

Э. И. ВАТУТИН, М. Е. ЛЕОНОВ

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ СМЕЖНОЙ ОКРЕСТНОСТИ ПРИ ЖАДНОМ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОМ ФОРМИРОВАНИИ БЛОКОВ РАЗБИЕНИЯ ГРАФ-СХЕМ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ АЛГОРИТМОВ

Предложены метод и алгоритм построения разбиений параллельных граф-схем алгоритмов с использованием смежной окрестности вершин текущего блока разбиения в рамках жадного подхода с последовательным формированием блоков. Приведены численные оценки качества получаемых решений.

Ключевые слова: система логического управления, проектирование логических мультиконтроллеров, разбиения, параллельный алгоритм, дискретная комбинаторная оптимизация, эвристические методы.

При проектировании однородных многомодульных мультисистем (логические мультиконтроллеры, однородные вычислительные системы и среды) возникает ряд дискретных оптимизационных задач, одной из них является задача поиска разбиения граф-схемы алгоритма, по которому функционирует система [1, 2]. Данная задача не позволяет отыскать точное (оптимальное) решение для граф-схем алгоритмов, содержащих 20—30 и более вершин ввиду стремительного увеличения числа решений, ограниченного сверху числом Белла [3]. Потому на практике ограничиваются рассмотрением решений, получаемых с использованием эвристических методов за приемлемое время. Разные эвристические методы характеризуются существенно различающимся качеством получаемых решений [4, 5] при различных технологических ограничениях, определяемых элементной базой. Задача поиска субоптимального разбиения является многокритериальной, а методы ее решения характеризуются различным уровнем минимизации частных показателей качества в различных областях пространства ограничений, что не позволяет выделить однозначно лучшего из них. Таким образом, необходима разработка методов, позволяющих получать решения, более близкие к оптимуму в широкой области пространства ограничений.

Неоспоримыми преимуществами последовательных методов [1, 2], в частности, методов, основанных на жадном подходе к поиску решения, являются сравнительно малые затраты вычислительного времени, необходимые для отыскания предположительно оптимального решения, и простота реализации. Жадный подход к синтезу разбиений, используемый, например, в методе С.И. Баранова [6, 7], заключается в том, что для всех нерассмотренных вершин из блока остатков рассчитывается весовая функция

$$f(a_i, A^{(j)}) = k_1 \frac{\Delta X(A^{(j)}, A^{(j+1)})}{X_{\max} - |X(A^{(j+1)})| + 1} + k_2 \frac{\Delta Y(A^{(j)}, A^{(j+1)})}{Y_{\max} - |Y(A^{(j+1)})| + 1} + k_3 \frac{\Delta W(A^{(j)}, A^{(j+1)})}{W_{\max} - W(A^{(j+1)}) + 1}, \quad (1)$$

характеризующая целесообразность включения вершины a_i в блок $A^{(j)}$ (индекс j в данном случае обозначает шаг работы алгоритма). Здесь $A^{(j+1)} = A^{(j)} \cup \{a_i\}$ — выбранный блок разбиения после включения в его состав вершины a_i ; k_1, k_2, k_3 — весовые коэффициенты; $\Delta X(A^{(j)}, A^{(j+1)}) = X(a_i) \setminus X(A^{(j)})$, $\Delta Y(A^{(j)}, A^{(j+1)}) = Y(a_i) \setminus Y(A^{(j)})$, $\Delta W(A^{(j)}, A^{(j+1)}) = W(a_i)$ — приращения частных показателей качества (соответственно числа логических условий, микроопераций и затрат памяти микропрограмм после добавления вершины в блок); $X_{\max}, Y_{\max}, W_{\max}$ — значения технологических ограничений на число принимаемых контрол-

лером сигналов логических условий, выдаваемых микроопераций и емкость памяти контроллера соответственно. Далее из множества всех еще не рассмотренных вершин (блок остатков) \tilde{A} выбирается вершина $a_i \in \tilde{A}$, для которой значение весовой функции (1) минимально и не нарушаются структурные и функциональные ограничения, производится ее включение в блок $A^{(j+1)} := A^{(j)} \cup \{a_i\}$ и исключение из множества нерассмотренных вершин: $\tilde{A} := \tilde{A} \setminus \{a_i\}$. При невозможности включения ни одной из вершин множества \tilde{A} в блок $A^{(j)}$ в множество разбиений $\Gamma = \{A_1, A_2, \dots, A_H\}$ выполняется добавление нового пустого блока разбиения $A_{H+1} = 0$ и процесс рассмотрения вершин из \tilde{A} повторяется. Указанные действия выполняются до тех пор, пока не будет достигнуто $\tilde{A} \neq 0$.

