ческого алгоритма k-средних, было получено разбиение исходного множества данных на 2 кластера.

Таблица 1

Цифровые метки объектов

	F_1	F_2	F_3	F_4
нормозигота	0,002	0,220	-0,001	0,690
гетерозигота	-0,043	-0,227	-0,101	-1,449
гомозигота	0,155	-0,065	0,476	0,690

Полученный результат сравнивался с объективно правильным разбиением, построенным на основе клинического обследования, и показал высокие чувствительность (81,43%) и специфичность (90,95%).

Библиографический список

1. Айвазян С.А., Бухштабер В.М., Енюков И.С., Мешалкин Л.Д. Прикладная статистика: Классификация и снижение размерности. – М.: Финансы и статистика, 1989. – 607 с.

2. Дронов С.В. Многомерный статистический анализ: учебное пособие. – Барнаул: Изд-во Алт. ун-та, 2006. – 213 с.

УДК 517.11:518.5

Модель машины Шенфилда с оракулом и ограничением на время

В.Р. Карымов

АлтГУ, г. Барнаул

Рассматриваются машины Шенфилда с оракулом, которые имеют потенциально бесконечное число регистров, управляющее устройство и программу. Регистры пронумерованы натуральными числами, и каждый из них может содержать натуральное число, букву или некоторый символ. Пусть x_n обозначает содержимое регистра с номером n. Как станет ясно из дальнейшего, для любой машины необходимо лишь конечное множество регистров и конечное множество используемых символов, и эти множества нетрудно заранее определить по программе исходной машины.

В каждой машине выделены специальные регистры для записи технической информации. Пусть в регистрах 0, 1 расположены счетчик команд и счетчик тактов; в регистрах $\overline{p}$ и $\overline{z}$ записаны программа рассматриваемой машины и ее аргументы; регистры $\bar{a}$, $\bar{b}$ используются для записи вопросов и ответов машины; в регистрах $\bar{c}$ записывается результат вычисления. Остальные регистры в начальный момент считаются пустыми.

Управляющее устройство на каждом такте обозревает один регистр, читает его содержимое и преобразует его согласно выполняемой команде. Один такт работы машины заключается в исполнении команды, которая в данный момент содержится в регистре, указанном в счетчике команд. Если такой команды в программе машины нет, то результат работы машины не определен. Для упрощения рассуждений такие ситуации не будут рассматриваться, но это не будет влиять на общность данных рассуждений. В начальный момент в счетчике команд помещается номер регистра, содержащего начальную команду. Количество тактов работы машины ограничено числом t, указанным в счетчике тактов: $x_1 = t$. В начальный момент $t > 0$, затем при выполнении каждой команды число t уменьшается на 1. Если $x_1 = 0$, то работа машины прекращается. Выделяется специальный символ q_0 для обозначения заключительной команды. И если в счетчике команд указан q_0, то считается, что машина остановилась с результатом, записанным в указанных выше регистрах $\bar{c}$. А если счетчик команд не содержит q_0, то результат работы машины не определен, и в $\bar{c}$ помещается символ ∞, и считается, что машина работает бесконечно.

Оракул является некоторым оператором $F(y_1, \dots, y_k)$, аргументами которого могут быть числа и программы машин. *Вопрос* к оракулу имеет вид числового кортежа $(m_1, \dots, m_k)$, составленного из номеров регистров, содержащих значения аргументов оракула. *Ответом* на такой вопрос является значение $F(x_{m_1}, \dots, x_{m_k})$, если оно определено. Оракул не входит в программу рассматриваемой машины, и можно считать, что он присоединен к ее специальному входу. К одной и той же машине можно присоединять различные оракулы, и в этих случаях машина будет работать по-разному.

Кроме указанной выше заключительной команды q_0 рассматриваются две *оперативные команды* $q_1(i, n)$, $q_2(i, n, m)$ и *спрашивающая команда* $q_3(n, \bar{u})$, в которых i, n, m – натуральные числа, рассматриваемые как номера регистров; $\bar{u} = (m_1, \dots, m_k)$ – кортеж номеров регистров, содержащих значения аргументов оракула F. Случай $x_1 = 0$ описан выше, и пусть $x_1 > 0$. Тогда выполнение этих команд означает следующее.

1. Команда $q_1(i, n)$ преобразует регистры 0, 1, i следующим образом:

$$x_0 := n,\ x_1 := x_1 - 1,\ x_i := x_i + 1;$$

т.е. в регистр 0 помещается число n, содержимое регистра 1 уменьшается на 1, содержимое i-го регистра увеличивается на 1.

