ՀԱՅԿԱԿԱՆ ՍՍՀ ԳԻՏՈՒԹՅՈՒՆՆԵՐԻ ԱԿԱԴԵՄԻԱՅԻ ԶԵԿՈՒՅՑՆԵՐ
ДОКЛАДЫ АКАДЕМИИ НАУК АРМЯНСКОЙ ССР

LXXXIII 1986 3

КИБЕРНЕТИКА

УДК 519.714.25 : 519.682

Ш. Е. Бозоян, А. А. Саркисян

Разбиение дискретной схемы на части, удовлетворяющие заданным ограничениям

(Представлено чл.-корр. АН Армянской ССР Г. Л. Арешяном 11/V 1985)

Промышленность, выпускающая ЭВМ, выдвигает проблемы, от решения которых зависит весь производственный процесс. Одна из таких проблем состоит в разбиении схемы на части, удовлетворяющие заданным техническим и технологическим ограничениям. Эти ограничения часто формулируются следующим образом: 1) каждая часть должна содержать не более E элементов и T выводов (т. е. входов и выходов); 2) потребляемая мощность части не должна превосходить данной мощности P; 3) число логически отличных подсхем должно быть минимальным; 4) число частей разбиения должно быть минимальным и т. д.

В настоящее время алгоритмов оптимального разбиения больших схем, пригодных с точки зрения реализации их на ЭВМ, не существует. Наиболее часто на практике используются эвристические алгоритмы, которые в основном оперируют с одной целевой функцией.

Данная работа посвящена решению поставленной задачи градиентным алгоритмом при ограничениях 1), 2) и 4). Алгоритм существенным образом опирается на специальную строчную запись схемы, разработанной в работах [1—3]. Одна из особенностей этой записи заключается в том, что любая подсхема с одним выходом, входы которой (если они есть) являются входами схемы, в записи являются «сплошным» отрезком символов. Это свойство языка строчной записи схемы является ключевым для целенаправленного поиска той или иной подсхемы.

Предварительно заметим, что условие, ограничивающее число выводов подсхемы, требует, чтобы элементы подсхем были как можно больше связаны между собой, чтобы доля внешних связей (контактов, соединяющих подсхемы между собой) была как можно меньше, а условие 2) требует, чтобы выбранные подсхемы были «заполнены» элементами как можно больше.

Работа алгоритма с использованием языка строчного описания схемы как раз отвечает этим требованиям и очень проста. Она состоит из двух этапов.

На первом этапе в записи схемы последовательно выбираются отрезки с весами—1, содержащие не более E элементов и T выводов, сумма потребляемых мощностей которых не больше P. На каждом шагу среди таких отрезков выбирается тот, у которого соответствующие параметры близки к числам E, T и P соответственно. Если таких отрезков несколько, то выбирается один из них. Выбранному отрезку соответствует подсхема с хорошо связанными между собой элементами. После выбора отрезка он исключается из записи, если не является частью некоторого другого отрезка с весом —1, в противном случае он заменяется символом x. Затем процедура поиска нового подходящего отрезка с весом —1 возобновляется. Процесс кончается тем, что запись схемы превращается в пустое слово. Этим завершается первый этап работы алгоритма.

На втором этапе производится объединение «неполных» подсхем. Дело в том, что в некоторых шагах первого этапа работы алгоритма могут быть выбраны подсхемы с характеристиками, намного уступающими их предельным значениям E, T и P. Поэтому здесь возникает возможность объединения этих «остатков» в отдельные группы, образующие новые подсхемы, удовлетворяющие заданным ограничениям. На первый взгляд кажется, что такая задача ничем не отличается от первоначально поставленной. Однако здесь проблемы связанных элементов нет, так как если бы два «остатка» были связанными и их объединение удовлетворяло заданным ограничениям, то они попали бы в одну подсхему уже на первом этапе работы алгоритма. Поэтому объединение таких «остатков» осуществляется следующим образом: берется некоторый из них и последовательно рассматривается с остальными. Если с некоторым другим «остатком» он составляет подсхему, удовлетворяющую заданным ограничениям, то они объединяются и результат считается новым «остатком». Эта процедура продолжается до тех пор, пока не производятся все возможные объединения.

