УДК 519.14

Г. П. БЕЗНОСОВ, В. В. ЕФИМЕНКО, А. С. ЗАГОРУЙКО,
Ю. А. СТУКАЛИН

(Новосибирск)

ПРОЦЕДУРЫ ПОСТРОЕНИЯ ДЕРЕВА И МАТРИЦЫ СЕЧЕНИЙ ГРАФА ДЛЯ МАШИН С МАЛЫМ ОБЪЕМОМ ПАМЯТИ

В случае формирования математической модели электрической схемы по методу переменных состояний возникает необходимость в построении дерева графа схемы и матрицы его фундаментальных сечений. Большинство [1, 2] известных алгоритмов нахождения дерева и матрицы сечений основано на преобразовании матрицы инциденции графа посредством элементарных операций над ее строками и столбцами в матрицу фундаментальных контуров или сечений.

Существенным недостатком указанных алгоритмов является то, что они требуют значительных объемов памяти для размещения больших разряженных матриц размерностью $KB \times KU$, где KB — количество элементов схемы (ребер графа) и KU — количество узлов в схеме (вершин графа). Для машин с малым объемом памяти такие алгоритмы неприемлемы. В связи с этим ставится задача разработки такого алгоритма, который ориентирован на реализацию посредством ЭВМ с малым объемом памяти.

Поскольку при формировании модели схемы дерево и матрицу сечений необходимо получать лишь один раз, фактор быстродействия не столь существен, как экономия памяти при ее ограниченном объеме. Поэтому целесообразно сначала определить дерево графа, а затем строить фундаментальную матрицу сечений. При таком последовательном способе построения дерева и матрицы сечений можно реализовать эти алгоритмы так, что они потребуют для своей работы только один вспомогательный одномерный массив U размерностью KU.

Процедура построения дерева в качестве исходной информации использует массив N размерностью $2 \times KB$, где записаны начальный и конечный узлы, которым инцидентна данная ветвь (ребро) графа. Вначале всем элементам массива узлов U присваиваются их порядковые номера, соответствующие номерам узлов схемы, т. е. вначале все элементы массива U различны. Затем последовательно для каждой ветви схемы сравниваются элементы массива U с номерами начального NI и конечного KI узлов рассматриваемой I-й ветви.

Если значения NI-го и KI-го элементов массива U равны, то ветвь классифицируется как связь, иначе ветвь включается в дерево и в массиве U всем элементам, значения которых были равны NI или KI, присваивается новое значение конечного узла KI. В результате в массиве U одинаковое значение имеют элементы, номера которых соответствуют номерам узлов, уже стянутых ветвями дерева.

На основе этого метода разработаны две процедуры, которые описаны в [3] и поэтому здесь не приведены.

Чтобы обойтись лишь одним вспомогательным массивом U и при построении матрицы фундаментальных сечений, необходимо операции линейного преобразования строк матрицы инциденции заменить эквивалентными операциями преобразования графа, осуществляемыми с помощью массива U с учетом классификации ребер на ветви и связи, которая была получена при построении дерева.

Исходя из определения фундаментальной матрицы сечений [4], ее I-ю строку можно рассматривать как строку матрицы инциденций для одной из вершин некоторого элементарного графа. Последний получается путем стягивания всех ветвей дерева (исключая I-ю ветвь) исходного графа схемы и состоит из двух вершин, которым инцидентна данная I-я ветвь дерева, I-й ветви дерева и всех связей, оказавшихся инцидентными этим двум вершинам в результате стягивания ветвей дерева. Процесс стягивания осуществляется путем переименования узлов в массиве U.

