

УДК 681.3.06

Л. Л. Арутюнян

Результаты оптимальной реализации программ для многоуровневой модели микропрограммного процессора

(Представлено чл.-корр. АН Армении Ю. Г. Шукурьяном 6/V 1992)

Пусть $O^{(i)}$ некоторое множество, называемое множеством операций уровня i ($i = 0, 1, \dots, 2d$), и пусть задано разбиение множества $O^{(i)}$ на непересекающиеся классы $O^{(i)} = \bigcup_{j=1}^{n_i} O_j^{(i)}$, $O_h^{(i)} \cap O_l^{(i)} = \emptyset$, $h \neq l$, $n_0 = 1$, $n_{2k+1} = n_{2k+2}$, $n_l \leq n_k$, $1 \leq k$. Будем считать, что с $O^{(i)}$ связано множество переменных $R^{(i)}$. Множество значений переменных из $R^{(i)}$ обозначим через $D^{(i)}$, множество состояний $(D^{(i)})^{R^{(i)}}$ переменных $R^{(i)}$ через $S^{(i)}$, при этом будем считать, что $R^{(i)} \subseteq R^{(i+1)}$, $D^{(i)} \subseteq D^{(i+1)}$, $R^{(2k)} = R^{(2k+1)}$, $D^{(2k)} = D^{(2k+1)}$, $i < 1$. С каждой операцией $o \in O^{(i)}$ свяжем множество переменных $R[o] \subseteq R^{(i)}$ и функцию $f[o]$, выполняемую операцией o , $f[o]: S^{(i)} \rightarrow S^{(i)}$. Выделим в множестве $R[o]$ подмножество $RW[o]$ такое, что $r \in RW[o] \Leftrightarrow \exists s \in S^{(i)}, s(r) \neq f[o](s)(r)$. Подмножество $\bigcup_{o \in O_j^{(i)}} R[o]$ переменных уровня i обозначим через $R_j^{(i)}$, множество их значений — через $D_j^{(i)}$, множество состояний переменных $(D_j^{(i)})^{R_j^{(i)}}$ — через $S_j^{(i)}$.

Выделим подмножество переменных $CC^{(i)} \subseteq R^{(i)}$, $CC^{(i)} \subseteq CC^{(i+1)}$, $1 \leq i$, для $\forall r \in CC^{(i)} s(r) \in [0, 1]$. Вектор переменных $cc^{(i)}$, состоящий из всех элементов $CC^{(i)}$, назовем вектором условий перехода уровня i , вектор его значений в состоянии $s \in S^{(i)}$ — кодом условий в состоянии s .

Назовем командой уровня i вектор $c = (o_{c_1}, o_{c_2}, \dots, o_{c_{n_i}})$, где $o_{c_j} \in O_j^{(i)}$ ($j = 1, 2, \dots, n_i$), а o_{c_j} — компонентом $\text{comp}(i, c)$ команды c , причем $f[c](s) = (f[o_{c_1}](s), f[o_{c_2}](s), \dots, f[o_{c_{n_i}}](s))$, где $s \in S^{(i)}$. Множество команд уровня i , которое можно отождествлять с прямым произведением $O_1^{(i)} = O_1^{(i)} * \dots * O_{n_i}^{(i)}$, обозначим через $C^{(i)}$. Назовем состоянием $PR_h(s) \in S^{(h)}$ проекцией состояния s из множества $S^{(i)}$ на уровень h , если для $\forall r \in R^{(h)} PR_h(s)(r) = s(r)$.

Реализацией $re(b, s)$ команды b уровня i на уровне $i + 1$ в состоянии $s \in S^{(i)}$ назовем последовательность команд уровня $i + 1$ $c_1, c_2, \dots, c_{\varpi(b)}$ такую, что для $\forall r \in R^{(i)}$ $f[b](s)(r) = f[c_{\varpi(b)}](\dots f[c_2] \times \times (f[c_1](PR_{i+1}(s)) \dots))(r)$.

Разделяемой реализацией $re(b_1, b_2, s)$ команд b_1 и b_2 уровня i в состоянии $s \in S^{(i)}$ назовем последовательность команд $c_1, c_2, \dots, c_{\varpi(b_1, b_2)}$ уровня $i + 1$ такую, что $f[b_2](f[b_1](s)(r)) = f[c_{\varpi(b_1, b_2)}](\dots f[c_2] \times \times (f[c_1](PR_{i+1}(s)) \dots))(r)$ для $\forall r \in R^{(i)}$.

