

**ПРОБЛЕМА ОЦЕНКИ ИНТЕНСИВНОСТИ МЕЖБЛОЧНОГО  
ВЗАИМОДЕЙСТВИЯ В ЗАДАЧЕ НАХОЖДЕНИЯ  
СУБОПТИМАЛЬНЫХ РАЗБИЕНИЙ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ  
УПРАВЛЯЮЩИХ АЛГОРИТМОВ**

Одним из перспективных подходов к созданию систем логического управления является их синтез на основе микроконтроллерных сетей, известных также как микропрограммные мультимикроконтроллеры [1]. При проектировании устройств управления в рамках рассматриваемого подхода выделяется ряд задач, требующих своего решения. Одной из них является задача выбора оптимального разбиения заданного параллельного алгоритма управления на множество последовательных взаимосвязанных подалгоритмов ограниченной сложности. Задача относится к классу NP-полных и не может быть решена точно за приемлемое время для алгоритмов размерности больше 20–30 вершин. Реальные алгоритмы управления характеризуются гораздо большими размерностями (сотни вершин), поэтому для построения разбиений на практике ориентируются на приближенные решения, получаемые эвристическими алгоритмами за полиномиальное время.

Спектр методов синтеза разбиений весьма широк и подробно представлен в [1]. Различные методы характеризуются как различными свойствами генерируемых разбиений, так и различными временными затратами на построение разбиения. Наиболее универсальным методом является параллельно-последовательный метод, предложенный авторами в [1] и улучшенный в [2]. Под универсальностью понимается оптимизация всех критериев, возникающих при проектировании (минимальное количество блоков (подалгоритмов), распределение микроопераций и логических условий с минимизацией их дублирования, минимизация сложности сети межблочных связей и интенсивности межблочных взаимодействий). В данной работе основное внимание уделено определению значения величины интенсивности межблочных взаимодействий.

При решении задачи нахождения разбиения параллельно-последовательным методом подсчет интенсивности межблочных взаимодействий  $Z_2$  осуществляется в двух местах:

- при расчете приращения  $\Delta Z_2$  на этапе вычисления весовой функции при распределении субсечений по блокам [1] (в методе);
- при результирующей оценке качества разбиения (в объемлющей программной системе РАЕ [3]).

Минимизация данного критерия становится особенно важной при проектировании систем логического управления с шинной структурой, (подобные системы критичны к его росту, т.к. в один момент времени возможен обмен информацией только одной пары микроконтроллеров).

Самым простым способом подсчета, обладающим линейной временной сложностью от количества дуг, является выделение множества дуг, отвечающих за передачу управления между блоками, и нахождение суммы их интенсивностей (под интенсивностью понимается среднее число передач абстрактной активности [1]):

$$Z_2^* = \sum_{i=1}^{H-1} \sum_{j=i+1}^H \sum_{k=1}^{n_{ij}} \delta_k(A_i, A_j),$$

где  $H$  – число блоков разбиения;  $n_{ij}$  – количество дуг, связывающих блоки  $A_i$  и  $A_j$ ;  $\delta_k(A_i, A_j)$  – интенсивность  $k$ -ой дуги связи блоков  $A_i$  и  $A_j$ . Данный способ расчета интенсивности дает существенно завышенную оценку, т.к. далеко не все дуги передачи управления между блоками могут быть активированы одновременно.

Попытка преодолеть указанное несоответствие была предпринята в [1] путем введения понятия совместимости дуг и деления множества всех дуг, отвечающих за передачу управления между блоками, на два подмножества: совместимых  $D_{\text{совм}}$  (могут быть активированы одновременно) и несовместимых  $D_{\text{несовм}}$  (соответственно не могут). При этом оценку суммарной интенсивности, также как и в предыдущем случае, предполагалось вычислять за линейное время по формуле

$$Z_2^{**} = \sum_{v_i \in D_{\text{совм}}} \delta(v_i) + \max_{v_j \in D_{\text{несовм}}} \delta(v_j).$$

Однако, как показали дальнейшие исследования [4], в общем случае невозможно однозначно провести грань между совместимыми и несовместимыми дугами. В [4] как более правильный вариант оценки было предложено выделение всех максимальных по включению подмножеств дуг, обладающих отношением совместимости, расчет по

ним значений интенсивности подмножества  $\delta_k(D_{\text{совм}}^k) = \sum_{v_i \in D_{\text{совм}}^k} \delta(v_i)$  и затем выбор максимальной интенсивности  $Z_2^{***} = \max_{k=1, M} \delta_k(D_{\text{совм}}^k)$  ( $M$  – количество подмножеств) в качестве результирующего значения.

Но и у этого способа есть несколько существенных недостатков. Прежде всего, выделение максимальных по включению подмножеств совместимых дуг фактически является задачей выделения полностью связанных подграфов (клик), а эта задача является NP-полной. Уже при рассмотрении множества из 16 дуг время выделения всех подграфов составляет около 40 секунд (для больших размерностей подмножеств наблюдается стремительный рост времени, не позволяющие практически реализовать данный метод подсчета интенсивности).

Кроме того, получаемая оценка также является слегка завышенной (хотя и в меньшей степени, чем получаемая простым суммированием интенсивностей дуг), т.к. представляет собой худший вариант сочетания активации дуг, который на практике на самом деле может быть редко встречаемым. Попытка рассмотрения всех вариантов как взвешенной суммы значений интенсивности  $\delta_k(D_{\text{совм}}^k)$   $k$ -го подмножества с вероятностью его появления на практике  $p_k(D_{\text{совм}}^k)$  невозможна из-за априорной неопределенности самих значений вероятностей.

