстродействующую коммутацию с одних центров САП на другие. Он может в какой-то мере отображать увеличение частоты моментов запоминания доминантных САП целостного мозга. Для такой модели памяти не исключены вентильные свойства, позволяющие тормозить («гасить») центры вероятностных, экстремальных САП головного мозга. «Поляризованные» структуры головного мозга «перезаряжаются» под действием большого напряжения, обусловленного взаимодействием систем импульсного и электротонического возбуждения целостного мозга. Это обеспечивает возможный переход от одной структуры пространственно-временных связей головного мозга к другой. При системно-кибернетическом анализе выявляется, что повтор аналогичной, подобно-адекватной, стереотипной структуры возможен через один, два, наконец, ряд неоднотипных уровней возбуждения и торможения целостного мозга. Одновременно цепи доминантных САП комбинаторных структур головного мозга, поддерживая

устойчивую неравновесность в той же ситуации, могут развиваться, стабилизируя неустойчивую равновесность одномоментного запоминания. Наконец, запоминаемая направленность устойчивой неравновесности центров САП иерархических структур может отсекаать образование центров. При этом, возможно, выполняется функция помехозащищенности. Оптимальные САП в данном случае предохраняются.

«Навязываемая» доминантность САП, как и «убывающая», «рассеивающаяся» доминантность, «расцентровка», «исчезновение» центров («узлов») вероятностных САП приводит к деформации (сжатию и расхождению), перемещению в пространстве измерения, концентрации и «расщеплению» на подсистемы САП. В результате происходит превращение неоднородных сфер в относительно однородное скалярное пространство множеств взаимосоподчиненных систем САП. Это приводит к патологическим изменениям, наконец, к моменту существования САП целостного мозга, когда наступает несовместимость с функционированием в любом варианте.

Существуют пределы памяти устойчивой неравновесности доминантных комбинаторных признаков САП при различных функциональных состояниях. Эти пределы характеризуют общую направленность неоднородного проявления иерархических структур алгоритмизированных признаков САП головного мозга, характерных для множества разнообразных функциональных состояний.

Устойчивая неравновесность модульных комбинаторных признаков САП в модельном представлении функционирующего триггера любого типа может интерпретироваться насыщенностью триодов. Степень насыщенности определяет относительную длительность устойчивой неравновесности, а следовательно, специфической памяти множества САП головного мозга в целом. Условно можно предположить: переход от одних доминантных экстремумов САП к другим происходит с задержкой во времени. Так может быть промоделирована динамика развития специализированной памяти разнообразных систем мозга со структурами иерархических уровней. Одновременно это аппроксимированная модель энграммы множества доминантных систем комбинаторных модульных признаков САП головного мозга, для визуального представления которой привлечены элементы триггерных схем.

В модельном представлении ненасыщенного триггера экстремумы дискретного пространства САП иерархических структур могут характеризоваться таким состоянием, когда центры устойчивой неравновесности этих систем находятся на границе перехода от одной направленности структур множества систем к другой. Возврат, удержание, трансформация перехода к аналогичному состоянию характеризует память не в ячеечно-концентрированной форме, воспринимаемой, например, в виде оперативных и долговременных запоминающих устройств, которые выполнены

в виде «куба», а в системно-синтезированной, «субблоковой» форме. «Насыщенность» состояния такого «субблока памяти» характеризует относительную устойчивость доминантных систем связей головного мозга, длительность их запоминания на всех иерархических уровнях структур соответствующей степени тонизации. С уменьшением длительности запоминания, находящейся в прямой зависимости от относительной устойчивости неравновесия вероятностных САП головного мозга, предполагается увеличение быстродействия, рост чувствительности приспособленных эффектов к условиям окружающей среды. При этом не исключено понижение помехоустойчивости дополнительно формирующихся доминантных систем САП и снижение импульсной нагрузочной способности. В системе импульсного возбуждения целостного мозга зарождаются системы электротонического возбуждения, и наоборот. На определенном этапе переходного процесса может наблюдаться выраженность маловероятных, флуктуирующих САП.

Относительную стабильность запоминания, характеризующую относительно устойчивую неравновесность доминантных систем САП, можно представить как модель полунасыщенного триггера.

Чтобы триггер имел два устойчивых состояния, необходимо открытый триод поддерживать в области отсечки, а открытый — в области насыщения. Для устойчивой неравновесности доминантных экстремумов САП головного мозга при различных функциональных состояниях, видимо, характерна многоступенчатая иерархическая устойчивость состояний противоположных по направленности и противоположности систем анализируемых связей целостного мозга. Но это не значит, что доминантности систем САП головного мозга должна «противостоять» антидоминантность неуправляемое разнообразие и хаотичность. Хаотичность — неосвоенная, неосознанная, неопределенная случайность множества САП при различных функциональных состояниях.

Случайность САП, как известно, характеризуется мерой маловероятности, когда система пространственно-временных взаимосвязей головного мозга проявляется чрезвычайно редко, вероятно, в одном из пределов стремится к достоверности. В анализируемом ракурсе представлений маловероятность систем САП головного мозга относится к маловыраженной системе памяти. Это может служить одним из пределов относительно кратковременной памяти иерархических систем САП и использоваться в многоуровневых адаптированных бionических устройствах.

Блокирующие доминантные системы и подсистемы САП поляризуют определенные зоны. Под воздействием возмущений функции этих систем и подсистем меняются, а вместе с ним меняются пространственно-временные межцентральные отношения головного мозга в целом. Происходит «перезарядка» областей, охваченных системой импульсного возбуждения целостного моз-

га, как в далеком приближении емкости C_c статического триггера с совместным входом. В результате такого эффекта меняются функции и длительность памяти доминантных иерархических систем пространственно-временных признаков САП головного мозга. При изменении пространственных координат системы импульсного возбуждения перемещаются в зоны поляризации, возможно, меняя структуры доминантных иерархических систем САП.

В любом случае модель доминантных систем САП позволяет получить информацию о запоминании устойчивой неравновесности систем кибернетически анализируемых связей головного мозга. Количественный анализ связей создает условия для оптимального автоматического управления энграммами множества систем САП формализованного их воспроизведения и реализации робототехническими средствами.

Энграммный переход от максимумов САП к маловероятным минимальным системам САП, возврат к доминантным системам аналогичных структур с тенденциозным накоплением веса, характерного для соответствующего функционального состояния, может служить программированным методом запоминания информации и использования ее в автоматизированных системах, в типизированных условиях и унифицированных роботоподобных решениях и действиях.

В простейшем случае возврат к аналогу и исходному состоянию множеств экстремальных комбинаторных САП головного мозга может быть основан на принципе работы ферритовых ячеек ОЗУ, для которого характерен переход от $-B_r$ к $+B_r$. В двоичном счислении эти дискретные моменты преобразования запоминают информацию о вероятностных САП головного мозга в гранично-устойчивых, относительно стабильных пределах.

«Спрессовывание» поступающей и «следов» прошлой информации об устойчивой неравновесности доминантных систем САП образует качественно новую семантическую интеллектуальную информацию.

Прямое и обратное воздействие доминантных систем и подсистем САП с сохранением элементов запоминания устойчивой неравновесности их может быть промоделировано в далеком приближении к оригиналу с помощью счетного феррит-транзисторного триггера с выходом импульса переноса. «Импульс переполнения» аппроксимировано идентифицирует общую направленность запоминания устойчивого неравновесия доминантных систем САП, переход их к новым центрам. Формируется отличимый уровень запоминания информации о состоянии устойчивого неравновесия систем САП, которым можно кибернетически управлять. Эти свойства могут проявляться с акцентом на изохронии или полихронии, но в любом случае интегративно.

При системно-кибернетическом анализе из универсального

множества энграммных систем пространственно-временных синхронных и асинхронных связей головного мозга выбирается та часть информации, которая свидетельствует об иерархии систем и является подмножеством M_1 САП по отношению к универсальному множеству систем кибернетически анализируемых логических связей. Но и это универсальное множество является подмножеством M_i по отношению к системе САП целостного организма, которая, в свою очередь, представляет подсистему M_j по отношению к пространственно-временным связям системы «организм — внешняя окружающая среда». В любом случае информация о системах комбинаторных признаков САП запоминается, наращивается и развивается вплоть до существенного момента.

Для памятного механизма устойчивого неравновесия доминантных систем $a, b, c, d, \dots$ комбинаторных САП головного мозга не исключается:

- коммутативность $a \cap b \cap c \cap d \cap \dots = b \cap a \cap \dots$,
 $a \cup b \cup c \cup d \cup \dots = b \cup a \cup \dots$;
 ассоциативность $(a \cup b) \cup c \dots = a \cup (b \cup c) \dots$,
 $(a \cap b) \cap c \dots = a \cap (b \cap c) \dots$;
 дистрибутивность $a \cup (b \cap c) \dots = (a \cup b) \cap (a \cup c) \dots$,
 $a \cap (b \cup c) \dots = (a \cap b) \cup (a \cap c) \dots$;
 абсорбция $a \cup (a \cap b) \dots = a \dots$,
 $a \cap (a \cup b) \dots = a \dots$;
 отрицание $a \cap \bar{a} = 0$,
 $a \cup \bar{a} = 1$;
 противоположность
 $a \dots = \bar{b} \dots \rightarrow b \dots = \bar{a} \dots$;
 материальная импликация:
 «если $a \dots$, то $b \dots$ »;
 условная импликация:
 «если $a \dots$ истинно, то $b \dots$ истинно».

где $\cap$ — символ конъюнкции, $\cup$ — символ дизъюнкции.

Системно-кибернетический подход к анализу энграмм множества доминантных систем пространственно-временных организаций синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга позволяет выявить особенности их поведения и строит на их основе бионический интеллект роботов, входящих составными компонентами в автоматизированные системы управления.

Список литературы: 1. Бехтерева Н. П., Бундзен П. В. Системно-структурный анализ нейрофизиологических механизмов вербальной памяти//Биол. и мед. кибернетика. Ч. 1. М.; Л., 1974.—С. 13. 2. Ванагас В., Бартусевичус Э., Балькелите О., Кирвялис Д. Различия во времени узнавания между изображениями, основанными из прямых и кривых линий//Биол. и мед. кибернетика. Ч. 2.—М.; Л.—1974.—С. 30.

Поступила в редколлегию 15.02.85.

Л. Н. ЛЫГУН, В. В. РОЖКОВ, канд. физ.-мат. наук,
А. И. ПРОДАН, канд. мед. наук, С. В. ДЮЛЬДЯ

ОПРЕДЕЛЕНИЕ ДИНАМИЧЕСКИХ И СТАТИЧЕСКИХ НАГРУЗОК, ВОЗНИКАЮЩИХ В МЕЖПОЗВОНОЧНЫХ СОЧЛЕНЕНИЯХ ПОЯСНИЧНОГО ОТДЕЛА ПОЗВОНОЧНИКА ПРИ ДВИЖЕНИЯХ В САГИТАЛЬНОЙ ПЛОСКОСТИ

Постановка задачи. Известно [1, 4, 5, 8], что одной из причин, которые вызывают патологические изменения в межпозвоночных сочленениях, является превышение нагрузок, действующих на них, над предельно допустимыми.

Поэтому основная задача биомеханики позвоночного столба — расчет усилий, возникающих в межпозвоночных сочленениях при различных жизненных ситуациях.

Для этого необходимо решить трехмерную динамическую задачу, позволяющую определить силы и моменты в любом заданном межпозвоночном сочленении при выполнении человеком определенных типов движений. Однако это связано с рядом трудностей, хотя известны отдельные попытки ее решения [6].

Любое движение человеком выполняется под действием мышц, число которых значительно превышает минимальное их количество, необходимое для выполнения этого движения. Так, по данным В. М. Зациорского и др. [3], на одну степень свободы любого сегмента тела приходится в среднем 2,2 мышцы, а каждая мышца в среднем может участвовать в выполнении четырех типов движения. Это означает, что моменты могут создаваться разными комбинациями сил различных мышц. Следовательно, задача определения нагрузок в межпозвоночных сочленениях — динамически неопределенная и для ее решения необходимо привлекать методы линейного или нелинейного программирования. При этом существенной дополнительной трудностью является проблема выбора целевой функции, которую можно решить удовлетворительно только в результате глубокого анализа поведения человека как биомеханической системы, обладающей обратной связью.

Для решения статических трехмерных задач необходимо использовать методы линейного программирования.

Однако установлено [2, 7, 9], что в статике, симметричной относительно сагиттальной плоскости, мышцы человека работают таким образом, что их суммарное действие можно заменить действием одной приведенной эффективной силы, в результате чего задача определения нагрузок в межпозвоночных сочленениях становится статически определимой и может быть легко решена.

Это обстоятельство дает основание считать, что в подобных случаях и соответствующая динамическая задача может быть аналогичным образом редуцирована и решить ее можно в рамках обычной динамики твердого тела.

Среди всех бытовых движений наиболее частыми и опасными с точки зрения нагрузок на позвоночник являются движения в сагиттальной плоскости.

Приведем описание разработанного метода определения нагрузок, возникающих в заданном межпозвоночном сочленении при любом движении в сагиттальной плоскости, как функции времени или угла наклона.

Динамика движения надплоскостной части тела в сагиттальной плоскости. Для определения сил, действующих в рассматриваемом сочленении поясничного отдела позвоночного столба при движениях человека в сагиттальной плоскости, используем известный прием, изучив движение части тела, которая расположена выше плоскости, проходящей через исследуемое сочленение параллельно поверхности тел позвонков. При этом сила, действующая в сочленении силы мышц, «рассекаемых» этой плоскостью, и сила внутрибрюшного давления являются внешними по отношению к рассматриваемой части тела (рис. 1).

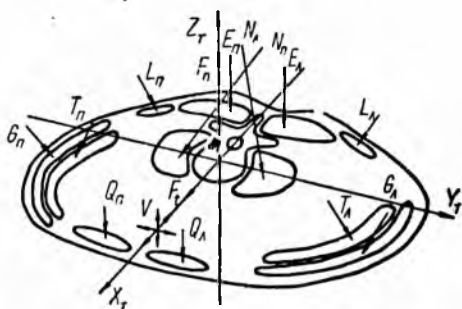


Рис. 1. Мышечные силы, действующие на тело человека в поясничном отделе позвоночника

Если «рассекающая» плоскость проходит через любое сочленение поясничного отдела позвоночника, уравнения движения надплоскостной части тела в сагиттальной плоскости, вытекающие из общих уравнений динамики твердого тела, имеют вид

$$m \frac{d^2 x}{dt^2} = L_x + E_x + T_x + G_x + Q_x + N_x + W_x + H_x + V_x + F_x, \quad (1)$$

$$m \frac{d^2 z}{dt^2} = L_z + E_z + T_z + G_z + Q_z + N_z + W_z + H_z + V_z + F_z, \quad (2)$$

$$I \frac{d^2 \varphi}{dt^2} = M(\vec{L}) + M(\vec{E}) + M(\vec{T}) + M(\vec{G}) + M(\vec{Q}) + \\ + M(\vec{N}) + M(\vec{W}) + M(\vec{H}) + M(\vec{V}) + M(\vec{F}), \quad (3)$$

где m — масса надплоскостной части тела без массы рук и удерживаемого в них груза; I — главный момент инерции над-

плоскостной части тела относительно оси, перпендикулярной к сагиттальной плоскости; x, z — координаты центра масс надплоскостной части тела в лабораторной системе координат (далее будем ее называть Л-системой); φ — угол ее вращения в сагиттальной плоскости относительно центра масс, который отсчитывается от оси X Л-системы против часовой стрелки. Л-система расположена следующим образом: ее начало находится в геометрическом центре верхней поверхности S_1 позвонка, т. е. в точке сагиттальной плоскости, в которую проектируется реперная метка, установленная на крыле подвздошной кости субъекта в состоянии покоя до начала выполнения движения; ось Z направлена вертикально, ось X — горизонтально в сагиттальной плоскости вперед относительно субъекта.

В правых частях уравнений (1), (2) стоят проекции на оси X и Z Л-системы всех внешних сил, действующих на надплоскостную часть тела, а в уравнении (3) — их моменты относительно центра масс. В наших обозначениях: $\vec{F}$ — искомая сила в исследуемом сочленении, точкой ее приложения является геометрический центр исследуемого сочленения позвоночного столба, направление ее неизвестно; $\vec{L} = \vec{L}_л + \vec{L}_п$, где $\vec{L}_{л,п}$ — силы, создаваемые левой и правой широчайшими мышцами спины; $\vec{E} = \vec{E}_л + \vec{E}_п$, где $\vec{E}_{л,п}$ — силы, создаваемые левой и правой мышцами, выпрямляющими туловище; $\vec{T} = \vec{T}_л + \vec{T}_п$, где $\vec{T}_{л,п}$ — силы, создаваемые левой и правой внутренними косыми мышцами живота; $\vec{G} = \vec{G}_л + \vec{G}_п$, где $\vec{G}_{л,п}$ — силы, создаваемые левой и правой наружными косыми мышцами живота; $\vec{Q} = \vec{Q}_л + \vec{Q}_п$, где $\vec{Q}_{л,п}$ — силы, создаваемые левой и правой прямыми мышцами живота; $\vec{N} = \vec{N}_л + \vec{N}_п$, где $\vec{N}_{л,п}$ — силы, создаваемые левым и правым большими поясничными мускулами.

Кроме того, на надплоскостную часть тела при движении человека действуют: $\vec{W}$ — сила тяжести надплоскостной части тела. Она приложена в центре масс надплоскостной части тела и действует всегда вертикально; $\vec{H}_{л,п}$ — силы, создаваемые руками и грузом, находящимся в руках (в настоящем исследовании считаем, что плечевые мышцы не создают дополнительного момента, а $\vec{H}_{л,п}$ также всегда направлены вертикально); $\vec{V}$ — сила внутрибрюшного давления.

Для определения последней силы при любых движениях необходима установка в теле испытуемого дополнительных датчиков, что сопряжено с большими трудностями. В данном случае мы не учитываем ее. Это значит, что полученные нами численные значения искомых сил являются завышенными. Известно [7], что учет сил внутрибрюшного давления в статиче-

ских ситуациях уменьшает численное значение силы $\bar{F}$ примерно на 25—30 %. На основании этого мы считаем, что степень завышения наших результатов такова же.

Координаты точек приложения и углы, характеризующие действие сил, определим в системе координат (далее она будет называться Т-системой), жестко связанной с телом человека и расположенной следующим образом: ее начало находится в геометрическом центре верхней поверхности S_1 позвонка, ось Z_T расположена в сагиттальной плоскости, проходит через начало координат и середину отрезка, соединяющего левый и правый плечевые отростки лопаток, ось X_T расположена в сагиттальной плоскости, проходит через начало координат, направлена впереди и перпендикулярна к оси Z_T .

Использование Т-системы обусловлено тем, что в ней все указанные координаты и углы легко определяются для каждого конкретного субъекта по результатам антропометрических измерений и данным обмера его контурограмм и рентгенограмм, а переход от Т-системы к Л-системе — тривиален.

Основной особенностью движений в сагиттальной плоскости является то, что они совершаются либо при симметричном одновременном действии мышц-разгибателей спины, либо (при движениях, связанных с резко ускоренным перемещением туловища вниз) при симметричном одновременном сокращении косых и прямых мышц живота. В последнем случае мышцы-разгибатели спины как мышцы-антагонисты в движении не участвуют.

Предположим, что при сокращениях все мышцы в обеих группах дают в общее усилие, создаваемое всей группой, вклад, пропорциональный их физиологическому поперечнику S . В результате действие каждой группы мышц может быть заменено одной эффективной силой с известными направлением и точкой приложения.

Действие всех мышц-разгибателей мы представляем силой R , направленной в отрицательном направлении оси Z_T с координатой x_R в системе координат «Т», равной

$$x_R = - \frac{|x_E| S_E + |x_L| S_L}{S_E + S_L}. \quad (4)$$

Аналогичным образом действие всех мышц-сгибателей представляем силой R' , направленной также в отрицательном направлении оси Z_T с координатой x'_R в системе координат «Т», равной

$$x'_R = \frac{|x_T| S_T \cos \beta_T + |x_G| S_G \cos \beta_G + |x_Q| S_Q}{S_T \cos \beta_T + S_G \cos \beta_G + S_Q}. \quad (5)$$

В формулах (4), (5) индексы указывают, какой мышце принадлежит соответствующий параметр, а углы β задают направ-

ления сил, создаваемых соответствующими мышцами, относительно оси Z Т-системы.

Искомую силу $\vec{F}$ будем искать, представив ее в виде нормальной F_n и тангенциальной F_t компонент относительно плоских поверхностей тел позвонков, образующих сочленение. Заметим, что практически для всех сочленений поясничного отдела эти компоненты совпадают с проекциями силы $\vec{F}$ соответственно на оси Z и X Т-системы.

Учитывая это, из системы уравнений (1) — (3) легко можно получить следующую систему из трех дифференциальных уравнений для трех неизвестных сил R (R'), F_n , F_t , направления которых известны:

$$m \frac{d^2x}{dt^2} = -R \cos \varphi + F_n \cos \varphi - F_t \sin \varphi, \quad (6)$$

$$m \frac{d^2z}{dt^2} + H + W = -R \sin \varphi + F_n \sin \varphi + F_t \cos \varphi, \quad (7)$$

$$I \frac{d^2\varphi}{dt^2} - H [x_{\text{тц}} \cos \varphi - (z_{\text{тн}} - z_{\text{тц}}) \sin \varphi] = \\ = \eta R d_1 - (1 - \eta) R' d'_1 - F_n x_{\text{тц}} - F_t z_{\text{тц}}. \quad (8)$$

Заметим, что в уравнение (8) введен управляющий параметр η , с помощью которого учитывается, что силы R и R' не могут действовать одновременно, поскольку они развиваются мышцами-антагонистами: вначале полагаем $\eta=1$ (работают разгибатели и не работают сгибатели) и решаем описанным ниже способом систему (6)—(8). Если на каких-либо временных интервалах оказывается, что $R < 0$ (физически это невозможно, так как мышцы работают только при сокращении), то для этих интервалов силы F_n и F_t находим, вновь решив систему (6)—(8) при $\eta=0$ (т. е. при неработающих разгибателях и работающих сгибателях).

Метод определения искомых сил. Предлагаемый метод состоит в следующем. Сначала по циклограммам субъекта, выполняющего заданное движение, в Л-системе определяют x и z координаты двух реперных точек, первая из которых имеет координаты x_{B_i} , z_{B_i} и расположена на крыле подвздошной кости таким образом, что ее проекция на сагиттальную плоскость совпадает с геометрическим центром верхней поверхности S_i позвонка, а вторая с координатами $x_{п_i}$, $z_{п_i}$ расположена на плечевом отростке лопатки, в последовательные моменты времени, нумеруемые индексом i . Координаты центра масс надплоскостной части тела (x_i , z_i) в Л-системе и угол ее поворота φ_i относительно центра масс вычисляют по формулам

$$x_i = x_{B_i} + z_{\text{тц}} \cos (\psi - \varphi_i), \quad (9)$$

$$z_i = z_{B_i} + z_{\text{тц}} \sin (\psi - \varphi_i), \quad (10)$$

$$\varphi_i = \begin{cases} \arctg \frac{z_{\Pi i} - z_{B i}}{x_{\Pi i} - x_{B i}}, & \text{если } x_{\Pi i} > x_{B i}, \\ \frac{\pi}{2} + \arctg \frac{x_{B i} - x_{\Pi i}}{z_{\Pi i} - z_{B i}}, & \text{если } x_{\Pi i} < x_{B i}, \end{cases} \quad (11)$$

$$\psi = \arctg \frac{z_{\Pi i}}{x_{\Pi i}}, \quad (12)$$

где $x_{\Pi i}$, $z_{\Pi i}$ — координаты центра тяжести туловища в Т-системе координат.

