можно осуществить по алгоритму, блок-схема которого приведена на рис. 2. Вычисления осуществляются следующей последовательностью.

1. По измеренному значению U_x определяется номер l_0 участка аппроксимации по формуле $l^0 = Ent[U_x/h]$.

2. По значению l_0 определяются значения $T^0 = T_{l_0}$, $T^1 = T_{l_0+1}$ и вычисляется коэффициент β по формуле $\beta = U_x/h - l_0$.

3. По заданным значениям Δ и ε вычисляется параметр F по формуле (7).

4. Вычисляется оценка T_F по формуле (1).

ЛИТЕРАТУРА

1. *Куликовский К. Л., Шахкамян А. С., Шахкамян С. С.* Метод расчета схемы цифровой линеаризации функции преобразования измерительных устройств // Приборы и системы управления.— 1978.— № 8.—С. 22—25.
2. *Шахкамян А. С., Назарян Н. А., Карапетян Мг. А.* Принцип построения универсального цифрового термометрического устройства // Системы сбора и обработки измерительной информации: Сб. ст. Таганрог, ТРТИ.— 1988.— С. 16—20.

ЕрПИ им. К. Маркса

18. V. 1988

Изв. АН АрмССР (сер. ТН), т. XLIII, № 1, 1990, с. 28—31

ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА

УДК 681.021

Ю. М. ВИШНЯКОВ

ПАРАЛЛЕЛЬНЫЙ ПОИСК СОКРАЩЕННЫХ ДИЗЪЮНКТИВНЫХ НОРМАЛЬНЫХ ФОРМ ЧАСТИЧНО-ОПРЕДЕЛЕННЫХ БУЛЕВЫХ ФУНКЦИЙ

Работа посвящена развитию параллельного универсального метода поиска сокращенной ДНФ частичной булевой функции, ориентированного на машинную реализацию в комплексе, состоящем из персональной ЭВМ и специализированного параллельного процессора.

Библиогр.: 6 назв.

Աշխատանքը նվիրված է մասնակի որոշված բուլյան ֆունկցիաների կրճատված դիզյունկտիվ նորմալ ձևերի զուգահեռ համապիտանի եղանակի զարգացմանը և նրա մեքենայական իրագործմանը անհատական օգտագործման ԷՀՄ և մասնագիտացված զուգահեռ պրոցեսորից կազմված համալիրում։

В настоящее время резко повышается значимость достоверности и надежности вычислительных систем, которые достигаются за счет введения информационной избыточности, а практика постоянно преподносит удачные примеры, когда высокая информационная избыточность не приводит к таким же большим аппаратным издержкам [1—3]. В этом смысле инженер опирается на богатый арсенал структурного синтеза, в котором немаловажное место занимает минимизация булевых функций (БФ). Однако избыточность в минимизации смещает центр тяжести с определенных БФ (ОБФ) на частичные БФ (ЧБФ).

В предлагаемой работе развивается параллельный поиск сокращенной ДНФ ВФ, трудоемкость которого уменьшается с ростом избыточности, ориентированный на машинную реализацию в параллельном ассоциативном процессоре.

1. *Основные понятия.* Пусть $Z = \{(a_{n-1} \dots a_1 a_0),\ a \in \{0, 1\}\}$ — множество двоичных n-разрядных наборов. На Z в общем случае задана ЧБФ f, значение которой определены на R и не определены на S (множества разрушенных и запрещенных наборов соответственно), где $R \cup S = Z$, $R \cap S = \varnothing$ (при $S = \varnothing$ f вырождается в ОБФ). В дальнейшем R представим непересекающимися подмножествами R_1 и R_0 ($f(\dot{r}) = 0$ для $r \in R_0$ и $f(\dot{r}) = 1$ для $\dot{r} \in R_1$). Для представления ДНФ задан алфавит булевых переменных $X = \{x_{n-1}, \dots, x_1, x_0\}$ ($x^a = x$ для $a = 1$ и $x^a = \bar{x}$ для $a = 0$).