Обозначим через $RE(c, s)$ множество всех реализаций команды c , а через $RE(c, b, s)$ — множество всех разделяемых реализаций команд c и b в состоянии s .

Модель процессора — это многоуровневая иерархическая структура, каждый уровень i ($i = 0, 1, \dots, 2d$) которой представляет собой автомат $A^{(i)}$ (1.2), являющийся произведением автоматов $A_j^{(i)}$ ($j = 1, 2, \dots, n_i$), где n_i — число непересекающихся классов множества $O^{(i)}$. Каждый автомат $A_j^{(i)}$ — это автомат, множеством состояний которого является $S_j^{(i)}$, начальным состоянием — $s_j^{(i)}$, множеством входных воздействий — $O_j^{(i)}$, а функция переходов $\sigma_j^{(i)}$ и функция выходов $\psi_j^{(i)}$ такие, что для $\forall o \in O^{(i)}$, $s \in S^{(i)}$, $r \in R^{(i)}$ $\sigma_j^{(i)}(s, o)(r) = f[0](s)(r)$, $\psi_j^{(i)}(s, o) = f[o](s)(cc^{(i)})$. Будем считать, что модель процессора задает микропрограммный процессор машинных команд, если команда уровня 0 соответствует машинной команде, команда уровня $2d$ — микрокоманде, а операция уровня $1d$ — микрооперации.

Каждой команде уровня i сопоставим граф реализации $G(c)$, представляющий собой ориентированный помеченный граф, вершины которого соответствуют командам из $C^{(i+1)}$, а дуги помечены кодами условий уровня $i + 1$. Одна дуга может быть помечена несколькими кодами условий, множество всех отметок дуг, исходящих из одной вершины, совпадает с множеством всех кодов условий уровня $i + 1$, и две дуги, исходящие из одной вершины, не могут быть помечены одним и тем же кодом условий. В $G(c)$ существуют одна входная и одна выходная вершины. Путем выполнения в графе $G(c)$ в состоянии s автомата $A^{(i+1)}$ назовем путь в графе, состоящий из вершин, помеченных командами $c_1, c_2, \dots, c_{p(s)}$, где c_1 соответствует входной, $c_{p(s)}$ — выходной вершине, а дуга, связывающая вершину c_{v-1} с вершиной c_v ($v = 2, 3, \dots, p(s)$), помечена кодом условий, совпадающим со значением функции выходов автомата $A^{(i+1)}$ в состоянии $\sigma_{i+1}(\dots \sigma_{i+1}(\sigma_{i+1}(s, c_1)c_2 \dots c_{v-1}))$. Через $p(s, G(c))$ обозначим последовательность команд $c_1, c_2, \dots, c_{p(s)}$, соответствующих вершинам пути выполнения. Из построения графа $G(c)$ следует, что для $\forall t \in S^{(i+1)}$ в графе реализации существует один и только один путь выполнения.

Назовем граф реализации графом частичной реализации по множеству $S' \subseteq S^{(i)}$ ($i = 2k + 1$) и обозначим через $G(c, S')$, если для $\forall S \in S'$ $p(s, G(c)) \in RE(c, s)$, и графом универсальной реализации,

если $S' = S^{(i)}$. Аналогично графу реализации команды определим граф разделяемой реализации $G(c, b)$ для команд c и b уровня i ($i = 2k$). Назовем граф реализации графом разделяемой реализации по множеству Z , определяющему информационные связи между переменными команд c и b уровня i ⁽³⁾, и обозначим через $G(c, b, Z)$, если $p(s, G(c, b)) \in RE(c, b, s)$ для $\forall z \in Z$ и $\forall s \in S^{(i)}$. Обозначим через $Q^{(i)}$ множество всех графов реализаций команд уровня i и свяжем с каждым графом реализации G некоторую характеристику $\alpha(G) > 0$ эффективности реализации (например, быстродействие или объем ⁽²⁾). При этом реализация команды (пары команд) графом G лучше реализации команды (пары команд) графом G' , если $\alpha(G) < \alpha(G')$.