Так как ускорения, стоящие в левых частях уравнений (6)–(8), при дискретной фиксации моментов времени легко выражаются с помощью известных формул исчисления в конечных разностях через x_i , z_i , φ_i (и таким образом известны), то в каждый фиксированный момент времени уравнения (6)–(8) превращаются в алгебраическую систему уравнений, имеющую единственное решение относительно трехмерной неизвестной $Y \equiv \{R(R'), F_n, F_t\}$. Эта система имеет вид

$$DY = C, \quad (13)$$

где C — трехмерный вектор с известными компонентами;

$$C_1 = \frac{m}{\Delta t^2} (z_{i+2} - 2z_{i+1} + z_i) + H + W, \quad (14)$$

$$C_2 = \frac{m}{\Delta t^2} (x_{i+2} - 2x_{i+1} + x_i), \quad (15)$$

$$C_3 = \frac{I}{\Delta t^2} (\varphi_{i+2} - 2\varphi_{i+1} + \varphi_i) - H [x_{\Pi i} \cos \varphi_i - (z_{\Pi i} - z_{\Pi i}) \sin \varphi_i]; \quad (16)$$

D — матрица вида

$$D = \begin{vmatrix} -\cos \varphi_i & \cos \varphi_i & -\sin \varphi_i \\ -\sin \varphi_i & \sin \varphi_i & \cos \varphi_i \\ d_1(-d'_1) & x_{\Pi i} & z_{\Pi i} \end{vmatrix}, \quad (17)$$

а $\Delta t = t_{i+1} - t_i$ — временной интервал, являющийся параметром циклографической съемки. Решением системы (13) для всех последовательных моментов времени $T_i = i\Delta t$ ($i = 1, 2, \dots$) получаем динамические значения сил R , F_n , F_t как функции времени либо угла наклона φ_i . Статические значения этих сил в зависимости от тех же параметров получают решением системы (13) в отсутствие ускорений. Для исключения ускорений формально полагаем $m = I = 0$.

Система уравнений (13) решалась на ЭВМ М-6000 с помощью специально разработанной программы на языке «Бейсик». Входными параметрами этой программы являются m , I , $x_{\Pi i}$, $z_{\Pi i}$, $z_{\Pi i}$, $d_1(d'_1)$, H , W и таблицы экспериментальных значений $x_{B i}$, $z_{B i}$, $x_{\Pi i}$, $z_{\Pi i}$ для каждого исследуемого движения.

Результаты и выводы. Нами с помощью электронного циклографического прибора получены циклограммы четырех типов движений в сагиттальной плоскости: наклона, разгибания, приседания и прямого подъема. С помощью этих фотографий описанным выше методом получены зависимости от t и φ динамических и статических значений R , F_n , F_t для всех четырех типов движений. Движения выполнялись субъектом с параметрами: $m=19,3$ кг, $I=0,375$ кг·м², $x_{тц}=0,044$ м, $z_{тц}=0,327$ м, $z_{тн}=0,44$ м, $d_1=0,092$ м, $d_1'=0,039$ м, $H=70$ Н, $W=193$ Н. Остальные, необходимые для предварительных расчетов данные приведены в таблице.

Параметр циклосъемки $\Delta t=0,05$ с представляет собой интервал свечения и «молчания» светодиодов в нашем приборе. Полное время выполнения каждого из движений не превышало 1,3 с, поэтому параметр i пробегал значения $i=1, 2, \dots, 26$. Точками фиксации координат x_{B_i} , z_{B_i} , $x_{п_i}$, $z_{п_i}$ являлись границы интервалов свечения на циклограммах.

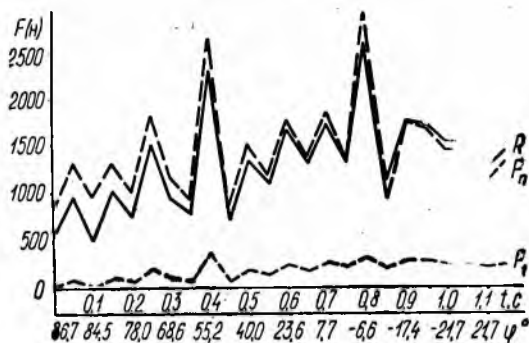
Обозначение силы	Координаты точки приложения сил в Т-системе координат		Направление действия сил в плоскости $X_T Z_T$ (угол к оси Z_T) β град	Площадь физиологического поперечного сечения одной мышцы S см ²
	$x_{л,п}$ см	$z_{л,п}$ см		
$\vec{W}$	4,4	32,7	—	—
$\vec{H}$	0	44,0	—	—
$\vec{L}$	—4,5	14,8	$\beta_L = 35$	2,0
$\vec{E}$	—5,8	14,8	$\beta_E = 0$	6,9
$\vec{T}$	5,8	9,2	$\beta_T = 45$	3,8
$\vec{G}$	5,8	9,2	$\beta_G = 45$	3,2
$\vec{Q}$	12,8	14,8	$\beta_Q = 0$	3,5
$\vec{N}$	2,1	9,2	$\beta_N = 4,7$	11,6

Здесь приведем результаты исследования только одного движения — наклона, которое по причинам, указанным ниже, представляет наибольший интерес. На рис. 2 и 3 изображены графики динамических и статических значений сил R , F_n , F_t соответственно как функций времени и угла наклона к горизонтальной плоскости.

Приведенные здесь результаты и результаты исследования остальных типов движений в сагиттальной плоскости позволяют сделать следующие выводы.

Наибольшее превышение динамических значений сил F_n и F_t над статическими возникает в начале и в конце каждого движения, когда тело испытывает наибольшие ускорения. В промежутках между этими двумя периодами динамические значения сил F_n и F_t в среднем даже несколько меньше статических.

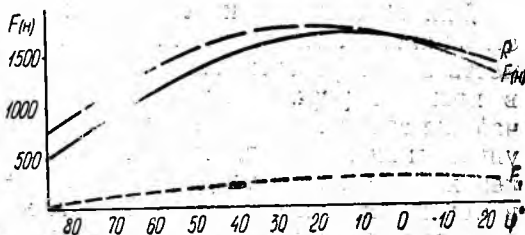
Рис. 2. График изменения динамических значений сил R , F_n и F_t в пояснично-крестцовом сочленении позвоночника в зависимости от времени и угла наклона к горизонтальной плоскости при наклоне в сагиттальной плоскости



Самым опасным с точки зрения действующих на позвоночник нагрузок является наклон кпереди, а именно его заключительная фаза, когда туловище, находясь в положении, близком к горизонтальному, испытывает значительное отрицательное ускорение. В этой фазе наблюдается абсолютно наибольшее значение силы F_n для всех рассмотренных движений ($F_n = 2896$ Н). Заметим, что при тех же углах в случае разгибания динамическое значение силы F_n равно 1730 Н.

Описанный в настоящей статье способ определения динамических и статических нагрузок, возникающих в межпозвоночных сочленениях поясничного отдела позвоночника при движениях в сагиттальной плоскости, может оказаться полезным не только при планировании хирургических вмешательств, направленных на лечение патологических состояний позвоноч-

Рис. 3. График изменения статических значений сил R , F_n и F_t в пояснично-крестцовом сочленении позвоночника в зависимости от угла наклона к горизонтальной плоскости при наклоне в сагиттальной плоскости



ного столба и прогнозирования их исхода, но и для решения большого количества задач спортивной, авиационной и космической медицины, а также задач эргономики.

Предложенный здесь метод расчета динамических нагрузок в заданном сочленении поясничного отдела позвоночника легко

может быть обобщен на случай, когда руки человека активно участвуют в выполнении движения и тем самым создают дополнительный момент, действующий на надплоскостную часть тела, а также на случай трехмерных движений.

Список литературы: 1. Глазырин Д. И. Клинико-биомеханические обоснования и оценка эффективности переднего спондилодеза с редукцией и без редукции позвонков при спондилолистезе: Автореф. дис. . . д-ра мед. наук.—М., 1981.—31 с. 2. Донской Д. Д. Биомеханика.—М.: Просвещение, 1975.—239 с. 3. Зацюрский В. М., Аруин А. С., Селуянов В. Н. Биомеханика двигательного аппарата человека.—М.: Физкультура и спорт, 1981.—143 с. 4. Овечкин Р. В. Осевые силы компрессии при нагрузке на позвоночник и их роль в этиопатогенезе дискогенных пояснично-крестцовых радикулитов//Вертеброгенная пояснично-крестцовая патология нервной системы.—Казань.—1971.—С. 80—85. 5. Цивьян Я. Л. Хирургия позвоночника.—М.: Медицина, 1966.—312 с. 6. Gracovetsky S., Farfan H. F., Lamy C. Mathematical model of the lumbar spine using an optimized system to control muscles and ligaments//Orthop. Clin. North Am.—1977.—8.—P. 135—158.— 7. Morris J. M., Lucas D. B., Bresler B. Role of the trunk in stability of the spine//J. Bone Jt. Surg.—1961.—43—A, 3.—P. 327—351. 8. Nachemson A. L. The lumbar spine: an orthopaedic challenge//Spine.—1976.—1, 1.—P. 59—71. 9. Seireg A., Arvikar R. J. A mathematical model for evaluation of forces in lower extremities of the musculo-skeletal systems//J. Biomech.— 1973.—6.—P. 313—326.

Поступила в редколлегию 13.11.85.

УДК 519.95

Н. И. САМОЙЛЕНКО, канд. техн. наук

СИНТЕЗ МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ ОПТИМАЛЬНОЙ СТРУКТУРЫ КОДОВОГО ДЕРЕВА

Для обеспечения качества при решении многих задач естествознания, экономики, политики часто возникает необходимость в выборе оптимальной логической структуры. Например, в процессе управления производством, когда нужно в кратчайшие сроки провести анализ производственной ситуации; при управлении технологическими процессами или объектами, когда необходимо знать текущее состояние процесса или объекта; в медицинской и технической диагностике; тестировании; прогнозировании; в информационно-поисковых системах; при объективных оценках общественных, экономических, физических явлений и процессов; синтезе микропроцессорных систем; разработке рациональных алгоритмов распознавания, классификации и т. д.

Во многих задачах синтезируемая логическая структура имеет графическую интерпретацию в виде кодового или логи-

ческого дерева [1]. При двузначной логике это двоичное дерево, которое находится в однозначном соответствии с таблицей истинности заданной булевой функции $f(X)$. С учетом возможной транспозиции вершин дерева одной булевой функции может соответствовать некоторое множество регулярных и нерегулярных деревьев [2]. Несложно доказать, что количество возможных деревьев для заданной булевой функции определяется выражением

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

где n — число логических переменных булевой функции.

Выбор оптимальной логической структуры зависит от требований, предъявляемых к ней по условию решаемой задачи. Критериями оптимальности могут служить различные параметры кодового дерева: количество вершин, ярусов, среднее число дуг между начальной и конечной вершинами и т. д. Разнообразие критериев резко возрастет, если дугам, вершинам или ярусам дерева поставлены в соответствие какие-либо весовые коэффициенты.

Важным критерием оптимальности является количество вершин дерева. Данный критерий лежит в основе многих других критериев или полностью их заменяет. Поэтому в дальнейшем под оптимальным кодовым деревом будем понимать дерево с минимальной структурной избыточностью, т. е. с минимально возможным количеством вершин.

Синтез математической модели оптимальной логической структуры требует выбора соответствующего математического аппарата, на языке которого было бы удобно аналитически описывать исходные и оптимизированные логические структуры и который позволил бы формализовать сам процесс оптимизации. Наиболее полно удовлетворяет всем требованиям такого выбора математический аппарат алгебры логики, точнее, теории дизъюнктивных нормальных форм [3]. Данный аппарат позволяет через логические операции отрицания, дизъюнкции и конъюнкции булевых переменных выразить исходную функцию и соответствующее ей неминимизированное кодовое дерево в виде системы совершенных дизъюнктивных нормальных форм ДНФ:

$$f_d(X) = \begin{cases} f_0(X) = \bigvee_{\substack{(a_1, a_2, \dots, a_n), \\ f(a_1, a_2, \dots, a_n)=0}} x_1^{a_1} x_2^{a_2} \dots x_n^{a_n}; \\ f_1(X) = \bigvee_{\substack{(a_1, a_2, \dots, a_n), \\ f(a_1, a_2, \dots, a_n)=1}} x_1^{a_1} x_2^{a_2} \dots x_n^{a_n}, \end{cases}$$

где $X = \{x_i\}$, $i = 1, 2, \dots, n$; $x_i^{a_i} = \begin{cases} \bar{x}_i & \text{при } a_i = 0, \\ x_i & \text{при } a_i = 1. \end{cases}$

С помощью алгебры логики легко описать и разработанный алгоритм оптимизации структуры кодового дерева и конечный результат оптимизации — минимизированное кодовое дерево.

Алгоритм оптимизации. На первом шаге оптимизации определяется система кратчайших ДНФ

$$f_{кр}(X) = \{f_{кр_0}(X), f_{кр_1}(X)\}, \quad (2)$$

где $f_{кр_0}(X)$ — кратчайшая ДНФ булевой функции $\bar{f}(X)$; $f_{кр_1}(X)$ — кратчайшая ДНФ булевой функции $f(X)$. Затем каждая i -я система

$$f_{кр_1}(X) \& (\bar{x}_i \vee x_i) = \begin{cases} f_{кр_0}(X) \& (\bar{x}_i \vee x_i); \\ f_{кр_1}(X) \& (\bar{x}_i \vee x_i), \end{cases} i = 1, 2, \dots, n,$$

приводится к ДНФ $f_{нор_i}(X)$, что равносильно вставке скобки $(\bar{x}_i \vee x_i)$ во все импликанты системы (2), в которых переменная x_i не представлена, и их раскрытию. В каждом логическом выражении $f_{нор_i}(X)$ реализуются все возможные операции логического поглощения с последующим удалением всех несущественных импликант любым из известных методов с целью получения из $f_{нор_i}(X)$ логического выражения $f_{пр_i}(X)$ с минимальным количеством импликант G_i . Минимальное значение

$$G_q = \min_{i=1, 2, \dots, n} G_i \quad (3)$$

укажет на переменную x_q , где $x_q \in X$, которой соответствует начальная вершина кодового дерева с оптимальной структурой для заданной булевой функции. Выражение (3) является критерием принятия решения о выборе той или иной булевой переменной на каждом шаге оптимизации.

Первый шаг алгоритма оптимизации заканчивается разложением q -го выражения $f_{пр_q}(X)$ по переменной x_q :

$$f_{пр_q}(X) = x_q \& [f_{кр}(X|_{x_q=0})] \vee x_q \& [f_{кр}(X|_{x_q=1})], \quad (4)$$

где $f_{кр}(X|_{x_q=0})$ и $f_{кр}(X|_{x_q=1})$ — компоненты разложения, представляющие собой кратчайшие ДНФ логических функций $f(X|_{x_q=0})$ и $f(X|_{x_q=1})$.

На втором шаге алгоритма оптимизации для каждой компоненты разложения (4) повторяется процедура первого шага, за исключением определения кратчайших ДНФ, так как они получаются автоматически в результате предыдущего шага.

Итерационный процесс оптимизации заканчивается, когда все компоненты очередного разложения будут состоять только из одной булевой переменной.

Полное разложение кратчайшей ДНФ $f_{кр}(X)$ по описанному алгоритму будет представлять собой математическую модель оптимального кодового дерева. Скобочная структура разложения однозначно определяет структуру искомого дерева.

Каждому скобочному выражению в разложении соответствует определенное поддерево. Чем глубже вложенность скобочного выражения, тем дальше от начальной вершины дерева x_q находится корневая вершина поддерева.

Если в процессе оптимизации минимальное значение критерия (3) будет соответствовать двум, трем и так далее переменным, то минимизированное кодовое дерево будет иметь соответственно две, три и так далее оптимальных структур.

Рассмотрим изложенный алгоритм оптимизации на конкретном примере. Пусть некоторая логическая структура задана четырехместной булевой функцией $f(X)$ в совершенной ДНФ:

$$f(X) = \bar{x}_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \bar{x}_4 \vee \bar{x}_1 x_2 x_3 \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \bar{x}_4 \vee \\ \vee x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 x_4 \vee x_1 x_2 \bar{x}_3 \bar{x}_4 \vee x_1 x_2 \bar{x}_3 x_4. \quad (5)$$

Необходимо получить математическую модель связного кодового дерева с минимально возможным числом вершин, не нарушая истинность логического выражения (5).

Согласно первому шагу алгоритма определим любым известным методом кратчайшие ДНФ функций $\bar{f}(X)$ и $f(X)$:

$$\bar{f}_{кр}(X) = \bar{x}_1 \bar{x}_2 \vee \bar{x}_1 x_4 \vee x_1 x_3; \quad f_{кр}(X) = \bar{x}_1 \bar{x}_2 \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_3. \quad (6)$$

Путем последовательного введения в систему (6) скобки $(\bar{x}_i \vee x_i)$, ее раскрытия и проведения операций логического поглощения получим логические выражения $f_{пр_l}(X)$, где $l = 1, 2, 3, 4$:

$$f_{пр_1}(X) = f_{кр}(X) \& (\bar{x}_1 \vee x_1) = \left\{ \begin{array}{l} \bar{x}_1 \bar{x}_2 \vee \bar{x}_1 x_4 \vee x_1 x_3; \\ \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_3; \end{array} \right. \\ f_{пр_2}(X) = \left\{ \begin{array}{l} \bar{x}_1 \bar{x}_2 \vee x_1 (x_2 \vee x_2) x_4 \vee x_1 (\bar{x}_2 \vee x_2) x_3 \\ \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_4 \vee x_1 (\bar{x}_2 \vee x_2) \bar{x}_3 \end{array} \right\} = \\ = \left\{ \begin{array}{l} \bar{x}_1 \bar{x}_2 \vee \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \vee x_1 x_2 x_3; \\ \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \vee x_1 x_2 \bar{x}_3; \end{array} \right. \\ f_{пр_3}(X) = \left\{ \begin{array}{l} \bar{x}_1 \bar{x}_2 (\bar{x}_3 \vee x_3) \vee \bar{x}_1 (\bar{x}_3 \vee x_3) x_4 \vee x_1 x_3 \\ \bar{x}_1 x_2 (\bar{x}_3 \vee x_3) \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_3 \end{array} \right\} = \\ = \left\{ \begin{array}{l} \bar{x}_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_3 \bar{x}_4 \vee \bar{x}_1 x_3 x_4 \vee x_1 x_3; \\ \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 \bar{x}_4 \vee x_1 x_2 x_3 \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_3; \end{array} \right. \\ f_{пр_4}(X) = \left\{ \begin{array}{l} \bar{x}_1 \bar{x}_2 (\bar{x}_4 \vee x_4) \vee x_1 x_4 \vee x_1 x_3 (\bar{x}_4 \vee x_4) \\ \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_3 (\bar{x}_4 \vee x_4) \end{array} \right\} = \\ = \left\{ \begin{array}{l} \bar{x}_1 \bar{x}_2 \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_4 \vee x_1 x_3 \bar{x}_4 \vee x_1 x_3 x_4; \\ \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_4 \vee x_1 x_3 \bar{x}_4 \vee x_1 \bar{x}_3 x_4. \end{array} \right.$$

Оценим каждое полученное логическое выражение $f_{пр_i}(X)$ с помощью критерия (3):

$$\min_{i=1, 2, 3, 4} G_i = \min \{5; 7; 8; 7\} = 5 = G_1. \quad (7)$$

Из (7) следует, что для завершения первого шага оптимизации необходимо разложить $f_{пр_1}(X)$ по переменной x_1 :

$$\bar{x}_1 (x_2 \vee x_4) \vee x_1 (x_3); \quad \bar{x}_1 (x_2 \bar{x}_4) \vee x_1 (\bar{x}_3). \quad (8)$$

Правая компонента разложения включает только одну переменную x_3 и дальнейшей оптимизации не подвергается. Левая компонента включает две существенные переменные x_2 и x_4 . Повторяя для этой компоненты процедуру первого шага, получаем два новых разложения

$$\begin{array}{l} x_2 \vee x_2 (x_4); \quad \text{и} \quad \bar{x}_4 (\bar{x}_2) \vee x_4; \\ x_2 \bar{x}_4 \quad \quad \quad \bar{x}_4 (x_2), \end{array} \quad (9)$$

которые свидетельствуют о существовании у заданной логической зависимости $f(X)$ двух равнозначных оптимальных структур. Для дальнейшего рассмотрения ограничимся первым вариантом разложения, т. е. разложением по переменной x_2 . Тогда полное разложение будет иметь вид

$$\begin{array}{l} \bar{x}_1 (\bar{x}_2 \vee x_2 (x_4)) \vee x_1 (x_3); \\ \bar{x}_1 (x_2 (\bar{x}_4)) \vee x_1 (\bar{x}_3). \end{array} \quad (10)$$

Систему (10) можно свернуть в одно логическое выражение

$$\bar{x}_1 (\bar{x}_2 \bar{f} \vee x_2 (\bar{x}_4 \bar{f} \vee x_4 \bar{f})) \vee x_1 (\bar{x}_3 \bar{f} \vee x_3 \bar{f}), \quad (11)$$

которое эквивалентно системе (10) и соответствует структуре минимизированного кодового дерева. Построение кодового дерева по полученной математической модели (11) не представляет трудностей.

При графическом построении кодового дерева по его математической модели следует руководствоваться следующими правилами:

любое скобочное выражение $\bar{x}_i (\dots) \vee x_i (\dots)$ в модели определяет дерево или поддерево с корневой вершиной x_i , где $i = 1, 2, \dots, n$;

символ x_i в модели соответствует дуге с индексом 0, исходящей из вершины x_i , символ $\bar{x}_i$ — дуге с индексом 1;

символ $\bar{f}$ в модели определяет конечную вершину дерева с индексом 0, символ f — конечную вершину с индексом 1.

Предложенный алгоритм оптимизации является универсальным, так как справедлив для любых булевых функций, зависящих от любого числа переменных n . При $n \leq 3$ алгоритм может быть упрощен путем замены используемых кратчайших

ДНФ на сокращенные ДНФ. Правомерность такого упрощения доказана с помощью ЭВМ методом прямого перебора. Упрощение алгоритма имеет место и при числе логических переменных больше трех, когда в процессе оптимизации на каком-либо шаге в результате разложения (4) будет получена система кратчайших ДНФ, зависящая от трех переменных. В этом случае дальнейшее устранение несущественных импликант в выражениях $f_{\text{нор}_i}(X)$ необязательно, так как последующая оптимизация поддереьев третьего порядка посредством определения сокращенных ДНФ дает заведомо оптимальный результат.

Список литературы: 1. *Василенко Ю. А.* Синтез дискретных структур.—Ужгород: Изд-во Ужгородск. ун-та, 1973.—146 с. 2. *Блох А. Ш.* Граф-схемы и их применение.—Минск: Вышэйш. шк., 1975.—302 с. 3. *Дискретная математика и математические вопросы кибернетики*//Под ред. С. В. Яблонского и О. Б. Лупанова.—М.: Наука, 1974.—С. 9—98.

Поступила в редколлегию 22.05.85.

УДК 621.37/39:621.3.019

Е. И. БОРОДЕНКО, О. Н. ВИШНЕВСКИЙ, В. Я. ЖОРНИК

К ВОПРОСУ ВЫБОРА КРИТЕРИЯ КОЛИЧЕСТВЕННОЙ ОЦЕНКИ СТРУКТУРНОЙ СЛОЖНОСТИ

Известно [1], что структурные исследования, требуя минимум исходной информации, позволяют сформировать ряд рекомендаций по обеспечению функциональной разгрузки элементов, усилению слабых мест путем введения структурной, функциональной, информационной и других видов избыточности и, наконец, рационально распределить затраты для достижения максимального значения эффективности использования.

