

Э.И. ВАТУТИН, И.В. ЗОТОВ

Курский государственный технический университет

ПОСТРОЕНИЕ БЛОКОВ РАЗБИЕНИЯ В ЗАДАЧЕ ДЕКОМПОЗИЦИИ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ УПРАВЛЯЮЩИХ АЛГОРИТМОВ

В работе освещена часть этапа морфологического синтеза микропрограммных мультимикроконтроллеров (МПММК), а именно оптимальное представление алгоритмов логического управления в виде сети компонентных алгоритмов, распределенных между отдельными модулями. Эта задача имеет ярко выраженный комбинаторно-топологический характер. В работе [1] для ее решения предложен универсальный параллельно-последовательный метод, который учитывает ряд ограничений архитектуры СБИС микроконтроллера. К их числу относятся: минимальное число подалгоритмов (блоков), ограниченная сложность подалгоритмов, минимальная сложность сети межблочных взаимодействий и т.д. Постановка задачи представляет собой наиболее общий случай и в зависимости от функционально-топологической организации МПММК может меняться. В статье предлагается усовершенствованный вариант этапа построения блоков разбиения для указанного метода.

Суть параллельно-последовательного алгоритма формирования субоптимальных разбиений [1] сводится к следующему. Исходная граф-схема алгоритма G^0 приводится к ациклическому виду с использованием $\bar{\omega}$ -преобразования. Затем ей ставится в соответствие система выражений \bar{E} , которая используется для формирования сечений (подмножеств вершин). Полученное разбиение алгоритма на сечения используется при формировании блоков разбиения, включающих в себя подалгоритмы исходной граф-схемы, которые могут быть выполнены одним контроллером. Формирование блоков разбиения, являющееся последней и наиболее важной подзадачей, происходит путем последовательного размещения

вершин сечений в блоках на основании вычисления весовой функции, значение которой выбирается максимальным.

Исходными данными для данного этапа являются: множество сечений, граф-схема G^0 исходного алгоритма, матрица отношений, скелетный граф взаимодействия вершин исходного алгоритма, параметры дуг и вершин исходного алгоритма, набор ограничений МПММК, набор весовых коэффициентов. В результате построения разбиения формируется множество блоков разбиения (подалгоритмов), а также оцениваются параметры полученного разбиения (количество блоков разбиения, сложность сети межблочных связей, суммарное число межблочных взаимодействий).

Прежде всего для каждого сечения Ω_i формируется его разбиение на подсечения $\rho_1, \rho_2, \dots, \rho_N$ таким образом, чтобы параллельные вершины попали в различные подсечения. При этом соблюдается ортогональность разбиения, т.е. одна и та же вершина не может одновременно входить в состав нескольких подсечений. Разбиение производится путем анализа матрицы отношений и выделения групп вершин, не связанным отношением параллельности.

На основании полученного множества подсечений строится таблица включений, столбцам которой соответствуют блоки разбиения, а строкам – подсечения. Элементы таблицы включений определяются по следующей формуле:

$$t(\rho_i, A_j) = \begin{cases} \text{"-"}, \exists a_m \in \rho_i, a_n \in A_j : a_m \omega a_n \\ \text{"+"}, (W(\rho_i) + W(A_j) > W) \vee (|X(\rho_i) \cup X(A_j)| > n_{\text{ЛУ}}) \\ K_1^Y |Y(\rho_i) \cap Y(A_j)| - K_2^Y |Y(\rho_i) \setminus Y(A_j)| + \\ + K_1^X |X(\rho_i) \cap X(A_j)| - K_2^X |X(\rho_i) \setminus X(A_j)| - \\ - [K_1^Z \Delta Z_1 + K_2^Z \Delta Z_2 + K_w \Delta W] \text{ в противном случае} \end{cases},$$

где $W(\rho) = \sum_{a_i \in \rho} W(a_i)$ – число микрокоманд; $X(\rho) = \bigcup_{a_i \in \rho} X(a_i)$ –

множество логических условий; $Y(\rho) = \bigcup_{a_i \in \rho} Y(a_i)$ – множество

микроопераций; $\Delta Z_1, \Delta Z_2$ – приращения соответственно

сложности сети межблочных взаимодействий и числа межблочных взаимодействий; ΔW – дискриминант алгоритмов по сложности; $K_1^X, K_2^X, K_1^Y, K_2^Y, K_W, K_1^Z, K_2^Z$ – коэффициенты значимости соответствующих параметров.

Наибольшую сложность представляет собой вычисление приращений ΔZ_1 и ΔZ_2 . Для этого используется граф межблочных взаимодействий, который представляет собой ориентированный граф, вершинам которого сопоставлены блоки разбиения, а дугам – межблочные связи (дуги, инцидентные вершинам, входящим в состав различных блоков). Каждой дуге графа сопоставляются числовые коэффициенты: α_{ij} – вероятность взаимодействия подалгоритмов A_i и A_j в направлении от A_i к A_j ; δ_{ij} – среднее количество передач абстрактной активности между подалгоритмами. Вычисление коэффициентов происходит всякий раз после распределения подмножеств по блокам.

