

УДК 681.5.62–5+681.5.681.3

ст-т Ватутин Э.И., к.т.н. Зотов И.В. (КурскГТУ, Курск)

ИДЕНТИФИКАЦИЯ И РАЗРЫВ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНЫХ ЦИКЛОВ В ЗАДАЧЕ СУБОПТИМАЛЬНОГО РАЗБИЕНИЯ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ УПРАВЛЯЮЩИХ АЛГОРИТМОВ

Рассмотрен алгоритм идентификации и разрыва последовательных циклов в рамках параллельно-последовательного метода формирования субоптимальных разбиений. Дано описание преобразования по замене последовательных циклов альтернативными ветвлениями. Указаны недостатки процедуры выделения замыкающих дуг.

В статье рассматривается задача получения субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов на последовательные подалгоритмы (блоки) ограниченной сложности, возникающая при проектировании систем логического управления (СЛУ). Точное решение поставленной задачи может быть получено с использованием алгоритмов, обладающих экспоненциальной временной сложностью, что существенно ограничивает размерность разбиваемого алгоритма и не позволяет за приемлемое время получить искомое разбиение. В этой связи на практике ориентируются на поиск приближенных решений с использованием приближенных алгоритмов, ограниченных полиномиальной сложностью. В качестве решения поставленной задачи рассматривается параллельно-последовательный метод формирования субоптимальных разбиений [1], отличающийся от известных аналогов параллельным построением подалгоритмов с учетом технологических ограничений элементной базы (СБИС), стремлением к минимизации сложности сети связей и интенсив-

ности взаимодействия подалгоритмов с целью повышения быстродействия СЛУ, сложностью $O(n^3)$.

Основная идея метода состоит в построении множества смежных сечений алгоритма [2,3] и параллельном синтезе подалгоритмов (блоков) из вершин, входящих в состав сечений, на основании весовой функции [4]. Ряд этапов метода (построение и преобразование системы R -выражений, построение матрицы отношений) ориентированы на ациклический характер разбиваемого алгоритма и не позволяют проводить разбиения алгоритмов, содержащих циклические фрагменты. Для расширения области применимости рассматриваемого метода на класс циклических алгоритмов необходимо проведения т.н. $\bar{\omega}$ -преобразования [1], суть которого заключается в идентификации циклических фрагментов и замене их гипотетическими альтернативными ветвлениями. В результате применения такого преобразования вообще говоря изменяются отношения между некоторыми из вершин, однако важной особенностью преобразования является его инвариантность к отношению параллельности ω , что позволяет в дальнейшем избежать включения в состав одного блока попарно параллельных вершин. В данной статье рассмотрен уточненный вариант алгоритма идентификации и разрыва последовательных циклов.

В общем случае изображение циклического фрагмента может быть представлено в виде (рис.1а):

