УДК 682.3.07

Н.Н. ГОРА

Национальный аэрокосмический университет им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», Украина

АЛГОРИТМИЧЕСКИЙ МЕТОД ПРОЕКТИРОВАНИЯ АВТОМАТИЗИРОВАННЫХ СИСТЕМ КОНТРОЛЯ ДЛЯ КРИТИЧЕСКИХ ПРИЛОЖЕНИЙ

Предложен метод проектирования автоматизированных систем контроля (АСК), основанный на алгоритмической алгебре. Эффективность разработанного метода связана с использованием при создании АСК для критических приложений теории рекурсивных автоматов.

автоматизированная система контроля, рекурсивный автомат, алгоритмическая алгебра, система критического применения

Введение

При создании систем автоматики для аэрокосмической, атомной и др. отраслей народного хозяйства, которые относятся к системам критического применения, используются современные автоматизированные подходы. Учитывая жесткие требования к оперативности контроля, надежности и безопасности таких систем, возникает актуальная задача разработки методов проектирования АСК, которые позволили минимизировать аппаратно-программные ресурсы, повысить производительность и обеспечить устойчивость и безопасность работ промышленных систем автоматики критического применения.

Постановка задачи

При создании программного обеспечения АСК важной и актуальной задачей является создание систем компиляции проблемно-ориентированных языков, связанных с критическими приложениями. Процесс компиляции заключается в реализации функций лексического и синтаксического анализатора, генерации исполняемого кода. Для обработки входных языков, представленных в бэкусовской нормальной форме (БНФ) или синтаксическими диаграммами, широко применяется теория формальных грамматик [1]. Традиционно компиляция языков высокого уровня осуществляется в основном программными компиляторами [2]. Получаемые таким образом программы достаточно громоздки, время их выполнения довольно велико, что не удовлетворяет требованиям критических приложений.

Основным методом, обеспечивающим при этом реализацию формальных языков, является построение рекурсивных автоматов (РА). Такие автоматы удобно представляют требуемые языки приложений и обрабатывают их микропрограммным способом [3]. Для преодоления указанных недостатков применим рекурсивную систему алгоритмических алгебр (РСАА) при проектировании электронных и программных компиляторов, алгоритмов и программ [4].

Решение задачи

Основная задача, решаемая в работе, состоит в разработке РСАА, ее аксиоматики и вспомогательных тождеств, в анализе и синтезе РА, для чего рассмотрим представимость событий в РА, описание которых производится по правилам РСАА [5].

Пусть P, Q, R, S, T – произвольные события, представленные в *МП*-автомате; e – тождественная цепочка, Δ – пустое событие. Сигнатуру РСАА составляют основные операции [6]:

$$R\vee Q, R\cdot Q, \{R\}, \{R\}^{+}, \{R(\,{}^{x}_{k}\underline{Q}P_k)\}, \{R(\,{}^{x}_{k}\underline{Q}P_k\}^{+}, \quad (1)$$

где $R\vee Q$ – дизъюнкция событий, $R\cdot Q$ – произведение событий, $\{R\}=e\vee R\vee R^2\vee R^3\vee ...$ – итерация событий, $\{R\}^{+}=R\vee R^2\vee R^3\vee ...$ – позитивная итерация событий, $\{R(\,{}^{x}_{n}\underline{Q}P_n)\}$ – операция N-сторонней (по числу символов Q) рекурсивной итерации (r-итерация), в которой ${}^{x}_{k}\underline{Q}P_k=\underline{Q}P_1\underline{Q}P_2...\underline{Q}P_N$, при индексе $k=\overline{1,N}$. Символ $\underline{Q}$ подчеркнут и называется опорным, потому что при развертке r-итерации он не интерпретируется как автономный. Операция $\{R(\,{}^{x}_{k}\underline{Q}P_k\}^{+}$ называется позитивно N-мерной r-итерацией, смысл которой уточняется на основании правил развертки r-итерации. При k = 1, 2 получаем [7]:

$$\{R\underline{Q}P\}=Q\vee RQP\vee R^2QP^2\vee ...\vee R^mQP^m, m\to\infty; \quad (2)$$