Третий недостаток данного способа относится к определению приращения  $\Delta Z_2$  при расчете значения весовой функции на этапе распределения субсечений по блокам. Он заключается в том, что вычисление значения приращения производится только для дуг, соединяющих пару выбранных блоков  $A_i$  и  $A_j$ . При этом фактически предполагается, что дуги, соединяющие блоки  $A_i$  и  $A_j$ , совместимы с дугами, соединяющими любую другую пару подмножеств, что в общем случае не верно (данный прием уменьшает размерность рассматриваемых подмножеств в среднем в  $H$  раз ценой небольшого завышения суммарной оценки).

Фактически можно сделать вывод о том, что получение точной аналитической оценки интенсивности межблочного взаимодействия, в должной мере отражающей поведение реальной системы управления, невозможно для реальных алгоритмов управления размерностью более 10–15 вершин. Как выход из описанной ситуации можно использовать моделирование исполнения алгоритма сетью Петри, однако при этом

возникает целый ряд дополнительных вопросов: сколько тактов времени занимает исполнение операторных и условных вершин, как реализуются механизмы синхронизации, сколько тактов времени уходит на передачу управления между модулями, как реализуется подобная передача и т.д. Кроме того, для получения достоверных оценок интенсивности межблочных взаимодействий необходимо неоднократное моделирование процесса выполнения алгоритма, что может потребовать значительных временных затрат (особенно при наличии в алгоритме вложенных циклов). Т.е. задача моделирования процесса выполнения алгоритма может оказаться сложнее исходной задачи по нахождению разбиения как в вычислительном плане, так и в плане трудоемкости реализации.

В заключении работы для иллюстрации изложенных выше соображений приведем пример параллельного алгоритма управления и два варианта разбиения, для которых проведем подсчет интенсивности межблочных взаимодействий.

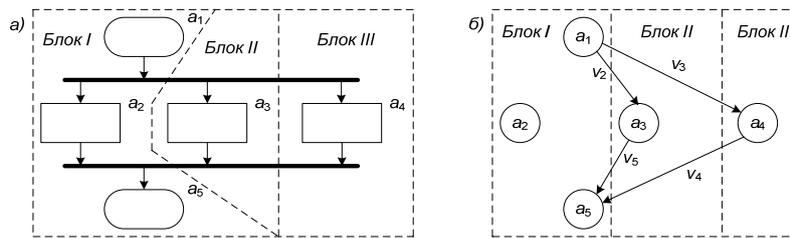


Рис. 1. Первый вариант разбиения

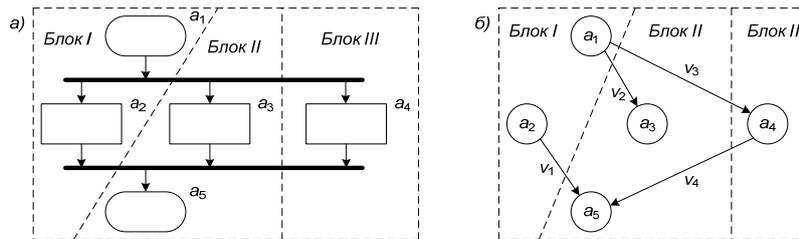


Рис. 2. Второй вариант разбиения

Как несложно заметить, и в первом, и во втором способе разбиения имеется по 4 дуги передачи управления между блоками, все дуги имеют

интенсивность  $\delta(v_i)=1$ , расчет интенсивности межблочного взаимодействия как суммы интенсивностей приведет к значению  $Z_2^* = 4$ . При расчете через подмножества совместимых дуг в первом примере максимальными по включению подмножествами совместимых дуг являются  $\{v_2, v_3\}$ ,  $\{v_2, v_4\}$ ,  $\{v_5, v_3\}$ ,  $\{v_5, v_4\}$  и максимальная интенсивность межблочных взаимодействий  $Z_2^{***} = \max(2, 2, 2, 2) = 2$ . Во втором случае также можно выделить подмножества совместимых дуг  $\{v_1, v_2, v_3\}$ ,  $\{v_1, v_2, v_4\}$  и максимальная интенсивность межблочных взаимодействий  $Z_2^{***} = \max(3, 3) = 3$ . Как видно из примера, во-первых, оценка посредством отношения совместимости дуг является более точной ( $Z_2^{***} \leq Z_2^*$ ), а во-вторых, при помощи оценки через совместимые дуги можно более детально классифицировать разбиения по качеству. Так, пример разбиения на рис. 1 на самом деле лучше разбиения на рис. 2, т.к. интенсивность межблочных взаимодействий меньше (чего не прослеживается при сравнении завышенных оценок  $Z_2^*$ ).

### Библиографический список

1. Организация и синтез микропрограммных мультимикроконтроллеров / Зотов И.В. и др. Курск: ГУИПП «Курск», 1999. 368 с.
2. Ватутин Э.И., Зотов И.В. Метод формирования субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов // Труды II международной конференции «Параллельные вычисления и задачи управления» РАСО'04 памяти Е.Г. Сухова. М.: Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, 2004. С. 884–917.
3. 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.
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. – Т. 2. С.38–42.