Существует множество структурных параметров, оценивающих одну из сторон качества структурной схемы (ранг, множество сочленений, внешний и внутренний центры и т. д.).

Значительно слабее решен вопрос количественной оценки структуры в целом. Известен метод [2], где в качестве критерия оценки предлагается объем структурной информации, заключенной в некотором графе. Количество структурной информации $J_g(X)$ конечного графа X определяется по формуле

$$J_g(X) = - \sum_{i=1}^n P_i \log P_i,$$

где P_i — вероятность орбит групп автоморфизмов графа X .

Недостатками такого критерия является то, что он не учитывает наличие «узких» мест в структуре и, кроме того, коли-

чество топологической информации не является аналогией количеством информации, понимаемому в теории связи.

Покажем, что используя в качестве критерия оценки сложности структуры «рассеивания» значимости вершин графа от среднего значения, можно избавиться от указанных недостатков.

Для решения поставленной задачи в качестве математической модели графа структуры используем матрицу смежности графа. Обозначим через a_{ij} число ребер, соединяющих вершины i, j . Квадратная матрица $\|a_{ij}\|$ с n строками и n столбцами будет матрицей смежности графа G ; a_{ij} — элемент матрицы, стоящий на пересечении i -й строки и j -го столбца; $A_i = (a_{i1}, a_{i2}, \dots, a_{in})$ — i -я вектор-строка; $A_j = (a_{1j}, a_{2j}, \dots, a_{nj})$ — j -й вектор-столбец.

Первым шагом при решении задачи является определение рангов всех вершин графа. Под рангом в теории структур понимают число всех однозвенных и двухзвенных путей, связывающих данный элемент с другими. В этом случае ранг (R) i -го элемента определяется как сумма элементов i -й строки матрицы

$$R = A + A^2. \quad (1)$$

Такое определение ранга достаточно простое, но учитывая одно- и двухзвенные пути, оно является недостаточно полным. В связи с этим ранг целесообразно определить как

$$R(i) = \lim_{k \rightarrow \infty} R_k^i = \lim_{k \rightarrow \infty} \frac{d^i(k)}{d^1(k) + d^2(k) + \dots + d^n(k)}, \quad (2)$$

где $d^{(i)}(k)$ — количество путей длины k , идущих от элемента i .

Вычисление $R(i)$ по формуле (2) — задача для ручного счета трудоемкая, поэтому целесообразно применять ЭВМ, воспользовавшись стандартной программой, так как вектор $\vec{R}_k = (R_k^1, R_k^2, \dots, R_k^n)$ стремится согласно теореме Перрона — Фробениуса к одному из собственных векторов матрицы смежности A .

На втором шаге решения задачи определяется значимость вершин графов, которая является нормированным значением ранга

$$Z_i = \frac{R(i)}{\sum_{i=1}^n R(i)}. \quad (3)$$

Теперь, зная общее количество вершин графа n , можно определить среднее значение значимости $\bar{Z} = \frac{1}{n}$ и вычислить «рассеивание» значимости в структуре

$$D = \sum_{i=1}^n (\bar{Z} - Z_i)^2 P_i. \quad (4)$$

Так как структура графа задана, то P_i всегда равна единице. Чем больше значение D , тем сложнее структура.

Граф	Количество структурной информации	Матрицы смежности	Значимость вершин	D																									
		<table> <tr><td></td><td>1</td><td>2</td><td>3</td><td>4</td></tr> <tr><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td></td><td>1</td></tr> <tr><td>2</td><td>1</td><td>1</td><td></td><td></td></tr> <tr><td>3</td><td></td><td></td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>4</td><td>1</td><td></td><td>1</td><td>1</td></tr> </table>		1	2	3	4	1	1	1		1	2	1	1			3			1	1	4	1		1	1	$z_1 = z_4 = 0,3$ $z_2 = z_3 = 0,2$	0,52
	1	2	3	4																									
1	1	1		1																									
2	1	1																											
3			1	1																									
4	1		1	1																									
	1,19	<table> <tr><td></td><td>1</td><td>2</td><td>3</td><td>4</td></tr> <tr><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>2</td><td>1</td><td>1</td><td></td><td></td></tr> <tr><td>3</td><td>1</td><td></td><td>1</td><td></td></tr> <tr><td>4</td><td>1</td><td></td><td></td><td>1</td></tr> </table>		1	2	3	4	1	1	1	1	1	2	1	1			3	1		1		4	1			1	$z_1 = 0,37$ $z_2 = z_3 = z_4 = 0,21$	1
	1	2	3	4																									
1	1	1	1	1																									
2	1	1																											
3	1		1																										
4	1			1																									
	1,5	<table> <tr><td></td><td>1</td><td>2</td><td>3</td><td>4</td></tr> <tr><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>2</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td></td></tr> <tr><td>3</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>4</td><td></td><td></td><td>1</td><td>1</td></tr> </table>		1	2	3	4	1	1	1	1	1	2	1	1	1		3	1	1	1	1	4			1	1	$z_1 = z_2 = 0,26$ $z_3 = 0,32$ $z_4 = 0,16$	0,79
	1	2	3	4																									
1	1	1	1	1																									
2	1	1	1																										
3	1	1	1	1																									
4			1	1																									
	0	<table> <tr><td></td><td>1</td><td>2</td><td>3</td><td>4</td></tr> <tr><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td></td></tr> <tr><td>2</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td></td></tr> <tr><td>3</td><td></td><td>1</td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>4</td><td>1</td><td></td><td>1</td><td>1</td></tr> </table>		1	2	3	4	1	1	1	1		2	1	1	1		3		1	1	1	4	1		1	1	$z_1 = z_2 = z_3 = z_4 = 0,25$	0
	1	2	3	4																									
1	1	1	1																										
2	1	1	1																										
3		1	1	1																									
4	1		1	1																									
	0	<table> <tr><td></td><td>1</td><td>2</td><td>3</td><td>4</td></tr> <tr><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>2</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>3</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>4</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td></tr> </table>		1	2	3	4	1	1	1	1	1	2	1	1	1	1	3	1	1	1	1	4	1	1	1	1	$z_1 = z_2 = z_3 = z_4 = 0,25$	0
	1	2	3	4																									
1	1	1	1	1																									
2	1	1	1	1																									
3	1	1	1	1																									
4	1	1	1	1																									

Проиллюстрируем наше утверждение на примере (таблица), взятом из работы [1].

После нормировки полученных значений D для первого графа имеем $D_1' = 0,52$, для которого — $D_2' = 1$, для третьего — $D_3' = 0,79$, для четвертого — $D_4' = 0$ и для пятого — $D_5' = 0$.

По сравнению со значениями, полученными в работе [1], произошло перераспределение в количественной оценке структурной сложности второго и третьего графов. По предложенному критерию на первое место по сложности вышел второй граф. Физическая трактовка этого перераспределения очевидна, так как исключение вершины 1 из второго графа приводит к его полному расчленению.

Вероятно, возможны случаи, когда полностью отдать предпочтение какому-либо критерию затруднительно. При этом целесообразно воспользоваться следующими выражениями:

$$K = \frac{J_g + K_c D}{1 + K_c} \text{ или } K' = \frac{D + K_c J_g}{1 + K_c},$$

где $K_c = [0-1]$ — коэффициент соответствия. Очевидно, что при $K_c = 0$ берется в чистом виде один из критериев. При $K_c = 1$ берется среднеарифметическое значение критериев. Критерий K выбирается тогда, когда предпочтение отдается информационной оценке, а критерий K_1 — оценке по «рассеиванию».

Применение предложенного критерия сложности структуры и производных критериев позволяет на своей основе более гибко подойти к вопросу интегральной оценки структуры сложных систем в целом и производить их количественное сравнение.

Список литературы: 1. Нечипоренко В. И. Структурный анализ систем.—М.: Сов. радио, 1977.—211 с. 2. Mowshowitz A. Entropy and the complexity of graphs: I, II, III//Bull. Math. Biophysics.—1968.—30, № 1.—Р. 175—204.

Поступила в редколлегию 29.06.84.

УДК 519.175

А. Р. БЕЛКИН

КОМБИНАТОРНЫЕ МОДЕЛИ СТРУКТУРНОЙ АППРОКСИМАЦИИ

При исследовании сложных технических и биотехнических систем различного рода оказывается, что чрезмерная сложность их структуры, большое количество контуров и обратных связей затрудняют проведение анализа. В этой связи особую актуальность приобретает вопрос о возможности аппроксимации исходной исследуемой системы системой с более простой структурой,

обладающей ее основными свойствами, однако проще поддающейся анализу. Для этих целей обычно выбирается система с иерархической либо квазиерархической структурой; сама же аппроксимация может проводиться на базе структурного упрощения исходной системы.

Поставим исследуемой системе в соответствие ориентированный граф G , вершины которого отвечают ее элементам, а дуги — имеющимся в системе межэлементным взаимосвязям. Тогда целью подобного упрощения может быть либо полное устранение контуров из графа системы (приведение к иерархическому виду), либо такое частичное их устранение, что полученный в итоге граф допускает разбиение на определенное число бикомпонент (компонент сильной связности), частично упорядоченных между собой, так что в системе удастся произвести декомпозицию (приведение к квазиерархическому виду). Для достижения требуемой степени упрощения могут быть использованы следующие средства преобразования графа системы: удаление, добавление или переориентация дуг; удаление или добавление вершин с исключением, заменой или добавлением инцидентных дуг; стягивание подграфов с объединением вершин и дуг; замена вершины подграфом (расщепление вершин); удаление или добавление подграфа (с возможной заменой исключаемых дуг).

Вообще говоря, удаление, добавление или стягивание вершин, а тем более целых подграфов, представляются операциями, вносящими в исходную структуру большие искажения, чем операции с отдельными дугами [1]. В связи с этим в данной работе методы аппроксимации, использующие операции над вершинами и подграфами, рассматриваться не будут.

Введем в рассмотрение следующие базовые классы структур:

1) иерархическую структуру R (задаваемую произвольным орграфом без контуров), в том числе как частные случаи: линейную структуру C (порождаемую произвольной цепочкой); древесную структуру T (порождаемую произвольным ориентированным деревом); решеточную структуру P (порождаемую произвольным двухполюсным параллельно-последовательным графом;

2) слоистую структуру S .

В слоистых структурах множество вершин V разбито на непересекающиеся слои $V = \bigcup_i V_i$; $V_i \cap V_j = \emptyset$, причем дуги из вершин, лежащих ниже слоев в вершины верхних слоев, отсутствуют (так что контуры допускаются внутри слоев).

Введенные структуры изображены на рис. 1. Для наглядности на нем представлены соответствующие порождающие графы (транзитивные сокращения), сами же базовые структуры могут быть получены из них взятием транзитивного замыкания.

Легко видеть, что приведение системы к иерархическому виду предусматривает аппроксимацию графы G иерархической структурой R (или какими-либо ее частными случаями); а для приведения ее к квазиерархическому виду достаточно осу-

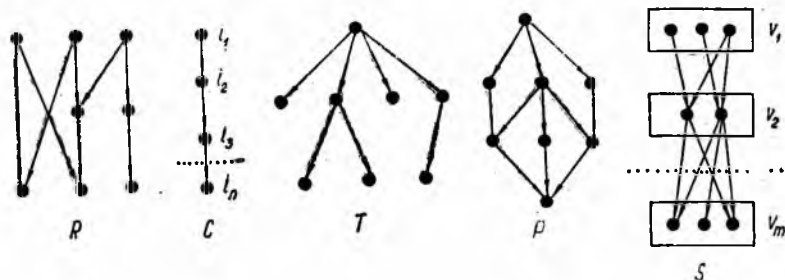


Рис. 1. Базовые типы структур

ществить аппроксимацию графа системы G слоистой структурой S .

Заметим, что осуществляемая аппроксимация вовсе не обязательно представляет собой одномоментное преобразование исходного графа G в некоторый граф желаемого вида, но может быть осуществлена в виде цепочки последовательно выполняемых преобразований, в ходе которых исходный граф поэтапно, минуя ряд промежуточных аппроксимирующих структур, преобразуется к финальной аппроксимирующей структуре. Возможные пути такой последовательной аппроксимации представлены на рис. 2 (звездочкой на нем помечены случаи, когда преобразуется не вся структура в целом, но лишь отдельные ее части).

Как видно из рис. 2, слоистая структура S , отвечающая системе квазиерархического вида, может быть получена из предварительно построенных иерархических структур либо непосредственно из исходного графа G при помощи так называемого последовательного расслоения, в ходе которого исходный граф подвергается первичному расслоению (преобразование $G \rightarrow S$), а затем, при необходимости, полученные слои (подграфы графа G) сами могут подвергаться подобному преобразованию в целях дальнейшего расслоения и т. д. (неоднократность подобной процедуры на рис. 2 подчеркивается пунктирной линией). Иерархическая структура типа R может быть получена непосредственно из исходного графа G , а ее частные случаи T , P , C , — непосредственно из G , а также на основе предварительно построенных структур с меньшей степенью упорядоченности. Наконец, линейная структура C может быть построена и по предварительно полученной слоистой структуре S : каждый слой при этом аппроксимируется по отдельности (преобразования ви-

да $G \rightarrow C$), а затем полученные фрагменты цепочки склеиваются воедино.

Таким образом, процесс преобразования исходного графа в финальную аппроксимирующую структуру оказывается разбитым на ряд последовательно выполняемых этапов, на каждом из которых решается стандартная проблема аппроксимации текущей (т. е. имеющейся в данный момент) структуры наилучшей (в определенном смысле) из некоторого заданного класса. После того, как путь достижения требуемой финальной структуры задан или выбран, а все составляющие его этапы зафиксированы, каждая из этих проблем формализуется в виде комбинаторной оптимизационной задачи о поиске наилучшей структуры из некоторого класса, причем конкретный вид получаемой задачи определяется используемым критерием качества аппроксимации.

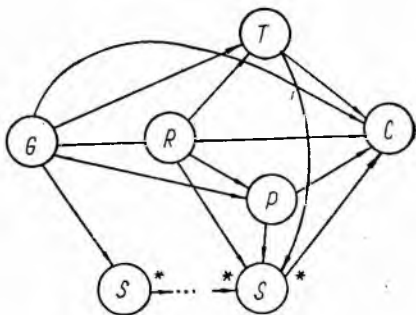


Рис. 2. Возможные пути последовательной аппроксимации

На практике в качестве наилучшей аппроксимирующей структуры обычно выбирается ближайшая из данного класса к текущей; структура из данного класса, обладающая некоторым желательным свойством, либо такая, у которой это свойство выражено наиболее ярко.

В первом случае на множестве всех структур X вводится метрика (или хотя бы псевдометрика) $\rho(x_1, x_2)$ и ставится задача

$$\rho(x, y) \rightarrow \min_{y \in Y}, \quad (1)$$

где x — текущая структура; Y — класс, в котором ищется аппроксимация. Во втором случае, представляющем собой фактически обобщение первого, в классе Y вводится функционал $F(y)$, оценивающий степень проявления желательного свойства, и ставится задача

$$F(y) \rightarrow \max_{y \in Y}. \quad (2)$$

И в том, и в другом случае на искомую наилучшую структуру могут быть наложены дополнительные ограничения (например, на число и мощность слоев и т. п.), при этом множество Y соответственным образом сужается.

Для конкретизации вида функционалов в задачах (1), (2) обозначим через n число элементов системы и введем в рассмотрение взвешенную матрицу смежности $A = \|a_{ij}\|_{n \times n}$, произвольный элемент которой неотрицателен и описывает интенсив-

ность связи между элементами i и j в системе (т. е. взвешивает дугу $(i, j) \in G$; $\forall (i, j) \notin G, a_{ij} = 0$). Тогда на множестве взвешенных графов можно ввести обычную метрику хэммингова типа:

$$\rho(G_1, G_2) \triangleq \sum_{i,j} |a_{ij}^{(1)} - a_{ij}^{(2)}|, \quad (3)$$

обозначая через $a_{ij}^{(1)}$ и $a_{ij}^{(2)}$ элементы взвешенных матриц смежности графов G_1 и G_2 соответственно.

Изучим подробнее некоторые конкретные модели аппроксимации применительно к практически наиболее интересным преобразованиям $G \rightarrow C$, $G \rightarrow T$, $G \rightarrow P$, $G \rightarrow R$, $G \rightarrow S$.

1. Модели наибольшего согласования (равномерная аппроксимация). Пусть G — некоторая структура со взвешенной матрицей смежности $A = \|a_{ij}\|_{n \times n}$. Структуру L назовем согласованной с G , если веса ее дуг l_{ij} выбраны следующим образом:

- если дуга $(i, j) \in L$ входит также в G , то $l_{ij} = a_{ij}$;
- если дуга $(i, j) \in L$ не входит в G , то $l_{ij} = 0$.

Легко видеть, что для любой структуры L_0 , отличающейся от L лишь весами дуг, имеет место

$$\rho(G, L_0) \geq \rho(G, L) = \sum_{(i,j) \in U_G \setminus U_L} a_{ij}, \quad (4)$$

где метрика ρ понимается в смысле (3), а U_G и U_L — множества дуг графов G и L соответственно. Таким образом, ближайшая к G структура всегда оказывается согласованной с G , так что с учетом (4) задача (1) с функционалом вида (3) переходит в

$$\sum_{(i,j) \in U_G \cap U_L} a_{ij} \rightarrow \max_{L \in Y_G \subseteq Y} \quad (5)$$

(Y_G — множество согласованных структур требуемого вида), т. е. в задачу о поиске наиболее согласованной структуры. Функционал в (5) при этом естественно интерпретируется, как оценка согласованности структуры L со структурой G .

Модели наибольшего согласования представляются весьма естественными для формализации рассматриваемых преобразований и изучены достаточно широко. Так, при поиске наиболее согласованной линейной структуры (преобразование $G \rightarrow C$), записывая произвольное линейное упорядочение в виде кортежа $\bar{i} = (i_1, i_2, \dots, i_n)$, несложно заметить, что (5) переходит в

$$\sum_{s=1}^{n-1} \sum_{t=s+1}^n a_{i_s i_t} \rightarrow \max_{\langle \bar{i} \rangle}, \quad (6)$$

т. е. в задачу об отыскании одновременной перестановки строк и столбцов матрицы A , максимизирующей сумму наддиагональных элементов получаемой матрицы. Такая задача, обычно называемая задачей о наилучшей приближенной триангуляции матрицы A , подробно исследована в работе [2].

Преобразования $G \rightarrow T$ и $G \rightarrow P$ аналогичным образом формализуются в виде задач о поиске наиболее согласованных древесных или решеточных структур, а поиск наиболее согласованной иерархической структуры общего вида (преобразование $G \rightarrow R$) сводится к известной теоретико-графовой проблеме о разрыве всех контуров вследствие удаления подмножества дуг минимального суммарного веса, формально эквивалентной (6).

Для преобразования $G \rightarrow S$ также может быть поставлена задача о поиске наиболее согласованной слоистой структуры (обычно при ограничениях на мощность и число слоев). Если записать произвольное упорядоченное разбиение множества V в виде кортежа $W = (V_1, V_2, \dots, V_m)$, то возникает задача вида

$$\sum_{i=1}^{m-1} \sum_{j=i+1}^m \sum_{s \in V_i} \sum_{t \in V_j} a_{st} \rightarrow \max_{W \in W_{ml}}, \quad (7)$$

где W_{ml} — множество упорядоченных разбиений V на m слоев (в каждом из которых не более l элементов). Задача (7), обычно называемая задачей о наилучшей приближенной блочной триангуляции матрицы A , предусматривает поиск такой одновременной перестановки и агрегирования строк и столбцов матрицы A , чтобы сумма элементов наддиагональных блоков была максимально возможной. Эта задача представляет собой дальнейшее обобщение (6) и рассматривается в [3, 4].

Задачи типа (6), (7) и им подобные представляют собой NP — трудные экстремальные проблемы, практически сложные для решения даже при относительно небольших значениях n . Описываемые в [2, 3] алгоритмы, опирающиеся на метод ветвей и границ, позволяют достаточно быстро находить оптимальное решение вплоть до $n \sim 25-30$, при большем числе элементов целесообразно использовать приближенные методы [4].

2. Модели наибольшего сцепления (ближних связей). В модели наибольшего согласования все дуги из $U_G \cap U_L$ равноправны и вклад каждой из них в функционал — показатель качества аппроксимации — определяется только ее собственным весом и не зависит от того, какие вершины она соединяет (равномерная аппроксимация). Для данных типов преобразований могут быть рассмотрены модели неравномерной аппроксимации, в которых учитываемым дугам уделяется неравное внимание.

В моделях наибольшего сцепления учитываются только дуги, соединяющие вершины, которые находятся на соседних уровнях иерархии или в соседних слоях (ближние связи), прочие же дуги рассматриваемой аппроксимирующей структуры игнорируются. Чтобы отыскать наиболее сцепленную линейную структуру, необходимо решить задачу

$$\sum_{i=1}^{n-1} a_{i, i+1} \rightarrow \max_{\{I\}} \quad (8)$$

(внешне схожую с известной задачей о максимальном гамильтоновом пути); для наиболее сцепленной слоистой структуры возникает задача

$$\sum_{t=1}^{m-1} \sum_{s \in V_t} \sum_{i \in V_{t+1}} a_{st} \rightarrow \max_{w \in W_{ml}} \quad (9)$$

Обе эти задачи практически весьма сложны. Модели максимального сцепления для остальных рассматриваемых преобразований могут быть построены аналогично.

3. Модели дальних связей. Модели этой группы исходят из прямо противоположного предыдущему принципу, предусматривающего примат дальних связей над ближними и уделяющего преимущественное внимание «самым дальним» связям. Применительно к преобразованию $G \rightarrow C$ модель дальних связей приводит к задаче

$$\sum_{s=1}^{n-1} \sum_{t=s+1}^n (t-s) a_{st} \rightarrow \max_{\langle I \rangle} \quad (10)$$

которая является NP -трудной и подробно исследована в работе [5]. «Физический» смысл модели (10) достаточно прозрачен: чем дальше друг от друга в линейной структуре отстоят вершины i и j , тем большей несогласованностью со структурой G считается ситуация, когда дуга $(i, j) \in G$ в линейной структуре отсутствует или направлена в противоположную сторону, так что функционал в (10) особо высоко оценивает линейные структуры, дальние связи которых хорошо согласованы с G . Оптимизационные задачи для преобразований вида $G \rightarrow T$, $G \rightarrow P$, $G \rightarrow R$ или $G \rightarrow S$ имеют аналогичный, хотя и более громоздкий вид.

Приведенный перечень наиболее естественных моделей аппроксимации не является исчерпывающим и при необходимости может быть пополнен. Выбор конкретной модели, в рамках которой абстрактная проблема о наилучшей аппроксимации переводится в более или менее стандартную задачу комбинаторной оптимизации, должен определяться многими факторами, в первую очередь, содержательными соображениями о характере взаимодействия между элементами аппроксимируемой системы.

Список литературы: 1. Белкин А. Р. Некоторые подходы к упрощению структуры сложных систем.—М., 1983.—С. 84—86. Деп. в ВИНТИ 01.11.83, № 5927—83. 2. Белкин А. Р. Приближенная триангуляция матриц в задачах ранжирования и обработки межотраслевого баланса/Изв. АН СССР. Техн. кибернетика.—1981.—№ 1.—С. 26—31. 3. Белкин А. Р., Леонов В. Ю. Приближенная блочная триангуляция и диагонализация матриц методом ветвей и границ.—М., 1984.—С. 186—191.—Деп. в ВИНТИ 28.08.84, № 6028—84. 4. Белкин А. Р. Применение теории графов к анализу и оптимизации функционирования одного класса сложных систем: Дис. ... канд. физ.-мат. наук.—М.—1981.—200 с.—Машинопись. 5. Kano M., Sakamoto A. Ranking the

Поступила в редколлегию 11.08.85.

