МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ И НАУКИ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

ИЗВЕСТИЯ ВЫСШИХ УЧЕБНЫХ ЗАВЕДЕНИЙ

ПРИБОРОСТРОЕНИЕ

ИЗДАНИЕ ФЕДЕРАЛЬНОГО ГОСУДАРСТВЕННОГО БЮДЖЕТНОГО ОБРАЗОВАТЕЛЬНОГО УЧРЕЖДЕНИЯ
ВЫСШЕГО ПРОФЕССИОНАЛЬНОГО ОБРАЗОВАНИЯ
«САНКТ-ПЕТЕРБУРГСКИЙ НАЦИОНАЛЬНЫЙ ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ ИНФОРМАЦИОННЫХ ТЕХНОЛОГИЙ, МЕХАНИКИ И ОПТИКИ»

Журнал издается с января 1958 г.

ШАБЛОН

УДК 621.397.01

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 решения.

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 и др.) возникает целый ряд дискретных оптимизационных задач, одной из которых является задача поиска разбиения граф-схемы алгоритма, по которому функционирует система [1, 2]. Данная задача не допускает отыскание точного (оптимального) решения для граф-схем алгоритмов, содержащих 20–30 и более вершин ввиду стремительного увеличения числа решений, ограниченного сверху числом Белла [3], поэтому на практике ограничиваются рассмотрением решений, получаемых с использованием эвристических методов за приемлемое время. Различные эвристические методы характеризуются существенно различным качеством получаемых решений [4, 5] при различных значениях технологических ограничений, диктуемых современной элементной базой. Задача поиска субоптимального разбиения является многокритериальной, а существующие методы ее решения характеризуются различной степенью минимизации частных показателей качества в различных областях пространства ограничений, что не позволяет выделить среди них однозначно лучшего и делает актуальной разработку новых методов с целью получения решений, более близких к оптимуму в более широкой области пространства ограничений.

Неоспоримыми преимуществами последовательных методов [1, 2] являются сравнительно малые затраты вычислительного времени, необходимые на отыскание предположительно оптимального решения, и простота реализации. Типичными представителями этого направления являются методы, основанные на жадном подходе к поиску решения. 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

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

показывающая оптимальность включения вершины a_i в блок $A^{(j)}$ (индекс j в данном случае обозначает шаг работы алгоритма). Здесь $A^{(j+1)} = A^{(j)} \bigcup \{a_i\}$ – выбранный блок разбиения после включения в его состав вершины a_i; k_1, k_2, k_3 – весовые коэффициенты; $\Delta X\left(A^{(j)}, A^{(j+1)}\right) = X(a_i) \setminus X\left(A^{(j)}\right)$, $\Delta Y\left(A^{(j)}, A^{(j+1)}\right) = Y(a_i) \setminus Y\left(A^{(j)}\right)$, $\Delta W\left(A^{(j)}, A^{(j+1)}\right) = W(a_i)$ – 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 контроллером 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 $A^{(j+1)} := A^{(j)} \bigcup \{a_i\}$ и исключение из множества нерассмотренных вершин: $\tilde{A} := \tilde{A} \setminus \{a_i\}$. При невозможности включения ни одной из вершин из множества $\tilde{A}$ в блок $A^{(j)}$ в множество разбиений $\Gamma = \{A_1, A_2, ..., A_H\}$ производится добавление нового пустого блока разбиения $A_{H+1} = \varnothing$ и процесс рассмотрения вершин из $\tilde{A}$ повторяется. Указанные действия выполняются до тех пор, пока $\tilde{A} \neq \varnothing$.

При подобном подходе формирование блоков разбиения производится 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 данная стратегия имеет ряд преимуществ, однако по мере усиления 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 попытаться 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 $A_H^{(j)}$:

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

и не происходит нарушения ограничений при добавлении вершины в блок. В случае, если $\tilde{A}^* = \varnothing$, производится рассмотрение вершин из $\tilde{A}$.

Алгоритм построения разбиения при подобном подходе можно представить в следующем виде.