Назовем программой уровня i и обозначим через $P^{(i)}$ ориентированный помеченный граф, вершины которого соответствуют командам из $S^{(i)}$, а дуги помечены кодами условий уровня i , причем требования на отметки дуг программы аналогичны требованиям на отметки дуг в графе реализации команды. Будем считать, что в программе $P^{(i)}$ существует одна входная вершина c_N и одна выходная вершина c_X . Путь выполнения и последовательность команд $p(s, P^{(i)})$ в программе $P^{(i)}$ в состоянии $s \in S^{(i)}$ автомата $A^{(i)}$ определяются так же, как для графа реализации команды. Если путь выполнения $p(s, P^{(i)})$ состоит из команд $c_{s_1}, c_{s_2}, \dots, c_{s_p}$, то состояние $\sigma_1, (\dots, \sigma_1, (\sigma_1(s, c_{s_1})c_{s_2}, \dots, c_{s_p}))$ автомата $A^{(i)}$ назовем результатом работы программы $P^{(i)}$ при входном состоянии $s \in S^{(i)}$ и обозначим через $se(s, P^{(i)})$. Пусть p — вершина программы $P^{(i)}$, помеченная командой c . Множество всех возможных состояний автомата $A^{(i)}$ перед выполнением команды c обозначим через $EN(c, P^{(i)})$, $EN(c, P^{(i)}) \subseteq S^{(i)}$. Условие, приводящее к уменьшению множества $EN(c, P^{(i)})$, соответствует существованию в программе инвариантного соотношения между переменными программы ⁽²⁾. Множество $EN(c_N, P^{(i)})$ назовем входным множеством программы $P^{(i)}$. С каждой командой c программы $P^{(i)}$ связано также множество характеристик $Z(c, P^{(i)})$, определяющих информационные связи между командами. Граф $G(c, S')$ частичной реализации команды c программы $P^{(i)}$, $i = 2k + 1$, назовем допустимым для программы, если $EN(c, P^{(i)}) \subseteq S'$, а граф $G(c, b, Z')$ разделяемой реализации команд c и b программы $P^{(i)}$, $i = 2k$ — допустимым для программы, если $Z' \subseteq Z(c, P^{(i)}) \cap Z(b, P^{(i)})$.

Программы $P_1^{(i)}$ и $P_2^{(i+1)}$ назовем эквивалентными на уровне i , если для $\forall s \in EN(c_N, P_1^{(i)}) \quad \forall r \in R^{(i)} \quad se(s, P_1^{(i)})(r) = se(s, P_2^{(i+1)})$. Пусть $P^{(i)}$ — программа уровня i , состоящая из l вершин, помеченных командами $c_1, c_2, \dots, c_l$. Назовем реализацией программы $P^{(i)}$ на уровне $i + 1$ и обозначим через $re(P^{(i)})$ программу уровня $i + 1$, полученную путем замены вершины, помеченной командой c_v ($v = 1, 2, \dots, l$), некоторым графом реализации команды c_v . Будем считать $re(P^{(i)})$ корректной реализацией, если она эквивалентна $P^{(i)}$.

Поскольку для каждой команды c из программы $P^{(i)}$ существует величина $\beta(c, P^{(i)})$, определяемая множествами $EN(c, P^{(i)})$ ($i = 2k$) и $Z(c, P^{(i)})$ ($i = 2k + 1$), такая, что для произвольного допустимого для программы графа реализации $G(c)$ $\alpha(G(c)) < \beta(c, P^{(i)})$, то задачу минимизации $\sum_{v=1}^i \alpha(G(c_v))$ при построении для программы $P^{(i)}$ корректной

реализации $ge(P^{(i)})$ с использованием множества $Q^{(i)}$ можно отнести к классу задач целочисленного линейного программирования, для которых не существует универсального эффективного метода решения.

Лемма 1. Если для любой команды или группы команд программы $P^{(i)}$ соответствующий ей граф реализации в $ge(P^{(i)})$ является допустимым, то $ge(P^{(i)})$ — корректная реализация.

Используя лемму 1, можно доказать следующие теоремы.

Теорема 1. Задача минимизации $\sum_{v=1}^i \alpha(G(c_v))$ при построении корректной реализации $ge(P^{(i)})$ для программы $P^{(i)}$, $i = 2k + 1$, с использованием множества $Q^{(i)}$ сводится к задаче построения полного множества инвариантных соотношений для программы $P^{(i)}$ и определения множества наилучших допустимых для программы графов частичной реализации.