$$\begin{aligned}\{R\underline{Q}P_1\underline{Q}P_2\} &= Q\vee RQP_1QP_2\vee R^2Q(P_1QP_2)^2\vee ...\\ &\vee R^mQ(P_1QP_2)^m\vee (RQP_1)^2QP_2^2\vee (RQP_1)^3QP_2^3\vee ...\\ &\vee (P_1QP_2)^mQP_2^m\vee QP_1Q\vee Q(P_1Q)^2\vee ...\\ &\vee Q(P_1Q)^m\vee R^2QP_1QP_2P_1RQP_1QP_2^2\vee ..., m\to\infty;\end{aligned} \quad (3)$$

$$\{R\underline{Q}P\}^{+}=RQP\vee R^2QP^2\vee ...\vee R^mQP^m, m\to\infty; \quad (4)$$

$$\begin{aligned}\{R\underline{Q}P_1\underline{Q}P_2\}^{+} &= RQP_1QP_2\vee R^2Q(P_1QP_2)^2\vee ...\\ &\vee R^mQ(P_1QP_2)^m\vee (RQP_1)^2QP^2\vee (RQP_1)^3QP_2^3\vee ...\\ &\vee (PQP_1)^mQP_2^m\vee QP_1Q\vee Q(P_1Q)^2Q\vee ...\\ &\vee Q(P_1Q)^mQ\vee R^2QP_1QP_2P_1RQP_1QP_2^2\vee ..., m\to\infty.\end{aligned} \quad (5)$$

Для того чтобы придать r-итерациям конкретный смысл, зададим интерпретации (2) и (3) следующим образом. Пусть в (2) R – левая скобка «(», P – правая скобка «)», $Q_1 = d$, где d – произвольный терминал. Тогда $\{(\underline{d})\}=d\vee (d)\vee ((d))\vee ...$, где определена дизъюнкция выражений, состоящих из d и вложенных пар скобок.

Пусть в (3) R = (, Q – операнд a, P_1 – знак арифметической операции +, P_2 =). Тогда

$$\begin{aligned}\{(\underline{a}+\underline{a})\} &= a\vee (a+a)\vee ((a+a)+a)\vee (((a+a)+a+a)\vee ...\\ &\vee (a+(a+a))\vee (a+(a+(a+a)))\vee ...\\ &\vee a+a\vee a+a+a\vee ...\vee ((a+a)+(a+a))\vee ...,\end{aligned}$$

где показано порождение языка арифметических выражений со скобками, операцией + и без скобок.

Определение 1 [3]. Событие, представленное в РА на основе суперпозиции операций (1), называется рекурсивным событием (r-событием).

Определение 2 [8]. Пусть G =<N, Σ, T, H> – произвольная $КС$-грамматика, определенная выше. Конфигурацией K_q r-события R называется конечная цепочка в терминальном алфавите Σ грамматики G:

$$K_q=Q_{q1}Q_{q2}...Q_{qs},$$

которая при поступлении на вход РА в начальном состоянии переводит его в одно из конечных состояний.

Например, конфигурациями r-события $S=\{R_1R_2\underline{Q}P\}$ являются цепочки:

$$K_1=Q, K_2=(R_1R_2)^2QP^2.$$

Определение3 [9]. Множество конфигураций r-события R, представленного в РА, называется языком, порожденным данным r-событием (автоматом), или просто событием этого автомата.

Определение 4 [10]. Пусть R, S – r-события в алфавите Σ. Рекурсивные события R, S называются эквивалентными, если они порождают один и тот же язык, т.е. $K(R) = K(S)$.

Введенное отношение является рефлексивным, транзитивным и симметричным.

Предложим тождества, которые вместе с правилами вывода образуют системы тождеств m в РСАА [8]:

$T_1: R\mathrm{e}=R;$

$T_2: e\mathrm{R}=R;$

$T_3: \mathrm{R}\,\Delta=\Delta;$

$T_4: \Delta\,\mathrm{R}=\Delta;$

$T_5 : e \vee \Delta = e;$

$T_6 : P(\underline{Q}\mathrm{R}) = (P\underline{Q})R;$

$T_7 : P \vee (Q \vee R) = (P \vee Q) \vee R;$

$T_8 : P \vee Q = Q \vee R;$

$T_9 := R \vee R = R;$

$T_{10} : P(Q \vee R) = PQ \vee PR;$

$T_{11} : (Q \vee R)P = QP \vee RP;$

$T_{12} : \{R\} = e \vee R\{R\};$

$T_{13} : \{R\underline{Q}P\} = Q \vee R\{R\underline{Q}P\}P;$

$T_{14} : \{R\underline{Q}P_1\underline{Q}P_2\} = Q \vee R\{R\underline{Q}P_1\underline{Q}P_2\} \times$