При подобном подходе блоки разбиения формируются последовательно, а наполнение текущего блока $A_H^{(j)}$ осуществляется путем рассмотрения всего множества вершин \tilde{A} . Проведенные вычислительные эксперименты [4, 5] показывают, что в условиях слабых или отсутствующих технологических ограничений такая стратегия имеет ряд преимуществ, однако по мере ужесточения ограничений наблюдается ухудшение ряда показателей качества, что наиболее сильно проявляется в увеличении сложности сети межблочных связей и интенсивности межблочных взаимодействий (до 30 %). Указанного негативного эффекта можно избежать путем преимущественного рассмотрения смежных вершин при формировании очередного блока разбиения. Для этого в множестве \tilde{A} выделяется подмножество $\tilde{A}^* \subseteq \tilde{A}$ смежных с текущим блоком $A_H^{(j)}$ вершин, для которых имеются дуги связи вершин в составе подмножества \tilde{A}^* и вершин в составе блока $A_H^{(j)}$:

$$\exists v_i = (a_{i_1}, a_{i_2}) : \left[(a_{i_1} \in A^{(j)}) \wedge (a_{i_2} \in \tilde{A}^*) \right] \vee \left[(a_{i_1} \in \tilde{A}^*) \wedge (a_{i_2} \in A^{(j)}) \right],$$

и не происходит нарушения ограничений при добавлении вершины в блок. В случае $\tilde{A}^* = 0$ производится рассмотрение вершин из \tilde{A} (рис. 1, крестиками обозначены недопустимые включения).

Алгоритм построения разбиения при подобном подходе можно представить следующим образом.

1. Инициализация. Положить $\Gamma = \{A_1\}$, $A_1 = \{a^{\text{нач}}, a^{\text{кон}}\}$, $\tilde{A} = A^{(0)} \setminus A_1$, $H = 1$.
2. Сформировать множество вершин $\tilde{A}^* \subseteq \tilde{A}$, имеющих дуги связи с текущим блоком разбиения A_H , положить $j = 1$. Если $\tilde{A}^* = \emptyset$, перейти к п. 4.
3. Для всех вершин $a_i \in \tilde{A}^*$ рассчитать значение весовой функции $f(a_i, A_H^{(j)})$, положить $a^{\text{opt}} = \arg \min_{a_i} f(a_i, A_H^{(j)})$, при условии, что не происходит нарушения ограничений:

$$\left| X(A_H^{(j)} \cup \{a_i\}) \right| \leq X_{\max}, \quad \left| Y(A_H^{(j)} \cup \{a_i\}) \right| \leq Y_{\max}, \quad W(A_H^{(j)} \cup \{a_i\}) \leq W_{\max}$$

и $\exists a_k : (a_k \in A_H^{(j)}) \wedge (a_k \omega a_i)$.

4. Если вершина a^{opt} не найдена, для всех вершин $a_i \in \tilde{A}$ рассчитать значение весовой функции $f(a_i, A_H^{(j)})$, положить $a^{\text{opt}} = \arg \min_{a_i} f(a_i, A_H^{(j)})$ при условии, что не происходит нарушения ограничений (см. п. 3).

5. Если вершина a^{opt} найдена, положить $A_H^{(j+1)} := A_H^{(j)} \cup \{a^{opt}\}$, $j := j+1$, $\tilde{A} := \tilde{A} \setminus \{a^{opt}\}$, в противном случае добавить в разбиение новый блок $\Gamma := \Gamma \cup \{A_{H+1}\}$, $A_{H+1} = \emptyset$, положить $H := H+1$. Если $\tilde{A} \neq \emptyset$, перейти к п. 2, в противном случае — к п. 6.
 6. Конец алгоритма.

