

Ш.Е. БОЗОЯН, Е.Ш. БОЗОЯН

О НЕКОТОРЫХ НЕЭКВИВАЛЕНТНЫХ ПРЕОБРАЗОВАНИЯХ ЗАПИСИ СХЕМЫ

Եվրոպած է սխեմայի տողային նկարագրության (գրառման) որոշակի խնդրի արդյունավետ լուծմանը առավելագույնս հարմարեցնելուն: Այդ նպատակով առաջարկվում է գրառումից տվյալ խնդրի լուծման համար նվազագույն (բայց բավարար) տեղեկատվություն պարունակող «քաղվածք» հանելու սկզբունք: «Քաղվածքը» պետք է բավարարի նաև նրա կիրառության արդյունավետությունը երաշխավորող մի քանի լրացուցիչ պայմանների: Սկզբունքը և նրա տված արդյունքը ցուցադրվում է կոնստրուկտորական բնույթի որևէ բարդ խնդրի լուծման դեպքում:

Посвящена максимальному приспособлению одного специального строчного описания (записи) схемы к эффективному решению конкретной задачи. С этой целью предлагается принцип выделения "выписки" из записи, содержащей минимальную (но достаточную) информацию для решения данной задачи. Кроме того, "выписка" должна удовлетворять некоторым дополнительным условиям, гарантирующим эффективность применения этого принципа. Принцип и его эффект демонстрируются в решении одной сложной конструкторской задачи.

Ил. 2. Библиогр.: 4 назв.

This paper is devoted to maximum application of one special line-to-line description of a scheme notation for an effective solution of a concrete problem. For this purpose a principle is proposed for extracting "excerpts" from notation containing minimum (though adequate) information for solving the problem. Moreover, the "excerpt" is to satisfy some additional conditions guaranteeing the effectiveness of application of this principle. The principle and its effect are demonstrated in an example of solving a complex design problem.

Ил. 2. Ref. 4

В работах [1, 2] рассматривается язык строчного описания (в дальнейшем - запись) дискретных схем, которое содержит информацию о том, как соединены элементы схемы между собой. Функциональные свойства элементов в записи не отражены, так что здесь речь идет о записи направленного мультиграфа [3] схемы, где элементам соответствуют вершины, соединениям между элементами - ребра. Элементами считаются также входные переменные (они не имеют входов и имеют выходы) и выходы схемы (имеют входы и не имеют выходов). Длина записи (число символов) равна числу ребер графа, т.е. она является оптимальной. Если запись дополнительно снабдить информацией о том, как функционирует каждый элемент схемы (вершина графа), то она будет содержать и информацию о том, как функционирует схема. Поэтому для полного описания схемы удобно иметь ее запись и те базисные функции (в случае функциональной схемы), которые реализуются элементами схемы.

В известной степени гибкость языка позволила решать сложные задачи автоматизации проектирования дискретных устройств, в частности, задачу компоновки элементов схемы [4]. Сложность алгоритмов решения таких задач, как правило, зависит от сложности схемы (на языке записи - от длины ее записи). В этой связи существенно ответить на вопрос: какую

минимальную информацию ("выписка") нужно выделить из записи, чтобы она была достаточна для решения данной задачи, и как "легко" ее выделить? Более точно, "выписка" должна:

- содержать достаточную информацию о схеме для решения данной задачи.

- иметь форму записи некоторой другой схемы так, чтобы результат решения данной задачи для этой схемы сошел с решением этой же задачи для первоначальной схемы.

- иметь минимальную длину, существенно меньшую длины записи первоначальной схемы.

- образоваться процедурами, сумма сложностей которых пренебрежительно мала сложности решения основной задачи.

Очевидно, что преобразование записи основной схемы в ее "выписки" не является эквивалентным.

В данной работе демонстрируется реализация этой идеи при решении задачи компоновки элементов схемы. Решение задачи градиентным алгоритмом приведено в [4], где дается оценка (сверху) сложности алгоритма: N^1 просмотр символов записи, где N — длина записи схемы.