$\times P_1\{R\underline{Q}P_1\underline{Q}P_2\}P_2 \vee \{QP_1\}^+ Q;$

$T_{15} : \{R\}Q = \{R\}^+ \vee Q; \bar{Q} \in \{\Delta\}; \bar{R} \in \{e, \underline{S}\};$

$T_{16} : \{R(\overset{x}{\underset{k}{}}\underline{Q}R_k)\} = \{R\}^+ \vee$

$\vee \{Q(R_1 \vee R_2 \vee ... \vee R_{N-1}\}^+ \vee Q\{R_N\}.$

Правила вывода:

1. Π_1 (подстановка).

Пусть P' – результат замены вхождения S на Q в r-события P. Тогда

$$\frac{S = Q, P = R}{P' = P, P' = R}. \quad (6)$$

2. Π_2 (решение уравнений).

Пусть:

$$LRP = L(SR \vee Q)P;$$

$$LRP = L(RS \vee Q)P;$$

$$LRP = L(Q(\overset{x}{\underset{k}{}}RQ_k) \vee S)P;$$

$$L(\overset{n}{\underset{i}{\vee}} R_i)P = L(\overset{n}{\underset{i}{\vee}} Q_i R_i \vee S)P;$$

$$L(\overset{n}{\underset{i}{\vee}} R_i)P = L(\overset{n}{\underset{i}{\vee}} Q^i(\overset{x}{\underset{k}{}}R_i Q_k^i) \vee S)P,$$

где L, P – соответственно левый и правый контексты (возможно, пустые) r-события R.

Тогда:

$$\frac{LRP = L(SR \vee Q)P}{LRP = L\{S\underline{Q}\}P}; \quad (7)$$

$$\frac{LRP = L(RS \vee Q)P}{LRP = L\{\underline{Q}S\}P}; \quad (8)$$

$$\frac{LRP = L(Q(\underset{k}{\times}\underline{RQ_k} \vee S))P}{LRP = L\{Q(\underset{k}{\times}\underline{SQ_k})\}P}; \quad (9)$$

$$\frac{L(\overset{n}{\underset{i}{V}} R_i)P = L(\overset{n}{\underset{i}{V}} R_i Q_i \vee S)P}{L(\overset{n}{\underset{i}{V}} R_i)P = L(\overset{n}{\underset{i}{V}}\{Q_i \vee \underline{S}\}P}; \quad (10)$$

$$\frac{L(\overset{n}{\underset{i}{V}} R_i)P = L(\overset{n}{\underset{i}{V}} R_i Q_i \vee S)P}{L(\overset{n}{\underset{i}{V}} R_i)P = L(\overset{n}{\underset{i=1}{V}} Q_i \underline{S})P}; \quad (11)$$

$$\frac{L(\overset{n}{\underset{i}{V}} R_i)P = L(\overset{n}{\underset{i}{V}} P^i(\underset{k}{\times} R_i Q_i^k \vee S))P}{L(\overset{n}{\underset{i}{V}} R_i)P = L(\overset{n}{\underset{i}{V}}\{P^i(\underset{k}{\times}\underline{SQ_k^i})\}P}. \quad (12)$$

Определение 5. Алгеброй рекурсивных событий в алфавите Σ называется множество $\delta(X)$ всех событий в данном алфавите, на котором определены операции (1), характеризуемые системой тождеств *m* с правилами вывода (8) – (12).

Утверждение. Аксиоматическая система *m* не противоречива.

Доказательство. Истинность аксиом T_1, T_2 следует из свойства *e*; T_3, T_4 – из свойства Δ; T_5 – из свойства *e* и Δ; $T_6 - T_{15}$ из свойств операций РСАА.