УДК 681.324

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

ОБ ОДНОМ ОБОБЩЕНИИ МЕТОДА ОБНАРУЖЕНИЯ ТУПИКОВ В ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМАХ

Для обработки больших потоков информации в современных радиотехнических системах широко используется вычислительная техника. Однако при одновременном доступе множества процессов к общим ресурсам в таких системах возникают так называемые тупиковые ситуации, или тупики [1]. Ни один из процессов, вовлеченных в эту ситуацию, не может продолжаться из-за ожидания определенных ресурсов, захваченных другими процессами, которые, в свою очередь, находятся в аналогичном положении. Несмотря на кажущуюся простоту данного явления, системы, в которых могут возникать тупиковые ситуации, изучены недостаточно, а известные методы борьбы с ними не всегда эффективны.

В работах [2, 3] предложены способы обнаружения тупиковых ситуаций, которые позволяют выявлять максимальное множество процессов, попавших в тупик. Работа [4] посвящена разработке алгоритма обнаружения всех множеств процессов, попавших в тупик, при условии, что все ресурсы имеют единичную емкость. В работе [5] предложен более эффективный алгоритм.

Цель данной работы — обобщение алгоритма обнаружения тупиковых ситуаций [5] на случай ресурсов неединичной емкости.

Состояние вычислительной системы (ВС) будем изображать двудольным ориентированным графом G , множество вершин которого разбито на два непересекающихся подмножества: множества вершин для представления процессов $P = \{p_1, p_2, \dots, p_l\}$ и множества вершин для представления ресурсов $R = \{r_1, r_2, \dots, r_m\}$. При этом каждый тип ресурса состоит из e_j единиц, т. е.

$$r_j = \bigcup_{k=1}^{e_j} r_j^k,$$

где r_j^k — k -я единица ресурса j -го типа. Все ресурсы одного типа считаются эквивалентными.

Каждое ребро d соединяет вершину из множества P с вершиной из множества R . Обозначим $d = (p_i, r_j)$ — ребро запроса от процесса p_i на единицу ресурса r_j . Предполагается, что запросы, в соответствии с установленной дисциплиной обслуживания, удовлетворяются последовательно и немедленно, если свободна хотя бы одна единица запрашиваемого ресурса. Если $d = (r_j^k, p_i)$, то d есть ребро распределения, указывающее на факт назначения k -й единицы ресурса r_j процессу p_i .

Введем матрицы запросов и распределений, обозначаемые соответственно Z и W :

$$Z = \|z_{ij}\|, \quad W = \|w_{ji}^k\|.$$

Здесь $z_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если процесс } p_i \text{ запрашивает ресурс } r_j; \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases}$
 $w_{ji}^k = \begin{cases} 1, & \text{если } k\text{-я единица ресурса } r_j \text{ распределена} \\ & \text{процессу } p_i; \\ 0 & \text{в противном случае.} \end{cases}$

Матрицы Z и W такие же, как и в работе [5], однако в данном случае матрица распределений для каждого типа ресурса r_i содержит k -строк (по числу единиц ресурса).

Процедуру одновременного вычеркивания j -й строки (столбца) матрицы Z и j -го столбца (строки либо группы строк) матрицы W назовем операцией усечения, которая проводится только с нулевыми строками и столбцами [5].

Введем некоторые дополнительные понятия и определения.

Проходной называется вершина, которая инцидентна по крайней мере одному входящему и одному выходящему ребру.

Утверждение 1. Если вершина процесса либо ресурса непроходная, то данная вершина в тупик вовлечена не будет.

Утверждение очевидно, поскольку непроходная вершина никогда не войдет в цикл [1].

Лемма 1. Если возможна операция усечения хотя бы одной строки (матрицы распределений), отвечающей одной единице ресурса k -го типа, то возможна операция усечения и всех строк, отвечающих ресурсу этого типа.

Доказательство. Пусть произведена операция усечения одной единицы ресурса k -го типа. Тогда все имеющиеся запросы к данному типу ресурса перераспределяются на освободившуюся вершину единицы ресурса. В результате все вершины ресурса k -го типа становятся непроходными и, в силу утверждения 1, в тупик вовлечены не будут. Следовательно, возможна операция усечения k -го типа ресурса. Лемма 1 доказана.

Теорема. Если после проведения возможных операций усечения в матрице Z осталось l ($l \geq 1$) строк и k ($k > 1$) столбцов, то в ВС, описываемой графом G , есть тупик.

Доказательство.

1. Пусть операция усечения невозможна. Тогда каждая вершина графа G инцидента входящему и выходящему ребрам (одному или более). Следовательно, вершины процессов имеют ребра владений и ребра запросов и все являются заблокированными, поскольку вершины ресурсов также имеют ребра распределений и ребра запросов и не имеют свободных единиц ресурсов. В этом случае, как бы мы не перераспределяли ребра запросов к типу ресурса между единицами ресурса данного типа, все они будут находиться в одном или нескольких циклах. Отсюда вытекает, что в системе имеется глобальная тупиковая ситуация, т. е. все процессы, находящиеся в системе, взаимно заблокировались по всем ресурсам.

2. Пусть операция усечения возможна. Если после всех осуществленных операций усечения матрица Z не исчезнет, то к соответствующему подграфу G' (возможно, нескольким подграфам), который описывается оставшимися подмножествами P' и R' , применимо рассуждение п. 1. Следовательно, в ВС, описываемой графом G , есть локальная тупиковая ситуация (одна или несколько).

3. Пусть операции усечения привели к полному вычеркиванию строк и столбцов матрицы Z . В этом случае тупиковая ситуация отсутствует. Теорема доказана. Из нее вытекает относительно простой алгоритм обнаружения тупиковых ситуаций в вычислительных системах с повторно используемыми ресурсами неединичной емкости.

Сущность алгоритма заключается в одновременном удалении из соответствующих матриц номеров процессов и ресурсов, которые к тупику не приведут.

Обозначим $X = \{1, 2, \dots, n\}$, $Y = \{1, 2, \dots, m\}$. Алгоритм ПМА (параллельного матричного анализа) имеет вид

1. Начало.

2. Запретить ВС модификацию матриц Z и W .

3. Проанализировать матрицу Z .

Если $\exists i, j (i = \overline{1, n}; j = \overline{1, m})$ такие, что $z_{iy} = 0$ и (или) $z_{xj} = 0$, то вычеркнуть их и соответствующие им w_{yi} и (или) w_{jx} .

4. Проанализировать матрицу W .

Если $\exists j, i (j = \overline{1, m}; i = \overline{1, n})$ такие, что $w_{jx}^* = 0$ и (или) $w_{yi} = 0$, то вычеркнуть их (для w_{jx}^* вычеркнуть w_{jx} , т. е. все e_j -строки) и соответствующие им z_{xj} и (или) z_{iy} .

5. Если матрицы Z и W не вычеркнуты и операции усечения провести возможно, то перейти к п. 3, в противном случае — к п. 6.

6. Если матрицы Z и W не вычеркнуты, но операций усечения провести нельзя, то — тупик. Перейти к п. 8 иначе — к п. 7.

7. Если матрицы Z и W вычеркнуты, то тупика нет.

8. Конец.

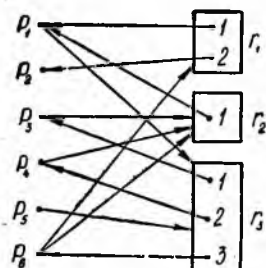
Номера процессов и ресурсов, вовлеченных в тупик, определяются по номерам невычеркнутых строк и столбцов матриц Z и W .

Пример. $P = \{p_1, p_2, \dots, p_6\}$. $R = \{r_1, r_2, r_3\}$. При этом $e_1 = 2$, $e_2 = 1$, $e_3 = 3$. Граф состояния системы изображен на рисунке. Матрицы запросов Z и распределений W имеют вид

$$Z = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{vmatrix} \quad W = \begin{vmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{vmatrix}$$

Для анализа состояния системы применим алгоритм ПМА.

В результате анализа матрицы запросов Z (п. 3 алгоритма ПМА) вычеркивается вторая строка и соответствующий ей второй столбец матрицы распределений W . На следующем этапе (п. 4 алгоритма ПМА) анализируется матрица распределений W . В ней вычеркивается пятый столбец, а также вторая и первая строка и соответственно пятая строка и первый столбец матрицы Z . В результате выполнения п. 6 алгоритма ПМА в вычислительной системе фиксируется тупиковая ситуация. В тупик вовлечены 1, 3, 4, 6-й процессы по второму и третьему ресурсам.



Граф состояния распределения ресурсов вычислительной системы

Список литературы: 1. Шоу А. Логическое проектирование операционных систем.—М.: Мир, 1981.—360 с. 2. Hack M. Analysis of production schemata by Petri nets.—MIT, Master Sci., 1972.—120 p. 3. Holt R. C. Some deadlock properties of computer//Comput. Surv. ACM.—1972.—4, № 3.—Р. 31—37. 4. Зиновьев Э. В., Стрекалов А. А. Обнаружение тупиковых ситуаций при взаимодействии информационных процессов в вычислительных сетях//Автоматика и вычислительная техника.—1981.—№ 3.—С. 11—17. 5. Акмурзин В. В., Герасименко В. В., Фильштинский В. А. Об одном методе обнаружения тупиков в вычислительных системах.//Пробл. бионики.—1986.—Вып. 37.—С. 47—51.

Поступила в редколлегию 15.05.85.

Н. Г. ЛЫСЕНКО, канд. техн. наук, Г. Ф. КРИВУЛЯ

СИНТАКСИС И СЕМАНТИКА ПОРОЖДАЮЩЕЙ И РАСПОЗНАЮЩЕЙ ГРАММАТИК ДВУХОСНОВНОЙ АЛГЕБРЫ ПРЕДИКАТА

В работе [1] предлагается двухосновная алгебра предиката и алгоритм построения кратчайшей д. н. ф. Алгоритм построения кратчайшей д. н. ф. предикатов двухосновной алгебры предиката в нормальной форме Бэкуса представляет:

$$\langle \text{предложение} \rangle ::= \langle \text{слово} \rangle \mid \langle \text{слово} \rangle_1 \dots \langle \text{слово} \rangle_n;$$

$$\langle \text{слово} \rangle_1 \text{ несвязано со } \langle \text{слово} \rangle_n;$$

$$\langle \text{слово} \rangle ::= \langle \text{слог} \rangle \mid \langle \text{слог} \rangle_1 \dots \langle \text{слог} \rangle_k;$$

$$\langle \text{слог} \rangle ::= \langle \subseteq \text{символ} \rangle \mid \langle \supseteq \text{символ} \rangle \mid \langle \subseteq \supseteq \text{символ} \rangle;$$

$$\langle \text{символ} \rangle ::= \langle \text{конституэнта кратчайшей д. н. ф.} \rangle.$$

Двухосновная алгебра предиката порождает множество всевозможных грамматик. В данной работе рассматриваются лишь грамматики, однозначно определяемые двухосновной алгеброй предиката и выше указанным алгоритмом.

Синтаксис и семантика порождающей грамматики. По отношению к нетерминальным символам (предложение, слово, слог) алгоритм построения кратчайшей д. н. ф. является синтаксисом некоторой грамматики, поскольку существует произвол, например, задания предложения словами. Выясним алгебраическую структуру такой грамматики. Все формулы данного языка истинные, поскольку строятся лишь по области, где функция принимает значение «1» и представима в виде кратчайшей д. н. ф. предикатов X^c «узнавания» проекции сегмента S на переменную X благодаря наличию алгоритма построения кратчайшей д. н. ф. Объектная область языка определяется объектом, описываемым данной грамматикой так, что для N -мерного объекта каждому из $(N - 1)$ сортов сопоставляется двумерное пространство $X_1 \times X_N$.

Таким образом, проблема построения кратчайшей д. н. ф. многомерного объекта не возникает вообще, так как строятся кратчайшие д. н. ф. лишь двумерных проекций. Минимальное множество функциональных символов языка определяется сигнатурой операций порождающей двухосновной алгебры предиката и состоит из логических операций $\vee$ и $\wedge$, необходимых для записи предложения в д. н. ф., и теоретико-множественных операций $\cup$ и $\cap$, необходимых для задания порядка слов, слогов, символов. По способу задания правильных цепочек (кратчайших д. н. ф. предикатов) грамматика данного языка относится к порождающим и отличается от последних тем, что

список элементов алфавитов и схема грамматики являются продукциями процесса построения правильной цепочки.

Схема грамматики представляет собой дерево синтаксического анализа. Максимальные вершины этого дерева-вывода являются терминальными символами (конституэнтами) правильной цепочки (кратчайшей д. н. ф. предикатов) с разбивкой по слогам. Максимальные вершины дерева — продолжение вершин слогов. Вершины слогов — продолжение вершин слов. В свою очередь, вершины слов — продолжение одной вершины — корня дерева (предложения). Эта схема грамматики является древовидной формой табличной модели объекта (любое множество представимо списком, сетью, деревом).

Такое представление позволяет решить «проблему минимизации описания объекта без существенной потери информации» [2] при наличии одинаковых слов в предложении, одинаковых слогов в одном слове и разных словах предложения, одинаковых символов в пределах всего предложения и просто за счет перечисления только единичных элементов разреженного множества и групп единичных элементов, объединенных в символ, при большой «скученности» элементов множества. Такая минимизация описания объекта находится в полном соответствии с идеей структурного объединения «грубой локальной» (описание нетерминальными символами) с набором «точных локальных» (описание терминальными символами) моделей, предложенной в [3]. Забегая вперед, отметим, что при представлении схемы грамматики множеством деревьев возможен еще больший эффект минимизации при наличии аналогичных фрагментов между разными деревьями. Можно доказать неуменьшаемость этой грамматики, соответствующей конкретному объекту, по отношению к данному объекту исходя из минимальности числа символов, слогов и слов.

Неуменьшаемую грамматику можно поставить в соответствие как обычному конечному множеству, так и конечному нечеткому множеству путем присвоения степени принадлежности каждого символа объединенного алфавита интервалу граничных значений своих параметров.

Определение. Образом объекта называется неуменьшаемая грамматика двухосновной алгебры предиката.

Это определение находится в полном согласии с требованием [4]: понятие «образ» в распознавании зрительных изображений должно быть в такой же степени обобщением формального языка, в какой понятие нечеткого множества обобщает простое понятие множества.

Синтаксис и семантика распознающей грамматики. В двухосновной алгебре предиката правильной цепочкой является любая кратчайшая д. н. ф. предикатов. Каждая из порождающих грамматик своей схемой вносит дополнительные ограничения на правильность цепочки. Сформулируем две ос-

новые задачи распознающей грамматики: выяснение принадлежности д. н. ф. любой из имеющихся в наличии порождающих грамматик (задача синтаксического анализа); выявление порождающей грамматики, которой принадлежит д. н. ф. (задача распознавания образа).

Согласно данной формулировке основных задач распознающей грамматики ее схема (в первом приближении) должна представлять собой объединение схем порождающих грамматик интересующих объектов. Задача распознавания образов может быть решена путем присвоения каждому корню имени соответствующей порождающей грамматики. Алгебраическая структура распознающей грамматики во всем остальном аналогична алгебраической структуре порождающей грамматики.

Метод группового учета аргументов как метод синтаксического анализа. Итак, двухосновой алгеброй предиката и алгоритмом построения кратчайшей д. н. ф. создается порождающая грамматика конкретного объекта, а затем дерево вывода этой грамматики сравнивается с деревьями вывода распознающей грамматики. Совершенно очевидно, что при прочих равных условиях совпадение вершин более высокого уровня важнее в определении принадлежности дерева соответствующей порождающей грамматике. Таким образом, сравнение деревьев необходимо вести разверткой, т. е. от корня к максимальным вершинам.

Синтаксический анализ разверткой можно ускорить как распараллеливанием его процесса, так и иерархической классификацией деревьев по следующим признакам, вытекающим из структуры дерева: модель грамматики (сопоставление символам языка «настоящих» объектов); число предложений текста (размерность объекта); число слов в каждом предложении; число слогов в каждом слове; число символов в каждом слоге.

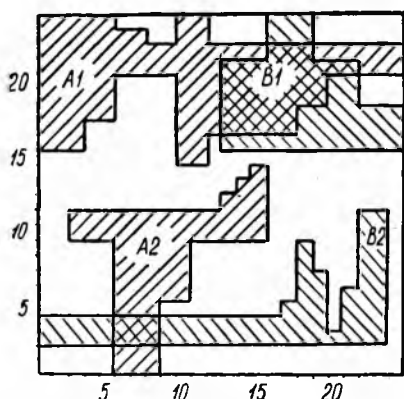
Нетрудно заметить, что указание этих признаков позволяет сократить число деревьев, претендующих на эквивалентность анализируемой кратчайшей д. н. ф. Данные признаки являются признаками анализа по вертикали методом группового учета аргументов (МГУА) [5] в отличие от параметров линейного преобразования символов объединенного алфавита в минимальный терминальный символ (симметрия, угол, сдвиг, масштаб) — признаков МГУА по горизонтали. Критерием отбора и по вертикали, и по горизонтали является максимальное значение функции принадлежности по всем претендентам, определяемое как суммарная величина всех степеней принадлежности символов объединенного алфавита кратчайшей д. н. ф. вершинам дерева каждого претендента.

Анализ образов. Представление объекта неуменьшаемой порождающей грамматикой решает задачу синтеза образа. В приведенной выше распознающей грамматике возможно решение задачи анализа образов. В данной работе приводится

лишь одна простейшая операция пересечения образов. Суть операций над образом заключается в замене операции над элементами множества операциями над символами объединенного алфавита образа. В качестве примера рассмотрим пересечение множеств A и B , каждое из которых состоит из двух несвязных подмножеств (рисунок) соответственно $A1, A2$ и $B1, B2$. С помощью алгоритма построения кратчайших д. н. ф. предикатов строим схемы неуменьшаемых порождающих грамматик A и B :

$$\begin{aligned} A &= A1 \cup A2; \\ A1 &= A11 \cup A12; \\ A2 &= A21 \cup A22; \\ A11 &= A111 \cup A112 \cup A113 \cup A114; \\ A12 &= A121 \cup A122 \cup A123 \cup A124; \\ A21 &= A211 \cup A212 \cup A213; \\ A22 &= A221 \cup A222 \cup A223. \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} B &= B1 \cup B2; \\ B1 &= B11; \\ B2 &= B21 \cup B22; \\ B11 &= B111 \cup B112 \cup B113; \\ B21 &= B211 \cup B212 \cup B213 \cup B214; \\ B22 &= B221 \cup B222. \end{aligned}$$



Грубое описание нетерминальных символов $A - A22$, $B - B22$ и точное описание терминальных символов $A111 - A223$, $B111 - B222$ признаками горизонтального анализа (линейного преобразования в минимальный терминальный символ), опустив преобразование симметрии и вращения, выполним в терминах описания массивов на языке ПЛ/1 с указанием вначале индекса по вертикали, а затем по горизонтали:

Перемножение множеств A и B на уровне структур

$$\begin{aligned} A &\rightarrow (1:24, 1:24); \\ A1 &\rightarrow (15:24, 1:24); \\ A2 &\rightarrow (1:14, 3:15); \\ A11 &\rightarrow (16:24, 1:24); \\ A12 &\rightarrow (15:24, 10:19); \\ A21 &\rightarrow (1:11, 3:15); \\ A22 &\rightarrow (10:13, 14:15); \\ A111 &\rightarrow (16:24, 1:3); \\ A211 &\rightarrow (1:11, 6:8) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} B &\rightarrow (3:24, 1:24); \\ B1 &\rightarrow (16:24, 13:24); \\ B2 &\rightarrow (3:11, 1:23); \\ B11 &\rightarrow (16:24, 13:24); \\ B21 &\rightarrow (3:9, 1:23); \\ B22 &\rightarrow (3:11, 21:23); \\ B111 &\rightarrow (16:24, 16:18); \\ B112 &\rightarrow (16:21, 13:21); \\ B212 &\rightarrow (3:3, 1:23) \end{aligned}$$

На первом шаге выполнения процедуры пересечения образов A и B выясняем возможность их пересечения по грубым описаниям корней их деревьев:

$$A \cap B \neq \emptyset, \text{ так как } (3:24, 1:24) \cap (1:24, 1:24) \neq \emptyset. \quad (1)$$

В таком случае есть смысл продолжить анализ возможности

пересечения всех комбинаций вершин продолжения А и В (комбинации слов):

$$A1 \cap B1 \neq \emptyset, \text{ так как } (15:24, 1:24) \cap (16:24, 13:24) \neq \emptyset. \quad (2)$$

$$A1 \cap B2 = \emptyset, \text{ так как } (15:24, 1:24) \cap (3:11, 1:23) = \emptyset, \quad (3)$$

$$A2 \cap B1 = \emptyset, \text{ так как } (1:14, 3:15) \cap (16:24, 13:24) = \emptyset. \quad (4)$$

$$A2 \cap B2 \neq \emptyset, \text{ так как } (1:14, 3:15) \cap (3:11, 1:23) \neq \emptyset. \quad (5)$$

Целесообразно продолжить анализ возможности пересечения всех комбинаций слогов комбинации слов $A1 \cap B1$ и $A2 \cap B2$ (второй и пятый шаг):

$$A11 \cap B11 \neq \emptyset, \text{ так как } (16:24, 1:24) \cap (16:24, 13:24) \neq \emptyset, \quad (6)$$

$$A12 \cap B11 \neq \emptyset, \text{ так как } (16:24, 10:19) \cap (16:24, 13:24) \neq \emptyset, \quad (7)$$

$$A21 \cap B21 \neq \emptyset, \text{ так как } (1:11, 3:15) \cap (3:9, 1:23) \neq \emptyset, \quad (8)$$

$$A21 \cap B22 = \emptyset, \text{ так как } (1:11, 3:15) \cap (3:11, 11:23) = \emptyset, \quad (9)$$

$$A22 \cap B21 = \emptyset, \text{ так как } (10:13, 14:15) \cap (3:9, 1:23) = \emptyset, \quad (10)$$

$$A22 \cap B22 = \emptyset, \text{ так как } (10:13, 14:15) \cap (3:11, 21:23) = \emptyset; \quad (11)$$

Делаем заключение о целесообразности продолжить анализ теперь уже фактического пересечения всех комбинаций символов комбинации слогов 6, 7 и 8-го шагов, результаты которого, как и результаты указанных одиннадцати шагов (за исключением первого), сведены в таблицу со следующим обозначением: пустая клетка — анализ не ведется, нуль — символы не пересекаются, единица — символы возможно пересекаются для нетерминальных символов и однозначно пересекаются для терминальных символов. Общее число нулей и единиц указывает общее число шагов анализа и в данном примере равно сорока семи шагам вместо $24 \times 24 = 576$ операций над элементами множеств А и В.

AB	1	2	11	21	22	111	112	113	211	212	213	214	215
1	1	0											
2	0	1											
11			1										
12			1										
21				1	0								
22				0	0								
111						0	0	0					
112						0	0	0					
113						0	0	0					
114						0	1	1					
121						0	0	0					
122						1	1	1					
123						0	1	1					
211									1	1	0	0	0
212									0	0	0	0	0
213									0	0	0	0	0

Список литературы: 1. Лысенко Н. Г. Двухосновная алгебра предиката // Пробл. бионики, 1984.—Вып. 32.—С. 17—22. 2. Ивахненко А. Г. Самообучающиеся системы распознавания и автоматического управления.—К.: Техніка, 1969.—120 с. 3. Скурихин В. И., Житецкий Л. С., Проценко Н. М. Итеративно-табличные автоматы.—К.: Наук. думка, 1977.—140 с. 4. Шлезингер М. И. Синтаксический анализ двумерных зрительных сигналов в условиях помех // Кибернетика.—1976.—№ 4.—С. 113—130. 5. Ивахненко А. Г. Системы эвристической самоорганизации в технической кибернетике.—К.: Наук. думка. 1970.—372 с.

