

3. Емельянов В.В., Курейчик В.В., Курейчик В.М. Теория и практика эволюционного моделирования. – М.: Физматлит, 2003.
4. Нильсон Н. Принципы искусственного интеллекта. – М.: Радио и связь, 1985. – 376 с.
5. Ищенко С.Н. Эффективные генетические операторы. Труды международных научно-технических конференций “Интеллектуальные системы(IEE AIS’05)” и “Интеллектуальные САПР (CAD’05)”. Научное издание. – Таганрог: Изд-во ТРТУ, 2005, Т.4. – С.63-64.

Б.К. Лебедев, О.Б. Лебедев

РАЗБИЕНИЕ КАК ПРОЦЕСС ЭВОЛЮЦИОННОЙ МОДИФИКАЦИИ МАТРИЦЫ СМЕЖНОСТИ*

Введение. Одной из широко востребованных задач целочисленного программирования является задача разбиения, рассматриваемая в комбинаторном направлении теории графов. Современная СБИС может содержать десятки миллионов транзисторов, поэтому в связи с ограниченными возможностями вычислительных средств (память, скорость) не может быть спроектирована топология всей схемы в целом. Нормальным является разбиение схемы группированием компонентов в блоки. В результате разбиения формируется множества блоков и межсоединений между блоками. В очень больших схемах используется иерархическая структура разбиения.

Большинство разработанных к настоящему времени алгоритмов разбиения используют в качестве модели схемы граф или гиперграф. Процедура разбиения графа входит в состав большого числа алгоритмов, решающих различные задачи. Часто эта процедура используется в итерационных структурах. Это предъявляет повышенные требования к качеству и времени решения задачи нахождения максимального паросочетания.

Существующее в настоящее время большее количество алгоритмов разбиения обеспечивают приемлемые результаты при решении задач малой и средней сложности. Возникшие потребности в решении задач большой и очень большой размерности является побудительным мотивом исследований и разработок новых эффективных алгоритмов. Анализ литературы показывает, что наиболее успешными в этих условиях являются методы, основанные на моделировании эволюционных процессов.

В работе излагается методика символического представления решения задачи разбиения на базе матрицы смежности графа, адаптивные механизмы видоизменения матрицы смежности, и рассматривается структура процесса эволюционной модификации матрицы смежности для решения задачи нахождения разбиения.

1. Основные положения. Задача разбиения гиперграфа с взвешенными вершинами и ребрами формулируется следующим образом.

Пусть задан гиперграф $H=(X,E)$, где $X=\{x_i / i=1,2,\dots,n\}$ – множество вершин, а $E=\{e_j / e_j \subset X, j=1,2,\dots,m\}$ – множество ребер (каждое ребро – подмножество связываемых им вершин). Вес вершин задается множеством $\Phi =\{\varphi_i / i=1,2,\dots,n\}$, а вес ребер – множеством $\Psi=\{\psi_i / i=1,2,\dots,n\}$. Необходимо сформировать K -узлов, т.е. множество X разбить на K непустых и непересекающихся подмножеств X_v , $X=\cup X_v$, $(\forall i,j) [X_i \cap X_j = \emptyset]$, $X_v \neq \emptyset$.

* Работа выполнена при поддержке РФФИ (гранты № 07-01-00511, № 06-01-00272) и программ развития научного потенциала высшей школы 2006-2008 гг. (РНП.2.1.2.3193, РНП 2.1.2.2238).

На формируемые узлы накладываются ограничения. С помощью вектора $P=\{p_v \mid v=1,2,\dots,k\}$ задается максимально допустимый суммарный вес вершин, назначенных в v -ый узел, а с помощью вектора $N=\{n_v \mid v=1,2,\dots,k\}$ – максимально допустимое число вершин назначенных в v -ый узел.

Ограничения на вместимость имеют вид:

$$\sum_{i \in I} \varphi_i \leq p_v$$

$$I = \{i \mid x_i \in X_v\}, v=1,2,\dots,k, \tag{1}$$

$$|X_v| \leq n_v, v=1,2,\dots,k. \tag{2}$$

Выражение (1) является ограничением на максимальный вес узла, а выражение (2) – на максимальное число вершин в узле.