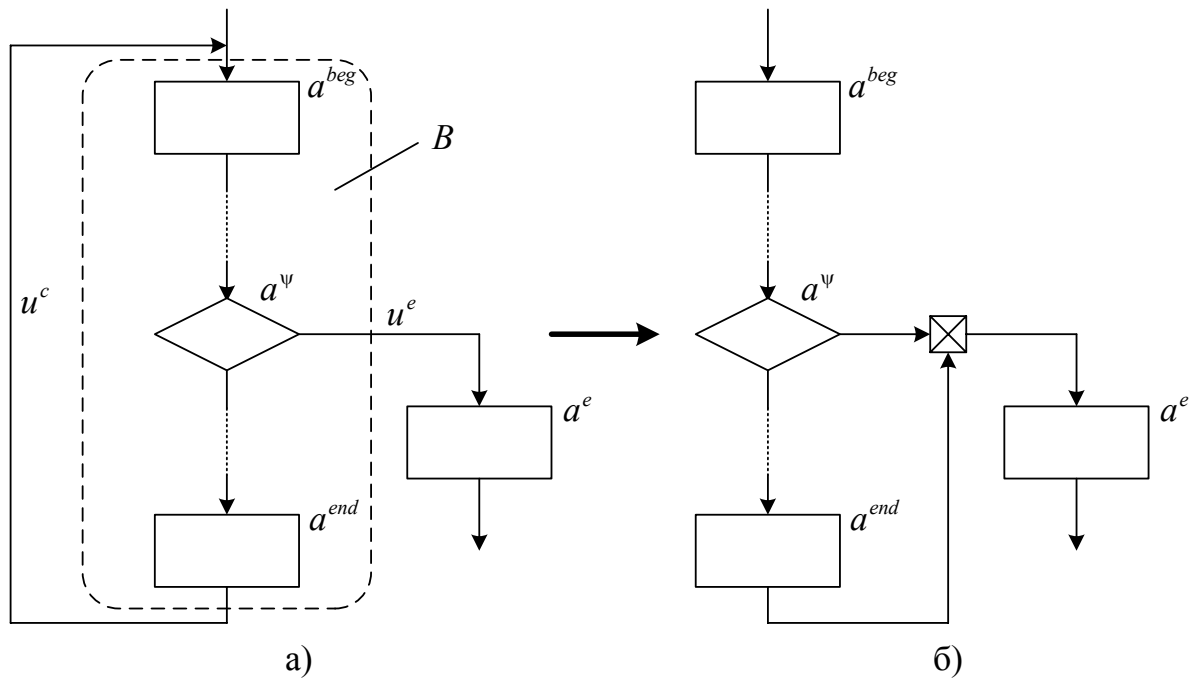


Рис.1. Последовательный цикл (а) и результат преобразования (б)

В данном случае a^{beg} – начальная вершина цикла; a^{end} – конечная вершина цикла; a^{ψ} – вершина выхода из цикла; a^e – вершина, следующая непосредственно за циклом; u^c – замыкающая дуга; u^e – дуга выхода из цикла; B – тело цикла (множество вершин). Результат $\bar{\omega}$ -преобразования представлен на рис.1б.

Алгоритм идентификации и разрыва последовательных циклов сводится к применению следующей последовательности шагов:

1. Выделение замыкающих дуг, начальных и конечных вершин циклов.
2. Построение тел циклов.
3. Идентификация вершин, следующих непосредственно за циклами, и дуг выхода из циклов.
4. Перенастройка и добавление дуг, добавление вершин объединения альтернативных дуг.

Процедура выделения замыкающих дуг, являющаяся базовой для остальных процедур, должна обеспечивать корректную идентификацию циклических фрагментов. В настоящий момент процедура, описанная в [1],

в некоторых случаях приводит к ложным срабатываниям. Пример параллельного участка алгоритма, для которого происходит некорректное определение замыкающей дуги, приведен на рис.2.

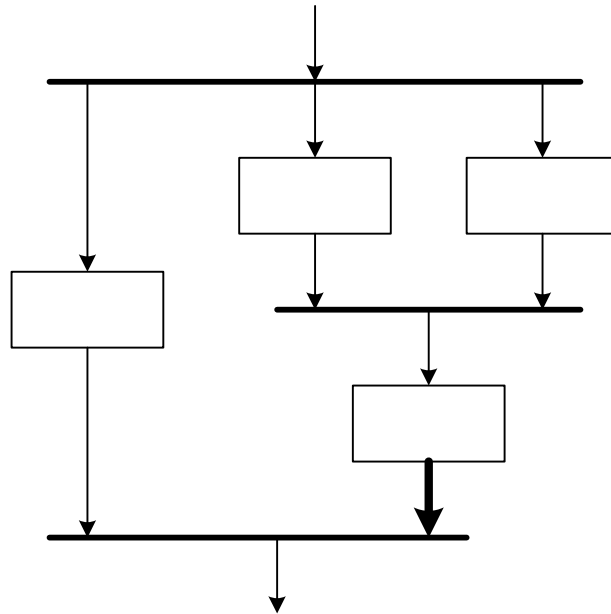


Рис.2. Некорректное определение замыкающей дуги

В данном примере выделенная дуга определяется как замыкающая, что связано с различной длиной путей между вершинами синхронизации. В настоящее время достойной замены существующей процедуре не найдено.

Построение тел циклов сводится к выделению для каждого цикла множества путей, соединяющих начальную и конечную вершины, и формирование тел циклов из вершин, вошедших в состав путей.

