ОБ ОДНОМ СПОСОБЕ СОСТАВЛЕНИЯ ПРОГРАММ ДЛЯ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СРЕДЫ

В.А. Скоробогатов, А.А. Койфман

(Новосибирск)

Рассматривается один из возможных способов составления программ для сред с индивидуальным поведением элементов [1,2], суть которого состоит в определении строгого, вообще говоря, неоднозначного перехода от логической сети [3] к программе настройки вычислительной среды.

Под программой вычислительной среды будем понимать частично ориентированный плоский топологический граф G^{4*} ,все грани которого имеют 4 дуги (или ребра), все внутренние вершины - степень $d=4$,все внешние вершины-степень $2 \leq d \leq 4$, каждой грани которого поставлена в соответствие некоторая функция из набора $\{ f_1, f_2, \ldots, f_n, S_1, S_2, \ldots, S_k \}$, где $\{ f_1, \ldots, f_n \}$ - автоматно полный набор функций, $\{ S_1, \ldots, S_k \}$ - полный набор соединительных функций.

Направление информационного обмена задается направленностью дуг графа.

Дуга задает определенное направление обмена; ребро не задает никакого направления - оно означает,что смежные грани не имеют информационной связи.

Пусть дана логическая сеть L над множеством элементов $\mathfrak{m}\{ \&(3), \&(2), \vee(3), \vee(2), \neg(1), \delta(1)\}$. Все полюса, имеющие степень больше двух, заменим полюсами степени 4 или их композицией. (На рис. I а,б, показана замена полюса степени 5 двумя полюсами степени 4).

Полученную в результате сеть обозначим через L^2 .

Логической сети L^2 поставим в соответствие ориентирован-

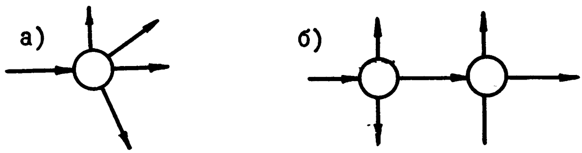

Рис. I.

ный граф G^1 следующим образом.

Каждый элемент Е или полюс степени большей 2 логической сети L^2 заменяется вершиной a с i соединенными с ней и направленными к ней дугами (i равно числу входов заменяемого элемента), исходящими из вершин, соответствующих тем элементам, к выходам которых присоединены входы заменяемого элемента Е или полюса; вершине a приписывается символ функции, реализуемой элементом Е, или символ соединительной функции типа P, если заменяется полюс.

Под полудугой будем понимать дугу, имеющую начало (конец), но не имеющую конца (начала).

В графе G^1 выберем вершины, имеющие степень меньше 4, и повысим их степень до 4 введением полудуг. Получаемый граф назовем графом G^2. Все вершины графа G^2 имеют степень 4.

Произвольно выберем некоторую геометрическую реализацию графа G^2. В ней заменим все пересечения дуг вершинами, поставим им в соответствие значения соединительных функций D. В результате получим плоский топологический граф G^{21}. В графе G^{21} выделим границу. Все полудуги выведем за границу графа, заменяя полученные пересечения вершинами с поставленными им в соответствие значениями соединительной функции D.

Полученный в результате граф G^3 обладает следующими свойствами:

I. Граф G^3 -плоский топологический граф.

2. Степени всех вершин в графе G^3 равны 4.

Построим граф G^{3*}, двойственный для графа G^3. Граф G^{3*} - плоский топологический граф, все грани которого являются четырехугольниками, а вершины имеют произвольную степень. Граф G^{3*} отличается от графа G^{4*} - программы только произвольностью степеней вершин. Следовательно, все дальнейшие преобразования должны касаться только вершин (понижения или повышения их степени).

О п р е д е л е н и е I. Две грани S_1 и S_2 назовем с м е ж н ы м и через грань S' тогда, когда I) S_1 и S'

смежны, 2) s' и s_2 смежны, 3) грани s' поставлена в соответствие функция из набора $\{s_1, \ldots, s_k\}$, обеспечивающая непосредственное соединение дуг U_1 и U_2 таких, что а) U_1, U_2 принадлежат краю грани s'; б) U_1 принадлежит краю грани s_1; в) U_2 принадлежит краю грани s_2.

Аналогично можно определить грани, смежные через 2,3,...,n граней.

При применении к графу G^{3*} некоторых преобразований возможно появление новых граней.

О п р е д е л е н и е 2. Преобразование назовем д о п у с т и м ы м , если новым граням можно поставить в соответствие функции из набора $\{s_1, \ldots, s_k\}$, такие, что I) грани, которые были смежными в исходном графе, остаются смежными в полученном графе через новые грани, 2) не получается новых смежных граней(через новые грани) по сравнению с исходным графом, не считая смежных с бесконечной гранью.

Граф G^{3*} может быть преобразован в граф G^{4*} двумя способами.

Первый способ основан на том, что граф G^{3*} всегда можно разбить на подграфы, каждый из которых является графом G^{4*}, т.е. программой. Построен алгоритм, позволяющий объединить последовательно подграфы, каждый раз получая в результате снова граф G^{4*}. Тем самым доказывается сводимость произвольного графа G^{3*} к графу G^{4*}, т.е. к программе настройки вычислительной среды.

Второй способ заключается в том, что к вершинам, степень которых отлична от четырех, применяются конкретные преобразования повышения или понижения степени (в этом случае возникает вопрос о конечности последовательности преобразований, который здесь не рассматривается).

В качестве примера на рис.2 приведено преобразование повышения степени вершины. Жирными линиями выделен участок исходного графа G^{3*}. Пунктирными линиями показаны новые дуги графа. Кружками отмечены вершины исходного графа, точками - новые вершины. Грани исходного графа обозначены буквами s, t, r. Новые грани обозначены теми же буквами с индексами.

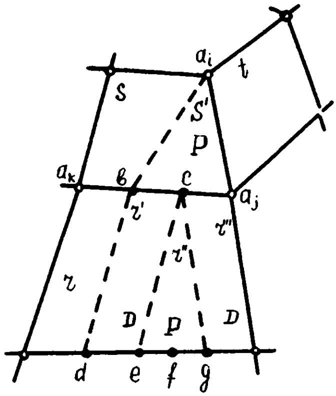

Рис. 2.

ЛИТЕРАТУРА

1. Э.В. Евреинов. О микроструктуре элементарных машин вычислительной системы.- Вычислительные системы. Новосибирск, 1962, вып. 4, стр. 3-16.
2. Э.В. Евреинов. Теоретические основы построения универсальных вычислительных сред.- Вычислитель - ные системы. Новосибирск, Изд-во "Наука", Сибирское отделение, 1965, вып.16, стр.3-72.
3. Н.Е. Кобринский, Б.А. Трахтенброт. Введение в теорию конечных автоматов. М., Физматгиз, 1961.