1. (инициализация) Положить $\Gamma = \left\{A_1\right\}$, $A_1 = \left\{a^{нач}, a^{кон}\right\}$, $\tilde{A} = A^0 \setminus A_1$, $H = 1$.
2. Сформировать множество вершин $\tilde{A}^* \subseteq \tilde{A}$, имеющих дуги связи с текущим блоком разбиения A_H, положить $j = 1$. Если $\tilde{A}^* = \varnothing$, перейти к п. 4.
3. Для всех вершин $a_i \in \tilde{A}^*$ рассчитать значение весовой функции $f\left(a_i, A_H^{(j)}\right)$, положить $a^{opt} = \arg\min\limits_{a_i} f\left(a_i, A_H^{(j)}\right)$, при условии, что не происходит нарушения ограничений: $\left|X\left(A_H^{(j)} \cup \left\{a_i\right\}\right)\right| \le X_{\max}$, $\left|Y\left(A_H^{(j)} \cup \left\{a_i\right\}\right)\right| \le Y_{\max}$, $W\left(A_H^{(j)} \cup \left\{a_i\right\}\right) \le W_{\max}$ и $\exists a_k:\ \left(a_k \in A_H^{(j)}\right) \wedge \left(a_k \omega a_i\right)$.
4. Если вершина a^{opt} не найдена, для всех вершин $a_i \in \tilde{A}$ рассчитать значение весовой функции $f\left(a_i, A_H^{(j)}\right)$, положить $a^{opt} = \arg\min\limits_{a_i} f\left(a_i, A_H^{(j)}\right)$, при условии, что не происходит нарушения ограничений (см. п. 3).
5. Если вершина a^{opt} найдена, положить $A_H^{(j+1)} := A_H^{(j)} \cup \left\{a^{opt}\right\}$, $j := j+1$, $\tilde{A} := \tilde{A} \setminus \left\{a^{opt}\right\}$, в противном случае добавить в разбиение новый блок $\Gamma := \Gamma \cup \left\{A_{H+1}\right\}$, $A_{H+1} = \varnothing$, положить $H := H+1$. Если $\tilde{A} \ne \varnothing$, перейти к п. 2, в противном случае к п. 6.
6. Конец алгоритма.

Результаты работы алгоритма, полученные в среде PAE [8, 9], приведены в табл. 1 и 2.

При отсутствии технологических ограничений предложенный метод демонстрирует практически неизменное качество минимизации показателей качества по сравнению с методом, основанном на жадном последовательном формировании блоков разбиения (метод С.И. Баранова). Исключение составляет лишь чуть лучшая степень минимизации дублирования микроопераций (среднее значение уменьшается с 51,644 до 50,645 (на 2%) при увеличении 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 ухудшении степеней дублирования микроопераций (на 8,2%) и логических условий (на 15,6%), не достигая при этом значений параметров качества для разбиений, получаемых с использованием параллельно-последовательного метода [11, 12] (за исключением равенства в пределах погрешности по сложности сети межблочных связей). При этом затраты времени, необходимые 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 является приемлемой величиной. В перспективе дальнейших исследований вызывает интерес более полный анализ пространства ограничений с целью выявления зон преимущественного использования предложенного метода. Данный анализ потребует [4, 5] значительно больших временных затрат и, ввиду слабой связности задачи, может быть эффективно организован с использованием добровольных распределенных вычислений [10].

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Архитектура параллельных логических мультиконтроллеров / *Емельянов С.Г., Зотов И.В., Титов В.С.* М: Высшая 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. 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 // Известия ЮЗГУ. № 3 (42), 2012. С. 66–74.
5. *Ватутин Э.И., Титов В.С.* Использование добровольных распределенных вычислений на платформе BOINC для анализа качества разбиений граф-схем параллельных алгоритмов // Параллельные вычисления и задачи управления (PACO'12). М.: ИПУ РАН, 2012. С. 37–54.
6. *Баранов С.И., Журавина Л.Н., Песчанский В.А.* Обобщенный метод декомпозиции граф-схем алгоритмов // А и ВТ. 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 // Труды V международной конференции «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. http://ru.wikipedia.org/wiki/BOINC
11. *Ватутин Э.И., Зотов И.В.* Метод формирования субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов // Параллельные вычисления и задачи управления (PACO'04). М.: Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, 2004. С. 884–917.
12. *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.

