

АНАЛИЗ КАЧЕСТВА РАЗБИЕНИЙ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ АЛГОРИТМОВ ЛОГИЧЕСКОГО УПРАВЛЕНИЯ ПРИ ПРОЕКТИРОВАНИИ ЛОГИЧЕСКИХ МУЛЬТИКОНТРОЛЛЕРОВ

Eduard I. Vatutin

*Department of Computer Science
Kursk State Technical University
50 Let Oktyabrya, 94, 305040, RUSSIA*

Tel: +7(4712) 58-71-05, E-mail: evatutin@rambler.ru, WWW: <http://evatutin.narod.ru>

Abstract — *Приведено краткое описание методики сравнительного анализа качества разбиений параллельных алгоритмов логического управления. На основе рассмотрения результатов проведенных вычислительных экспериментов установлен ряд зависимостей, подтверждающих состоятельность параллельно-последовательного подхода к синтезу разбиений и ограничивающих область его применимости зонами сильных и очень сильных технологических ограничений. Приведены результаты исследования тенденций изменения качества разбиений при переходе к алгоритмам существенно большего размера, оценены временные затраты на их синтез.*

1. ВВЕДЕНИЕ

Одной из основных тенденций развития современных систем логического управления (СЛУ) является широкое внедрение принципов параллельности и модульности. Параллельные модульные СЛУ, часто называемые логическими мультиконтроллерами (ЛМК), способны выполнять комплексные управляющие алгоритмы теоретически неограниченной сложности за счет их декомпозиции на компоненты, распределяемые между модулями. Особый интерес представляют ЛМК, формируемые из однотипных микропрограммных модулей (контроллеров) и позволяющие достичь сверхвысокой производительности, обеспечивая при этом достаточную гибкость и хорошую контролепригодность.

Построение ЛМК сопряжено с необходимостью решения ряда оптимизационных задач на дискретных структурах. Особое место среди них занимает задача выбора разбиения алгоритмов управления, решаемая в процессе их декомпозиции. Качество ее решения напрямую влияет на аппаратную сложность мультиконтроллера и определяет время выполнения алгоритма управления. Задача относится к классу NP -полных и не может быть решена точно для алгоритмов размерности более чем $N = 15$ вершин (приблизительно) ввиду чрезмерных временных затрат: асимптотическая временная сложность ее точного решения составляет $O(N!)$. Реальные алгоритмы управления обладают куда большей размерностью (тысячи – десятки тысяч вершин).

Для ее решения известен ряд эвристических методов (например, [2, 3]), один из которых [4–5] предложен авторами и продолжает развиваться [7]. При построении решения рассмотренные методы используют различные методики; некоторые из методов не оптимизируют такие важные критерии, как, например, интенсивность межблочных взаимодействий [1, 8], поэтому вызывает интерес проведение сравнения методов между собой с целью выявления наилучших из них по заданным критериям. Предварительные результаты, полученные в разработанной программной системе РАЕ [9, 10] на выборке алгоритмов со случайной структурой [11], приведены в работе [12]. В данной работе представлены результаты сравнительного анализа качества разбиений в соответствии с рядом модификаций в программных реализациях методов синтеза разбиений [6, 13, 14]. Так, например, метод С.И. Баранова [2] в реализации [13] содержал ряд ошибок и был переписан заново, а параллельно-последовательный метод был дополнен рядом улучшающих модификаций [7], положительно влияющих на качество синтезируемых разбиений.

2. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ

Задача выбора разбиения, как уже было отмечено во введении, имеет ярко выраженный комбинаторный характер и заключается в оптимальном представлении исходного параллельного алгоритма в виде множества взаимосвязанных блоков (компонент) [1, 4]. Каждый такой блок в общем случае содержит набор нескольких несвязанных между собой фрагментов исходного алгоритма управления. Множество блоков разбиения в совокупности с соответствующими связями позволяет получить сеть взаимосвязанных компонентных алгоритмов, представляющую исходный управляющий алгоритм.