Для определения коэффициентов используется понятие несовместимых дуг. С содержательной точки зрения несовместимыми считаются дуги, которые могут быть реализованы только в различные периоды выполнения исходного алгоритма управления. Для их выделения необходимо выполнение двух условий:

- дуги должны находиться в различных ветвях условного ветвления;
- дуги не должны входить в состав одного и того же цикла.

Для определения коэффициентов между блоками A_i и A_j необходимо:

1. Сформировать множество дуг $D(A_i, A_j)$, связывающих A_i и A_j .

2. Выделить из множества дуг $D(A_i, A_j)$ все максимальные по включению подмножества совместимых дуг

$$\{D_{\text{совм}}^1, D_{\text{совм}}^2, \dots, D_{\text{совм}}^N\}, \text{ для каждого из них определить}$$

$$\alpha'_k(D_{\text{совм}}^k) = \sum_{v_l \in D_{\text{совм}}^k} \beta(v_l), \quad \tilde{\alpha}'_k(D_{\text{совм}}^k) = \sum_{v_l \in D_{\text{совм}}^k} \delta(v_l); \text{ где } \beta(v_i) -$$

вероятность реализации дуги за период выполнения алгоритма, $\delta(v_i)$ – интенсивность реализации дуги.

3. Определить коэффициенты $\alpha_{ij}(A_i, A_j) = \max_k(a'_k)$,
 $\tilde{\alpha}_{ij}(A_i, A_j) = \max_k(\tilde{a}'_k)$.

После определения коэффициентов графа межблочных взаимодействий можно приступить в непосредственному определению приращений ΔZ_1 и ΔZ_2 :

$$\Delta Z_1(\rho_i, A_j) = \sum_{h=1, h \neq j}^H \left[\chi(\alpha(\rho_i \cup A_j, A_h) - a_{jh}) + \chi(\alpha(A_h, \rho_i \cup A_j) - a_{hj}) \right];$$

$$\chi(f) = \begin{cases} f, & f > 0, \\ 0, & f \leq 0; \end{cases}$$

$$\Delta Z_2(\rho_i, A_j) = \sum_{h=1, h \neq j}^H \left[\tilde{\alpha}(\rho_i \cup A_j, A_h) + \tilde{\alpha}(A_h, \rho_i \cup A_j) \right].$$

Вычисление приращения алгоритмов по сложности определяется как $\Delta W(\rho_i, A_j) = W(\rho_i \cup A_j) - \min_{k=1, H, k \neq j} (W(A_k))$.

После заполнения таблицы включений производится ее анализ, целью которого является поиск соответствия

$$\Psi(\Omega_n) = \begin{bmatrix} \rho_1 & \rho_2 & \dots & \rho_N \\ A_1 & A_2 & \dots & A_M \end{bmatrix}, \text{ такого что } \sum_{(\rho_i, A_j) \in \Psi} t(\rho_i, A_j) \rightarrow \max.$$

Поиск оптимального соответствия будем производить путем последовательного анализа таблицы включений и выбора совокупности оптимальных размещений. При этом включение считается недопустимым, если $t(\rho_i, A_j) \in \{ "+", "- "\}$. Включение считается оптимальным, если оно не является недопустимым и

$$t(\rho_i, A_j)^+ \geq t(\rho_i, A_k).$$

Не исключен случай, когда оптимальными могут быть одновременно включения $(\rho_i, A_j)^+$ и $(\rho_k, A_j)^+$, $k \neq i$,

т.е. некоторые подмножества ρ_i и ρ_k целесообразно включить в один и тот же блок разбиения. В этом случае имеет место т.н. конфликт по включению, и для выбора оптимального включения необходим дополнительный критерий

$$\zeta(\rho_i, A_j) = t(\rho_i, A_j) - \max_{k \neq j} (t(\rho_i, A_k) \notin \{ "+", "- "\}).$$

Алгоритм формирования соответствий заключается в итеративное применение двух правил:

1. Если подмножество p_i не представляется возможным включить ни в один из существующих блоков (i -й столбец таблицы состоит из одних “+” и “-”), необходимо сформировать новый блок, в который следует включить подмножество.

2. Для каждого подмножества определяется оптимальный способ включения. В случае конфликта по включению воспользуется дополнительный критерий, на основании которого делается вывод о включении подмножества в один из блоков.

Применение правил происходит до тех пор, пока все подмножества не будут распределены по блокам.

Учитывая сказанное выше, процесс построения блоков разбиения можно представить в виде следующего алгоритма:

1. Представить сечение в виде в виде совокупности подмножеств;

2. Заполнить таблицу включений;

3. Определить по таблице множество включений;

4. Включить подмножества в блоки;

5. Обновить параметры графа межблочных взаимодействий;

6. В случае, если остались нераспределенные сечения, перейти к п.1.

7. Конец алгоритма.

1. Организация и синтез микропрограммных мультимикроконтроллеров / Зотов И.В. и др. – Курск: ГУИПП «Курск», 1999. – 368 с.