2. Команда q2(i, n, m) преобразует регистры 0, 1, i следующим образом: a) если $x_i > 0$, то $x_0 := n, x_1 := x_1 - 1,\ x_i := x_i - 1$;

$б$) если $x_i = 0$, то $x_0 := m,\ x_1 := x_1 - 1$; т.е. если содержимое i-го регистра больше 0, то в регистр 0 помещается число n и содержимое регистров 1 и i уменьшается на 1; а если содержимое i-го равно 0, то в регистр 0 помещается число m и содержимое регистра 1 уменьшается на 1.

3). Пусть вопрос $\overline{u} = (m_1, \dots, m_k)$ расположен в регистрах $\overline{a}$ и соответствующее значение оракула $F(x_{m_1}, \dots, x_{m_k})$ определено. Тогда команда $q_3(n, \overline{u})$ преобразует регистры 0, 1, $\overline{b}$ следующим образом:

$$x_0 := n,\ x_1 := x_1 - 1,\ \overline{b} := F(x_{m_1}, \dots, x_{m_k});$$

т.е. в регистр 0 помещается число n, содержимое регистра 1 уменьшается на 1 и в регистры $\overline{b}$ записывается значение $F(x_{m_1}, \dots, x_{m_k})$.

Если значение оракула $F(x_{m_1}, \dots, x_{m_k})$ не определено, то команда $q_3(n, \overline{u})$ не выполнима, и результат работы рассматриваемой машины не определен. В таких случаях считается, что машина *застряла на вопросе* $\overline{u}$.

Кодами команд q_0, $q_1(i, n)$, $q_2(i, n, m)$, $q_3(n, \overline{u})$ называются соответственно кортежи чисел: (0, 0), (1, i, n), (2, i, n, m), (3, n, $\overline{u}$). Считается, что каждая команда задается своим кодом, который может быть размещен в одном регистре. Программы задаются в виде кортежей следующего вида:

$$(t, m, q_1, q_2, \dots, q_m, k, l_1, \dots, l_k), \qquad (3)$$

где t – ограничение на число тактов, m – число команд; $q_1, q_2, \dots, q_m$ – номера регистров, содержащих коды команд, k – число аргументов, l_1, ..., l_k – номера регистров, содержащих значения аргументов машины. Для краткости команды машин обозначаются заглавными буквами Q_i, а их коды строчными буквами q_i с соответствующими индексами, и вместо (3) используется запись $(t, \overline{q}, \overline{l})$. Кортежи (3) называются *кодами программ*. Для обозначения машин Шенфилда с оракулом и их программ используются буквы W и P, соответственно, а в тех случаях, где это не приводит к противоречию, машины и их программы будут отождествляться.

Перед началом работы машины W с программой $(t, \bar{q}, \bar{l})$ в ее счетчике команд указывается номер регистра, содержащего первую выполняемую команду, в счетчик тактов заносится ограничение t, в регистры $\bar{q} = (q_1, q_2, \dots, q_m)$ и $\bar{l} = (l_1, \dots, l_k)$ заносятся коды соответствующих команд $\bar{Q} = (Q_1, Q_2, \dots, Q_m)$ и значения аргументов $\bar{z} = (z_{l_1}, \dots, z_{l_k})$. Полученная конфигурация называется *инициальной программой*, и обозначается через $< t, \bar{Q}, \bar{z} >$. Машина, работающая с такой программой, называется *инициальной*, и если она соединена с оракулом F, то используется обозначение $< t, \bar{Q}, \bar{z} >_F$.

Работа машины Шенфилда с оракулом производится по тактам. Один такт работы – это выполнение одной команды, включая спрашивающие команды, в конце такта в счетчике команд появляется номер регистра, содержащего следующую выполняемую команду.

Замечание 2. Для рассматриваемых машин принимаются соответствующие аналоги соглашений, описанных в замечании 1 главы 1. В частности, выполнение каждого такта работы, включая выполнение спрашивающих команд, осуществляется за одну единицу времени. Считается также, что число тактов, необходимых для осуществления всей работы машины зависит от размера ее входных аргументов, но не зависит от их значений.

В работе инициальной машины с данным оракулом и с ограничением t возможны три случая:

1) машина получает ответы на свои вопросы и заканчивает работу за t тактов;

2) машина получает ответы на свои вопросы, но не останавливается t тактов;

3) машина за t тактов застряла на некотором вопросе.

В первых двух случаях считается, что машина *хорошо работает с данным оракулом*.