Литература

1. Hu, M. K. Visual pattern recognition by moments invariants. *IRE Trans. Inform. Theory* **IT-8**: 179-187, 1962.
2. Chen, K. Efficient parallel algorithms for the computation of two-dimensional image moments. *Pattern Recognition*, Vol. 23, No. 1/2, pp.109-119, 1990.
3. Budrikis, Z. L.; Hatamian, M. Moment calculations by digital filters. *AT&T Bell Lab. tech. J.* **63**: 217-229, 1984.
4. Hatamian, M. A real time two-dimensional moment generating algorithm and its single chip implementation. *IEEE Trans. Acoust. Speed Signal Process.* ASSP-34: 546-553, 1986.

РАСПОЗНАВАНИЕ НЕИЗВЕСТНОЙ СТРУКТУРЫ СОЕДИНЕНИЙ

Шуть В. Н. Головко В. А.

Брестский политехнический институт

В последнее время в связи с распространением рыночных отношений в экономике появилась проблема распознавания неизвестной структуры соединений и логических функций интегральных микросхем (ИМС) в платах электроники станков с числовым программным управлением (ЧПУ) и другой электронной техники. Засекречивание разработок тормозит их широкому внедрению в народное хозяйство.

Впервые этот вопрос исследован в работе [1]. В данной работе ставится и решается задача определения связности дерева соединений при известной и неизвестной его структуре. Особым требованием является минимальность числа используемых тестов.

Знание структуры дерева соединений позволяет существенно сократить число контрольных тестов и, следовательно, уменьшить время контроля.

Рассмотрим цепь с неизвестной структурой соединений, содержащую К внешних вершин $P_1, P_2, \ldots, P_K$. При испытании на обрыв наблюдению доступны только внешние вершины. Внутренняя организация соединений соответствует простой древовидной структуре. Для обнаружения обрывов достаточно провести $K-1$ проверку. Например, достаточно убедиться, что нет обрывов в каждой паре $(P_H, P_1), \ldots, (P_H, P_K)$, где P_H - полюс, отностельно которого производится проверка (начальная точка) $P_H \in \{P_1, P_2, \ldots, P_K\}$. Количество испытаний на обнаружение всех обрывов в цепи с К полюсами не может быть меньше $K-1$.

Действительно, включение в какой-нибудь более двух клемм не позволит сделать заключение об отсутствии обрыва между полюсами хотя бы одной пары, участвующей в данной проверке. Поэтому для обнаружения всех обрывов в рассматриваемой цепи необходимо и достаточно T_H проверок [2], где

$$T_H = K - 1 \tag{1}$$

Покажем, что этого числа проверок достаточно для обнаружения любого обрыва или комбинации обрывов. Предположим, после проведения T_H проверок осталось ребро либо простой путь не проверенными. Обозначим концы ребра (пути) через b_i и b_j. По ребрам инцидентным вершинам b_i и b_j проходят пути R_i и R_j, которые соединяют начальную точку P_H с вершинами P_i и P_j соответственно. Сегмент (часть) простого пути R_i , соединяющего P_H и P_i , ребро (путь) b_i b_j и сегмент пути R_j, соединяющий вершину b_j с полюсом P_H, образуют цикл. Это противоречит определению дерева, как ациклического графа [3]. Значит T_H проверок достаточно для обнаружения любого обрыва.

Покажем, что наибольшее число путей, соединяющих данный полюс P_H со всеми остальными полюсами при проведении T_H проверок, проходит через центроид дерева.

Определение 1. Смежными поддеревьями по вершине $u \in T$ дерева Т называется совокупностью максимально возможных связных поддеревьев $T_1^u, \ldots, T_i^u, \ldots, T_n^u$, содержащих вершину $u \in T$ в качестве висячей.

Ясно, что $\bigcup\limits_{i=1}^{i=n} T_i^u \subset T$, где $n = deg\, u$ (степень вершины u).

Действительно, если некоторое поддерево $T_K \in T$ не входит в совокупность смежных поддеревьев, то возможно два варианта:

1. Поддерево $T_к$ содержит вершину u в качестве висячей, но не является максимальным поддеревом;
2. Поддерево $T_к$ не содержит вершину u в качестве висячей.

В первом случае включая последовательно в поддерево T_K вершины, связанная с T_K, получим максимально возможное связное поддерево. Второй вариант сводится к первому, так как последовательно подключенные вершины и ребра являются не чем иным, как поддеревьями T_K, не содержащими вершины u. Так что любое поддерево $T_K \in T$ в процессе этой процедуры будет включено в одно из поддеревьев совокупности смежных поддеревьев.

Непосредственно из определения 1 следует

$$\left|T_1^u\right| + \ldots \left|T_i^u\right| + \ldots \left|T_H^г\right| = K, \qquad (2)$$

где $\left|T_i^u\right|$ означает число внешних вершин смежного поддерева T_i^u без вершины u, по которой выполнена разложение.

На дереве Т выполняется следующее отношение между смежными поддеревьями по двум различным вершинам u, $u \in T$.

Теорема 1. Все смежные поддеревья кроме одного T_i^u по одной вершине $u \in T$ дерева T покрываются одним смежным поддеревом T_j^v по другой вершине $v \in T_i^u$:

$$T_1^u, \dots, \overline{T}_i^u, \dots, T_n^u \subset T_j^v, v \in T_i^u, n = deg\, u, i = \overline{1,n}. (3)$$

Аналогично для разложения на смежные поддеревья по вершине v:

$$T_1^v, \dots, \overline{T}_i^u, \dots, T_m^v \subset T_i^u, u \in T_j^v, m = deg\, v, j = \overline{1,m} (4)$$

Ряд доказанных в работе теорем позволяет утверждать, что минимальное число тестов для установления структуры неизвестных соединений получается только в том случае, если каждая единичная проверка включает в себя центроид дерева соединений.

УДК621.397

СЖАТИЕ ИЗОБРАЖЕНИЙ РУКОПИСНЫХ СИМВОЛОВ НА ОСНОВЕ КЛЕТОЧНОЙ ЛОГИКИ

Одинец Д.Н.

Военная академия республики Беларусь

Основной проблемой систем распознавания рукописных символов является определение сходства различных вариантов образов одного класса. Непостоянная толщина линий, произвольные размер и наклон отдельных фрагментов символов и изображения в целом порождают бесконечное множество инвариантов одного образа. Это является принципиальной трудностью построения классификаторов и собственно распознавания, как задачи кибернетики.

Для ограничения этого множества служит этап предварительной обработки изображений, который обычно включает процедуры фильтрации, сегментации, скелетизации, аппроксимации. Однако скелет