Поступила в редколлегию 07.07.83.

УДК 681.3:681.5:007

Н. В. АЛИПОВ, канд. техн. наук

СИНТЕЗ ОПТИМАЛЬНЫХ ПОЛИХОТОМИЧНЫХ ВОПРОСНИКОВ ДЛЯ УГАДЫВАНИЯ ЧИСЛА С ЛОЖНЫМИ ОТВЕТАМИ

Решение многих задач теории интеллекта связано с тем, что на основании конечного числа экспериментов требуется выделить объект из конечного множества объектов (узнать букву, элемент, число и т. д. [1]). Каждая из таких задач имеет множество решений, поэтому необходимо найти оптимальное решение. Эта проблема является предметом исследования теории вопросников [2], которая за счет введения общего понятия «вопроса» значительно расширила область приложения другой теории — теории поиска [3]. Однако решение перечисленных задач «...имеется лишь в тех случаях, когда... оптимальные вопросники с очевидностью представляют собой оптимальные деревья. В этом случае «вопросы» можно интерпретировать как свободные от ошибок тесты» [3].

При таких предложениях построение оптимальных вопросников сводится к получению различных обобщений алгоритма Хаффмена. Типичной задачей теории вопросников, сводящейся к известным алгоритмам теории поиска для тестов, свободных от ошибок, является задача угадывания задуманного числа, решение которой связано с синтезом помехоустойчивых устройств поиска.

Практика построения помехоустойчивых устройств поиска и преобразования формы информации требует решения задачи синтеза оптимальных полихотомичных вопросников для угадывания задуманного числа в условиях действия различных возмущающих факторов (ложных ответов). Для такой задачи существует решение одного частного случая: в процессе угадывания допускается один несимметричный ложный ответ; вопросник дихотомичный [4].

Приведем решение задачи для общего случая: в процессе

угадывания допустим более одного симметричного ложного ответа; вопросник — полихотомичный.

Вопросник — это план (алгоритм — совокупность вопросов, задаваемых в определенной последовательности) сложного эксперимента и состоит из шагов. Каждый его j -й шаг заключается в постановке вопроса: какому из полуоткрытых интервалов $\left[\tilde{X}_{q(j-1)}^{j-1}, X_1^j\right)$, или $[X_1^j, X_2^j]$, или, ..., или $\left[X_k^j, \tilde{X}_{q(j-1)+1}^{j-1}\right)$ принадлежит задуманное число X , где $\left[\tilde{X}_{q(j-1)}^{j-1}, \tilde{X}_{q(j-1)+1}^{j-1}\right)$ — полуоткрытый интервал неопределенности относительно X , выделенный на $(j-1)$ -шаге; $X_1^j, X_2^j, \dots, X_k^j$ — натуральные числа (опорные точки), находящиеся в соотношении

$$X_1^j < X_2^j < \dots < X_k^j;$$

k — параметр алгоритма, и получении на него ответа.

При этом если $P\{X \geq X_p^j\} = 1$ и $P\{X \geq X_{p+1}^j\} = 0$, то правильным будет ответ $X \in [X_p^j, X_{p+1}^j]$ (вспомогательной переменной z присваивается значение p), где $p = \overline{1, k-1}$; если $P\{X \geq X_1^j\} = 0$, то правильным явится ответ $X \in [\tilde{X}_{q(j-1)}^{j-1}, X_1^j]$ (переменной z присваивается значение 0); если $P\{X \geq X_k^j\} = 1$, то правильным будет ответ $X \in [X_k^j, \tilde{X}_{q(j-1)+1}^{j-1}]$ (переменной z присваивается значение k).

В результате реализации вопроса исходный интервал неопределенности $\left[\tilde{X}_{q(j-1)}^{j-1}, \tilde{X}_{q(j-1)+1}^{j-1}\right)$ относительно X разбивается на $(k+1)$ -полуоткрытый интервал:

$$\bar{A}_j = \left\{ \left[\tilde{X}_{q(j-1)}^{j-1}, X_1^j\right), [X_1^j, X_2^j], \dots, \left[X_k^j, \tilde{X}_{q(j-1)+1}^{j-1}\right) \right\}.$$

Оптимальным называется вопросник, минимизирующий максимально возможную его длину (количество вопросов, необходимых для распознавания задуманного числа).

Конкретизируем задачу. Будем полагать, что опрашиваемый может давать ложные ответы не более, чем на l соседних шагах вопросника; «пачки» ложных ответов отделены друг от друга не менее, чем H шагами; отвечающий может уменьшать или увеличивать число X не более, чем на a (рассматривается симметричный ложный ответ; a — положительное число); «пачка» ложных ответов формируется только при увеличении или уменьшении X ; неизвестное число X принадлежит интервалу $(0, X_{\max})$.

В теории поиска точки с характерным признаком на отрезке $[0, 1]$ разработаны принципы алгоритмического подавления случайных возмущений, накладываемых на процесс поиска [5—7]. Чтобы их применять при решении задачи синтеза

оптимальных полихотомичных вопросников для угадывания χ с ложными ответами, опишем ее в терминах теории поиска [6].

С этой целью отрезок $[0, 1]$ разобьем на $(X_{\max} + 1)$ равных по длине полуоткрытых интервалов

$$\left[0, \frac{1}{X_{\max} + 1}\right), \left[\frac{1}{X_{\max} + 1}, \frac{2}{X_{\max} + 1}\right), \dots, \left[\frac{k}{X_{\max} + 1}, 1\right)$$

и установим: 0 соответствует первому полуоткрытому интервалу; 1 — второму; ...; $X_{\max}$ — последнему; неизвестное число X — точке $\in x \left[\frac{X}{X_{\max} + 1}, \frac{X + 1}{X_{\max} + 1}\right)$; разбиение $\bar{A}_i$ — разбиению A_i [6].

Вопрос отождествим с экспериментом [6] (они описываются одной и той же системой неравенств, на основании которой формируется множество выходных сигналов $Z = \{0, 1, \dots, k\}$).

Поскольку правило формирования ложных ответов описывает не что иное, как $A_2(a, l, n)$ -последовательность [7] она будет моделировать их формирование.

Первоначально решим задачу синтеза оптимальных полихотомичных вопросников в другой постановке (обратная задача). Будем считать, что максимальная длина вопросника задана (i), необходимо выяснить, какое максимально возможное число может быть угадано за i вопросов с ложными ответами? На основании этого получаем решение прямой задачи.

С учетом последнего значение $(X_{\max} + 1)$ будет зависеть от параметров i и k вопросника. Эту зависимость, как и в теории поиска, обозначим $\psi_i^2(i, k)$.

Описанная интерпретация позволяет сформулировать задачу синтеза оптимальных полихотомичных вопросников в терминах теории поиска точки с характерным признаком на отрезке $[0, 1]$:

область поиска — отрезок $[0, 1]$; координата искомой точки в процессе поиска не изменяется; на этот процесс аддитивно накладывается случайное возмущение, обусловленное действием $A_2(a, l, n)$ -последовательности.

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 Z .

Под действием $A_2(a, l, n)$ -последовательности вместо $z \in Z$ будем наблюдать случайные величины

$$Y_{A_j}[x, A_2(a, l, n), k] = Y_j \in \varphi = \{0, 1, \dots, k\}.$$

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

$$d_i^1 : Y_i \rightarrow A_i^1; \left[\tilde{x}_q^j, \tilde{x}_{q+1}^j\right) \subset A_i^1;$$

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

где $q_j = \overline{0, k}$, $j \leq i$.

Случайные значения Y_j считаются независимыми.

Для заданных параметров $A_2(a, l, n)$ -последовательности и алгоритма с неравенствами $a > 0$; $n > 0$; $l > 0$; $i > 1$; $k \geq 1$ требуется построить помехоустойчивый алгоритм поиска (найти такие d_j^1 , d_j^2 , A_j , A_j^1 и α -наборы), удовлетворяющий (удовлетворяющие) минимаксному критерию оптимальности

$$L_{z_i} = \min_{z_i^0 \in M_1} \max_{x \in [0, 1]} \{l_i(x, z_i^0)\},$$

где M_1 — множество возможных алгоритмов; $l_i(x, z_i^0)$ — длина интервала неопределенности относительно x , полученного на i -м шаге z_i^0 -го алгоритма: $\psi_i^2(i, k) = 1/L_{z_i}$; $h = L_{z_i}$.

Решение задачи синтеза оптимальных алгоритмов поиска точки с характерным признаком в условиях действия $A_2(a, l, n)$ -последовательности осуществим путем исследования конечного числа исходов, возникающих в процессе 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 одного случайного значения Y_j . Подобная ситуация всегда возникает после реализации первого шага алгоритма, а также при выполнении $(j + z_0)$ -го шага, когда $z_0 < l$.

На основании принципа «пересечения» для этих шагов будут иметь место следующие утверждения.

1. Если на первом шаге алгоритма в точках

$$x_1^1, x_2^1, \dots, x_q^1, \dots, x_k^1$$

выполнены эксперименты и получен один из исходов:

а) $x(t_1) < x_1^1$; б) $x(t_1) \in [x_{q-1}^1, x_q^1)$; в) $x(t_1) > x_k^1$, где $q = \overline{2, k}$, $x(t_1) = x + \xi(t_1)$; t_1 — момент начала поиска; $\xi(t_1)$ — случайное возмущение в виде $A_2(a, l, n)$ -последовательности, то новым открытым интервалом неопределенности для исхода а) является $[x_0^{1,1}, x_1^{1,2})$; для исхода б) — $[x_{q-1}^{1,1}, x_q^{1,2})$; для исхода в) — $[x_k^{1,1}, 1)$, которые удовлетворяют соотношениям

$$x_{\beta}^{1,1} = \begin{cases} x_{\beta}^1 - ah, & ah \leq x_{\beta}^1; \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

$$x_{\beta+1}^{1,2} = \begin{cases} x_{\beta+1}^1 + ah, & x_{\beta+1}^1 + ah \leq 1; \\ x_{k+1}^1 & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

$$\beta = \overline{0, k}; \quad x_0^1 = 0; \quad x_{k+1}^1 = 1.$$

2. Если в результате выполнения ρ -го шага алгоритма установлено, что $x \in [x_q^p, x_{q+1}^p]$, где $q = \overline{0, k}$, а на $(\rho + z_1)$ -м шаге алгоритма при размещении составляющих α -набора в точках, для которых имеют место соотношения:

$$x_{\gamma_1}^{p+z_1} \in (x_q^p, x_{q+1}^p); \gamma_1 = \overline{0, k}, z_1 < l,$$

получен исход $x(t_{\rho+z_1}) \in [x_{\gamma_1}^{p+z_1}, x_{\gamma_1+1}^{p+z_1}]$, то новым полуоткрытым интервалом неопределенности будет $[x_{\gamma_1}^{p+z_1-1}, x_{\gamma_1+1}^{p+z_1-2}]$, для которого

$$x_{\gamma_1}^{p+z_1} = \begin{cases} x_{\gamma_1}^{p+z_1} - ah, & x_{\gamma_1}^{p+z_1} - ah \geq x_q^{p-1}; \\ x_q^{p-1} & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

$$x_{\gamma_1+1}^{p+z_1} = \begin{cases} x_{\gamma_1+1}^{p+z_1} + ah, & x_{\gamma_1+1}^{p+z_1} + ah \leq x_{q+1}^{p-2}; \\ x_{q+1}^{p-2} & \text{в противном случае.} \end{cases}$$

Истинность утверждения вытекает из принципа «пересечения».

При сопоставлении результатов экспериментов, разнесенных во времени не более, чем на n шагов алгоритма, имеют место такие утверждения.

3. Если $x(t_\rho) \in [x_q^p, x_{q+1}^p]$, где $q = \overline{0, k}$, а в результате выполнения $(\rho + z_1)$ -го шага алгоритма получен исход

$$x(t_{\rho+z_1}) \in [x_{\gamma_1}^{p+z_1}, x_{\gamma_1+1}^{p+z_1}],$$

при котором $\gamma_1 = \overline{0, k}$,

$$l \leq z_1 \leq n, x_{\gamma_1}^{p+z_1} \in (x_q^p, x_{q+1}^p),$$

то в зависимости от q и γ_1 для отмеченной точки справедливо одно из соотношений:

$$x \in \begin{cases} [x_q^p, x_{q+1}^p], & \text{если } q = \overline{1, k-1} \text{ и } \gamma_1 = \overline{1, k-1}; \\ [x_q^{p-1}, x_{q+1}^p], & \text{если } q = \overline{0, k}, \gamma_1 = 0; \\ [x_q^p, x_{q+1}^{p-2}], & \text{если } q = \overline{0, k}, \gamma_1 = k. \end{cases}$$

Действительно, пусть $q = \overline{1, k-1}, \gamma_1 = \overline{1, k-1}$,

$$x(t_\rho) \in [x_q^p, x_{q+1}^p], x(t_{\rho+z_1}) \in [x_{\gamma_1}^{p+z_1}, x_{\gamma_1+1}^{p+z_1}].$$

Тогда на основании соотношения $[x_{\gamma_1}^{p+z_1}, x_{\gamma_1+1}^{p+z_1}] \subset [x_q^p, x_{q+1}^p]$ устанавливаем истинность предложений:

$$x(t_\rho) \in [x_q^p, x_{q+1}^p]; x(t_{\rho+z_1}) \in [x_q^p, x_{q+1}^p].$$

Поскольку $z_1 \geq l$, то согласно свойствам $A_2(a, l, n)$ -последовательности, соотношения $\xi(t_\rho) \neq 0$; $\xi(t_{\rho+z_1}) \neq 0$ не могут быть истинными, поэтому $x \in [x_q^p, x_{q+1}^p]$, что и доказывает первое соотношение для полуоткрытого интервала относительно x ; доказательство других соотношений выполняется по такой же схеме.

4. Если $x(t_\rho) \in [x_q^p, x_{q+1}^p]$, а при выполнении $(\rho + z_1)$ -го шага

алгоритма некоторые составляющие α -набора распределены так, что $x_{i_1}^{p+z_1} \leq x_q^p$, $x_{\beta}^{p+z_1} \geq x_{q+1}^p$, $l \leq z_1 \leq n$, то для исхода $x_{i_1}^{p+z_1} \leq x(t_{p+z_1}) < x_{\beta}^{p+z_1}$ имеет место соотношение $x \in [x_{i_1}^{p+z_1}, x_{\beta}^{p+z_1}]$, для исхода $x(t_{p+z_1}) < x_{i_1}^{p+z_1}$ справедливо выражение $x \in [x_q^{p+1}, x_{q+1}^p]$, для исхода $x(t_{p+z_1}) \geq x_{\beta}^{p+z_1}$ соотношение $x \in [x_q^p, x_{q+1}^{p+2}]$.

Следует отметить, что для исходов $x(t_{p+z_1}) < x_{i_1}^{p+z_1}$, $x(t_{p+z_1}) \geq x_{\beta}^{p+z_1}$ возникает противоречие, которое свидетельствует о действии помехи на $(p, p+z_1-1)$ либо на $(p+z_1, p+z_1+l)$ шагах алгоритма. Поэтому необходимо совершить z_2 ($z_2 \geq l$) дополнительных шагов алгоритма и сопоставить согласно принципу «повторных сравнений» исходы, полученные на $(p+z_1)$ и $(p+z_1+z_2)$ шагах. Если исходы совпадают, то помеха действовала на $(p, p+z_1-1)$ шагах, если не совпадают — на $(p+z_1, p+z_1+z_2-1)$ шагах алгоритма.

Для первого исхода полуоткрытым интервалом неопределенности будет $[x_q^{p+1}, x_{q+1}^p]$; для второго — $[x_q^p, x_{q+1}^{p+2}]$. Поскольку на основании свойств $A_2(a, l, n)$ -последовательности помехи в интервале $(0, n-z_1-z_2)$ быть не может, то, применяя на $(p+z_1+z_2+1, p+n)$ шагах непомохоустойчивый, затем помохоустойчивый алгоритм, разобьем интервал неопределенности, выделенный на $(p+z_1+z_2)$ -м шаге, на

$$Q'' = (k+1)^{n-z_1-z_2} \Psi_l^2(l-p-n, k)$$

равных частей.

В процессе уменьшения интервала неопределенности возможен случай, когда составляющие α -набора размещаются в интервалах

$$(x_q^{p+1}, x_q^p), (x_q^p, x_{q+1}^p), (x_{q+1}^p, x_{q+1}^{p+2}).$$

Для такого размещения составляющих α -набора справедливо утверждение.

5. Если $x(t_p) \in [x_q^p, x_{q+1}^p]$ и на $(p+z_1)$ -м шаге алгоритма составляющие α -набора размещены так, что

$$x_q^{p+1} < x_{i_1}^{p+z_1} < \dots < x_{i_1}^{p+z_1} \leq x_q^p < x_{i_1+1}^{p+z_1} < \dots < x_{\beta-1}^{p+z_1} < x_{q+1}^p \leq x_{\beta}^{p+z_1} < \dots < x_k^{p+z_1} < x_{q+1}^{p+2}; l \leq z_1 \leq n,$$

то для исхода $x(t_{p+z_1}) \in [x_{\Delta_3}^{p+z_1}, x_{\Delta_3+1}^{p+z_1}]$, где $\Delta_3 = \overline{0, \gamma_1-1}$, имеет место соотношение $x \in [x_{\Delta_3}^{p+z_1}, x_{q+1}^p]$; для исхода $x(t_{p+z_1}) \in [x_{i_1}^{p+z_1}, x_{i_1+1}^{p+z_1}]$ справедливо выражение $x \in [x_{i_1}^{p+z_1}, x_{q+1}^p]$; для исхода

$$x(t_{p+z_1}) \in [x_{\Delta_1}^{p+z_1}, x_{\Delta_1+1}^{p+z_1}], \Delta_1 = \overline{\gamma_1+1, \beta-2} —$$

соотношение $x \in [x_q^p, x_{q+1}^p]$; для исхода $x(t_{p+z_1}) \in [x_{\beta-1}^{p+z_1}, x_{\beta}^{p+z_1}] —$ выражение $x \in [x_q^p, x_{\beta}^{p+z_1}]$; для исхода $x(t_{p+z_1}) \in [x_{\Delta_2}^{p+z_1}, x_{\Delta_2+1}^{p+z_1}], \Delta_2 = \overline{\beta, k} —$ соотношение $x \in [x_q^p, x_{\Delta_2+1}^{p+z_1}]$.

Истинность этого утверждения устанавливается на основании утверждений 3, 4.

Утверждения 1—5 позволяют для любых возможных исходов построить d_j^1 , d_j^2 и тем самым выделить новый интервал неопределенности относительно x .

Из утверждения 4 следует, что при размещении составляющих α -набора на отрезке $[x_q^{p,1}, x_{q+1}^{p,2})$ необходимо всякий раз определять: сколько составляющих α -набора необходимо соответственно размещать в полуоткрытых интервалах

$$[x_q^{p,1}, x_q^p), [x_q^p, x_{q+1}^p), [x_{q+1}^p, x_{q+1}^{p,2}).$$

Последующие утверждения и позволяют решать эту задачу (приводятся без доказательств).

6. Если $x(t_p) \in [x_q^p, x_{q+1}^p)$, а при выполнении $(p + z_1)$ -го шага алгоритма имеют место соотношения $z_1 \geq l$, $n - z_1 > l$, то при условии, что

$$x_q^p - x_q^{p,1} \leq h(\gamma_1 + 1)(k - \beta_1 + 1)(k + 1)^{n_1 - z_1 - 1} \Psi_l^2(i - p - n, k)$$

и $\gamma_1 \neq 0$, необходимо γ_1 составляющих α -набора разместить так, чтобы $x_{\Delta_1}^{p+z_1} < x_q^p$; $\Delta_1 = \overline{1, \gamma_1}$, а в случае истинности неравенств

$$x_q^p - x_q^{p,1} < h(k - \beta_1 + 1)(k + 1)^{n_1 - z_1 - 1} \Psi_l^2(i - p - n, k);$$

$$x_q^p - x_q^{p,1} > h k^2 (k + 1)^{n_1 - z_1 - 2} \Psi_l^2(i - p - n, k)$$

положить $\gamma_1 = 1$ и разместить первую составляющую α -набора так, чтобы $x_1^{p+z_1} = x_q^p$; при условии, что

$$x_{q+1}^{p,2} - x_{q+1}^p \leq h(k + 2 - \beta)(k - \beta_1 + 1)(k + 1)^{n_1 - z_1 - 1} \times \\ \times \Psi_l^2(i - p - n, k),$$

$\beta < (k + 1)$, расположить составляющие α -набора, начиная с $(\gamma_1 + 1)$ -й так, чтобы

$$x_{\Delta_2}^{p+z_1} > x_{q+1}^p, \Delta_2 = \overline{\beta, k}; x_{\Delta_2}^{p+z_1} \in (x_q^p, x_{q+1}^p),$$

$\Delta_4 = \overline{\gamma_1 + 1, \beta - 1}$, а в случае истинности неравенств

$$x_{q+1}^{p,2} - x_{q+1}^p < h(k - \beta_1 + 1)(k + 1)^{n_1 - z_1 - 1} \Psi_l^2(i - p - n, k);$$

$$x_{q+1}^{p,2} - x_{q+1}^p > h k^2 (k + 1)^{n_1 - z_1 - 1} \Psi_l^2(i - p - n, k)$$

положить $\beta = k$ и разместить составляющие α -набора согласно соотношениям

$$x_{\beta}^{p+z_1} \leq x_{q+1}^p; x_{\Delta_4}^{p+z_1} \in (x_q^p, x_{q+1}^p), \Delta_4 = \overline{\gamma_1 + 1, \beta - 1},$$

где

$$n_1 = \begin{cases} n, & i - p - n \geq 0; \\ i - p, & i - p - n < 0; \end{cases}$$

β_1 — первое целое число, для которого справедливо соотношение

$$h [\beta_1 (k+1)^{n-z_1+z_2-1} \Psi_l^2(i-\rho-n, k)] \geq x_{q+1}^p - x_q^p, \\ z_2 \geq l-1, z_1 + z_2 + 1 \leq n.$$

Закономерность распределения составляющих α -набора для $z_1 < l$ либо $z_2 < l$ устанавливает следующее утверждение.

7. Если $x(t_p) \in [x_q^p, x_{q+1}^p]$ и справедливы соотношения $z_1 < l$, $z_2 < l$, то при выполнении $(\rho + z_1)$ -го и $(\rho + z_1 + z_2)$ -го шагов алгоритма составляющие α -набора распределяются таким образом, чтобы

$$x_{\gamma_1}^{p+z_1} \in (x_q^p, x_{q+1}^p); \quad x_{\gamma_3}^{p+z_1+z_2} \in [x_{\Delta}^{p+z_1}, x_{\Delta+1}^{p+z_1}),$$

где

$$\gamma_2, \gamma_3 = \overline{1, k}, x(t_{p+z_1}) \in [x_{\Delta}^{p+z_1}, x_{\Delta+1}^{p+z_1}), \Delta = \overline{0, k}.$$

Справедливость утверждения обосновывается принципом «повторных сравнений» [7].

Утверждение 5 устанавливает закономерность выбора параметров γ_1 и β только когда $n - z_1 > l$. Для всех других случаев ($n - z_1 \leq l$) распределение составляющих α -набора выполняется согласно следующим утверждениям.