Рекомендована кафедрой вычислительной техники

Поступила в редакцию 10.01.2013

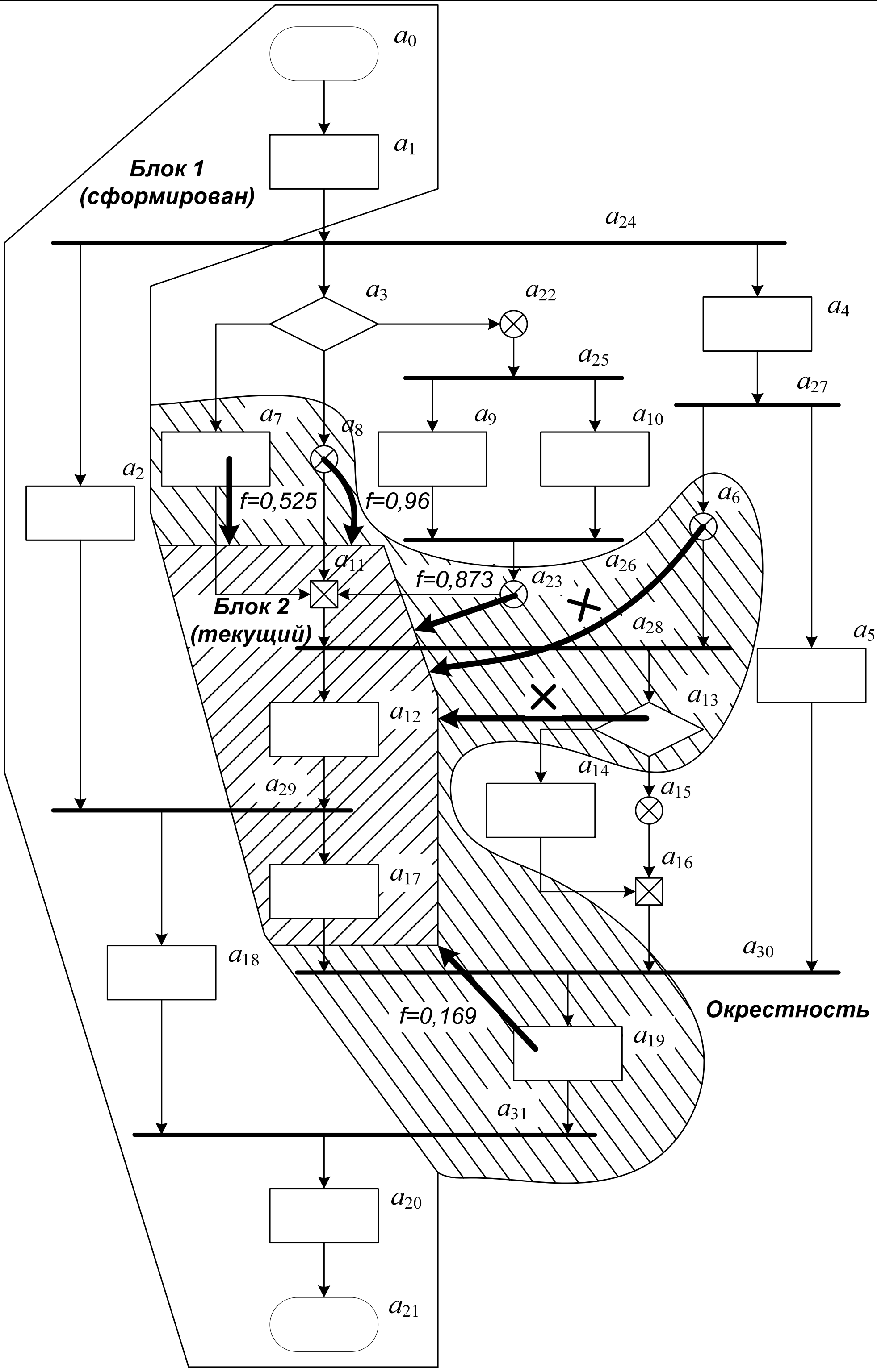

Рис. 1. Иллюстрация к выбору окрестности вершин, смежных с текущим блоком (крестами обозначены недопустимые включения, нарушающие структурные ограничения)