Пример. Рассмотрим схему с записью

$$1_1^{0(2,1,1,1)} 2_1^{0(3,1,1,1)} 3_2^{0(2,2,2,1)} 4_1^{0(3,1,2,1)} 5_1^{0(3,1,1,1)} 20_1^{0(1,2,0,0)} 6_1^{0(3,1,1,1)} 3_1^{(2,2,2,1)} 7_1^{0(2,1,1,1)} x_1 x_2$$
$$8_1^{0(3,1,1,1)} x_3 x_4\, 20_2^{(1,2,0,0)} x_5\, 21_1^{0(1,2,0,0)} 9_1^{0(2,1,1,1)} x_6 x_7 21_2^{(1,2,0,0)} 23_1^{0(1,3,0,0)} 12_1^{0(2,1,3,1)} 13_1^{0(3,1,1,1)}$$
$$x_8 x_9 x_{10} 14_1^{0(2,1,1,1)} x_{11} x_{12}\, 22_1^{0(1,3,0,0)} 10_1^{0(2,1,2,1)} 11_1^{0(2,1,1,1)} 23_2^{(1,3,0,0)} x_{13} 15_1^{0(3,1,1,1)} 23_3^{(1,3,0,0)}$$
$$16_1^{0(3,2,1,1)} 17_1^{0(2,1,1,1)} x_{15} x_{16} 18_1^{0(2,1,2,1)} x_{17} x_{18}\, 24_1^{0(1,2,0,0)} 19_1^{0(2,1,1,1)} x_{19} x_{20}\, 22_3^{(1,3,0,0)}\, 22_2^{(1,3,0,0)}$$
$$x_{14}\, 16_2^{(3,2,1,1)} 24_2^{(1,2,0,0)}.$$

Здесь элементы схемы обозначены числами 1, 2, 3, ... Символ $k^{(n,m,p,l)}$ показывает, что элемент с номером k имеет n входов, m выходов, потребляемую мощность p, вес l (число „внутренних" элементов). Точки ветвления также формально считаются „элементами", однако для них параметры p и l равны нулю. Пусть $E=5$, $T=10$, $P=5$. В этой записи первым левым максимальным отрезком с весом —1, содержащим не более 5 элементов, является

$$5_1^{0(3,1,1,1)} 20_1^{0(1,2,0,0)} 6_1^{0(3,1,1,1)} 3_1^{(2,2,2,1)} 7_1^{0(2,1,1,1)} x_1 x_2 8_1^{0(3,1,1,1)} x_3 x_4 20_2^{(1,2,0,0)} x_5 21_1^{0(1,2,0,0)}$$
$$9_1^{0(3,1,1,1)} x_6 x_7$$

Ему соответствует подсхема, состоящая из элементов 5, 6, 7, 8 и 9. Потребляемая мощность этой подсхемы равна $p_1=5$, а число входов и выходов — $T_1=10$. Поэтому она является подходящей для выбора. Итак, множеством элементов первой подсхемы разбиения является $M_1=\{5, 6, 7, 8, 9\}$. Поскольку выбранный отрезок с весом —1 является частью некоторого другого отрезка с весом — 1 в записи схемы, его заменяем символом x. Получаем

$$1_1^{0(2,1,1,1)}2_1^{0(3,1,1,1)}3_2^{0(2,2,2,1)}4_1^{0(3,1,2,1)}x21_2^{(1,2,0,0)}23_1^{0(1,3,0,0)}12_1^{0(2,1,3,1)}13_1^{0(2,1,1,1)}x_8x_9x_{10}$$
$$14_1^{0(2,1,1,1)}x_{11}x_{12}22_1^{0(1,3,0,0)}10_1^{0(2,1,2,1)}11_1^{0(2,1,1,1)}23_2^{(1,3,0,0)}x_{13}15_1^{0(3,1,1,1)}23_3^{(1,3,0,0)}16_1^{0(3,2,1,1)}$$
$$17_1^{0(2,1,1,1)}x_{15}x_{16}18_1^{0(2,1,2,1)}x_{17}x_{18}24_1^{0(1,2,0,0)}19_1^{0(2,1,1,1)}x_{19}x_{20}22_3^{(1,3,0,0)}22_2^{(1,3,0,0)}x_{14}$$
$$16_2^{(3,2,1,1)}24_2^{(1,2,0,0)}.$$

Следующим первым левым максимальным отрезком с весом — 1, содержащим не более 5 элементов, является

$$23_1^{0(1,3,0,0)}12_1^{0(2,1,3,1)}13_1^{0(2,1,1,1)}x_8x_9 14_1^{0(2,1,1,1)}x_{11}x_{12}.$$