8. Если $n - z_1 = l$ и имеют место соотношения

$$x(t_p) \in [x_q^p, x_{q+1}^p); x(t_{p+z_0}) \in [x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}), z_1 > z_2,$$

$$n - (z_1 - z_0) > l, z_0 = \delta, \delta = 1, 2, \dots; x_q^p < x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0} < x_{q+1}^p;$$

$$x_q^p - x_{\Delta_0}^{p+z_0,1} < h[(k - \beta_1 + 1)(k+1)^{n-z_1-1} \Psi_l^2(i-\rho-n, k)];$$

$$x_{\Delta_0}^{p+z_0} - x_{\Delta_0}^{p+z_0,1} < h[(\gamma_1 + 1)(k+1 - \beta_1)(k+1)^{n-l-1} \times \\ \times \Psi_l^2(i-\rho-n-\delta, k)];$$

$$x_{\Delta_0+1}^{p+z_0,2} - x_{q+1}^p < h[(k - \beta_1 + 1)(k+1)^{n-z_1-1} \Psi_l^2(i-\rho-n, k)];$$

$$x_{\Delta_0+1}^{p+z_0,2} - x_{\Delta_0}^{p+z_0} < [(k+2 - \beta)(k - \beta_1 + 1)(k+1)^{n-l-1} \times \\ \times \Psi_l^2(i-\rho-n-\delta, k)],$$

то при условии, что $\gamma_1 < k$, $\beta > 1$, расположить составляющие α -набора таким образом, чтобы

$$x_{\gamma_1}^{p+z_1} = x_q^p; \quad x_{\Delta_1}^{p+z_1} \in (x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}), \quad \Delta_1 = \overline{2, k}$$

либо

$$x_{\Delta_1}^{p+z_1} \in (x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}), \quad \Delta_2 = \overline{1, k-1}; \quad x_k^{p+z_1} = x_{q+1}^p;$$

при истинности соотношений $\gamma_1 > k$, $\beta \geq 1$ расположить согласно выражениям

$$x_{\gamma_1}^{p+z_1} = x_q^p; \quad x_{\Delta_1}^{p+z_1} \in (x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0});$$

в случае истинности неравенств $\gamma_1 < k$, $\beta < 1$ разместить составляющие α -набора так, чтобы

$$x_{\Delta_0}^{p+z_1} \in (x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}); x_k^{p+z_1} = x_{q+1}^p,$$

а при условии, что $\gamma_1 > k$, $\beta < 1$, расположить составляющие α -набора согласно соотношениям

$$x_1^{p+z_1} = x_q^p; x_k^{p+z_1} = x_{q+1}^{p+z_0}; x_{\Delta_0}^{p+z_1} \in (x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}), \Delta_3 = \overline{2, k-1}.$$

Действительно, так как $\gamma_1 - \beta + 1 > 0$, то в случае нарушения предложений утверждения оценка алгоритма на отрезках

$$[x_{\Delta_0}^{p+z_0,1}, x_{\Delta_0}^{p+z_0}], [x_{\Delta_0+1}^{p+z_0,2}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}]$$

будет не хуже оптимального алгоритма в том случае, когда составляющих α -набора будет больше, чем k , что противоречит предположению об α -наборе и доказывает утверждение 8.

В том случае, когда $x_q^p = x_{\Delta_0}^{p+z_0}$ либо $x_{q+1}^p = x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}$, справедливо следующее утверждение.

9. Если $n - z_1 \leq l$ и имеют место соотношения

$$x(t_p) \in [x_q^p, x_{q+1}^p]; x(t_{p+z_0}) \in [x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}], z_1 > z_0,$$

$$n - (z_1 - z_0) > l, z_0 = \delta, \delta = 1, 2, \dots; x_{\Delta_0}^{p+z_0} = x_q^p$$

либо

$$x_{\Delta_0+1}^{p+z_0} = x_{q+1}^p; x_q^p \in [x_{\Delta_0}^{p+z_0,1}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0,2}],$$

либо $x_{q+1}^p \in [x_{\Delta_0}^{p+z_0,1}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0,2}]$ и справедливы неравенства

$$0 < x_q^p - x_{q+1}^{p,1} < h(k - \beta_1 + 1), (k+1)^{n-z_1-1} \Psi_l^2(i - \rho - n, k);$$

$$hQ_2 \geq x_1^{p+z_1,2} - x_q^{p,1}$$

либо

$$x_{q+1}^{p,2} - x_{q+1}^p < h(k+1 - \beta_1)(k+1)^{n-z_1-1} \Psi_l^2(i - \rho - n, k);$$

$$hQ_2 \geq x_{q+1}^{p,2} - x_k^{p+z_1,1},$$

то разместить составляющие α -набора таким образом, чтобы

$$x_{\Delta_0}^{p+z_1} \in (x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}), \Delta_5 = \overline{1, k},$$

а в случае ложности этих неравенств составляющие α -набора расположить согласно соотношениям

$$x_1^{p+z_1} = x_q^p; x_{\Delta_0}^{p+z_1} \in (x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}),$$

$$\Delta_1 = \overline{2, k} \text{ либо } x_k^{p+z_1} = x_{q+1}^p;$$

$$x_{\Delta_0}^{p+z_1} \in (x_{\Delta_0}^{p+z_0}, x_{\Delta_0+1}^{p+z_0}), \Delta_2 = \overline{1, k-1},$$

где Q_2 — оценка оптимального алгоритма за оставшиеся $(i - z_1)$ шагов алгоритма.

Утверждения 6—9 устанавливают оптимальные закономерности распределения составляющих α -набора на различных ша-

гах алгоритма. Такое распределение на каждом шаге алгоритма, как это следует из минимаксного критерия, приведет к построению оптимального алгоритма поиска в условиях случайных возмущений точки с характерным признаком на отрезке $[0, 1]$, а следовательно, к построению оптимального полихотомичного вопросника угадывания числа с ложными ответами.

Построение i -шагового алгоритма поиска организуем по следующей схеме.

1. Построить $(i - 1)$ -шаговый алгоритм поиска точки в условиях действия $A_2(a, l, n)$ -последовательности. Индексу z' присвоить значение, равное единице.

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

3. Определить оценку Q_2 , затем, используя утверждения 6—9, распределить составляющие α -набора в интервале неопределенности и на основании утверждений 1—5 сформировать новый интервал неопределенности.

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

5. Сформировать возможный исход на z' -м шаге алгоритма. Если все исходы сформированы, то перейти на п. 6, иначе — на п. 3.

6. Положить $z' = z' - 1$, и если $z' = 1$, то перейти на п. 2, иначе — на п. 5.

7. Местоположения точек экспериментов для всех исходов найдены (алгоритм построен).

Приведенная схема позволяет при любых параметрах a, l, n построить оптимальный полихотомичный вопросник для угадывания задуманного числа с симметричными ложными ответами.

Список литературы: 1. Шабанов-Кушнаренок Ю. П. Теория интеллекта: Математические средства.—Х.: Вища шк. Изд-во при Харьк. ун-те, 1984.—140 с. 2. Пархоменко П. П. Теория вопросников (обзор)//Автоматика и телемеханика.—1970.—№ 4.—С. 140—159. 3. Альсведе Р., Вегенер Н. Задачи поиска.—М.: Мир. 1982.—355. 4. Стахов А. П. Введение в алгоритмическую теорию измерений.—М.: Сов. радио, 1977.—286 с. 5. Алипов Н. В. Принцип «пересечения» и его применение при алгоритмическом синтезе преобразователей информации//Пробл. создания преобразователей формы информации.—1980.—I. С. 70—73. 6. Алипов Н. В. Помехоустойчивые алгоритмы функционирования преобразователей формы информации//Пробл. создания преобразователей формы информации.—1984.—I.—С. 107—110. 7. Алипов Н. В. Об одном подходе к построению оптимальных алгоритмов аналого-цифрового преобразования, нечувствительных к случайным импульсным последовательностям//Тр. III Всесоюз. симпоз. «Проблемы создания преобразователей формы информации». К.:—1976.—Ч. 1. С. 77—81.

Поступила в редколлегию 14.10.85.

О. К. ИЛЮНИН, канд. техн. наук, Б. В. ПОПОВ, канд. физ.-мат. наук,
Л. Н. ЭЛЬКИН, канд. физ.-мат. наук, К. А. ФИСУН

ОДИН АЛГОРИТМ ПОЛУЧЕНИЯ ГРУППОВОГО РЕШЕНИЯ

Для принятия решений в сложных экономических, технических, административных системах характерна высокая степень неопределенности, которая объясняется недостаточным объемом информации. В данном случае использование качественных измерений в виде бинарных отношений на множестве альтернатив или определения подмножества «лучших» из них оправдано. Часто в процессе управления возникают задачи, которые требуют коллективного решения с учетом опыта и интуиции специалистов (экспертов). В подобных ситуациях ставится вопрос о коллективном принятии или о групповом выборе на множестве альтернатив (вариантов, стратегий и т. п.).

Рассмотрим алгоритм, предназначенный для решения следующей задачи. Пусть определено некоторое множество альтернатив A . Требуется выбрать из A «лучшие» альтернативы. Желательно, чтобы число выбранных элементов было наименьшим. Задачу будем решать, используя работу экспертной комиссии.

Пусть $N = \{1, 2, \dots, n\}$ — множество индивидуумов. Предположим, что для любого множества M через $|M|$ обозначается его мощность. Допустим, что $|A| \geq 3$, $|N| \geq 2$.

Пусть $R = (R_1, R_2, \dots, R_n)$ — профиль индивидуальных предпочтений в классе полных транзитивных отношений на A . Для любого отношения ρ из данного класса $\rho = \rho \setminus \rho^{-1}$ обозначает строгое предпочтение, $\tilde{\rho} = \rho \cap \rho^{-1}$ — отношение равноценности.

Полагаем для различных альтернатив $x, y \in A$:

$$I_{xy}^-(R) = \{i \in N \mid x \bar{R}_i y\}, \quad I_{xy}^+(R) = \{i \in N \mid x \tilde{R}_i y\}.$$

Функцией группового предпочтения (ФГП) называется правило f , сопоставляющее любому профилю $R = (R_1, R_2, \dots, R_n)$ групповое предпочтение $f(R)$ из некоторого класса бинарных отношений на A .

Произвольная ФГП f позволяет сопоставить любому профилю R некоторое подмножество «лучших» альтернатив $M \subseteq A$, если хотя бы один индивидуум может сравнить по предпочтительности альтернативы из заданного множества A . Назовем M множеством максимальных элементов. Когда групповое предпочтение определено в виде бинарного транзитивного линейного отношения, то возможно выделить подмножество «лучших» альтернатив требуемой мощности. Однако не всегда удается по-

строить групповое предпочтение данного вида. В некоторых случаях ФГП f , построенная на профиле R из заданного класса отношений, позволяет осуществить только «пустой» групповой выбор «лучших» альтернатив. Возможна ситуация, когда мощность подмножества «лучших» альтернатив довольно велика, что делает выбор «неэффективным». Предложенная процедура призвана предупредить до некоторой степени появление таких ситуаций.

Назовем выбор «лучших» альтернатив, порожаемых ФГП, селективным, если $M \neq \emptyset$, и эффективным, когда количество «лучших» альтернатив является минимальным.

Селективность и эффективность группового предпочтения являются взаимопротиворечивыми условиями. Стремление к селективности может привести к тому, что выбранное множество «лучших» альтернатив будет довольно большим по мощности и, следовательно, «неэффективным». С другой стороны, эффективность не всегда позволяет осуществить селективный выбор. Рассматриваемая ниже процедура призвана решить задачу «компромисса» между условиями селективности и эффективности за счет последовательного уточнения предпочтений индивидуумов на множестве альтернатив.

Поставленную задачу будем решать в классе монотонных и анонимных ФГП [1, 2]. Будем говорить, что ФГП удовлетворяет условиям:

1) монотонности, если для любого $i \in N$ из $x \bar{R}_i y$ следует $x \bar{R}'_i y$ и $x \bar{f}(R) y$, то $x \bar{f}(R') y$;

2) анонимности (равноправие индивидуумов), если $f(R_1, R_2, \dots, R_n) = f(R_{i_1}, R_{i_2}, \dots, R_{i_n})$ для любой перестановки $(i_1, i_2, \dots, i_n)$ чисел $1, 2, \dots, n$.

Большинству исследователей условие монотонности представляется естественным и необходимым. Суть условия монотонности состоит в следующем: если альтернатива x предпочитается группой альтернативе y и некоторые члены группы изменяют свое строгое предпочтение в пользу x при сравнении его с y , то в групповой функции предпочтения x останется по-прежнему предпочтительнее альтернативы y . Условие анонимности означает, что групповое предпочтение зависит только от множества предпочтений профиля R и не зависит от принадлежности этих предпочтений тому или иному индивидууму.

Алгоритм выработки группового решения рассмотрим на примере правила взвешенного большинства. Нетрудно убедиться, что без ограничения общности веса экспертов $p_1, p_2, \dots, p_n$ можно определить натуральными числами. Для любого подмножества $I \subset N$ обозначим $k = |I|$ и

$$P(I) = \sum_{i=1}^k r_i, \quad P = P(N) = \sum_{i=1}^n p_i.$$

Определим семейство $\mathbb{W}_q$ следующим образом:

$$\mathbb{W}_q = \{I \mid I \subset N \text{ \& } P(I) \geq q\},$$

где число q выбирается в соответствии со следующей теоремой, которая приводится без доказательства.

Теорема. Пусть $J = \{I \mid I \subset N \text{ \& } P(I) \leq \frac{P}{2}\}$, а I^* удовлетворяет условиям: 1) $I^* \in J$; 2) $\forall I \in J \ P(I^*) \geq P(I)$. Семейство $\mathbb{W}_q$ удовлетворяет условию $\forall I, I' \in \mathbb{W}_q (I \cap I' \neq \emptyset)$ тогда и только тогда, когда $q > P(I^*)$.

При выполнении условия $q > P(I^*)$ семейство $\mathbb{W}_q$ определяет [1] монотонную и анонимную ФГП f_q так:

$$xf_q(\overline{R})y \iff I_{xy}(R) \in \mathbb{W}_q \iff P(I_{xy}(R)) \geq q. \quad (1)$$

Из этого выражения видно, что чем больше число q , тем обоснованнее групповой выбор, но тем более вероятно, что групповой выбор «лучших» альтернатив будет пустым.

Введем некоторые обозначения. Пусть M — множество максимальных элементов относительно ФГП f_q ; s_1, s_2 — метки, позволяющие управлять процессом, когда $M \neq \emptyset$.

Алгоритм реализуется следующей последовательностью шагов.

1. Задать исходные мнения всех экспертов в виде профиля индивидуальных предпочтений. Обозначить его через R_0 (множество A разбивается на два класса «лучших» и «худших» альтернатив); q принять равным $P(I^*) + 1$ либо определить согласно указанию ЛПР. Предыдущее множество выбора $M_{пр} = \emptyset$, $s_1 = 0$, $s_2 = 0$.

2. Сформировать отношение $\bar{p} = f_q(\overline{R})$ согласно формуле (1) по профилю индивидуальных R_i . На ЭВМ это сведется к формированию матрицы инцидентности отношения $\bar{p}$ размерности $|A| \otimes |A|$.

3. Найти множество M максимальных элементов в A относительно предпочтения $\bar{p}$: $M = \{x \in A \mid \forall y P(I_{yx}(R)) < q\}$.

Обозначим настоящее множество выбора M_n . На ЭВМ определение множества M сведется к проверке по столбцам значений элементов матрицы $\bar{p}$.

4. Проверить, является ли множество M_n пустым. Если $M_n \neq \emptyset$, то перейти к шагу 5, в противном случае — к шагу 13.

5. Запомнить текущее значение профиля индивидуальных предпочтений $R_n = R$. Запомнить $s_2 = 1$.

6. Выделить набор альтернатив из класса «лучших», выбор которых еще недостаточно обоснован. С целью дальнейшего уточнения предпочтительности этих альтернатив найти некоторое множество пар альтернатив D как

$$D_{p^*} = \{(x, y) \in A \mid \forall x \in M \text{ \& } I_{xy} \neq \emptyset \text{ \& } p^* = \min P(I_{xy})\}.$$

7. Запомнить $D_n = D_{p^*}$.

8. Проверить, является ли множество D_n пустым. Если $D_n \neq \emptyset$, то перейти к шагу 9, в противном случае — к шагу 15.
9. Проверить, появилась ли новая пара в D_n . Если $D_n \setminus D_{пр} \neq \emptyset$, то перейти к шагу 11, в противном случае — к шагу 10.
10. Определить новое множество пар

$$D_{p*} = \{ (x, y) \in A \mid \forall x \in M \& I_{xy} \neq \emptyset \& p^* = \min P(I_{xy}) + 1 \}.$$

Перейти к шагу 7.

11. Каждому эксперту из множества $I_{xy} \neq \emptyset$ предложить произвести дополнительное разбиение класса, содержащего пары альтернатив из D_n : различить эти альтернативы по предпочтительности. Сформировать новый профиль R' индивидуальных предпочтений. Запомнить $D_{пр} = D_n$.

12. Проверить условие совпадения профилей R_n и R' . Если $R_n = R'$, то перейти к шагу 15, в противном случае положить $R = R'$ и перейти к шагу 2.

13. Проверить условие $s_2 = 1$. Если оно выполняется, то перейти к шагу 14, в противном случае — к шагу 15.

14. Проверить условие $s_1 = 0$. Если оно выполняется, то присвоить $s_1 = 1$ и перейти к шагу 15, в противном случае перейти к шагу 16.

15. Проверить условие $q < p$. Если оно выполняется, то положить $q = q + 1$ и перейти к шагу 2, в противном случае перейти к шагу 16.

16. Вывести результирующее множество M группового выбора, обеспечивающий его профиль R индивидуальных предпочтений и последнее значение q .

Достоинствами рассмотренного алгоритма является следующее: возможность осуществления селективного выбора; каждый эксперт пользуется шкалой порядка с произвольным числом градаций; количество обращений к эксперту сводится к минимальной величине.

Предложенный алгоритм реализуется при помощи итеративной процедуры получения информации о групповом предпочтении на множестве альтернатив. Эксперты работают в режиме диалога с ЭВМ. Комплекс программ, реализующий данный алгоритм, осуществляет анализ и обработку профиля индивидуальных предпочтений, а также интерфейс с терминальными устройствами ЭВМ.

Диалог эксперт — ЭВМ является односторонним. ЭВМ выступает инициатором всех вопросов к экспертам и работа может вестись параллельно со всеми экспертами. Время между получением ответа и заданием нового вопроса ЭВМ определяется в основном временем получения ответов от всех экспертов.

Если эксперты равноправны, то по определению ФГП является правилом k -большинства. В этом случае все веса $p_1, p_2, \dots$,

p_i можно положить равными 1 и использовать предыдущий алгоритм.

Список литературы: 1. Илюхин О. К., Попов Б. В., Элькин Я. Н. Условие монотонности в теории группового выбора. Ворошиловград, 1982.—25 с. Деп. в ВИНТИ 21.12.82, № 6303—82. 2. Мтиркин Б. Г. Проблема группового выбора.—М.: Наука, 1974.—256 с.

Поступила в редколлегию 08.07.85.

УДК 519.1:681.3

А. В. ИВАНОВ, канд. физ.-мат. наук,
И. И. ТАРТАКОВСКИЙ, канд. техн. наук

ПОСТРОЕНИЕ ПОХОДОК АВТОМАТИЧЕСКОГО ШАГАЮЩЕГО АППАРАТА

При разработке шагающих автоматов одной из главных задач является выбор походок. Способы описания и свойства походок естественных и искусственных шагающих систем, их классификация и перечисление даны в литературе [1, 2]. Обычный способ выбора походок — генерирование всех возможных походок, анализ каждой из них, отбор допустимых по определенным условиям походок и сравнение их по некоторому критерию. Однако с увеличением количества ног этот путь становится нереализуемым в связи с резким возрастанием количества возможных походок. Поэтому возникает необходимость в другом способе, учитывающем условия допустимости непосредственно при построении походок. В настоящей статье рассматривается задача построения походок, для которых условием допустимости является принадлежность всех состояний (поз), возникающих при передвижении автомата, заданному множеству Π . Требования к позам могут вызываться, например, необходимостью обеспечения статической устойчивости, ограничения нагрузки на опоры, учета особенностей конструкции шагающего аппарата.

Симметрии множества поз и матрицы походок. Так же как позу p , будем обозначать и двоичную матрицу размера $n \times 2$, где n — количество пар ног автомата F , в которой нули соответствуют ногам, находящимся в позе p в фазе опоры, а единицы — ногам, находящимся в фазе переноса. Наряду с матрицей p будем использовать вектор состояния $[1]x(p) = (x_1, \dots, x_N)$, $N = 2n$, у которого первые n координат совпадают с первым, а остальные n координат — со вторым столбцом матрицы p .

Походкой α автомата F называется такая периодическая последовательность состояний, у которой в течении одного цикла $(p_1, p_2, \dots, p_u)$ каждая нога поднимется и опустится ровно по одному разу. Число состояний u в цикле походки называется

длиной цикла. Походке α можно поставить в соответствие матрицу A размера $v \times N$, обладающую свойством P :

а) $A = (x(p_i))$ — i -ю строку матрицы A составляет вектор $x^i = x(p_i)$, $p_i \in \Pi$, (1)

б) $|\{i | 1 \leq i < v \wedge x_i^i \neq x_{i+1}^i \text{ или } i = v \wedge x_i^i \neq x_1^i\}| = 2$ для $1 \leq j \leq N$.

Верно также и обратное: любая двоичная матрица A , обладающая свойством P (этот факт мы будем обозначать $P(A)$), является матрицей некоторой походки автомата F .

Пусть C_v — циклическая группа перестановок порядка v с образующей $c_0 = (1, 2, \dots, v)$, действующая на множестве всех строк матрицы A . Через L_2 обозначим группу перестановок порядка 2 с образующей $l_0 = (1, v) (2, v-1) \dots$. Очевидно, что если $\alpha = (p_1, p_2, \dots, p_{v-1}, p_v)$ — походка, то походками также будут последовательности поз $\beta = (p_2, p_3, \dots, p_v, p_1)$ и $\gamma = (p_v, p_{v-1}, \dots, p_2, p_1)$, причем α и β — одинаковые походки. Отсюда непосредственно следует

Лемма. $P(A), g \in C_v \times L_2 \implies P(gA)$.

Пусть G — некоторая подгруппа симметрической группы S_N . Перестановку $h \in G$, действующую на координатах векторов $x(p)$, будем называть автоморфизмом множества поз Π , если для любой позы $p \in \Pi$ выполняется условие $hx(p) \in \Pi$. Множество всех автоморфизмов Π образует группу $\text{Aut}(\Pi)$.

Мы намеренно ввели группу G в определение $\text{Aut}(\Pi)$. При решении конкретной задачи выбор G определяется мощностью множества Π , по элементам которого нам предстоит вести перебор, а также исследованиями, которые будут предприняты на построенных походках. Число походов, а значит время построения и трудности их анализа катастрофически растут с увеличением $|\Pi|$. Например, для 8-ногого автомата, имеющего 36 допустимых поз, за первые 3 часа счета на машине VAX было построено 100 000 походов.

Использование группы $\text{Aut}(\Pi)$ позволяет редуцировать множество походов M . При этом степень редукции зависит от того, насколько богата группа $\text{Aut}(\Pi)$, порядок которой определяется в конечном счете группой G . Заметим, что при любом определении G по множеству построенных походов и группе $\text{Aut}(\Pi)$ можно при необходимости восстановить все множество M . Для этого нужно выполнить порядка $\text{Aut}(\Pi)$ операций, что в общем случае несравнимо меньше, чем экономия, достигаемая в переборе. Эти величины могут оказаться близкими только при $|\Pi| \leq 6$.

Приведем несколько примеров определения $\text{Aut}(\Pi)$.

1. Конструкция шагающего аппарата обладает симметрией того или иного типа. Обычно это а) продольная и поперечная симметрия либо б) только продольная.

Данное свойство приводит к тому, что вместе с каждой позой p в множество Π входят и симметричные ей в том или ином смысле позы.