Иногда задано допустимое число выводов γ_{max} для узлов. Ограничение для узлов, на число выводов γ_v имеет вид:

$$\gamma_v \leq \gamma_{max}, v=1,2,\dots,k,$$

$$\gamma_v = |E_v|, E_v = \{e_j \mid (e_j \cap X_v \neq \emptyset) \ \& \ (e_j \cap X_v \neq e_j)\}. \tag{3}$$

E_v – множество ребер, связывающих множество вершин X_v с вершинами остальных узлов.

Основным критерием является F_1 – суммарная стоимость ребер в разрезе.

$$F_1 = \sum_{j=1} \psi_j, J = \{j \mid e_j \in C\}. \tag{4}$$

$C = \{e_j \mid (\forall v) [e_j \cap X_v \neq e_j]\}$ – множество ребер в разрезе.

Вторым часто используемым критерием является F_2 – суммарное число выводов:

$$F_2 = \sum_{v=1}^v \gamma_v. \tag{5}$$

Возможно использования критерия F , являющегося аддитивной сверткой критериев F_1 и F_2 :

$$F = k_1 \cdot F_1 + k_2 \cdot F_2$$

Рассмотрим пример. Пусть задан граф $G=(X,U)$, представленный на рис.1.

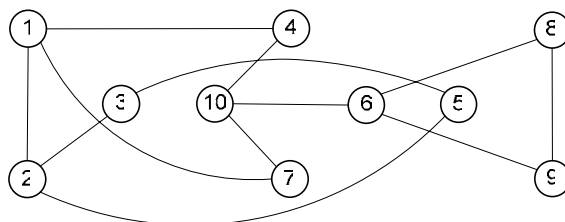


Рис.1. Начальное разбиение графа G

Необходимо сформировать три узла. Допустимое число вершин назначенных в узлы $n_1=3, n_2=4, n_3=3$. Задано его начальное разбиение $X_1=\{x_1, x_2, x_3\}, X_2=\{x_4, x_{10}, x_7, x_6\}, X_3=\{x_8, x_5, x_9\}$. Число связей между узлами равно 4. Состояние объекта оптимизации оценивается вектором $S=\{s_i \mid i=1,2,\dots,n\}$. Значением s_i явля-

ется номер некоторой вершины x_i . Элементы s_i для которых $1 \leq i \leq n_i$, соответствуют первому узлу X_1 . Элементы s_i для которых $n_1+1 \leq i \leq n_1+n_2$ соответствуют второму узлу X_2 и т.д. В нашем случае $S_n = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_{10}, x_7, x_6, x_8, x_5, x_9\}$.

На рис.2, представлено оптимальное разбиение графа G , описываемое вектором $S_o = \{x_2, x_3, x_5, x_1, x_4, x_7, x_{10}, x_6, x_8, x_9\}$.

Каждому решению, т.е. каждому вектору S , поставим в соответствие матрицу смежности R , у которой столбцы и строки помечены вершинами графа G в том же порядке, в котором соответствующие им вершины расположены в векторе S . Для вектора S_n и S_o соответствующие им матрицы смежности представлены на рис.3,4. Поскольку матрица смежности симметрична относительно главной диагонали, на рисунках верхняя часть матрицы не заполнена и не рассматривается. Таким образом, столбцы и строки матрицы с 1 по n_i помечены номерами вершин, входящих в первый узел, а с $((n_1 + n_2 + \dots + n_i) + 1)$ по $((n_1 + n_2 + \dots + n_i) + n_{i+1})$, входящих в (n_{i+1}) -ый узел.