Из постановки задачи компоновки элементов следует, что особенности функционирования элементов и схемы не играют никакой роли. Поскольку элементы (микросхемы) в схеме имеют многократные связи и в нашей задаче играют роль не конкретные связи, а их количество, то при наличии кратных связей между элементами они могут быть заменены однократными с указанием кратностей. В результате запись схемы укорачивается. Если, например, число ребер графа схемы уменьшить в p раз, то столько же уменьшится длина записи схемы. Следовательно, верхняя оценка сложности алгоритма компоновки элементов схемы уменьшится в p^1 раза.

В записи схемы второй индекс каждого символа показывает номер выхода элемента, по которому (выходу) пишется этот символ. Теперь его заменим числом, показывающим кратность выхода. Ясно, что эти числа для всех элементов будут равны единице, так как каждый выход каждого элемента однократный. При этом потеряем определенную информацию о схеме, а именно, уже не будем знать, какой именно выход данного элемента соединен с определенным входом другого элемента. В этом смысле это преобразование записи неэквивалентное.

Теперь кратные соединения между элементами (несколько выходов одного элемента соединено с несколькими входами другого элемента) изобразим однократными с указанием кратностей. Этим схема, а вместе с ней и ее запись, упрощаются.

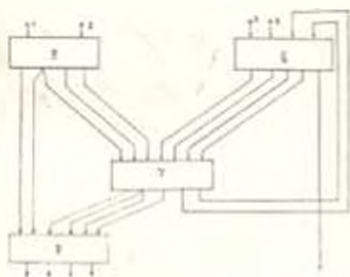


Рис. 1

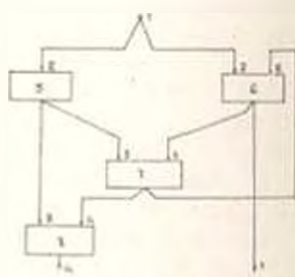


Рис. 2

Рассмотрим схему, изображенную на рис. 1. Запись этой схемы следующая:

8(6,1) 5(2,1) 1(0,1) 2(0,1) 5(0,2) 7(7,1) 5(0,2) 5(0,3)
5(0,4) 6(4,1) 3(0,1) 4(0,1) 7(0,4) 7(0,5) 6(0,2) 6(0,3)
6(0,4) 7(0,2) 7(0,2) 7(0,3) 8(0,2) 8(0,3) 8(0,4) 6(0,5).

Схема, соответствующая "выписке" (она называется также сокращенной схемой), изображена на рис. 2. Ее запись следующая:

8(2,4) 5(1,2) 1(0,2) 7(2,4) 5(0,3) 6(2,4) 1(0,2)
7(0,2) 6(0,1).

Здесь символы, соответствующие элементам схемы с указанием кратностей входов и выходов, имеют несколько иную структуру - элементу с номером k сопоставляется символ $k(m,n)$, где m — число условных входов (без учета кратностей) элемента, n — кратность выхода, поступающего к входу элемента, соответствующего символу, непосредственно предшествующему вышеуказанному символу в записи, а номера условных выходов здесь не указываются, так как они всегда равны единице.

Вернемся к основной задаче, т.е. к выделению "выписки" из записи основной схемы. Заметим, что разные входы элементов сокращенной схемы "идут" из выходов разных элементов, а выход элемента разветвляется только тогда, когда он "идет" к входам разных элементов. Отсюда следует, что в "выписке" описание любого символа типа $k(m,n)$ ($m \neq 0$) имеет структуру, где начала всех его m компонентов попарно относятся к различным элементам. Следовательно, основной процедурой получения "выписки" из записи первоначальной схемы является замена в ней повторяющихся начал компонентов символов типа $k(m,n)$ их однократными "представителями" с указанием кратностей. С целью объединения кратных выходов элементов, являющихся выходами схемы, целесообразно ввести понятие фиктивного "элемента" схемы, входами которого являются все выходы схемы. Этому "элементу" в записи сопоставим символ $\emptyset(m,1)$ (вес записи схемы равен m). "Описанием" этого символа является вся запись. В результате объединения входов схемы, которым соответствуют символы $k_1(0,1), k_2(0,1), \dots, k_l(0,1), k_i \neq k_j, i \neq j$, получим единственный символ $k_i(0,r), 1 \leq i \leq r$. Резюмируя вышесказанное и учитывая особенности синтаксиса языка записи, изложим алгоритм выделения выписки.