Если $h_1 = (1, n+1) (2, n+2) \dots (n, N)$ и $h_2 = (1, n) (2, n-1) \dots (n+1, 2n) \dots$, то нетривиальными автоморфизмами являются для симметрий типа а) — $\{h_1, h_2, h_1 h_2\}$, типа б) — $\{h_1\}$. Указанные автоморфизмы множества поз Π , отражая имеющуюся симметрию автомата F , переводят друг в друга как единое целое пары ног, не меняя их взаимного расположения.

2. Пусть корпус шагающего аппарата является многозвенным и не все ноги одинаковы по конструкции. Тогда в группу $\text{Aut}(\Pi)$ можно включить перестановки, которые всеми возможными способами меняют местами одинаковые по конструкции пары ног, входящие в одно и то же звено корпуса. При этом ноги все еще переставляются парами, однако их взаимное расположение может нарушиться.

3. Решение значительной части вопросов, связанных с изучением свойств походки, описываемой матрицей A , не зависит от «смысла», вложенного в координаты векторов $x(p_i)$, составляющих ее строки. Для этих вопросов не имеет значения ни то, что j -я и $(j+1)$ -я ($1 \leq j < n$) координаты задают положение соседних по одному борту ног, ни то, что j -я и $j+n$ -я координаты задают положение опор одной пары, ни то, какова конструкция j -й ноги и где она расположена. Это позволяет искать автоморфизмы множества поз Π в группе $G = S_N$. Для этого можно, записав множество поз Π в виде матрицы $\tilde{\Pi}$ размера $|\Pi| \times N$, строками которой будут векторы $x(p_i)$, $p_i \in \Pi$, алгоритмом из [4] найти группу автоморфизмов R матрицы $\tilde{\Pi}$. Группа, описывающая действие R на строках матрицы $\tilde{\Pi}$, и будет $\text{Aut}(\Pi)$.

Для дальнейшего изложения не существенно, как определена группа G .

По определению $\text{Aut}(\Pi)$ строки матрицы Ah , полученные действием $h \in \text{Aut}(\Pi)$ на столбцы матрицы походки A , являются векторами состояний, соответствующими некоторым позам из Π . Значит, матрица Ah удовлетворяет условиям (1), откуда с учетом леммы получим

Утверждение 1. $P(A), f \in C_v \times L_2, h \in \text{Aut}(\Pi) \Rightarrow P(fAh)$.

Классы эквивалентности поз и походок. Пусть построено множество $T = (A_i)$ матриц всех походок автомата F . Разобьем его на непересекающиеся подмножества $\{T_i\}$ так, что в T_i ($2 \leq i \leq |\Pi|$) войдут все походки из T с длиной цикла i . Под действием группы $R = (C_i \times L_2, \text{Aut}(\Pi))$ T_i разобьется на классы эквивалентности: $A' \sim A'' \Leftrightarrow A', A'' \in T_i, \exists g = (f, h) \in R : A' = fA''h$.

Лексикографически старшую в смысле построчного прочтения матрицу каждого класса эквивалентности назовем канонической. Легко понять, что свойство каноничности матрицы A может быть проверено по ее виду. Канонические матрицы и только они удовлетворяют неравенству $A \geq fAh$ для любой пары $(f, h) \in R$. Используя элементы R , для каждой канонической матрицы можно

восстановить весь класс эквивалентных ей* матриц (для восстановления различных походов нужно использовать только элементы группы $(L_2, \text{Aut}(\Pi))$). Таким образом, задача конструктивного перечисления множества походов M автомата F свелась к построению полного множества канонических матриц, удовлетворяющих (1). Переборная схема предлагаемого для этой цели алгоритма основана на идеях работы [3].

Пусть $\text{Aut}(p) \subseteq \text{Aut}(\Pi)$ для $p \in \Pi$ — группа автоморфизмов позы p : $h \in \text{Aut}(p) \iff h \in \text{Aut}(\Pi) \wedge x(p) = h \cdot x(p)$. Для матрицы A походки $\alpha = (p_1, p_2, \dots, p_v)$ рассмотрим цепочку $\text{Aut}(\Pi) = \text{Aut}(A_0) \supseteq \text{Aut}(A_1) \supseteq \dots \supseteq \text{Aut}(A_{v-1})$ вложенных друг в друга групп, в которой по определению

$$\text{Aut}(A_i) = \bigcap_{j=1}^i \text{Aut}(p_j).$$

Здесь A_i — матрица размера iN , совпадающая с первыми строками матрицы A .

Группой $\text{Aut}(A_i)$ ($0 \leq i \leq v-1$) индуцируется разбиение множества поз Π на классы эквивалентности:

$$p' \sim p'' \iff p', p'' \in \Pi, \exists h \in \text{Aut}(A_i): x(p') = hx(p'').$$

В каждом классе эквивалентности позу с лексикографически старшим вектором назовем i -канонической. Для любой позы p эквивалентную ей i -каноническую позу обозначим через $\text{canon}_i(p)$. Теперь мы готовы доказать лежащее в основе переборной схемы алгоритма

Утверждение 2. Если A — каноническая матрица, то выполняются следующие условия:

- а) $p_i = \text{canon}_{i-1}(p_i)$; $1 \leq i \leq v$;
- б) $x(p_1) \geq x(\text{canon}_0(p_i))$, $1 \leq i \leq v$;
- в) $x(p_2) \geq x(\text{canon}_1(p_v))$.

Доказательство. В каждом из случаев невыполнения условий а) — в) укажем перестановку $g \in R$, для которой $A < gA$, что противоречит каноничности A . Пусть e — тривиальная перестановка соответствующей группы. Тогда

- а) $g = (e, h)$, где $h \in \text{Aut}(A_{i-1})$: $x(\text{canon}_{i-1}(p_i)) = hx(p_i)$;
- б) $g = (f, h)$, где $h \in \text{Aut}(\Pi)$: $x(\text{canon}_0(p_i)) = hx(p_i)$, а подстановка $f \in C_v$ выводит i -ю строку матрицы A на первое место;
- в) $g = (f, h)$, где $f = l_0$, (l_0 — указанная выше образующая группы L_2), $h \in \text{Aut}(p_1)$: $x(\text{canon}_1(p_v)) = hx(p_v)$.

Алгоритм перечисления походов. Пусть в Π позы перенумерованы. Тогда каждая походка задается некоторой последовательностью $\{n_i\}$ номеров поз из Π . Далее нижний индекс i у позы p_i означает, что она в текущем состоянии перебора вклю-

чена в (быть может, частично) построенную походку α , а ее номер в Π равен n_i ; для остальных поз будем использовать верхние индексы.

Кроме ранее введенных обозначений будем использовать переменные $\{c_j\}$ ($1 \leq j \leq |\Pi|$), где c_j равно 0 или номеру i позы в частично построенной походке α , использование которой сделало невозможным включение в походку позы p_i^l , а также переменные $\{d_j\}$ ($1 \leq j \leq N$), где значение d_j при поиске i -й позы походки определяется следующим образом: $d_j = |\{k | 1 < k < i: x_j(p_{k-1}) \neq x_j(p_k)\}|$.

Множество векторов $X = \{x(p^l), p^l \in \Pi\}$ упорядочим лексикографически и положим равными 0 счетчик поз i в походке, n_1 , d_j ($1 \leq j \leq N$) и c_j ($1 \leq j \leq |\Pi|$).

Шаг 1. Найти $\text{Aut}(A_i)$ и орбиты ее действия на X , $i := i + 1$, $n_i := n_1$. Если для любого $1 \leq j \leq N$ выполняются неравенства $d_j > 0$ и $x(p_2) \geq x(\text{сапоп}_1(p_{i-1}))$, перейти к шагу 6.

Шаг 2. $n_i := n_i + 1$. Если $n_i > |\Pi|$, перейти к шагу 5.

Шаг 3. Если $p_i \neq \text{сапоп}_{i-1}(p_i)$ или $x(\text{сапоп}_0(p_i)) > x(p_1)$, или $c_{n_i} \neq 0$, перейти к шагу 2.

Шаг 4. Построить матрицу A_i , добавив к A_{i-1} строку, равную $x(p_i)$. Для всех $1 \leq j \leq N$ проделать следующее: $d_j = d_j + |x_j(p_i) - x_j(p_{i-1})|$; если $d_i = 2$, то для всех $n_1 < i \leq |\Pi|$ при выполнении условия $c_i = 0 \wedge x_j(p^l) \neq x_j(p_1)$ присвоить $c_i := i$. Перейти к шагу 1.

Шаг 5. Если $i = 1$, все походки построены, закончить работу. В противном случае отменить последствия ранее сделанного выбора i -й строки: для всех $1 \leq j \leq N$ $d_j = d_j - |x_j(p_i) - x_j(p_{i-1})|$, для всех $n_1 < i \leq |\Pi|$ положить $c_i = 0$, если $c_i = i$, $i := i - 1$. Перейти к шагу 2.

Шаг 6. Походка построена полностью. Следует проверить ее каноничность, пользуясь элементами группы $R = (C_v \times L_2, \text{Aut}(\Pi))$. Если построенная матрица каноническая, проделать необходимые действия (исследовать походку, куда-то ее записать и т. п.). Перейти к шагу 2.

Приведем некоторые замечания и пояснения.

1. Для всех построенных матриц справедливо следующее:

а) проведение перебора по X гарантирует выполнение (1а);

б) выполнимость $d_j > 0$ для всех $1 \leq j \leq N$ (шаг 1), а также $c_i = 0$ для всех $1 < i \leq v$ (шаг 3) гарантирует выполнение (1б) — позы, которые могли бы нарушить (1б), исключены на шаге 4;

в) остальные проверки, осуществляемые на шагах 1, 3, и лексикографическое упорядочение множества X гарантируют выполнение необходимых условий каноничности матрицы походки, которые приведены в утверждении 2.

2. При малых $|\Pi|$ ($|\Pi| \leq 6$) можно по определению на шаге 1 $\text{Aut}(A_i)$ положить равной тривиальной группе. Тогда все классы эквивалентности будут одноэлементными, а алгоритм перечисления останется прежним.

3. Если $|\Pi|$ велико, то можно, наоборот, усилить определение эквивалентности походок. Так, закончив перечислять походки с некоторой фиксированной на первом месте позой p_1 , исключить из Π весь ее класс эквивалентности. Для полученного множества Π_1 найти $\text{Aut}(\Pi_1)$ и продолжить работу, взяв Π_1 вместо Π . В силу пункта б) утверждения 2 при этом походки не будут потеряны. А очевидные соотношения

$$\Pi \supset \Pi_1 \supset \Pi_2 \dots \text{Aut}(\Pi) = \text{Aut}(\Pi_0) \subseteq \text{Aut}(\Pi_1) \subseteq \dots \quad (2)$$

приведут к возможности определения каноничности походок относительно действия групп $R_i = (C_v \times L_2, \text{Aut}(\Pi_i))$, $i = 0, 1, \dots$. Задача восстановления всех походок остается разрешимой. Для этого следует воспользоваться цепочкой групп (2).

4. С помощью подстановок из группы C_v можно каждую из полученных походок представить ее опорной матрицей [2], у которой первый столбец начинается с нуля, а кончается единицей.

Рассмотрим следующий пример. Для шестиногого шагающего аппарата задано множество Π из 12 допустимых поз:

1	0	1	0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	1	0	0
1	0	0	0	1	0	0	1	0	1	0	0	0	1	0	1	0
0	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1

Группа G порядка 4 учитывает продольную симметрию аппарата и возможность перестановки пар средних и задних ног. Программа, реализующая приведенный выше алгоритм, построила 366 канонических матриц походок, 10 из которых оказались регулярными [2, 5].

Список литературы: 1. Mc Ghee R. B. Some Finite State Aspects of Legged Locomotion//Mathematical Biosciences.—1968. 2.—№ 1/2.—Р. 67—84. 2. Охцимский Д. Е., Голубев Ю. Ф. Механика и управление движением автоматического шагающего аппарата.—М.: Наука, 1984.—312 с. 3. Фараджев И. А. Конструктивное перечисление комбинаторных объектов//Алгоритмические исследования в комбинаторике, М., 1978.—С. 3—11. 4. Зайченко В. А., Фараджев И. А. Алгоритм проверки каноничности системы инцидентий//—Алгоритмические исследования в комбинаторике, М., 1978.—С. 126—129. 5. Рублинецкий В. И., Тартаковский И. И. Критерий существования и алгоритм нахождения регулярных реализаций походки многоногой шагающей системы//Пробл. бионики.—1986.—Вып. 37.—С. 62—72.

Поступила в редколлегию 18.12.85.

УДК 681.518.54

Г. П. ФАСТОВЕЦ, В. И. ИВАНОВ

АНАЛИЗ СТРУКТУРЫ ОРГРАФА ДЛЯ ОПРЕДЕЛЕНИЯ КОНТУРОВ ОБРАТНЫХ СВЯЗЕЙ

Анализ биологических или технических систем, описываемых орграфами (далее просто графами), нередко вызывает необходимость создания условий, аналогичных физическому

разрыву всех контуров. Формально граф может быть представлен квадратной матрицей или списком смежности, так как их наиболее просто получать в качестве исходного описания.

При использовании матрицы в работе с компьютером необходимо R^2 ячеек памяти, где R — количество вершин графа. Если R велико, а граф неполный, более выгодным с точки зрения затрат памяти является использование списочного представления.

Количество дуг графа равно $\sum_{i=1}^R c_i^+$, где c_i^+ — полустепень исхода вершины i . Наиболее компактным будет список, состоящий из R записей вида $i; \{d_1, d_2, \dots, d_j, \dots, d_m\}$. Здесь d_1 — номер вершины, смежной с вершиной i , а $m = c_i^+$.

Однако для выполнения операции псевдоразрыва такое списочное представление не подходит, поскольку в этом случае некоторые из записей придется расчленять на две части, что потребует увеличения первоначально выделенного объема памяти.

Таким образом, наиболее подходящей моделью графа будет список, состоящий из пар номеров начальной и конечной вершин для каждой из дуг, т. е. для представления любой дуги потребуются две ячейки памяти. Граф будет полным тогда, когда $c_i^+ =$

$= R$, что потребует $\sum_{i=1}^R 2R$ или $2R^2$ ячеек памяти. Если частичный граф содержит не более половины дуг полного, данное списочное представление, которое назовем парным, предпочтительнее.

Методика выявления и разрыва контуров для заданных списком графов разработана недостаточно. В работе [1] предложен метод решения такой задачи и описан исходный список для получения сильно связанной компоненты (ССК). Однако этот метод довольно сложный.

Предлагаем менее трудоемкий способ получения ССК из парного списка графа. Пусть некоторый граф имеет A ССК и B элементарных путей таких, что начальная и конечная вершина каждого из этих путей принадлежат различным ССК. Назовем по аналогии с [2] совокупность A и B конденсацией графа.

Утверждение 1. Элементарные пути конденсации не образуют контуров.

Доказательство. Если это не так, то вершины различных ССК взаимно достижимы, что противоречит определению ССК.

Утверждение 2. Полустепени захода и исхода любой вершины конденсации не равны нулю.

Доказательство. Полустепени захода и исхода любой вершины ССК не равны нулю по определению. У элемен-

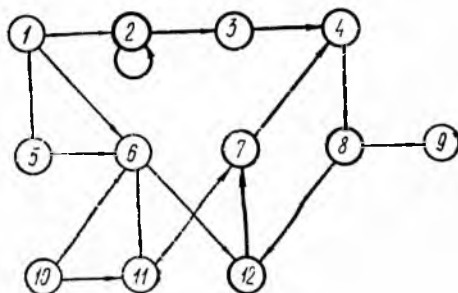
тарного пути могут быть нулевыми полустепени захода начальной и исхода конечной вершины, однако по определению конденсации они принадлежат ССК, поэтому полустепени захода и исхода у них ненулевые.

Теперь сформулируем алгоритм получения конденсации из парного списка графа.

Шаг 1. Из имеющегося графа удалить все вершины с нулевыми полустепенями захода или (и) исхода и все инцидентные этим вершинам дуги.

Шаг 2. Если в полученном графе имеются вершины с нулевыми полустепенями захода или (и) исхода, перейти к шагу 1; конец.

Докажем, что сформулированный алгоритм преобразует исходный граф в его конденсацию. Пусть после окончания алгоритма кроме конденсации получен еще некоторый подграф исходного графа с ненулевыми полустепенями захода и исхода любой вершины, что следует из условия окончания алгоритма, и не имеющий контуров по определению ССК и конденсации графа. Но тогда согласно [2] этот подграф обязательно имеет базу и антибазу, состоящие из вершин с нулевыми полустепенями захода и исхода соответственно, что является противоречием.



Модель графа

В работе [1] из исходной списочной модели графа получается списочная модель конденсации, точно соответствующая определению конденсации в работе [2]. Данное в настоящей работе определение конденсации шире, так как мы рассматриваем не частный случай связи различных ССК дугой, а общий случай связи их элементарным путем, который может состоять из нескольких дуг. Поэтому предложенное определение не противоречит данному в работе [2]. Следовательно, описанную в работе [1] процедуру получения списка всех контуров и их оптимального разрыва можно использовать.

Пример. Изображенный на рисунке граф описан списком входящих в него дуг, приведенным ниже. Каждая дуга задается парой номеров, соответствующей одному столбцу таблицы. В первой строке столбца — номер вершины, из которой дуга исходит, во второй — номер вершины, в которую дуга входит. Номера вершин с нулевой полустепенью захода не встречаются во второй строке, а с нулевой полустепенью исхода не встречаются в первой строке. Поэтому на первом шаге алгоритма вычеркнем столбцы 7, 8, 14, 15, 12. Теперь описан

входящих в него дуг, приведенным ниже. Каждая дуга задается парой номеров, соответствующей одному столбцу таблицы. В первой строке столбца — номер вершины, из которой дуга исходит, во второй — номер вершины, в которую дуга входит.

Номера вершин с нулевой полустепенью захода не встречаются во второй строке, а с нулевой полустепенью исхода не встречаются в первой строке. Поэтому на первом шаге алгоритма вычеркнем столбцы 7, 8, 14, 15, 12. Теперь описан

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

подграф, у которого имеются вершины с нулевыми полустепенями захода. Вновь переходим к вычеркиванию столбцов 1 и 2. Продолжая аналогичные действия, окончательно получаем конденсацию, выделенную на рисунке жирными линиями и описываемую списком, приведенным ниже.

Оценим быстродействие алгоритма, сделав некоторые предположения. Пусть дан граф, имеющий N дуг и K рангов по N/K дуг в среднем в каждом ранге. Для определения дуг первого ранга потребуется N^2 сравнений, второго ранга — $(N - N/K)^2$ сравнений и т. д.; последнего ранга — $(N/K)^2$ сравнений. Тогда необходимо будет всего $\sum_{S=1}^K (N - (S-1)N/K)^2$ или $N^2 \sum_{S=1}^K (1 - (S-1)/K)^2$ сравнений. Поскольку ряд убывающий, сумма его членов сходится.

В заключение отметим, что выдвинутые в данной статье и в работе [1] предложения реализованы программно в автоматизированной системе диагностирования радиоэлектронного оборудования и используются при генерации тестовых воздействий, моделировании в исправном состоянии и моделировании неисправностей, поиске дефектов, назначении дополнительных контрольных точек для контролепригодного проектирования.

Список литературы: 1. Фастовец Г. П., Иванов В. И. Оптимизация псевдоразрыва обратных связей при диагностировании последовательных цифровых схем // Пробл. бионики. — 1985. — Вып. 35. — С. 112—117. 2. Кристофидес Н. Теория графов: Алгоритмический подход. — М.: Мир, 1978. — 432 с.

Поступила в редколлегию 09.12.85.

УДК 621

М. А. ИВАНОВ, Ю. В. ЩЕРБИНА

ВЫРАВНИВАНИЕ ФАЗОВОГО ФРОНТА ПАРЦИАЛЬНЫХ КАНАЛОВ ПЕРЕДАЧИ ЦИФРОВОЙ ИНФОРМАЦИИ

Анализ особенностей высокоскоростных радиосистем цифровой связи свидетельствует о существовании ряда принципиальных и технико-экономических ограничений на предельно достижимые значения канальных скоростей передачи сообщений [1]. Поэтому существенный интерес представляют эффективные алгоритмы и реализующие их способы распараллеливания высокоскоростного потока информации на несколько менее ско-

ростных и, следовательно, более просто реализуемых парциальных каналов передачи с последующим их объединением («сшиванием») на приемной стороне [1, 2]. При этом для успешного решения последней задачи первостепенное значение приобретает поиск достаточно общего метода оперативного выравнивания фазового фронта (т. е. значений временных задержек) принятой совокупности парциальных цифровых потоков.

Нарушения равномерности фазового фронта совокупности парциальных каналов могут быть обусловлены не только неидентичностью значений временных задержек, передаваемых по данным каналам информационных потоков, но и «вставками» и «выпадениями» символов [1, 3, 4]. Учитывая при этом, что вставки и выпадения символов в различных потоках, как правило, взаимно независимы, запишем общее аналитическое соотношение для определения вероятности нарушения $p_n(T)$ фазового фронта принятых N парциальных каналов за время $T = M\tau$:

$$p_n(T) = \sum_{j=1}^M \left\{ \sum_{i=1}^N [p'_i(j) + p''_i(j) + p^*_i(j) + p^\#_i(j) - p'_i(j)p''_i(j)] - \right. \\ \left. - \left[\prod_{i=1}^N p'_i(j) + \prod_{i=1}^N p''_i(j) + \prod_{i=1}^N p^*_i(j) + \prod_{i=1}^N p^\#_i(j) \right] \right\}, \quad (1)$$

где τ — длительность тактового интервала; $p'_i(j)$, $p''_i(j)$ — вероятность соответственно «вставки» или «выпадения» j символов в i -м информационном потоке за время T ; $p^*_i(j)$, $p^\#_i(j)$ — вероятность соответственно отставания или опережения i -го информационного потока за время T на j тактовых интервалов относительно некоторой эталонной либо средней задержки. При этом справедливы следующие очевидные ограничения:

$$\left. \begin{aligned} \sum_{j=1}^M p'_i(j) &\leq 1; \\ \sum_{j=1}^M p''_i(j) &\leq 1; \\ \sum_{j=1}^M [p^*_i(j) + p^\#_i(j)] &\leq 1; \end{aligned} \right\}, \quad \forall i \in [1, N]. \quad (2)$$

Из формулы (1) следует, что вероятность $p_n(T) = p_n(M\tau)$ — неубывающая и монотонная функция количества N парциальных каналов передачи (при фиксированных и не зависящих от числа N значениях вероятностей $p'_i(j)$, $p''_i(j)$, $p^*_i(j)$ и $p^\#_i(j)$). Нарушение равномерности фазового фронта данных каналов при их «сшивании» (объединении) на приемной стороне в ряде случаев и особенно при работе в реальном масштабе времени может приводить к появлению в результирующем цифровом потоке достаточно длинных серий ошибок со значительной «вид-

ностью» [1, 3, 4]. Можно сделать вывод о том, что увеличение числа парциальных каналов в общем случае сопряжено с ростом вероятности ухудшения качества передачи цифровой информации. Это справедливо и для задачи многоканальной обработки единого информационного потока (например, при разнесенном приеме сигналов с многолучевым распространением радиоволн и т. п.) [1, 3]. Чтобы обеспечить достаточно высокую реальную эффективность применения алгоритмов распараллеливания процессов передачи и обработки сверхскоростных потоков цифровой информации, на практике необходимо предусмотреть действенные меры по выравниванию фазового фронта парциальных каналов непосредственно перед их объединением («сшиванием») на приемной стороне.