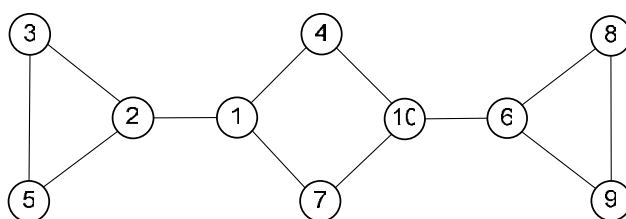


Рис.2. Оптимальное разбиение графа G

	1	2	3	4	10	7	6	8	9	5
1	⊗									
2	1	⊗								
3		1	⊗							
4	1			⊗						
10				1	⊗					
7	1				1	⊗				
6					1		⊗			
8							1	⊗		
9							1	1	⊗	
5		1	1							⊗

Рис.3. Начальное состояние матрицы смежности

	2	3	5	1	4	7	10	6	8	9
2	⊗									
3	1	⊗								
5	1	1	⊗							
1	1			⊗						
4				1	⊗					
7				1		⊗				
10					1	1	⊗			
6							1	⊗		
8								1	⊗	
9								1	1	⊗

Рис.4. Конечное состояние матрицы смежности

Пусть столбцы и строки матрицы с номерами от l до $l+m$ помечены элементами, входящими в один узел X_i . Рассмотрим область Q_i матрицы R , образованную на пересечении столбцов и строк матрицы с номерами от l до $(l+m)$ симметрично относительно главной диагонали. Элементы области Q_i матрицы R отражают связность между соответствующими вершинами узла X_i . Число h_i отличных от нуля элементов области Q_i матрицы R равно числу внутренних связей между вершинами узла X_i . Число F отличных от нуля элементов матрицы R , не входящих ни в одну из областей Q_i , равно числу внешних связей между узлами X_i . На рисунках (см. рис.3,4) области Q_1, Q_2, Q_3 образованы соответственно на пересечении 1-3, 4-7 и 8-10 столбцов и строк матрицы смежности. Пусть NQ – множество элементов матрицы R , не входящих ни в одну из областей Q_i . Назовем NQ областью внешних связей. Для матрицы (см. рис.3) $Q_1=2, Q_2=3, Q_3=1, F=6$, на рисунке (см. рис.4) $Q_1=3, Q_2=4, Q_3=3, F=2$. Таким образом, задача разбиения графа на узлы с минимизацией числа соединений между узлами сводится к задаче формирования путем

перестановок строк и столбцов в матрице смежности графа области внешних связей NQ с минимальным значением F .

2. Эволюционные механизмы формирования минимальной области внешних связей. Формирование области внешних связей NQ с минимальным значением F в матрице R осуществляется в процессе её эволюционной модификации. Эволюционная модификация матрицы R производится путём выборочных групповых перестановок соседних столбцов и строк, что обеспечивает направленное последовательное перемещение элементов матрицы R с ненулевыми значениями из области внешних связей NQ в области Q_i . Адаптивный процесс состоит из повторяющихся шагов, каждый из которых представляет собой переход от одного решения (состояния матрицы R) к другому – лучшему [1].

На каждом шаге анализируются пары $(i, i+1)$ соседних строк и столбцов матрицы. Анализ осуществляется в два такта. На первом такте анализируются все пары $(i, i+1)$, у которых первый элемент i – нечетное число. На втором такте анализируются пары, у которых первый элемент i – четное число. Например: пусть $n=10$, тогда на первом такте рассматриваются пары строк и столбцов $\{(1,2),(3,4),(5,6),(7,8),(9,10)\}$. На втором такте – $\{(2,3),(4,5),(6,7),(8,9)\}$.

Пары строк и столбцов анализируются независимо друг от друга. По результатам анализа принимается решение о перестановке соседней пары строк и столбцов.

Локальная цель перестановок – перемещение ненулевых элементов матрицы снизу-вверх и справа-налево. Глобальная цель – формирование в матрице R области внешних связей NQ с минимальным значением F , т.е. разбиение графа G с минимальным числом связей между узлами.