1. С левой стороны от записи символ $\emptyset(m,1)$, m — вес записи, вторые индексы всех символов записи заменить на 1, все символы типа $i(0,1)$, для которых в записи отсутствует символ $i(m,1)$ ($m \neq 0$), всюду заменить на $i_n(0,1)$, где $i_n(0,1)$ — первый из них в записи (слева).

2. Пусть $k(m,n) k_1 \dots k_l \dots k_m$ — некоторый отрезок в записи с весом l , где $k_1, \dots, k_l, \dots, k_m$ — компоненты описания символа $k(m,n)$,
п

$$\begin{aligned} k_i &= p(0, n_i) & \text{или} & & p(m_i, n_i) 0 n p, \\ k_i &= p(0, n_j) & \text{или} & & p(m_i, n_j) 0 n p \end{aligned}$$

Если

а) $k_i = p(0, n_i)$ и $k_j = p(0, n_j)$, то k_i заменить на $p(0, m_i + n_j)$, k_j исключить из записи, а $k(m, n)$ заменить на $k(m-1, n)$.

б) $k_i = p(m_i, n_i) \text{Onp}$ и $k_j = p(0, n_j)$ или $k_i = p(0, n_i)$ и $k_j = p(m_j, n_j) \text{Onp}$, то k_i заменить на $p(m_i, n_i + n_j) \text{Onp}$, k_j исключить из записи, а $k(m, n)$ заменить на $k(m-1, n)$.

Эту процедуру применять многократно до тех пор, пока можно будет ее применить.

3. Исключить первый (слева) символ записи.

Здесь Onp является описанием символа $p(m_i, n_i)$ (это отрезок с весом - 1, непосредственно следующий за символом $p(m_i, n_i)$). Заметим также, что во всех пунктах алгоритма под "записью" подразумевается ее "текущее" значение. Вначале она совпадает с записью первоначальной схемы, а в конце (т.е. результат) — с "выпиской".

Приведем ход применения алгоритма на записи схемы, изображенной на рис. 2. Применив п.1, получим

$\emptyset(5,1) \ 8(6,1) \ 5(2,1) \ 1(0,1) \ 1(0,1) \ 5(0,1) \ 7(7,1) \ 5(0,1) \ 5(0,1) \ 5(0,1) \ 6(4,1) \ 1(0,1) \ 1(0,1) \ 7(0,1) \ 7(0,1) \ 6(0,1) \ 6(0,1) \ 6(0,1) \ 7(0,1) \ 7(0,1) \ 7(0,1) \ 8(0,1) \ 8(0,1) \ 8(0,1) \ 6(0,1).$

Ход многократного применения п.2 следующий:

$\emptyset(2,1) \ 8(6,4) \ 5(2,1) \ 1(0,1) \ 1(0,1) \ 5(0,1) \ 7(7,1) \ 5(0,1) \ 5(0,1) \ 5(0,1) \ 6(4,1) \ 1(0,1) \ 1(0,1) \ 7(0,1) \ 7(0,1) \ 6(0,1) \ 6(0,1) \ 6(0,1) \ 7(0,1) \ 7(0,1) \ 7(0,1) \ 6(0,1),$

$\emptyset(2,1) \ 8(2,4) \ 5(2,2) \ 1(0,1) \ 1(0,1) \ 7(7,4) \ 5(0,1) \ 5(0,1) \ 5(0,1) \ 6(4,1) \ 1(0,1) \ 1(0,1) \ 7(0,1) \ 7(0,1) \ 6(0,1) \ 6(0,1) \ 6(0,1) \ 6(0,1),$