К получаемым блокам разбиения, а также к структуре сети компонентных алгоритмов предъявляется ряд требований, состав и содержание которых зависит от архитектуры ЛМК и его модулей, технологических ограничений, структурной организации мультиконтроллера, дисциплины межмодульного взаимодействия и т.д. Формализованное представление задачи выбора разбиения имеет следующий вид. Пусть H – число блоков разбиения; W_{\max} – емкость участка памяти микропрограмм контроллера, выделяемого для размещения микрокоманд блока (без учета дополнительных команд, обеспечивающих межмодульное взаимодействие); $n_{\text{ЛУ}} = X_{\max}$ – число выводов контроллера, используемых для приема сигналов логических условий от объекта управления; $n_{\text{МО}} = Y_{\max}$ – число выводов контроллера, используемых для выдачи микроопераций. Требуется получить разбиение множества вершин A^0 исходного управляющего алгоритма $Sep(A^0) = \{A_1, A_2, \dots, A_H\}$, удовлетворяющее следующим условиям:

$$\begin{aligned} \bigcup_{i=1}^H A_i &= A^0, \quad A_i \neq \emptyset, \quad A_i \cap A_j = \emptyset, \quad i, j = \overline{1, H}, \quad i \neq j, \\ \neg(a_i \omega a_j) \quad \forall a_i, a_j \in A_k, \quad i \neq j, \quad k = \overline{1, H}, \\ W(A_i) &\leq W_{\max}, \quad |X(A_i)| \leq n_{\text{ЛУ}}, \quad |Y(A_i)| \leq n_{\text{МО}}, \quad i = \overline{1, H}, \end{aligned} \quad (1)$$

где $W(A_i) = \sum_{a_j \in A_i} W(a_j)$ – суммарный вес вершин в составе i -го блока, $X(A_i) = \bigcup_{a_j \in A_i} X(a_j)$ – множество логических условий, входящих в вершины i -го блока, $Y(A_i) = \bigcup_{a_j \in A_i} Y(a_j)$ – множество микроопераций, входящих в вершины i -го блока, такое что

$$\begin{aligned} H &\rightarrow \min; \\ Z_1 &= \sum_{i=1}^H \sum_{j=1, j \neq i}^H \alpha(A_i, A_j) \rightarrow \min; \\ Z_2 &= \sum_{i=1}^{H-1} \sum_{j=i+1}^H \delta(A_i, A_j) \rightarrow \min; \\ Z_3 &= \sum_{i=1}^H |X(A_i)| - |X(A^0)| \rightarrow \min; \\ Z_4 &= \sum_{i=1}^H |Y(A_i)| - |Y(A^0)| \rightarrow \min, \end{aligned} \quad (2)$$

где Z_1 – сложность сети межблочных связей, порождаемая разбиением $Sep(A^0)$; $\alpha(A_i, A_j)$ – коэффициент связи блоков (он равен 1, если блоки разбиения связаны по управлению в направлении от A_i к A_j , и 0 в противном случае); Z_2 – суммарное число (интенсивность) межблочных взаимодействий; $\delta(A_i, A_j)$ – интенсивность взаимодействия блоков; Z_3 – степень дублирования логических условий; Z_4 – степень дублирования микроопераций.

Таким образом, задача поиска оптимального разбиения является задачей многокритериальной оптимизации на дискретной структуре (графе). С целью оценки качества получаемых разбиений в [15] был предложен интегральный показатель (оценочная функция) вида

$$f(Sep_{B_k}(A_i^0)) = \frac{K_H}{\omega_{\max}} H + \frac{K_X}{|X(A^0)|} \left(\sum_{i=1}^H |X(A_i)| - |X(A_i^0)| \right) + \frac{K_Y}{|Y(A^0)|} \left(\sum_{i=1}^H |Y(A_i)| - |Y(A_i^0)| \right) + \frac{K_\delta}{\delta(A^0)} \sum_{i=1}^{H-1} \sum_{j=i+1}^H \delta(A_i, A_j) + \frac{K_\alpha}{\omega_{\max}(\omega_{\max} - 1)} \sum_{i=1}^{H-1} \sum_{j=i+1}^H \alpha(A_i, A_j) + K_W \Delta W, \quad (3)$$

где $Sep_{B_k}(A_i^0)$ – разбиение l -го алгоритма, полученное с использованием метода B_k , K_i , $i \in \{H, X, Y, \alpha, \delta\}$ – весовой коэффициент, ω_{\max} – степень параллелизма алгоритма управления (ω -мощность базового сечения алгоритма [1, 16], нижняя оценка числа модулей СЛУ), $\Delta W = \max_{i=1, H} W(A_i) - \min_{i=1, H} W(A_i)$ – разность компонентных алгоритмов по сложности. С учетом критериев (2) лучшим будем считать разбиение, у которого $f(Sep_{B_k}(A_j^0)) \rightarrow \min$.

3. ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНОЕ СРАВНЕНИЕ МЕТОДОВ

С использованием программной системы PAE [9, 10] был проведен ряд вычислительных экспериментов. Для более объективной оценки значений критериев качества была осуществлена генерация K алгоритмов со случайной структурой, а для полученных значений критериев качества (2) и (3) для каждого из методов были рассчитаны средневыворочные значение $\bar{\gamma}(x)$ и вероятности получения разбиения с минимальным значением критерия $\rho(x)$, где $x \in \{H, X, Y, \alpha, \delta, f\}$. Результаты экспериментов по исследованию влияния силы технологических ограничений на качество разбиений представлены в табл. 1 (t – время вычислительного эксперимента в часах для однопоточной реализации компонентов программной системы, измеренное на компьютере с процессором Intel Core 2 Duo E6300, 1,86 ГГц, 2 МБ L2, CPUID=06F6h).

Таблица 1. Исследование влияния силы технологических ограничений на качество разбиений*

| № эксперимента | Диапазон изменения значения ограничения | Дополнительные параметры | Результат |
|----------------|---|---|--|
| 1 | $3 \leq X_{\max} \leq 20$ | $K = 500$ $N = 100 \pm 5$ $t = 4,5$ | Анализируя полученные результаты можно сделать вывод о наличии двух зон: зоны слабых ($9 - 15 < X_{\max}$) и сильных ($X_{\max} < 9 - 15$) ограничений. В зоне слабых ограничений метод С.И. Баранова обеспечивает сопоставимое с параллельно-последовательным методом число блоков в разбиениях ($\bar{\gamma}_{Bar}(H) \approx \bar{\gamma}_{PSM}(H)$), при этом оптимизация критериев $\bar{\gamma}(X), \bar{\gamma}(\alpha), \bar{\gamma}(\delta)$ удается методу С.И. Баранова лучше. Параллельно-последовательный метод обеспечивает меньшее значение критерия $\bar{\gamma}(Y)$. По мере постепенного перехода в зону сильных ограничений параллельно-последовательный метод обеспечивает все лучшую оптимизацию критериев $\bar{\gamma}(H), \bar{\gamma}(Y), \bar{\gamma}(\alpha), \bar{\gamma}(\delta)$, а метод С.И. Баранова – только $\bar{\gamma}(X)$. По интегральному показателю $\bar{\gamma}(f)$ в зоне слабых ограничений выгоднее выглядит метод С.И. Баранова, а по мере усиления ограничения предпочтительнее становится параллельно-последовательный метод. |
| 2 | $3 \leq W_{\max} \leq 40$ | $K = 200$ $N = 100 \pm 5$ $t = 2$ | В результате анализа результатов эксперимента можно выделить три зоны: слабых ($32 - 36 < W_{\max}$), сильных ($11 - 12 < W_{\max} < 32 - 36$) и очень сильных ($W_{\max} < 11 - 12$) ограничений. В зоне слабых ограничений $\bar{\gamma}_{Bar}(H) \approx \bar{\gamma}_{PSM}(H)$ и |

| | | | |
|--|--|--|---|
| | | | $\bar{\gamma}_{Bar}(\delta) \approx \bar{\gamma}_{PSM}(\delta)$, при этом параллельно-последовательный метод чуть лучше по критериям $\bar{\gamma}(Y), \bar{\gamma}(\alpha)$, а метод С.И. Баранова – $\bar{\gamma}(X)$. Переход в зону сильных ограничений оставляет за методом С.И. Баранова преимущество в оптимизации критерия $\bar{\gamma}(X)$, все остальные критерии лучше оптимизируются параллельно-последовательным методом. В зоне очень сильных ограничений метод С.И. Баранова проявляет себя с лучшей стороны в минимизации критериев $\bar{\gamma}(X)$ и $\bar{\gamma}(Y)$. По интегральному критерию метод С.И. Баранова оказывается предпочтительнее только в зоне слабых ограничений, в зонах сильных и очень сильных ограничений лучше выглядят разбиения, полученные параллельно-последовательным методом. |
|--|--|--|---|

* Метод А.Д. Закревского не имеет поддержки технологических ограничений и поэтому участия в экспериментах 1 и 2 не принимал