Пусть для анализа выбрана пара строк и столбцов $(l, l+1)$ матрицы $R=||r_{ij}||$ размером $n*n$ и пусть строки и столбцы пересекают область Q_k , образованную на пересечении столбцов и строк матрицы с номерами от v до w . По нижеприведенным формулам рассчитываются параметры S_1, S_2, S_3, S_4 :

$$\sum_{j=1}^{v-1} r_{lj} = S_1; \quad \sum_{j=1}^{v-1} r_{l+1,j} = S_2; \quad \sum_{i=w+1}^n r_{il} = S_3; \quad \sum_{i=w+1}^n r_{i,l+1} = S_4,$$

где S_1 и S_2 – суммы элементов l -ой и $l+1$ -ой строк матрицы R , не входящих в состав области Q_k ; S_3 и S_4 – суммы элементов l -го и $l+1$ -го столбцов матрицы R , не входящих в состав области Q_k .

Если пара строк $(l, l+1)$ матрицы R принадлежат двум соседним областям Q_k и Q_{k+1} , то параметры S_1, S_2, S_3, S_4 рассчитываются по следующим формулам:

$$\sum_{j=1}^{l-1} r_{lj} = S_1; \quad \sum_{j=1}^{l-1} r_{l+1,j} = S_2; \quad \sum_{i=l+2}^n r_{il} = S_3; \quad \sum_{i=l+2}^n r_{i,l+1} = S_4.$$

В этом случае в состав сумм S_1 и S_2, S_3 и S_4 входят все элементы l -ой и $l+1$ -ой строк, l -го и $l+1$ -го столбцов треугольной матрицы R , за исключением элемента $r_{l+1,l}$.

Суть анализа заключается в определении истинностного значения двух нижеприведенных условий:

1. $(S_2 - S_1) + (S_3 - S_4) > 0$.
2. $(S_2 - S_1) + (S_3 - S_4) = 0$.

Ответ «да», т.е. – переставлять, вырабатывается, если выполняются условия 1. В случае выполнения условия 2 ответ «да» вырабатывается с вероятностью P , задаваемой априорно. В остальных случаях вырабатывается ответ «нет».

Адаптивная поисковая процедура продолжается, пока существуют пары, для которых выполняются условия 1 и 2. В результате будет сформирована область внешних связей NQ с минимальным значением F и будет определено разбиение графа с минимальным числом связей между узлами.

Пример. Пусть дан граф G , представленный на рисунке (см. рис.1). Задано его первоначальное разбиение. Матрица смежности графа G представлена на рисунке (см. рис.3).

На первом такте рассматриваются пары $\{(1,2),(3,4),(5,6), (7,8),(9,10)\}$, на втором такте – пары $\{(2,3),(4,5),(6,7), (8,9)\}$. Пара строк и столбцов переставляется, если выполняется одно из двух вышеперечисленных условий. В исходной матрице R столбцы и строки помечены номерами вершин графа G . Перестановка соседней пары строк и столбцов $(i, i+1)$ приводит также к перестановке их меток. Будем в дальнейшем для идентификации строк и столбцов использовать их метки.

Шаг 1, такт 1: (1,2) – «да»; (3,4) – «нет»; (10,7) – «да»; (6,8) – «нет»; (9,5) – «да». Итак, на 1-ом такте 1-го шага осуществляется перестановка пар (1,2), (10,7), (9,5). Модифицированная матрица R представлена на рис.5.

Шаг 1, такт 2: (1,3) – «да»; (8,5) – «да». Матрица R представлена на рис.6.

	2	1	3	4	7	10	6	8	5	9
2	⊗									
1	1	⊗								
3	1		⊗							
4		1		⊗						
7		1			⊗					
10				1	1	⊗				
6						1	⊗			
8							1	⊗		
5	1		1						⊗	
9							1	1		⊗

Рис.5. Шаг 1, такт 1

	2	3	1	4	7	10	6	5	8	9
2	⊗									
3	1	⊗								
1	1		⊗							
4			1	⊗						
7			1		⊗					
10				1	1	⊗				
6						1	⊗			
5	1	1						⊗		
8							1		⊗	
9							1		1	⊗

Рис.6. Шаг 1, такт 2

Шаг 2, такт 1: (6,5) – «да». Матрица R представлена на рис.7.