Геометрическая интерпретация множества Z — n-мерный куб с ребрами единичной длины. Интервалом p-го ранга $П(a_{j_1} a_{j_2} \dots a_{j_p})$ на этом кубе называется грань, вершины которой имеют одинаковые координаты $a_{j_1} a_{j_2} \dots, a_{j_p}$. Интервалу однозначно соответствует конъюнкция $K = x_{j_1}^{a_{j_1}} x_{j_2}^{a_{j_2}}, \dots, x_{j_p}^{a_{j_p}}$ такого же ранга. Считается, что интервал $П$ (конъюнкция K) допустимый при $П \cap R_1 \neq \varnothing$ и $П \cap R^0 = \varnothing$.

Покрытие множества R_1 всевозможными максимальными интервалами определяет сокращенную ДНФ ЧБФ f. Понятие сокращенной ДНФ является одним из ключевых для ОБФ, однако в ЧБФ оно практически никогда не используется (в монографиях инженерной направленности [4, 5] вообще отсутствует и лишь упоминается в теоретическом плане в [6]). Объяснение кроется в традиционном подходе к минимизации ЧБФ [5, 6]. Здесь ЧБФ f доопределяется на S единицами, порождая эквивалентную ОБФ. Для φ^1 отыскивается известными методами сокращенная ДНФ и из нее получаются все минимальные и тупиковые формы для ЧБФ f, а также сокращенная ДНФ ЧБФ $f(D_c^f)$.

2. *Теоретико-множественные соотношения.*

Определение 2.1. Частичной конституентой (ЧК) набора $r \in R_1$ для ЧБФ f будем называть f_r, принимающую единичное значение на наборе r, нулевые — на всех наборах R_0 и неопределенную на всех остальных наборах $S \cup R_1 \setminus \{r\}$.

Теорема 2.1. ЧБФ f равна дизъюнкции всех своих ЧК.

Определение 2.2. Пусть $P \subset Z$ и задан с каким-либо образом размеченными разрядами набор $(a_{n-1} \dots a_1 a_0) \in Z \setminus P$. A — проверкой над P назовем проверку заданного отношения между помеченными разрядами набора $(a_{n-1} \dots a_1 a_0)$ и одноименными разрядами наборов из P.

Выделим некоторую ЧК f_r и рассмотрим ее сокращенную ДНФ $(D_c^{f_r})$. Здесь условия допустимости трансформируются и примут вид $r \in \Pi_r(a_{j_1} a_{j_2} \dots a_{j_p})$ и $\Pi_r(a_{j_1} a_{j_2} \dots a_{j_p}) \cap R_0 = \varnothing$, где Π_r — некоторый интервал ЧК f_r. Первое соотношение требует, чтобы вершина r куба Z была общей для всех интервалов. Число таких вершин конечно и равно 2^τ. Второе соотношение требует удаления интервалов, включающих хотя бы одну вершину из R_0. Признак удаления — наличие в R_0 хотя бы одного набора с такими же значениями разрядов, как и координаты интервала. Удаление проводится A—проверками на равенство над множеством R_0. Для этого формируется маска, отмечающая координаты интервала, а их значения выбираются из набора r. Далее производится ассоциативное сравнение отмеченных разрядов r с аналогичными разрядами наборов из R_0.

Тривиальный алгоритм построения $D_c^{f_r}$ заключается в следующем. Образуется список всевозможных коньюнкций из букв в степенях разрядов набора r и из него А-проверками удаляютсд недопустимые. В модифицированном списке проводятся операции поглощения и оставшиеся импликанты представляют $D_c^{f_r}$.