Ему соответствует подсхема, состоящая из элементов 12, 13 и 14. Ее потребляемая мощность равна $p_2=5$, а число входов и выходов — $T_2=6$. Поэтому она также является подходящей для выбора. Таким образом, множеством элементов второй подсхемы является $M_2=\{12, 13, 14\}$. Поскольку этот отрезок с весом — 1 является частью другого отрезка с весом — 1, то его заменим символом x. Получим

$$1_1^{0(2,1,1,1)}2_1^{0(3,1,1,1)}3_2^{0(2,2,2,1)}4_1^{0(3,1,2,1)}x21_2^{(1,2,0,0)}\,x22_1^{0(1,3,0,0)}10_1^{0(2,1,2,1)}\,11_1^{0(2,1,1,1)}22_2^{(1,3,0,0)}x_{13}$$
$$15_1^{0(3,1,1,1)}23_3^{(1,3,0,0)}16_1^{0(3,2,1,1)}17_1^{0(2,1,1,1)}x_{15}x_{16}18_1^{0(2,1,2,1)}x_{17}x_{18}24_1^{0(1,2,0,0)}\,19_1^{0(2,1,1,1)}x_{19}x_{20}$$
$$22_3^{(1,3,0,0)}22_2^{(1,3,0,0)}x_{14}16_2^{(3,2,1,1)}24_2^{(1,2,0,0)}.$$

Продолжая этот процесс, мы получим $M_3=\{16, 17, 18, 19\}$, $P_3=5$, $T_3=9$, $M_4^*=\{10, 11, 15\}$, $p_4^*=4$, $T_4^*=4$, $M_5=\{2, 3, 4\}$, $p_5=5$, $T_5=7$, $M_6^*=\{1\}$, $p_6^*=1$, $T_6^*=3$. Первый этап работы алгоритма закончен.

Вторым этапом объединяются два полученных „остатка", после чего получим подсхему с множеством элементов $M_4=M_4^*\cup M_6^*=\{1, 10, 11, 15\}$, для которой $p_4=5$, $T_4=7$. Этим завершается процесс разбиения.

В заключение отметим, что верхняя оценка числа просмотров записи схемы при работе алгоритма равна N^2, где N — длина записи (число всех контактов) схемы.

Ереванский политехнический институт
им. К. Маркса

Հ. Ե. ԲՈՋՈՅԱՆ, Ա. Ա. ՍԱՐԳՍՅԱՆ

Դիսկրետ սխեմայի՝ տրված սահմանափակումներին բավարարող մասերի տրոհման մասին

Աշխատանքում դիտարկվում է դիսկրետ սխեմայի՝ տրված սահմանափակումներին բավարարող մասերի տրոհման գրադիենտ ալգորիթմ։ Այդ սահմանափակումներն են՝ 1) յուրաքանչյուր մաս պետք է պարունակի ոչ ավելի, քան E էլեմենտներ և T-ից ոչ ավելի արտաքին կապեր (մուտքեր և ելքեր),

2) մասի սպառող հզորությունը չպետք է գերազանցի տված հզորությանը,
3) մասերի թիվը պետք է լինի մինիմալ։

Ալգորիթմը էապես հենվում է սխեմայի տողային նկարագրության հատուկ լեզվի վրա, որտեղ սխեմայի գրառման մեջ ենթասխեման մեկնաբանվում է «հոծ» հատված։ Ալգորիթմը աշխատում է երկու էտապով։ Առաջին էտապում սխեմայից անջատվում են «լրիվ» մասեր, որոնք կազմում են վերջնական տրոհման մասերը, և «մնացորդներ»։ Երկրորդ էտապում մնացորդների միավորումով ստացվում են տրոհման մնացած լրիվ մասերը։ Ալգորիթմի բարդության վերին գնահատականը N^2 է, որտեղ N-ը սխեմայի գրառման երկարությունն է։

ЛИТЕРАТУРА — ԳՐԱԿԱՆՈՒԹՅՈՒՆ

[1] *Ш. Е. Бозоян*, Изв. АН СССР. Техн. кибернетика, № 6, 1978. [2] *Ш. Е. Бозоян*, Изв. АН СССР, Техн. кибернетика, № 1, 1981. [3] *Ш. Е. Бозоян*, Прикладная математика, вып. 2, 1983.