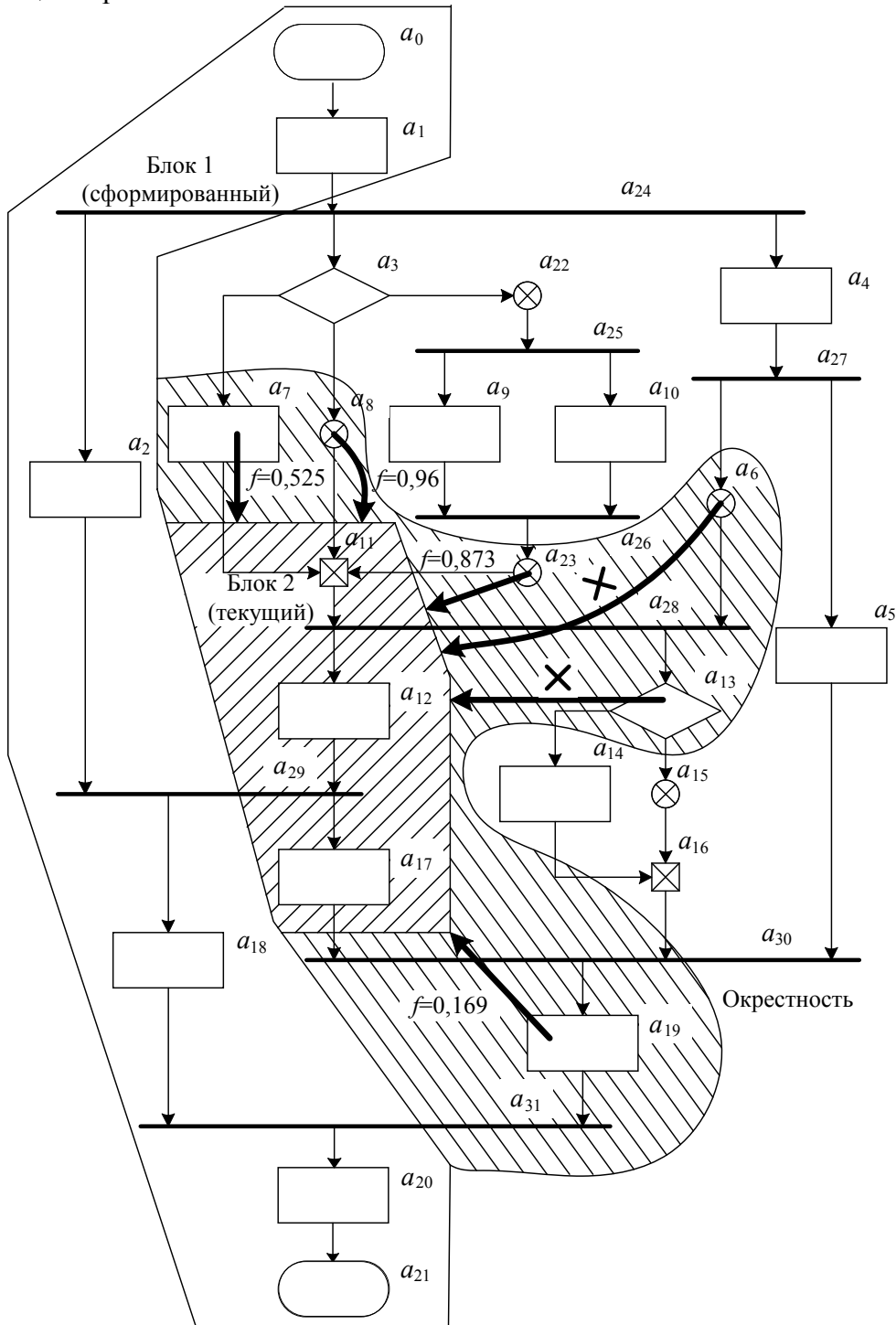


Рис. 1

Результаты работы алгоритма, полученные в среде PAE [8, 9], приведены в табл. 1, 2 и на рис. 2, 3 (в таблицах и на рисунках 1 — предложенный метод, 2 — метод С. И. Баранова, 3 — параллельно-последовательный метод). На рис. 2 представлены вероятности P получения решения с заданным отклонением Δ : a — для степени дублирования микроопераций

$\bar{\gamma}(Y)$, \bar{b} — интегрального критерия $\bar{\gamma}(J)$, ограничения отсутствуют. На рис. 3 приведены вероятности получения решения с заданным отклонением: a — для сложности сети межблочных связей $\bar{\gamma}(\alpha)$, \bar{b} — интенсивности межблочных взаимодействий $\bar{\gamma}(\delta)$, $X_{\max} = 10$, $Y_{\max} = \infty$, $W_{\max} = 10$.

Таблица 1

Метод	Показатели качества										t , мс
	$\bar{\gamma}(H)$	$\rho(H)$	$\bar{\gamma}(X)$	$\rho(X)$	$\bar{\gamma}(Y)$	$\rho(Y)$	$\bar{\gamma}(\alpha)$	$\rho(\alpha)$	$\bar{\gamma}(\delta)$	$\rho(\delta)$	
1	14,779	1,0	6,083	0,754	50,645	0,238	40,004	0,827	33,566	0,844	9,172
2	14,779	1,0	6,083	0,754	51,644	0,119	40,035	0,811	33,563	0,853	6,126
3	14,794	0,986	6,714	0,558	47,397	0,808	44,902	0,188	35,382	0,141	16,479

Примечание: $X_{\max} = Y_{\max} = W_{\max} = \infty$; среднее число вершин $N = 100$, объем выборки граф-схем $K = 5000$, время вычислительного эксперимента $t = 8$ мин.