Также были проведены эксперименты 3 ($5 \leq N \leq 100, K = 300, X_{\max} = Y_{\max} = W_{\max} = \infty, t = 5$) и 4 ($5 \leq N \leq 100, K = 300, W_{\max} = 4, t = 4,5$), в ходе которых выяснялись тенденции изменения соотношения качества минимизации критериев с ростом среднего размера алгоритма без технологических ограничений (эксперимент 3) и в зоне сильных ограничений (эксперимент 4). Проведенные эксперименты, во-первых, в очередной раз [12] подтвердили более низкое качество разбиений, синтезируемых методом А.Д. Закревского (особенно по критерию $\bar{\gamma}(H)$, являющемуся наиболее важным и косвенно влияющему на оптимизацию остальных критериев), а, во-вторых, показали, что с ростом среднего размера алгоритма соотношение сил методов сохраняется. Полученные результаты позволяют утверждать, что при рассмотрении алгоритмов большей размерности параллельно-последовательный метод по-прежнему будет демонстрировать более высокое качество разбиений в присутствии сильных и очень сильных ограничений, а метод С.И. Баранова – слабых ограничений. Интересной особенностью [17] является почти линейный рост как значения критерия $\bar{\gamma}(H)$ с ростом среднего размера алгоритма N , так и разницы $\Delta\bar{\gamma}(H) = \bar{\gamma}_{PSM}(H) - \bar{\gamma}_{Bar}(H)$, составляющей до 6,5% от общего числа блоков (модулей СЛУ).

Эксперимент 5 заключался в исследовании роста временных затрат на синтез разбиения с ростом среднего размера алгоритма. В ходе эксперимента были получены эмпирические зависимости, которые были аппроксимированы с использованием метода наименьших квадратов полиномами первой (метод С.И. Баранова) и третьей (метод А.Д. Закревского и параллельно-последовательный метод) степени:

$$\begin{aligned}
t_{Bar}(N) &= -1,064 + 9,698 \cdot 10^{-2} N, \\
t_{Zak}(N) &= -6,756 + 1,143N - 4,524 \cdot 10^{-2} N^2 + 6,326 \cdot 10^{-4} N^3, \\
t_{PSM}(N) &= -15,475 + 3,143N + 0,146N^2 + 2,809 \cdot 10^{-3} N^3.
\end{aligned} \tag{4}$$

При этом временные затраты на построение матрицы отношений [1, 5, 18] не учтены в формулах (4) для методов С.И. Баранова и А.Д. Закревского. Полученные зависимости можно с достаточной степенью точности экстраполировать на алгоритмы с существенно большим числом вершин. Так, например, для синтеза разбиений алгоритмов с $N = 10000$ вершин методу С.И. Баранова потребуется около секунды машинного времени, методу А.Д. Закревского – около недели, а параллельно-последовательному методу – около месяца (в лучшем случае). То есть, при проектировании СЛУ реальной сложности необходимо либо довольствоваться разбиениями невысокого качества, синтезируемыми методом С.И. Баранова, либо осуществить оптимизацию/распараллеливание программной реализации параллельно-последовательного метода и/или перенос наиболее трудоемких операций с программного на аппаратный уровень путем синтеза специализированного устройства (акселератора) по аналогии с задачами, рассматриваемыми в [19]. Последний путь представляется наиболее эффективным и активно развивается в настоящее время [20-22].

6. ВЫВОДЫ

1. Выявлена зонная зависимость качества разбиений от технологических ограничений.
2. Областью применимости параллельно-последовательного метода являются зоны, соответствующие сильным и очень сильным ограничениям (практический случай).
3. Областью применимости метода С.И. Баранова является зона слабых ограничений (идеальный случай).
4. Метод С.И. Закревского (по крайней мере, в реализации [14]) не имеет поддержки технологических ограничений и обеспечивает разбиения более низкого качества.
5. Соотношение качества разбиений методов сохраняется при рассмотрении больших алгоритмов управления, что, в свою очередь, позволяет распространять сформулированные выше рекомендации на алгоритмы большего размера.
6. Синтез высококачественных разбиений алгоритмов управления размером порядка 10000 вершин потребует в лучшем случае нескольких месяцев (при программной реализации), что делает невозможной оперативную перенастройку СЛУ.
7. Необходимость синтеза разбиений алгоритмов управления большого размера вынуждает довольствоваться разбиениями невысокого качества, получаемыми с использованием метода С.И. Баранова, или же подталкивает к необходимости либо оптимизации и/или распараллеливания параллельно-последовательного метода, либо переноса части наиболее сложных в вычислительном плане операций с программного на аппаратный уровень.

7. БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

- [1] Организация и синтез микропрограммных мультимикроконтроллеров / Зотов И.В. и др. Курск: ГУИПП «Курск», 1999. 368 с.
- [2] Баранов С.И., Журавина Л.Н., Песчанский В.А. Метод представления параллельных граф-схем алгоритмов совокупностями последовательных граф-схем // Автоматика и вычислительная техника. 1984. № 5. С. 74–81.
- [3] Закревский А.Д. Параллельные алгоритмы логического управления. Минск. ИТК НАН Б. 1999. 202 с.
- [4] Зотов И.В., Колосков В.А., Титов В.С. Выбор оптимальных разбиений алгоритмов при проектировании микроконтроллерных сетей // Автоматика и вычислительная техника. 1997. № 5. С. 51–62.
- [5] 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.
- [6] 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.
- [7] Ватутин Э.И., Зотов И.В. Повышение качества разбиения алгоритмов при синтезе логических мультимикроконтроллеров с использованием метода параллельно-последовательной декомпозиции // Перспективы развития систем управления оружием: сборник докладов IV научно-практической конференции, Курск, 19-20 сентября 2007 г. – М.: Изд-во «Бедретдинов и Ко», 2007. – С. 84-92.
- [8] Ватутин Э.И. Проблема оценки интенсивности межблочного взаимодействия в задаче нахождения субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов // Образование, наука, производство. Белгород, 2006.
- [9] Ватутин Э.И., Зотов И.В. Программная система для построения разбиений параллельных управляющих алгоритмов // Идентификация систем и задачи управления (SICPRO'06). М.: Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, 2006. С. 2239–2250.
- [10] 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.
- [11] Vatutin E.I. Constructing Random Sample Parallel Logic Control Algorithms // 11th International Student Olympiad on Automatic Control (Baltic Olympiad BOAC'06). Saint-Petersburg, 2006. P. 162–166.
- [12] Ватутин Э.И., Волобуев С.В., Зотов И.В. Комплексная сравнительная оценка методов выбора разбиений при проектировании логических мультимикроконтроллеров // Идентификация систем и задачи управления (SICPRO'08). М.: Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, 2008. С. 1917–1940.

- [13] Тарловский А.В., Зотов И.В. Библиотека функций для разбиения параллельных алгоритмов логического управления модифицированным методом Баранова // Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2006612337 от 05.07.06.
- [14] Волобуев С.В., Евглевский К.О., Зотов И.В. Библиотека функций для разбиения параллельных управляющих алгоритмов методом Закревского // Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2006613146 от 06.09.06.
- [15] Ватутин Э.И. Оценка качества разбиений параллельных управляющих алгоритмов на последовательные подалгоритмы с использованием весовой функции // Интеллектуальные и информационные системы (Интеллект-2005). – Тула, 2005. С. 29–30.
- [16] Поиск базового сечения в задаче разбиения параллельных алгоритмов / Ватутин Э.И., Зотов И.В.; КГТУ. Курск, 2003. 30 с. Рус. деп. в ВИНТИ 24.11.03 № 2036-В2003.
- [17] Ватутин Э.И., Кобзарь Е.Ю. Анализ тенденций изменения значений критериев качества разбиений с ростом размера алгоритмов управления // Оптико-электронные приборы и устройства в системах распознавания образов, обработки изображений и символьной информации (Распознавание – 2008). Ч. 1. Курск: изд-во КурскГТУ, 2008. С. 89–90.
- [18] Ватутин Э.И., Зотов И.В. Построение матрицы отношений в задаче оптимального разбиения параллельных управляющих алгоритмов // Известия курского государственного технического университета. Курск, 2004. № 2. С. 85–89.
- [19] Курейчик В.М., Глушань В.М., Щербаков Л.И. Комбинаторные аппаратные модели и алгоритмы в САПР. М.: «Радио и связь», 1990. 216 с.
- [20] Борзов Д.Б., Ватутин Э.И., Зотов И.В., Титов В.С. К задаче субоптимального разбиения параллельных алгоритмов // Известия вузов. Приборостроение. Вып. 12, 2004. С. 34–39.
- [21] Ватутин Э.И., Зотов И.В. Аппаратная модель для определения минимального числа блоков при декомпозиции параллельных алгоритмов логического управления // Известия вузов. Приборостроение. 2008. Т. 51, № 2. С. 39–43.
- [22] Ватутин Э.И. Однородная среда электронной модели дерева для аппаратно-ориентированной обработки R-выражений // Оптико-электронные приборы и устройства в системах распознавания образов, обработки изображений и символьной информации (Распознавание – 2008). Ч. 1. Курск: изд-во КурскГТУ, 2008. С. 90–92.