Дуги выхода из цикла идентифицируются следующим образом: начальная вершина дуги a_{i_1} входит в состав цикла B_j , а конечная вершина a_{i_2} не входит в состав цикла B_j : $a_{i_1} \in B_j$, $a_{i_2} \notin B_j$. Вершина a_{i_2} считается следующей непосредственно за циклом. Согласно ограничениям на структуру алгоритма, описанным в [1], каждый циклический фрагмент имеет ровно один вход и один выход, что способствует устранению неоднозначностей при идентификации дуг u^e и вершин a^e .

Непосредственно разрыв циклов заключается в добавлении вершин объединения альтернативных дуг до вершин a_i^e и перенастройке замыкающих дуг на добавленные вершины. В результате данного преобразования возможно возникновение т.н. “пустых” дуг, которые должны быть устранены путем введения в них фиктивных операторных вершин (рис.3).

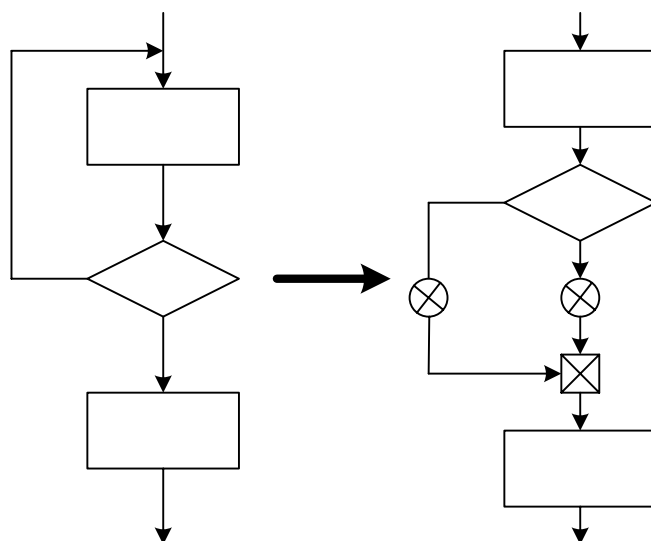


Рис.3. Разрыв цикла с постусловием

Ликвидация пустых дуг может быть осуществлена как во время выполнения этапа разрыва циклов, так и после этого во время поиска и устранения пустых дуг для разбираемого алгоритма в целом.

Описанный алгоритм идентификации и разрыва последовательных циклов был реализован в разрабатываемой программе для разбиения параллельных алгоритмов с использованием параллельно-последовательного метода [1]. Тестирование выявило неплохие скоростные характеристики, умеренную ресурсоемкость алгоритма, однако в то же время была выяснена некорректность работы процедуры выделения замыкающих дуг на некоторых параллельных алгоритмах. Попытки модификации процедуры не увенчались успехом. Так, например, была предложена дополнительная проверка, связанная с нахождением пути от вершины a^{beg} к вершине a^{end} , что позволило избавиться от ложных срабатываний на фрагментах алго-

ритмов, подобных изображенному на рис.2. Однако предложенная проверка не давала положительного результата в случае, если параллельный фрагмент входил в состав цикла.

Работа выполнена при финансовой поддержке гранта Минобразования “Столетовские гранты – 2003”.

Библиографический список

1. Зотов И.В., Колосков В.А., Титов В.С., Сапронов К.А., Волков А.П. Организация и синтез микропрограммных мультимикроконтроллеров. – Курск: ГУИПП “Курск”, 1999. – 368 с.

2. 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-B2003.

3. Ватутин Э.И., Зотов И.В., Титов В.С. Построение множества сечений в задаче оптимального разбиения параллельных управляющих алгоритмов // Известия ТулГУ. Вычислительная техника. Информационные технологии. Системы управления. Тула: ТулГУ, 2003. Т. 1. Вып. 2. С. 70–77.

4. Ватутин Э.И., Зотов И.В. Построение блоков разбиения в задаче декомпозиции параллельных управляющих алгоритмов / Сборник материалов РНТК «Материалы и упрочняющие технологии – 2003», Курск. гос. техн. ун-т. Курск, 2003. – С.38–42.