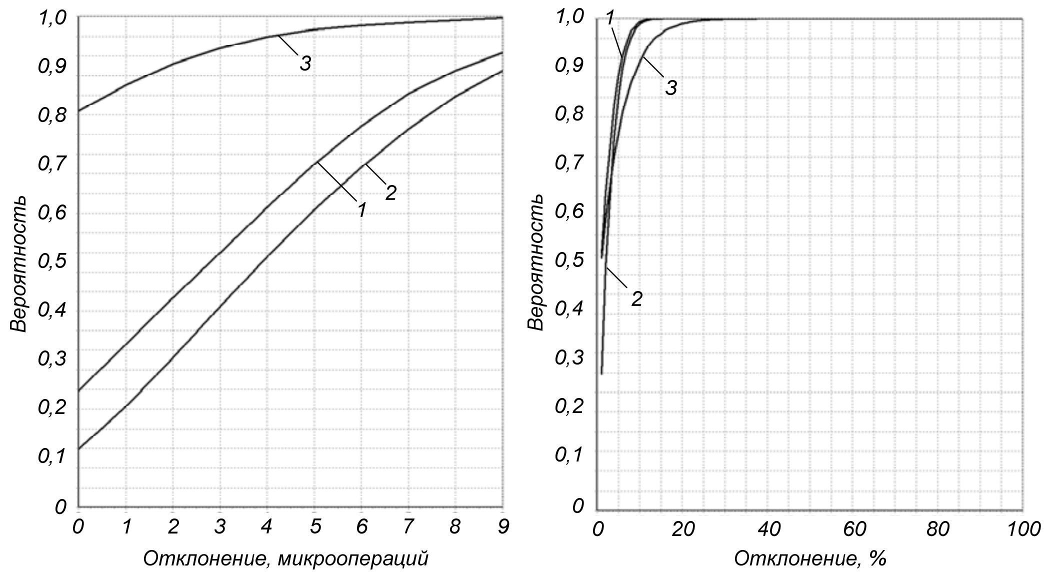

Рис. 2. Вероятности получения решения с заданным отклонением для степени дублирования микроопераций $\overline{\gamma}(Y)$ (слева) и интегрального критерия $\overline{\gamma}(J)$ (справа), ограничения отсутствуют, 1 – предложенный метод, 2 – метод С.И. Баранова, 3 – параллельно-последовательный метод

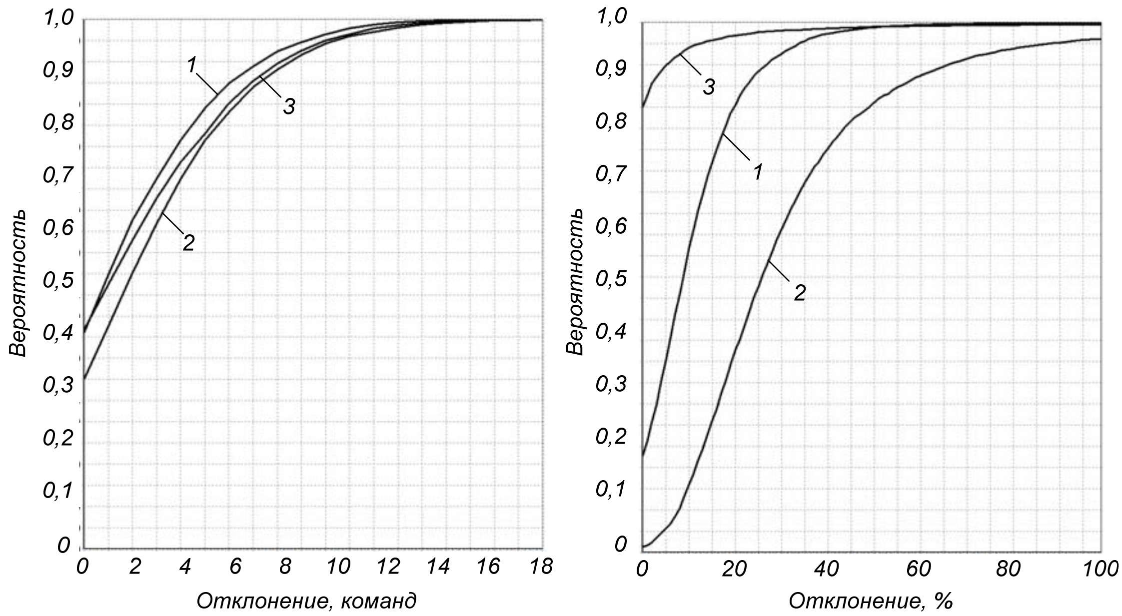

Рис. 3. Вероятности получения решения с заданным отклонением для сложности сети межблочных связей $\overline{\gamma}(\alpha)$ (слева) и интенсивности межблочных взаимодействий $\overline{\gamma}(\delta)$ (справа), $X_{\max}=10, Y_{\max}=\infty, W_{\max}=10$, 1 – предложенный метод, 2 – метод С.И. Баранова, 3 – параллельно-последовательный метод

Таблица 1. Результаты сравнения методов синтеза разбиений без технологических ограничений $\left(X_{\max}=Y_{\max}=W_{\max}=\infty\right)$, среднее число вершин $N=100$, объем выборки граф-схем $K=5000$, время вычислительного эксперимента $t=8$ мин.

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

Таблица 2. Результаты сравнения методов синтеза разбиений при наличии сильных технологических ограничений $\left(X_{\max}=10, Y_{\max}=\infty, W_{\max}=10\right)$, $N=100$, $K=5000$, $t=8$ мин.

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