Шаг 2, такт 2: (10,5) – «да». Матрица R представлена на рис.8.

	2	3	1	4	7	10	5	6	8	9
2	⊗									
3	1	⊗								
1	1		⊗							
4			1	⊗						
7			1		⊗					
10				1	1	⊗				
5	1	1					⊗			
6						1		⊗		
8								1	⊗	
9								1	1	⊗

Рис.7. Шаг 2, такт 1

	2	3	1	4	7	5	10	6	8	9
2	⊗									
3	1	⊗								
1	1		⊗							
4			1	⊗						
7			1		⊗					
5	1	1				⊗				
10				1	1		⊗			
6							1	⊗		
8								1	⊗	
9								1	1	⊗

Рис.8. Шаг 2, такт 2

Шаг 3, такт 1: (7,5) – «да». Матрица R представлена на рис.9.

Шаг 3, такт 2: (4,5) – «да». Матрица R представлена на рис.10.

Шаг 4, такт 1: (1,5) – «да». Матрица R представлена на рисунке (см. рис.4).

Шаг 4, такт 2: нет разрешенных перестановок.

После выполнения четырех шагов в модифицированной матрице сформирована область внешних связей NQ с минимальным значением $F=2$.

	2	3	1	4	5	7	10	6	8	9
2	⊗									
3	1	⊗								
1	1		⊗							
4			1	⊗						
5	1	1			⊗					
7			1			⊗				
10				1	1	⊗				
6							1	⊗		
8								1	⊗	
9								1	1	⊗

Рис.9. Шаг 3, такт 1

	2	3	1	5	4	7	10	6	8	9
2	⊗									
3	1	⊗								
1	1		⊗							
5	1	1		⊗						
4			1		⊗					
7			1			⊗				
10					1	1	⊗			
6							1	⊗		
8								1	⊗	
9								1	1	⊗

Рис.10. Шаг 3, такт 2

Для преодоления локального барьера, используются подходы, основанные на сочетании различных видов эволюции.

В первом подходе используются идеи метода моделирования отжига. Если в процессе анализа обнаруживается, что условия 1,2,3 не выполняются, то перестановка осуществляется с вероятностью $P = \exp(-\Delta F/kT)$, где T – температура, ΔF – разница между суммами значений элементов анализируемых строк.

Во втором подходе используется одна из структур генетического поиска [2]. Популяция представляет собой множество матриц смежности (закодированных в виде хромосом). Декодирование, т.е. получение решения, осуществляется с помощью вышеописанной адаптивной процедуры.

Временная сложность адаптивной процедуры на одном шаге – $O(n)$. Сравнение с известными алгоритмами показало, что при меньшем времени работы новый алгоритм дает более качественные решения.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Лебедев Б.К. Адаптация в САПР: Монография. – Таганрог: Изд-во ТРТУ, 1999.
2. Лебедев Б.К. Методы поисковой адаптации в задачах автоматизированного проектирования СБИС: Монография. – Таганрог: Изд-во ТРТУ, 2000.

Н.В. Гладкова, Д.С. Кныш

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ НЕЧЕТКОГО ЛОГИЧЕСКОГО КОНТРОЛЛЕРА ПРИ ПОСТРОЕНИИ НЕЧЕТКОГО ГЕНЕТИЧЕСКОГО АЛГОРИТМА*

Одним из перспективных современных методов решения задач оптимизации и принятия решений в условиях наличия неполной и недостоверной информации являются генетические алгоритмы [1]. Основным отличием нечеткого генетического алгоритма можно считать наличие нечеткого логического контроллера (НЛК). В составе НЛК можно выделить 5 основных блоков [2,3]:

- ◆ база знаний, включающая в себя базу правил и базу данных;
- ◆ блок фаззификации;
- ◆ блок дефаззификации;
- ◆ система вывода решения;
- ◆ система контроля.

* Работа выполнена при поддержке РФФИ (гранты № 05-08-18115, № 06-01-00272) и программ развития научного потенциала высшей школы 2006-2008 гг. (РНП.2.1.2.3193, РНП 2.1.2.2238).