Аксиома T_{16} определяет связь между r-итерацией и так называемым синхронным квазирегулярным событием. Действительно, пусть:

$$P = \{R\underline{Q}R_1\underline{Q}R_2\underline{Q}R_3...\underline{Q}R_{N-1}\underline{Q}R_N\}. \quad (13)$$

Произведем разметку r-итерации по следующим правилам [12]:

$$P = \underset{a_1}{|}\{R \underset{a_1}{|} \underline{Q} \underset{a_2}{|} R_1 \underset{a_1}{|} \underline{Q} \underset{a_2}{|} R_2 \underset{a_1}{|} \underline{Q} \underset{a_2}{|} R_3 \underset{a_1}{|} ...$$

$$... \underset{a_1}{|} \underline{Q} \underset{a_2}{|} R_{N-1} \underset{a_1}{|} \underline{Q} \underset{a_2}{|} R_N \underset{a_2}{|}\} \underset{a_3}{|}.$$

Справедливость разметки следует из особенностей развертки N-мерной r-итерации и функционирования РСАА.

Состояния автомата: a_1, a_2, a_3, где a_1, a_3 – начальное и заключительное состояния.

На следующем шаге находим систему уравнений путем определения переходов между соседними состояниями:

$$P_1 = RP_1 \vee QP_2:$$

$$P_2 = R_1P_1 \vee R_2P_1 \vee R_3P_1 \vee ... \qquad (14)$$

$$... \vee R_{N-1}P_1 \vee R_N P_2 \vee e.$$

Решаем систему (14) по правилу (7):

$$P_1 = \{R\}^+ \vee \{Q(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee ... \vee R_{N-1})\}^+ \vee \vee Q\{R_N\}, \qquad (15)$$

что соответствует правой части аксиомы T_{16}.

При этом использовано соотношение

$$\{S\underline{Q}\} = \{S\}^+ \vee Q. \qquad (16)$$

Аналогичным образом запишем:

$$\{\underline{Q}S\} = Q\{S\}. \qquad (17)$$

Если представить систему (14) по правилам *КР*-событий, найдем:

$$P_1 = RP_1 \vee QP_2:$$

$$P_2 = \Pi_2(R_1P_1 \vee R_2P_1 \vee R_3P_1 \vee ... \vee R_{N-1}P_1 \vee R_N P_2 \vee e).$$

Отсюда

$$P_1 = \{R\}^+ \vee \{Q\Pi_2(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee ... \vee R_{N-1})\}^+ \vee \Pi_2 R_N.$$

От этого выражения перейдем к *r*-событиям вида:

$$S = \{R\underline{Q}\Pi_2(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee ... \vee R_N) \vee \Pi_2 R_N; \quad (18)$$

$$S = \{R\underline{Q}(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee ... \vee R_N) \vee \underline{Q}R_N. \quad (19)$$

Напомним, что указатель перехода Π_2 в *r*-итерации передает управление из цикла такому же указателю вне цикла тогда, когда на вход автомата поступает символ, отличающийся от расположенных в цикле после Π_2.

В *r*-итерации в данном случае передача управления происходит от опорного символа, после которого находится указатель Π_2, на другую ветвь, в начале которой стоит Π_2, при указанных выше условиях. В (18) передача управления происходит наоборот, так как R_N является телом цикла. На основании (19) *N*-мерная *r*-итерация представлена посредством двумерной; развертка последней осуществляется в соответствии с аксиомой T_{14}.

Для позитивной *r*-итерации:

$$P = \{R\underline{Q}R_1\underline{Q}R_2\underline{Q}R_3...\underline{Q}R_{N-1}\underline{Q}R_N\}^+$$

аналогичным образом находим:

$$P_1 = RP_1 \vee QP_2;$$

$$P_2 = R_1P_1 \vee R_2P_1 \vee R_3P_1 \vee ...$$

$$... \vee R_{N-1}P_1 \vee R_N P_2.$$

Отсюда:

$$P_1 = \{R\}^+ \vee \{Q(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee ... \vee R_{N-1} \vee R_N)\}^+ \vee Q\{R\}^+;$$

$$P_1 = \{R\}^+ \vee \{Q\Pi_2(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee ... \vee R_{N-1} \vee R_N)\}^+ \vee \Pi_2\{R\}^+;$$

$$P_1 = \{R\underline{Q}\Pi_2(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee ... \vee R_{N-1})\Pi_2 R_N\}^+;$$

$$P_1 = \{R\underline{Q}(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee ... \vee R_{N-1})\underline{Q}R_N\}^+.$$

Правило (6) не изменяет истинности выражений в РСАА. Докажем справедливость других правил вывода.