Таблица 2

Метод	Показатели качества										t , мс
	$\bar{\gamma}(H)$	$\rho(H)$	$\bar{\gamma}(X)$	$\rho(X)$	$\bar{\gamma}(Y)$	$\rho(Y)$	$\bar{\gamma}(\alpha)$	$\rho(\alpha)$	$\bar{\gamma}(\delta)$	$\rho(\delta)$	
1	15,882	0,400	10,862	0,203	59,390	0,019	50,364	0,409	40,487	0,168	8,663
2	16,039	0,342	9,396	0,499	54,861	0,292	51,103	0,320	44,984	0,009	4,508
3	15,258	0,889	9,303	0,617	51,815	0,758	50,698	0,414	36,873	0,831	16,028

Примечание: $X_{\max} = 10$, $Y_{\max} = \infty$, $W_{\max} = 10$; $N = 100$, $K = 5000$, $t = 8$ мин.

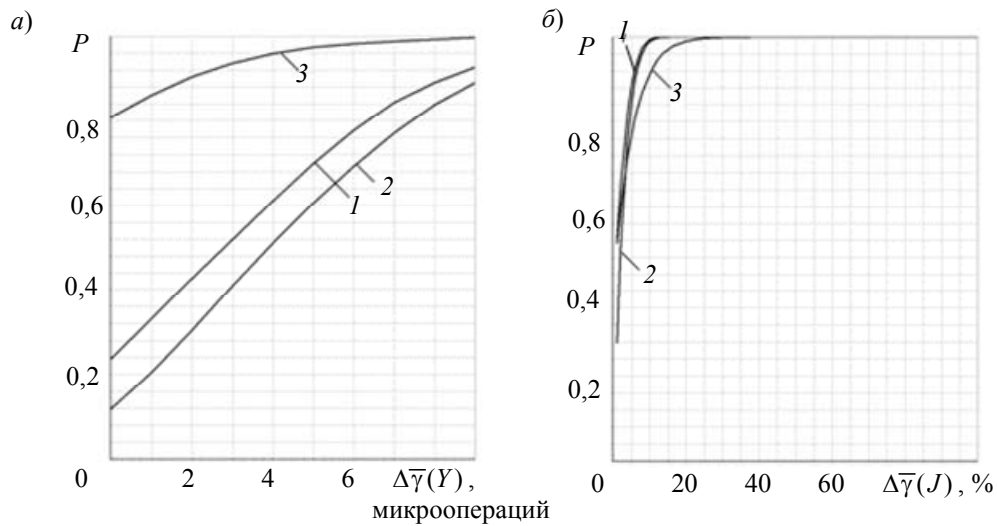


Рис. 2

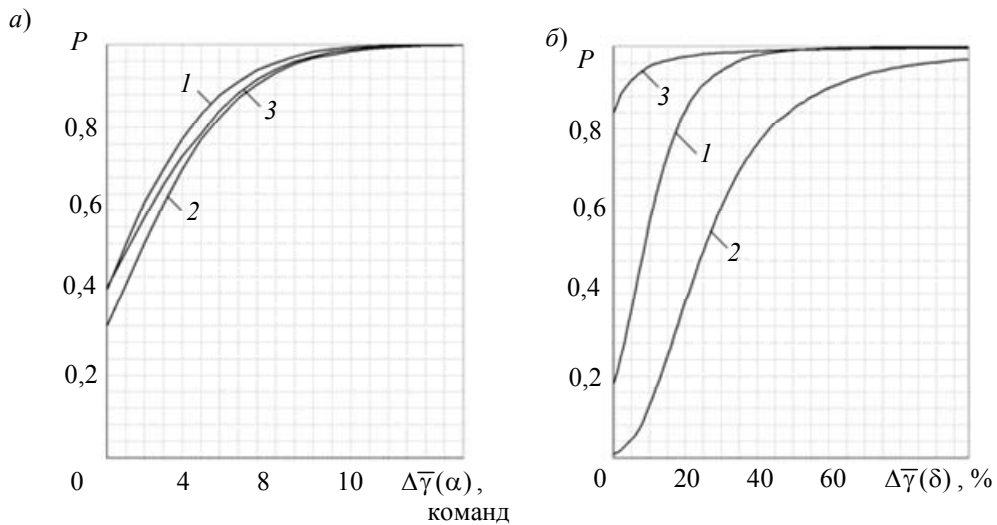


Рис. 3

При отсутствии технологических ограничений предложенный метод демонстрирует практически неизменный уровень минимизации показателей качества по сравнению с методом, основанным на жадном последовательном формировании блоков разбиения (метод С. И. Баранова). Исключение составляет степень минимизации дублирования микроопераций (среднее значение уменьшается с 51,644 до 50,645 (на 2 %) при повышении вероятности получения решения с минимальной степенью дублирования микроопераций с 0,119 до 0,238 (в 2 раза)). При наложении сильных ограничений предложенный метод позволяет несколько улучшить получаемые решения по числу блоков (на 9,8 %), по сложности сети межблочных связей (на 1,4 %) и по интенсивности межблочных взаимодействий (на 10 %) при повышении степени дублирования микроопераций (на 8,2 %) и ухудшении логических условий (на 15,6 %), при этом не достигаются значения параметров качества для разбиений, получаемых с использованием параллельно-последовательного метода [10, 11] (за исключением равенства в пределах погрешности по сложности сети межблочных связей). При этом затраты времени, необходимого на синтез разбиения, увеличиваются в 1,5—2 раза по сравнению с жадным последовательным формированием разбиений, не превышая затрат, требуемых на синтез разбиений с использованием параллельно-последовательного подхода, что приемлемо. В перспективе дальнейших исследований вызывает интерес более полный анализ пространства ограничений с целью выявления зон преимущественного использования предложенного метода. Такой анализ потребует [4, 5] значительно больших временных затрат и ввиду слабой связности задачи может быть эффективно организован с использованием добровольных распределенных вычислений [12].

Работа выполнена в рамках программы „Научные и научно-педагогические кадры инновационной России на 2009—2013 годы“ (проект 14.В37.21.0598 „Теоретические основы и методы использования распределенных и высокопроизводительных вычислительных систем для решения дискретных оптимизационных задач“).