Обратимся к понятию включения множеств. Если $\Pi_{k'} \subset \Pi_k$, то коньюнкцию K' можно представить в виде $K' = K''K$. Если список коньюнкций упорядочить по рангам в порядке возрастания, то A-проверки можно не проводить для коньюнкций, ранее включенных в простые импликанты $D_c^{f_r}$. При совмещении процесса формирования коньюнкции и A-проверки получим модифицированный алгоритм A_2:

1. Завести список простых импликант Q^* и положить $Q^* = \varnothing$.
2. На каждом шаге t, где $t = 1, 2, \dots, t_0$:

2.1. Образовать вспомогательный список Q_t всевозможных t-ранговых коньюнкций вида

$$Q_t = \left\{ x_{j_1}^{a_{j_1}} x_{j_2}^{a_{j_2}} \dots x_{j_p}^{a_{j_p}}, \text{ где } (j_1 j_2 \dots j_p) \text{ — всевозможные сочетания из } n \text{ по } t \text{ на множестве } \{0, 1, \dots, n-1\} \right\}.$$

2.2. Из Q_t удалить коньюнкции, поглощаемые простыми импликантами из списка Q^*.

2.3. Над каждой коньюнкцией модифицированного списка Q_t провести A-проверку над R_0. При отсутствии ассоциативного равенства коньюнкцию включить в список Q^*.

В алгоритме п. 2.2., связанный с поиском по списку Q^*, выполняется также на основе A-проверки.

Теорема 2.2. Сокращенные ДНФ ЧК совместно образуют сокращенную ДНФ ЧБФ f.

Действительно это так, поскольку при традиционном подходе для каждой ЧК f_i после ее доопределения образуется одна и та же эквивалентная ОБФ ψ^1, содержащая все простые импликанты сокращенной ДНФ D_c^f. Каждая ЧК выбирает из нее свои импликанты, отвечающие условию допустимости. Эти импликанты и образуют совместно D_c^f. Для получения D_c^f можно воспользоваться рассмотренными ранее алгоритмами, применяя их в отдельности к каждой из ЧК. Однако различные ЧК могут содержать одинаковые импликанты. Устранение этого достигается в алгоритме A_3, для чего заводится общий список Q^* импликант и к каждой ЧК применяется п. 2. алгоритма A_2. Дальнейшее улучшение достигается за счет рациональной организации генерации масок, A-проверок, процедур ведения списков и поиска по ним.

Для апробации результатов построена обучающая программная система (ПС), которая позволяет построить сокращенную ДНФ произвольной ЧБФ и ОБФ и обучить на их примере теоретическим основам метода. ПС разработана в рамках программы Минвуза РСФСР «Применение персональных ЭВМ в учебном процессе технических вузов» и написана на алгоритмическом языке «Паскаль».

ЛИТЕРАТУРА

1. *Стахов А. П.* Введение в алгоритмическую теорию измерений.— М.: Сов. радио. 1977.—288 с.
2. *Стахов А. П.* Алгоритмическая теория измерения.— М.: Знание, 1979.— 64 с.
3. *Вишняков Ю. М.* и др. Об одном способе минимизации переключательных функций, заданных на нормальных p-кодах Фибоначчи // Вопросы преобразования информации.— Таганрог, 1977.— С. 160—166.
4. *Поспелов Д. А.* Логические методы анализа и синтеза схем.— М.: Энергия, 1974. — 368 с.
5. *Вавилов Е. Н., Портной Г. П.* Синтез схем электронных цифровых машин.— М.: Сов. радио, 1963.—439 с.
6. Дискретная математика и математические вопросы кибернетики / Под ред. С. В. Яблонского, О. Б. Лупанова.— М.: Наука, 1974.— 312 с.

Таганрогский радиотехн. ин-т

24. X. 1988

Изв. АН АрмССР (сер. ТН), т. XLIII, № 1, 1990, с. 31—36

ГИДРАВЛИКА

УДК 628.16.067.001.24

К. А. ДАВТЯН, В. С. САРКИСЯН, А. Ж. ЧИТЧЯН

ФИЛЬТРАЦИЯ СУСПЕНЗИЙ ЧЕРЕЗ ДВУХСЛОЙНЫЕ РАДИАЛЬНЫЕ ФИЛЬТРЫ

Приводится метод расчета двухслойных радиальных фильтров, используемых для очистки воды от органических и других соединений. В процессе фильтрации происходит кольматаж порового пространства взвешенными веществами. Полученные аналитические формулы позволяют определить концентрации взвеси в жидкой и твердой