Предположим, что имеется истинное равенство:

$$R = SR \vee Q.$$

С помощью последовательных замен на основании правила (6) получим истинное равенство:

$$R = S^{n+1}R \vee S^n Q \vee SQ \vee Q, \qquad (20)$$

где *n* – число замен.

Так как $eQ = Q$, запишем:

$$K(\{S\underline{Q}\}) \subset K(R). \qquad (21)$$

С другой стороны, пусть $P = S^k Q \in K(R)$ – произвольное событие.

Выберем в (20) *n* равным числу *K* в *P*. Это означает, что $P\bar{\in}K(S^{n+1}R)$, и из (18) следует, что $P \in K(\{S\underline{Q}\})$. Тогда

$$K(R) \subset K(\{S\underline{Q}\}). \qquad (22)$$

Из (21), (22) заключаем, что равенство $P = \{S\underline{Q}\}$ истинно и $\{S\underline{Q}\}$ является решением исходного уравнения. Тем самым доказана справедливость правила (7).

Таким образом, правила вывода (7) – (12) служат для устранения в грамматиках правой, левой и внутренних рекурсий. С этой целью в РСАА введены дополнительные *r*-итерации.

Следовательно, РСАА составляет основу перспективного направления проектирования программ и компиляторов для АСК критических приложений и предназначена для реализации формальных языков различного уровня с использованием алгебраических структур, преимущества которых приводились выше.

Заключение

Предложенный метод позволяет формально представить и автоматизировать процесс создания системы компиляции для проблемно-ориентированных АСК, используемых в критических приложениях.

Литература

1. Методы проектирования символьных процессоров / В.Я. Жихарев, В.М. Илюшко, Н.В. Нечипорук, И.В. Чумаченко; Под. ред. В.Я. Жихарева. – Х.: Факт, 2000. – 184 с.
2. Хартер Р. Основные концепции компиляторов: Пер. с англ. – М.: Издательский дом «Вильямс», 2002. – 256 с.
3. Теория технологично-ориентированного синтеза аппаратно-программного обеспечения цифровых вычислительных устройств систем управления аэрокосмическими объектами / В.Я. Жихарев, О.В. Касьян, С.Ю. Мелешко, В.Н. Торчило и др.: Отчет о НИР (заключ.) / Нац. аэрокосм. ун-т «Харьк. авиац. ин-т». – Г502-40/00; № ГР 0100U003428; Инв. № 0203U006106. – Х., 2003. – 159 с.
4. Жихарев В.Я., Илюшко В.М., Чумаченко И.В. Математические основы проектирования рекурсивных автоматов с программируемой логикой. – Х.: Факт, 1999. – 144 с.
5. Жихарев В.Я., Чечуй А.В., Торчило В.Н. Алгебра диагностических алгоритмов // Системи обробки інформації. – Х.: НАНУ, ПАНМ, ХВУ, 2002. – Вип. 6(22). – С. 106-111.
6. Кирсанов Г.М., Цейтлин Г.Е. Некоторые вопросы полноты аксиоматической системы в алгоритмических алгебрах // Кинематика. – 1977. – № 4. – С. 36-37.
7. Глушков В.М., Цейтлин Г.Е., Ющенко Е.Л. Алгебра. Языки. Программирование. – К.: Наукова думка, 1974. – 328 с.
8. Иванов П.М. Автоматные выражения в системе алгоритмических алгебр с коммутативной алгеброй условий // Кинематика. – 1978. – № 24. – С. 16-20.
9. Карпов Ю.Г. Теория автоматов. – СПб.: Питер, 2003. – 208 с.
10. Кирсанов Г.М., Цейтлин Г.Е. Независимость систем аксиом в алгоритмических алгебрах // Вопросы системного программирования. – К.: ИК АН УССР, 1977. – С. 3-7.

Поступила в редакцию 22.08.2006

Рецензент: д-р техн. наук, проф. А.Ю. Соколов, Национальный аэрокосмический университет им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», Харьков.