Теорема 2. Задача минимизации $\sum_{v=1}^i \alpha(G(c_v))$ при построении корректной реализации $ge(P^{(i)})$ для программы $P^{(i)}$, $i = 2k$, с использованием множества $Q^{(i)}$ сводится к задаче построения полного множества информационных характеристик для программы $P^{(i)}$ и определения множества наилучших допустимых для программы графов разделяемой реализации.

В работе (4) для программ, состоящих из машинных команд, приводятся алгоритмы построения множества инвариантных соотношений и информационных связей, и метод выбора наилучшего допустимого для программы графа реализации.

Покажем, что для некоторых программ можно построить эквивалентные им реализующие программы с улучшением характеристики эффективности реализации.

Лемма 2. Если для графа реализации $G(c, S)$, $S \subseteq S^{(i)}$, $i = 2k + 1$, команды c $\exists S' \subset S$ и $r \in RW[c]$ такие, что для $\forall s \in S'$ $s(r) = f[c](s)(r)$, то можно построить граф реализации $G(c, S')$, для которого $\alpha(G(c, S')) < \alpha(G(c, S))$.

Так как для $\forall c$ и $\forall S \subseteq S^{(i)}$, $i = 2k + 1$, можно получить программу $P^{(i)}$ такую, что $EN(c, P^{(i)}) = S$, то, используя лемму 2, можно доказать следующую теорему.

Теорема 3. Для каждого уровня i , $i = 2k + 1$, $\exists$ класс программ, характеристики эффективности реализации которых на уровне $2k + 2$ лучше соответствующих характеристик на уровне $2k + 1$.

Поскольку для команд уровня $i = 2k$ путем уменьшения множества Z можно построить графы разделяемой реализации с улучшенными характеристиками эффективности реализации, то аналогичную теорему можно сформулировать и для программ уровня $2k$.

Из теорем 1—3 следует, что в случае, когда процессор имеет многоуровневую структуру, существуют программы, для которых без добавления новых аппаратных средств в процессор можно автоматически сгенерировать эквивалентные им программы более низкого уровня с улучшением характеристики эффективности реализации. В (7) для микропрограммного процессора описана система автоматической генерации микропрограммных реализаций, основанная на методе синтеза, предложенном в (8).

ԵրНИИММ

Լ. Լ. ՀԱՐՈՒԹՅՈՒՆՅԱՆ

Միկրոծրագրային պրոցեսորի բազմամակարդակ մոդելի համար ծրագրերի օպտիմալ իրականացման առդյունիներ

Դիտարկվում են միկրոծրագրային պրոցեսորի բազմամակարդակ մոդելի համար ծրագրերի օպտիմալ իրականացման խնդիրները:

Ապացուցված է, որ տվյալ խնդիրները բերվում են ծրագրերի ինֆորմացիոն կապերի և փոփոխականների միջև եղած փոխկապակցությունների հայտնաբերմանը: Աշխատանքի արդյունքներից հետևում է, որ բազմամակարդակ կառուցվածք ունեցող պրոցեսորի դեպքում գոյություն ունի ծրագրերի դաս, որոնց համար առանց պրոցեսորի ապարատային ձևափոխման ներքևի մակարդակներում հնարավոր է ավտոմատ եղանակով կառուցել այդ ծրագրերի ավելի բարձր բնութագրերով իրականացում:

Л И Т Е Р А Т У Р А — Գ Ր Ա Կ Ա Ն Ո Ւ Թ Յ ՈՒ Ն

1 М. О. Рабин, Д. Скотт, Кибернетический сб., вып. 4, Мир, М. (1962). 2 А. А. Летичевский, Тр. междунар. симпозиума, ч. 1, 1972. 3А П Ершов, Проблемы кибернетики, вып. 27 (1973). 4 Л. Л. Арутюнян, Вопр. радиоэлектроники. Сер. ЭВТ, вып. 12 (1989). 5 С. К. Шукурян, С. Э. Толчян, Л. Л. Арутюнян, Вопр. радиоэлектроники. Сер. ЭВТ, вып. 12 (1989) 6 С. К. Шукурян. Кибернетика, № 4, 1989