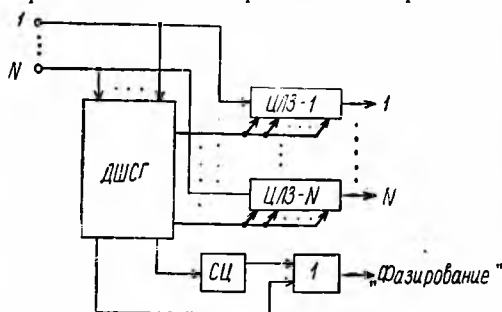


Рис. 1. Структурная схема устройства выравнивания фазового фронта

В этой связи разработаны методы выравнивания фазового фронта принимаемых парциальных цифровых потоков, применение которых позволяет обеспечить инвариантность эффективности выполнения операции объединения («сшивания») последних от количества каналов обработки. Опишем возможные варианты технической реализации данных методов для частных, но весьма важных в теоретическом и особенно в практическом отношении случаев натурального безызбыточного кодирования [1] канальных сообщений или использования самосинхронизирующихся систематических сверточных кодов [4].

Схема устройства принимаемой совокупности из N парциальных цифровых потоков для первого из указанных выше случаев натурального кодирования передаваемых информационных сообщений представлена на рис. 1. Здесь ЦЛЗ — цифровая линия задержки, представляющая собой регистр сдвига, число используемых разрядов которого соответствует временному запаздыванию синхросигнала данного канала относительно момента выделения (прихода) первой из N синхрогрупп, т. е. отставанию от «лидирующего» канала; СЦ — счетчик циклов, выдающий сигнал «Фазирование» по истечении времени цикла в том случае, если канальные синхрогруппы не были выделены в ДШСГ из-за ошибок, искажений или пропаданий сигналов в парциальных каналах (т. е. если «новое» состояние циклового синхронизма не обнаружено, то подтверждается «старое» состояние, имевшее место на последних предыдущих циклах); 1 — логический элемент; ДШСГ — дешифра-

тор синхрогрупп, которые передаются периодически и идентичны для всех парциальных каналов (данный дешифратор «выделяет» синхрогруппы в каждом из N каналов, регистрирует наличие либо отсутствие состояния циклового синхронизма путем выдачи сигнала «Фазирование» на вход элемента 1 либо управляющего воздействия на вход счетчика циклов СЦ, а также осуществляет измерение значений рассогласований во времени выделения канальных синхрогрупп и в случае ненулевого рассогласования формирует команды на соответствующее уменьшение величин задержки ЦЛЗ во всех «отстающих» каналах).

Особое значение имеет случай использования самоортогональных систематических сверточных кодов, которые являются самосинхронизирующимися [1, 3, 4]. Поэтому их применение позволяет обеспечить не только периодическое фазирование, но и постоянный текущий контроль за состоянием циклового синхронизма, а также оперативное восстановление этого состояния при его срывах или нарушениях [4]. Если в этом случае используемые коды высокоскоростные и характеризуются минимальной избыточностью, т. е. кодовая скорость $R_k = (n-1)/n$, где $n \geq 4$, то представляется целесообразным гаммировать поверочную последовательность $S(D)$ L -кратно повторяемой фазирющей последовательностью $P(D) : C(D) = S(D) \cdot P(D)$. При этом длина P_A фазирющей последовательности выбирается таким образом, чтобы выполнялось условие $LP_A \leq N_A/n$, (4), где N_A — кодовое ограничение применяемого кода; n — длина кодовой комбинации данного кода.

Используя квазиоптимальный для каналов низкого и среднего качества метод мажоритарной обработки выделяемых последовательностей $P(D)$ по принципу « $\{[L/2] + 1\}$ из L » (здесь $[L/2]$ — наибольшее целое от частного, стоящего в квадратных скобках), можно обеспечить достаточно высокую достоверность циклового фазирования, характеризуемую следующей вероятностью неустановления синхронизма [1, 4]:

$$p_{\text{ис}} \approx P_A C_L^{\frac{L+1}{2}} p_1^{\frac{L+1}{2}} (1 - p_1)^{\frac{L-1}{2}}, \quad (5)$$

где $C_L^{\frac{L+1}{2}}$ — число сочетаний из L по $[(L+1)/2]$; p_1 — вероятность появления единичного символа в синдромной последовательности, причем

$$p_1 = \sum_{i=0}^{[q/2]+1} C_q^{2i+1} p_0^{2i+1} (1 - p_0)^{q-2i}; \quad (6)$$

q — количество ненулевых членов (число ненулевых степеней) в образующих полиномах применяемого сверточного кода; p_0 — вероятность ошибки, характеризующая качество используемого канала связи. Таким образом, используется наиболее

пессимистическое предположение о том, что фазирующая последовательность $P(D)$ будет искажена при наличии в ней хотя бы одного ошибочно выделенного символа. В этом случае устраняется зависимость надежности цикловой синхронизации от статистики передаваемых сообщений и в значительной мере от качества используемых каналов связи.

На рис. 2 представлена схема одного из возможных вариантов реализации устройства выравнивания фазового фронта принимаемой совокупности парциальных цифровых потоков, каждый из которых закодирован сверточным кодом с использованием описанного выше метода установления циклового синхронизма в канале передачи. Здесь ДШ — дешифратор, «опознающий» фазирующую последовательность $P(D)$ или ее циклический сдвиг; СИ — источник синхроимпульсов; Тг — триггер; К — коммутатор; Ст — счетчик, определяющий величину временного рассогласования парциальных каналов; МЭ — мажоритарный элемент, осуществляющий усреднение L символов по критерию $\ll [(L+1)/2] \text{ из } L \gg$, где L — нечетное натуральное число ($L \geq 3$). В частности, для двоничных систем передачи цифровой информации алгоритм мажоритарной обработки может быть описан выражением следующего вида [4]:

$$\{a_i\}_L = \begin{cases} 1, & \forall \sum_{j=1}^L (a_i)_j > \frac{L+1}{2} \\ 0, & \forall \sum_{j=1}^L (a_i)_j < \frac{L+1}{2} \end{cases} \quad \forall i \in [1, n], \quad (7)$$

где $(a_i)_j$ — i -й символ j -й комбинации; n — длина фазирующей комбинации (обычно $n_j = \text{const } (j) \equiv n$).

Можно показать [1, 4], что применение описанного выше (см. рис. 2) устройства обеспечивает достаточно надежное и быстрое (за длительность $\sim [1+2] N_A/T$) выравнивание фазового фронта произвольной конечной совокупности парциальных каналов с их одновременным цикловым фазированием. Аналогичной эффективностью характеризуется и схема, представленная на рис. 2 (выравнивание фазового фронта парциальных каналов осуществляется за $1+2$ периода их циклового фазирования [1]). Поэтому применение разработанных и описанных в данной статье методов выравнивания фазового фронта парциальных каналов позволяет заметно расширить область практической применимости современных алгоритмов распараллеливания потоков цифровой информации и процессов их обработки для организации высокоскоростной передачи дискретных сообщений.

Список литературы: 1. Иванов М. А., Макаренко Б. И., Филоненко В. А. Анализ проблем теории и аппаратной реализации радиосистем сверхскоростной передачи цифровой информации // Тез. докл. Всесоюз. темат. заседания-семинара «Радиоприемные устройства». — М., 1984. — С. 5—6. 2. Грицык В. В. Распараллеливание алгоритмов обработки информации в системах реального времени. — К.: Наук. думка, 1981. — 216 с. 3. Спилкер Дж. Цифровая спутнико-

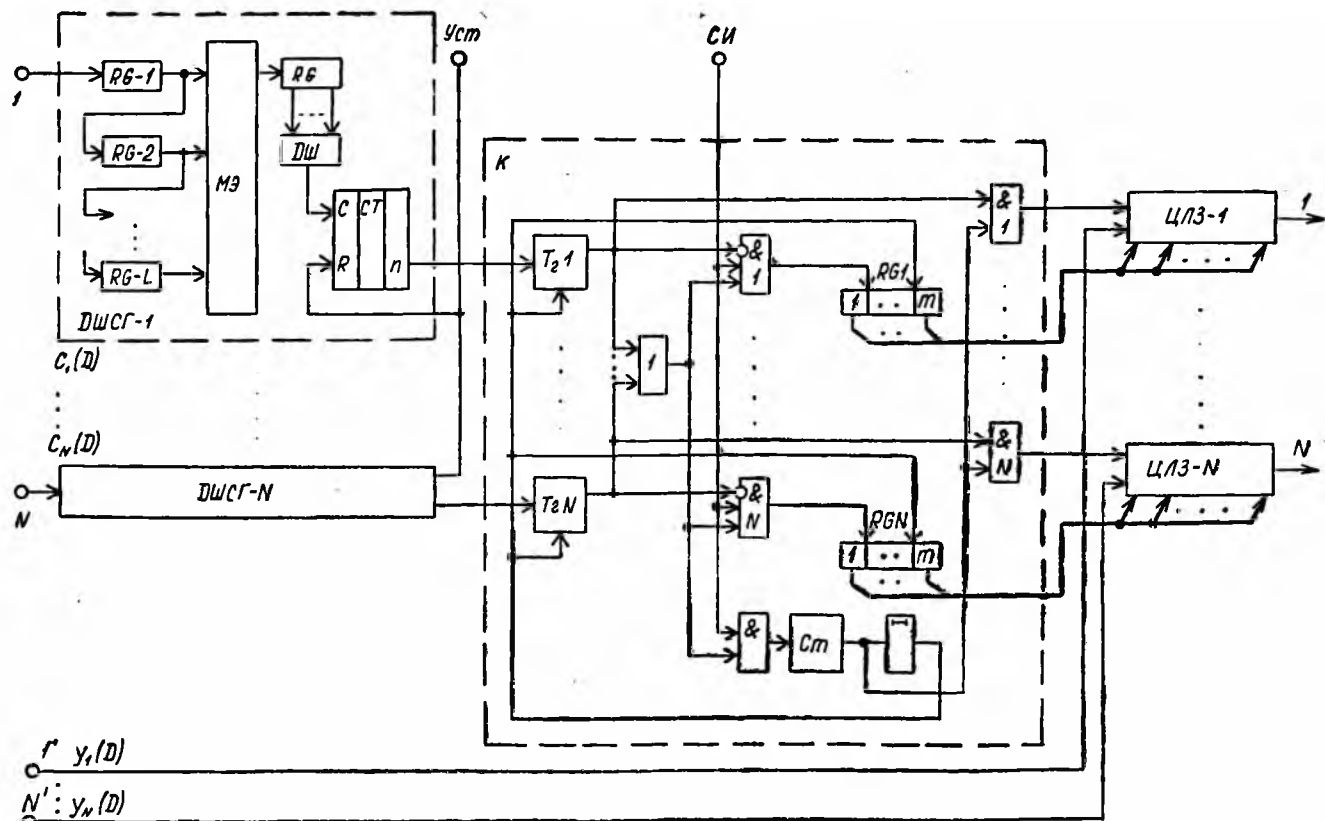


Рис. 2. Функциональная схема устройства выравнивания фазового фронта с цикловым фазированием

УДК 621.316.32.5

Н. Н. САПИГА, канд. техн. наук

ПОВЫШЕНИЕ НАДЕЖНОСТИ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ УСТРОЙСТВ ЗАЩИТЫ ЧЕЛОВЕКА ОТ ПОРАЖЕНИЯ ЭЛЕКТРИЧЕСКИМ ТОКОМ

В качестве устройств защиты человека от поражения электрическим током в сетях до 1000 В широко применяются устройства защитного отключения (УЗО). Установлено, что вероятность нормального функционирования УЗО в любой произвольно выбранный момент времени, исключая период восстановления, определяется коэффициентом готовности k_r [1, 2]:

$$k_r = \frac{T_6}{T_6 + t_0}, \quad (1)$$

где t_0 — среднее время между моментом отказа УЗО и моментом его обнаружения; T_6 — среднее время безопасного состояния УЗО, зависящее от наработки на отказ T и наличия самоконтроля исправности P_c . Значение t_0 определяется [2] так: $t_0 = \int_0^{t_{np}} Q(t, t + \tau) d\tau$. (2)

Здесь t_{np} — время между очередными проверками работоспособности УЗО; $Q(t, t + \tau)$ — вероятность отказа УЗО в интервале $[t, t + \tau]$.

Из предположения, что вероятность безотказной работы УЗО описывается показательным законом распределения, в работе [2] делается вывод на основе (2) о независимости t_0 от момента времени t . Однако это положение не согласуется с современными представлениями о физике отказов элементов:

отказ изоляции элементов УЗО (трансформатор питания, катушки коммутационных аппаратов) происходит под действием перенапряжений, распределение которых подчиняется двойному экспоненциальному закону;

в момент подключения УЗО к сети, как правило, уровень воздействующих эксплуатационных факторов выше, чем в нормальном режиме. Кроме того, если пауза и период работы УЗО соизмеримы и исчисляются часами, как, например, при одно- и двухсменной работе электрооборудования, то при подключении УЗО к сети влажность изоляции элементов выше вследствие термовлагодиффузии.

С точки зрения системного подхода, предполагающего рассмотрение системы «человек — УЗО», уравнение (2) справедливо при условии, что контроль работоспособности УЗО производится автоматически. В противном случае значение t_{np} должно быть задано с некоторой вероятностью, отражающей ошибку в действиях человека, в частности включение УЗО без проверки на работоспособность.

Таким образом, t_0 зависит от времени t , t_{np} и наработки на отказ T . Это следует также из анализа (2), когда функция распределения вероятности безотказной работы $F(t)$ не подчиняется показательному закону. В то же время в этих случаях значение t_0 в (2) не может быть выражено через элементарные функции.

Если $Q(t, t+\tau)$ принадлежит к непрерывным распределениям, то согласно теореме Лагранжа выражение (2) можно записать в виде $t_0 = t_{np}Q(t, t+\zeta)$, (3) где $\zeta = \theta t_{np}$, $0 < \theta < 1$.

Выбрав t_{np} из условия $\frac{dF(t)}{dt} = \text{const}$ на интервале $[t, t+t_{np}]$,

получаем
$$t_0 = t_{np}Q\left(t, t + \frac{t_{np}}{2}\right). \quad (4)$$

Здесь
$$Q\left(t, t + \frac{t_{np}}{2}\right) = \frac{F\left(t + \frac{t_{np}}{2}\right) - F(t)}{1 - F(t)}.$$

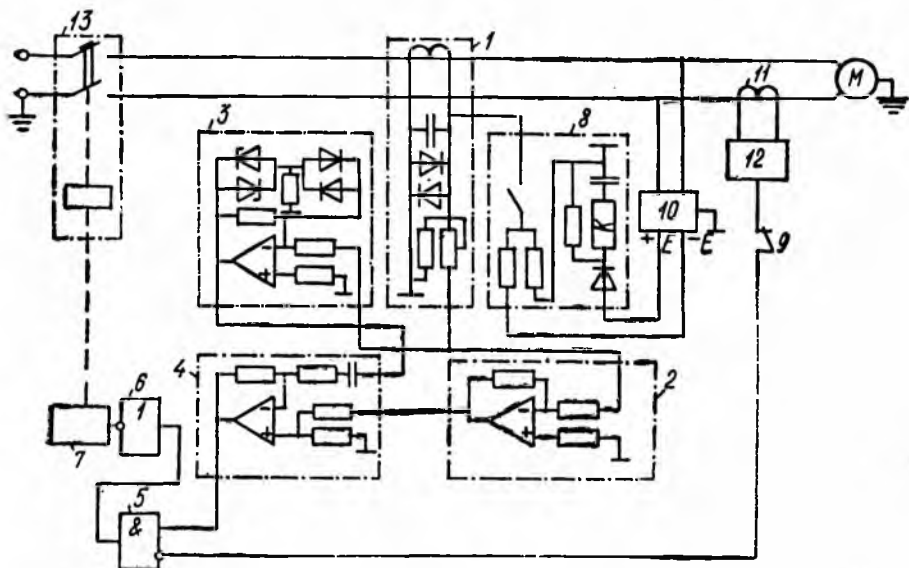
Условие $\frac{dF(t)}{dt} = \text{const}$ на интервале $[t, t+t_{np}]$, как показывает анализ, может быть обеспечено при $\frac{t_{np}}{T} \leq 0,1$. При $T = 20\,000$ ч $t_{np} \leq 2000$ ч, что удовлетворяет требованиям эксплуатации. Ошибка в определении t_0 по (4) составляет $\leq 1\%$.

На рисунке представлена схема УЗО по току утечки на землю, построенного по принципу автоматического контроля его работоспособности при подключении к сети и самоконтроля исправности во время работы.

Для пояснения принципа работы приведены простейшие варианты исполнения блоков 2—4, 8. Коэффициенты усиления усилителей 2, 3 одинаковы.

Диоды в усилителе-ограничителе 3 служат для компенсации влияния токов утечки стабилитронов на вход и повышения температурной стабильности порога ограничения напряжения сигнала. Блок 8 выполнен на базе герконового реле с замыкающим контактом. При подаче на вход блока 8 напряжения постоянного тока реле K срабатывает и замыкает свой контакт. По мере заряда конденсатора C напряжение на реле снижается, и после достижения напряжения отпускания контакт размыкается. Таким образом, на выходе блока 8 возникает отрицательный импульс, поступающий на вход ДТТ1.

Устройство работает следующим образом. При включении коммутационного аппарата подается питание на защищаемую электроустановку и на выходе блока 10 появляется стабилизированное напряжение.



Устройство защитного отключения по току утечки:

1 — дифференциальный трансформатор тока (ДТТ); 2 — усилитель; 3 — усилитель-ограничитель; 4 — аналоговый вычитатель; 5 — элемент «запрет»; 6 — инвертор; 7 — выходной релейный элемент; 8 — блок формирования тестового отключающего сигнала; 9 — размыкающий контакт блока 8; 10 — блок питания; 11 — трансформатор тока нагрузки; 12 — блок формирования сигнала по скорости изменения тока нагрузки; 13 — коммутационный аппарат

На вход каждого усилителя 2, 3 подаются сигналы переменного тока с выхода ДДТ1 за счет естественного тока утечки в зоне защиты, постоянного тока отрицательной полярности с выхода блока 8, как описано выше.

При этом коэффициент усиления, напряжение стабилизации стабилитронов и амплитуда импульса подобраны таким образом, чтобы ограничение сигнала в блоке 3 происходило только за счет упомянутого импульса, а в его отсутствие за счет сигнала, возникающего в случае прикосновения человека к токоведущим частям.

На выходе блока 2 амплитуда сигнала возрастает пропорционально амплитуде отрицательного импульса, а на выходе блока 3 — непропорционально и равна напряжению стабилизации. В результате на выходе блока 4 появляется сигнал, который проходит элемент «запрет» 5 и поступает на вход инвертора 6. На выходе инвертора сигнал равен нулю, выходной релейный элемент 7 обесточивается и электроустановка отключается от сети.

При повторном включении через 3—5 с УЗО не срабатывает. Это достигается выбором соотношений параметров цепи разряда конденсатора и напряжения срабатывания реле блока 8, благодаря чему реле K не срабатывает и сигнала на выходе блока 8 не появляется. Таким образом, обеспечивается автоматический контроль работоспособности УЗО при подключении к сети.

В случае прикосновения человека к токоведущим частям сигнал на выходе ДТТ1 возрастает до величины, при которой происходит отключение электроустановки от сети. Работа блоков 2—7 аналогична описанной при появлении сигнала на выходе блока 8.

Для предотвращения ложных отключений при пусках мощных потребителей служат трансформатор 11 и блок 12. С выхода блока 12 подается сигнал на запрещающий вход схемы «запрет» 5.

Устройство автоматически фиксирует отказы элементов (обрыв, короткое замыкание) в блоках 2, 3, 6, 10, 12, некоторые неисправности в блоках 4, 5, 7, 8.

Предложенная схема доказала свою работоспособность на макете. Показатель самоконтроля исправности $P_c \cong 0,4$. Оценка P_c была произведена экспериментально и вычислена по

$$\text{формуле} \quad P_c = 1 - \frac{n}{2N},$$

где N — число элементов устройства; n — число отказов элементов (обрыв, короткое замыкание), приводящих к срабатыванию УЗО.

Одновременные отказы двух и более элементов не учитывались, как маловероятные.

Таким образом, получено выражение для определения среднего времени t_0 между моментом отказа УЗО и моментом его обнаружения для любой непрерывной функции распределения $F(t)$, что позволяет существенно уточнить определение коэффициента готовности УЗО. Установлено, что t_0 зависит от T , $t_{\text{пр}}$ и t .

Кроме того, разработана схема УЗО по току утечки на землю, обладающая большими преимуществами перед существующими; автоматический контроль работоспособности при подключении к сети и наличие самоконтроля исправности $P_c \cong 0,4$.

Список литературы: 1. Ревякин А. И. О повышении эффективности автоматических устройств биозащиты // Тр. МЭИ.—1980.—Вып. 444.—С. 34—37.
2. Буралков А. Л. Влияние периодичности контроля работоспособности на эффективность УЗО.—Изв. вузов. Энергетика.—1983.—№ 3.—С. 47—49.

Поступила в редколлегию 19.02.85.

СОДЕРЖАНИЕ

Осыка А. Ф., Баранова Н. И. О распознавании элементов значения текста. Сообщение 1.	3
Левицкий А. С., Шаронова Н. В., Бузницкая Э. М. Использование лингвистического регистра при решении задач анализа и синтеза русского текста	9
Варсак М. И., Ловицкий В. А., Луганский А. М. Представление и формирование декларативно-процедуральных знаний в интеллектуальных естественно-языковых системах	13
Адонин В. И., Гороховатский В. А., Житомирский М. Я., Майстренко А. А., Машталир В. П. Распознавание изображений на основе функциональных инвариантов	19
Столяревская А. Л. Использование базы знаний в реализации интеллектуального интерфейса с базами данных	25
Зененко Г. П. Система лексико-грамматических классов слов португальского языка	32
Богданова Л. Г., Скачкова В. В. К вопросу о механизме декодирования текста	40
Берман С. Д., Герасименко Б. П., Зефилов В. Н. Обнаружение и оценка наибольшей ошибки при определении вектора методом проекций	43
Калюжная С. А. Булевы системы функциональной зависимости	50
Чен Р. Н. О распознавании и оценке ответа в автоматизированной обучающей системе	56
Ананин В. Ф. Структурная организация центральной нервной системы и ее роль в регуляции сердечно-сосудистой системы. Сообщение 7.	60
Колотенко Г. А., Филатов А. Т., Ахмедов Т. И. Модели энграмм множества синхронных и асинхронных потенциалов головного мозга	70
Лыгун Л. Н., Рожков В. В., Продан А. И., Дюльдя С. В. Определение динамических и статических нагрузок, возникающих в межпозвоночных сочленениях поясничного отдела позвоночника при движениях в сагиттальной плоскости	76
Самойленко Н. И. Синтез математической модели оптимальной структуры кодового дерева	84
Бороденко Е. И., Вишневский О. Н., Жорник В. Я. К вопросу выбора критерия количественной оценки структурной сложности	89
Белкин А. Р. Комбинаторные модели структурной аппроксимации	92
Акмурзин В. В., Герасименко В. В., Фильшинский В. А. Об одном обобщении метода обнаружения тупиков в вычислительных системах	99
Лысенко Н. Г., Кривуля Г. Ф. Синтаксис и семантика порождающей и распознающей грамматик двухосновной алгебры предиката	103
Алипов Н. В. Синтез оптимальных полихотомичных вопросников для угадывания числа с ложными ответами.	108
Илюшин О. К., Попов Б. В., Элькин Л. Н., Фисун К. А. Один алгоритм получения группового решения	118
Иванов А. В., Тартаковский И. И. Построение походок автоматического шагающего аппарата	122
Фастовец Г. П., Иванов В. И. Анализ структуры орграфа для определения контуров обратных связей	127
Иванов М. А., Щербина Ю. В. Выравнивание фазового фронта парциальных каналов передачи цифровой информации	130
Сапига Н. Н. Повышение надежности функционирования устройств защиты человека от поражения электрическим током	136