Ниже приведена АЛГОЛ-процедура для построения фундаментальной матрицы сечений.

```
'PROCEDURE' CUT (NODE, TREE, T, MINT, MAXT, LINK, L, MINL, MAXL)
                         RESULT: (F);
'COMMENT' ПРОЦЕДУРА ФОРМИРОВАНИЯ МАТРИЦЫ СЕЧЕНИЙ И ЕЕ ПАРА-
МЕТРЫ:
NODE — ЧИСЛО УЗЛОВ ГРАФА СХЕМЫ,
TREE — ЧИСЛО ВЕТВЕЙ ДЕРЕВА,
T[1 : TREE, 1 : 2] — МАССИВ УЗЛОВ ВЕТВЕЙ ДЕРЕВА,
MINT — МИНИМАЛЬНЫЙ НОМЕР ВЕТВИ ДЕРЕВА,
MAXT — МАКСИМАЛЬНЫЙ НОМЕР ВЕТВИ ДЕРЕВА,
LINK — ЧИСЛО СВЯЗЕЙ,
L[1 : LINK, 1 : 2] — МАССИВ УЗЛОВ СВЯЗЕЙ,
MINL — МИНИМАЛЬНЫЙ НОМЕР СВЯЗИ,
```

```
MAXL — МАКСИМАЛЬНЫЙ НОМЕР СВЯЗИ,
F[MINT : MAXT, MINL : MAXL] — МАТРИЦА СЕЧЕНИЙ;
'VALUE' NODE, TREE, MINT, MAXT, LINK, MINL, MAXL;
'INTEGER' NODE, TREE, MINT, MAXT, LINK, MINL, MAXL;
'INTEGER' 'ARRAY' T, L, F;
'BEGIN'
'INTEGER' I, J, K, II, JJ; 'INTEGER' 'ARRAY' U[1 : NODE];
'FOR' I:=MINT 'STEP' 1 'UNTIL' MAXT 'DO'
'BEGIN'
'IF' I≠MINT 'THEN' 'BEGIN' 'IF' U[T[I, 1]]≠U[T[I, 2]] 'THEN' 'GOTO' L1 'END';
'FOR' K:=1 'STEP' 1 'UNTIL' NODE 'DO' U[K]:=K;
L1 : II : =U[T[I, 1]];
L2: 'FOR' J:=1 'STEP' 1 'UNTIL' TREE 'DO' 'IF' I≠J 'THEN'
'BEGIN'
JJ:=0;
'IF' U[T[J, 1]]=II 'THEN' JJ:=U[T[J, 2]] 'ELSE'
'IF' U[T[J, 2]]=II 'THEN' JJ:=U[T[J, 1]];
'IF' JJ=0 'THEN'
'BEGIN'
'IF' II≠JJ 'THEN'
'BEGIN'
'FOR' K : =1 'STEP' 1 'UNTIL' NODE 'DO' 'IF' U[K]=JJ 'THEN' U[K]:=II;
'GOTO' L2
'END' 'END' 'END' CYCLE — J;
'FOR' J:=MINL 'STEP' 1 'UNTIL' MAXL 'DO' F[I, J]:=
'IF' U[L[J, 1]]=U[L[J, 2]] 'THEN' 0 'ELSE'
'IF' U[L[J, 1]]=II 'THEN' 1 'ELSE'
'IF' U[L[J, 2]]=II 'THEN' —1 'ELSE' 0
'END' CYCLE — I
'END' PROCEDURE — CUT;
```

ЛИТЕРАТУРА

1. **Зыков А. А.** Теория конечных графов. Новосибирск, «Наука», 1969.
2. **Nichols K. G.** Program for selecting a tree of a connected network and for finding the corresponding F matrix.— "Electron. Let.", 1969, vol. 5, N 17, p. 403—404.
3. **Безносов Г. П., Ефименко В. В., Загоруйко А. С., Стукалин Ю. А.** CRAPH TREE — АЛГОЛ-процедура построения дерева графа.— «Алгоритмы и программы». 1975, № 2, с. 7.
4. **Сешу С., Рид М. Б.** Линейные графы и электрические цепи. М., «Высшая школа», 1971.

Поступило в редакцию 30 октября 1978 г.

УДК 681.33

В. Л. АРТЮХОВ, Г. А. КОПЕЙКИН, А. А. ШАЛЫТО

(Ленинград)

ФУНКЦИОНАЛЬНЫЕ ВОЗМОЖНОСТИ МИКРОЭЛЕКТРОННЫХ РЕЗИСТИВНЫХ НАБОРОВ

Благодаря успехам тонкопленочной микроэлектронной технологии наборы прецизионных резисторов в виде интегральных микросхем (ИМС) широко внедряются в различные измерительные и преобразовательные устройства. Общеизвестны, например, резистивные разрядные сетки серий 301, 304 и др., предназначенные для цифроаналоговых преобразователей, а также наборы резисторов серий 303, 305 и т. п.

По технологическим причинам подобные ИМС содержат обычно резисторы одного либо кратных номиналов. В этой связи представляет интерес оценка предельных функциональных возможностей наборов одинаковых резисторов при ограниченном числе внешних выводов корпуса ИМС.

Для решения этого вопроса можно воспользоваться полученными К. Шенном и Дж. Риорданом [1] результатами решения поставленной еще в 1892 г. Мак-Магоном задачи о числе двухполюсных параллельно-последовательных сетей. Ими определено число различных параллельно-последовательных сетей (структур) из k одинаковых элементов ($k \leqslant 35$).