$\emptyset(2,1) \ 8(2,4) \ 5(1,2) \ 1(0,2) \ 7(2,4) \ 5(0,3) \ 6(4,4) \ 1(0,1) \ 1(0,1) \ 7(0,1) \ 7(0,1) \ 6(0,1),$

$\emptyset(2,1) \ 8(2,4) \ 5(1,2) \ 1(0,2) \ 7(2,4) \ 5(0,3) \ 6(2,4) \ 1(0,2) \ 7(0,2) \ 6(0,1).$

После применения п.3 получим

$8(2,4) \ 5(1,2) \ 1(0,2) \ 7(2,4) \ 5(0,3) \ 6(2,4) \ 1(0,2) \ 7(0,2) \ 6(0,1).$

Оценим сложность алгоритма выделения "выписки". Поскольку одним "просмотром" записи схемы можно одновременно исключить все повторяющиеся компоненты описаний символов, соответствующих операциям, которые допускают параллельное выполнение, то число всех просмотров совпадает с глубиной схемы (глубина - это длина максимального пути от входа к выходу). Так как глубина меньше длины записи, то верхняя оценка сложности алгоритма имеет вид: N просмотров записи схемы или N^2 рассмотрений символов записи.

Итак, в нашем примере $N=24$, длина "выписки" $M=9$. Если выигрыш в сложности алгоритма оценить по верхним оценкам, то замена записи схемы на сокращенную запись дает выигрыш в $N^1/(M^2 + N^2) = 21$ раз.

Обобщая основную идею настоящей работы, заметим, что речь идет о максимальном приспособлении записи схемы к эффективному решению конкретной задачи. Очевидно, трудно давать общие рецепты для построения записей сокращенных схем, чтобы они эффективно работали в любом конкретном случае, поэтому для каждого случая предстоит конкретное исследование. Однако очевидно также, что для отдельных классов родственных задач возможны единые подходы.

При решении некоторых задач приходится не только изъять "лишнюю" информацию из записи, но и добавить новую, которая необходима для решения этих задач, хотя она отсутствует в записи. Например, если рассматривается задача, связанная с анализом надежности схемы, то запись следует дополнительно снабдить информацией о надежности элементов схемы. Таким образом, в зависимости от конкретного случая запись подвергается соответствующим преобразованиям.

ЛИТЕРАТУРА

1. Бозоян Ш.Е. Язык описания функциональных схем // Изв. АН СССР. Тех. кибернетика. - 1978. - № 6. - С. 158-166.
2. Бозоян Ш.Е. Язык описания логических схем, построенных на интегральных микросхемах // ДАН АрмССР. - 1981. - Т. 63, № 1. - С. 37-45.
3. Харари Ф. Теория графов: Пер. с англ. - М.: Мир. 1973. - 321 с.
4. Бозоян Ш.Е., Саркисян А.А. Разбиение дискретной схемы на части, удовлетворяющие заданным ограничениям // ДАН АрмССР. - 1986. - Т. 73, № 3. - С. 111-114.

ГИУА

15.02. 1996

Изв. НАН и ГИУ Армении (сер. ТН), т. XLIX, № 2, 1996, с. 101-106.

УДК 681.325.5

ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА

Х.В. КЕРОПЯН, Э.А. КАЗАРЯН, С.А. МАДЖАРЯН

ПРИБЛИЖЕННАЯ ДЕКОМПОЗИЦИЯ И УКРУПНЕНИЕ МОДЕЛИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СЕТИ С ДИНАМИЧЕСКИМИ ПАРАМЕТРАМИ

Բնարկվում են հաշվողական ցանցի մոդելի մոտավոր տարրաբաժանման և խոշորացման հարցերը: Այն ներկայացվում է փակ զանգվածային սպասարկման ցանցի տեսքով, որտեղ պահանջների հանգույցներում սպասարկելու պարամետրերը և երթուղացույցը դինամիկական բնույթ են կրում:

Рассматриваются вопросы приближенной декомпозиции и укрупнения модели вычислительной сети, представляемой в виде замкнутой сети массового обслуживания с динамическими параметрами обслуживания в узлах и динамической маршрутизацией.

Библиогр.: 5 назв.