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Емельянов С. Г., Зотов И. В., Титов В. С. Архитектура параллельных логических мультиконтроллеров. М.: Высш. школа, 2009. 233 с.
2. Ватутин Э. И. Проектирование логических мультиконтроллеров. Синтез разбиений параллельных граф-схем алгоритмов. Saarbrücken: Lambert Academic Publishing, 2011. 292 с.
3. [Электронный ресурс]: <http://ru.wikipedia.org/wiki/Числа_Белла>.
4. Ватутин Э. И., Титов В. С. Сравнение методов синтеза разбиений граф-схем параллельных алгоритмов с использованием двумерных диаграмм // Изв. ЮЗГУ. 2012. № 3 (42). С. 66—74.
5. Ватутин Э. И., Титов В. С. Использование добровольных распределенных вычислений на платформе VOINC для анализа качества разбиений граф-схем параллельных алгоритмов // Параллельные вычисления и задачи управления (РАСО'12). М.: ИПУ РАН, 2012. С. 37—54.
6. Баранов С. И., Журавина Л. Н., Песчанский В. А. Обобщенный метод декомпозиции граф-схем алгоритмов // АиВТ. 1982. № 5. С. 43—51.
7. Ватутин Э. И. Библиотека функций построения разбиений методом С. И. Баранова с жадным последовательным формированием блоков. Свидетельство о государственной регистрации программы для ЭВМ № 2010612902 от 28.04.10.
8. Ватутин Э. И., Зотов И. В. Программная система для построения разбиений параллельных управляющих алгоритмов // Тр. V Междунар. конф. „Идентификация систем и задачи управления (SICPRO'06)“. М.: Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, 2006. С. 2239—2250.
9. Ватутин Э. И., Зотов И. В. Визуальная среда синтеза разбиений параллельных алгоритмов логического управления. Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2007613222 от 30.07.07.

10. *Ватутин Э. И., Зотов И. В.* Метод формирования субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов // Параллельные вычисления и задачи управления (РАСО'04). М.: Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, 2004. С. 884—917.
11. *Ватутин Э. И., Зотов И. В.* Параллельно-последовательный метод формирования субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов. Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2005613091 от 28.11.05.
12. [Электронный ресурс]: <<http://ru.wikipedia.org/wiki/BOINC>>.

Сведения об авторах

- Эдуард Игоревич Ватутин*** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: evatutin@rambler.ru
- Михаил Евгеньевич Леонов*** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: mike_stranger@mail.ru

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.