

УДК 682.3.07

Н.Н. ГОРА¹, Е.В. КОНОВАЛОВА²¹Харьковский приборостроительный завод им. Т.Г. Шевченко "Монолит"²Национальный аэрокосмический университет им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», Украина

АЛГОРИТМИЧЕСКИЙ МЕТОД ПРОЕКТИРОВАНИЯ АВТОМАТИЗИРОВАННЫХ СИСТЕМ КОНТРОЛЯ В АВИАСТРОЕНИИ

Предложен метод проектирования автоматизированных систем контроля (АСК), основанный на алгоритмической алгебре, эффективность которого связана с использованием теории рекурсивных автоматов.

автоматизированная система контроля, рекурсивный автомат, алгоритмическая алгебра

Введение

При создании систем автоматики для аэрокосмической отрасли народного хозяйства, которая относится к высокотехнологическому производству, используются современные автоматизированные подходы. Учитывая жесткие требования к оперативности контроля, надежности и качеству контроля, возникает актуальная задача разработки методов проектирования АСК, которые позволили минимизировать аппаратно-программные ресурсы, повысить производительность и обеспечить устойчивость работы промышленных систем автоматики в авиастроении.

Постановка задачи. При создании программного обеспечения АСК важной и актуальной задачей является создание систем компиляции проблемно-ориентированных языков, учитывающих специфику контроля в авиастроении. 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 построе-

ние 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]:

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

где $R \vee Q$ – дизъюнкция событий; $R \cdot Q$ – произведение событий; $\{R\} = e \vee R \vee R^2 \vee R^3 \vee \dots$ – итерация событий; $\{R\}^+ = R \vee R^2 \vee R^3 \vee \dots$ – позитивная итерация событий; $\{R(\underline{Q}P_n)\}$ – операция N -сторонней (по числу символов Q) рекурсивной итерации (r -итерация), в которой $\underline{Q}P_k = \underline{Q}P_1 \underline{Q}P_2 \dots \underline{Q}P_N$, 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

$\{R(\overset{x}{\underline{Q}}P_k)\}^+$ называется позитивно N -мерной r -

итерацией, смысл которой уточняется на основании правил развертки r -итерации. При $k=1,2$ получаем [7]:

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

$$\begin{aligned} \{R\underline{QP_1\underline{QP_2}}\} &= Q \vee RQP_1QP_2 \vee R^2Q(P_1QP_2)^2 \vee \dots \\ &\vee R^mQ(P_1QP_2)^m \vee (RQP_1)^2QP_2^2 \vee (RQP_1)^3QP_2^3 \vee \dots \\ &\vee (P_1QP_2)^mQP_2^m \vee QP_1Q \vee Q(P_1Q)^2Q \vee \dots \\ &\vee Q(P_1Q)^m \vee R^2QP_1QP_2P_1RQP_1QP_2^2 \vee \dots, m \rightarrow \infty; \end{aligned} \quad (3)$$

$$\{R\underline{QP}\}^+ = RQP \vee R^2QP^2 \vee \dots \vee R^mQP^m, m \rightarrow \infty; \quad (4)$$

$$\begin{aligned} \{R\underline{QP_1\underline{QP_2}}\}^+ &= RQP_1QP_2 \vee R^2Q(P_1QP_2)^2 \vee \dots \\ &\vee R^mQ(P_1QP_2)^m \vee (RQP_1)^2QP_2^2 \vee (RQP_1)^3QP_2^3 \vee \dots \\ &\vee (PQP_1)^mQP_2^m \vee QP_1Q \vee Q(P_1Q)^2Q \vee \dots \\ &\vee Q(P_1Q)^m \vee R^2QP_1QP_2P_1RQP_1QP_2^2 \vee \dots, m \rightarrow \infty. \end{aligned} \quad (5)$$

Для того чтобы придать r -итерациям конкретный смысл, зададим интерпретации (2) и (3) следующим образом. Пусть в (2) R – левая скобка «(», P – правая скобка «)», $Q_i = d$, где d – произвольный терминал. Тогда $\{(d)\} = d \vee (d) \vee ((d)) \vee \dots$, 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:

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

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 $G = \langle N, \Sigma, T, H \rangle$ – произвольная КС-грамматика, определенная выше. Конфигурацией K_q r -события R называется конечная цепочка в терминальном алфавите Σ грамматики G :

$$K_q = Q_{q1}Q_{q2}\dots Q_{qs},$$

которая при поступлении на вход РА в начальном состоянии переводит его в одно из конечных состояний. Например, конфигурациями r -события

$S = \{R_1R_2\underline{QP}\}$ являются цепочки

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

Определение 3 [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]:

$$T_1 : Re = R; \quad T_2 : eR = R; \quad T_3 : R\Delta = \Delta; \quad T_4 : \Delta R = \Delta;$$

$$T_5 : e \vee \Delta = e; \quad T_6 : P(QR) = (PQ)R;$$

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

$$T_8 : P \vee Q = Q \vee R; \quad T_9 := R \vee R = R;$$

$$T_{10} : P(Q \vee R) = PQ \vee PR; \quad T_{11} : (Q \vee R)P = QP \vee RP;$$

$$T_{12} : \{R\} = e \vee R\{R\}; \quad T_{13} : \{R\underline{QP}\} = Q \vee R\{R\underline{QP}\}P;$$

$$\begin{aligned} T_{14} : \{R\underline{QP_1\underline{QP_2}}\} &= Q \vee R\{R\underline{QP_1\underline{QP_2}}\} \times \\ &\times P_1\{R\underline{QP_1\underline{QP_2}}\}P_2 \vee \{QP_1\}^+Q; \end{aligned}$$

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

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

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

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

$$LRP = L(SR \vee Q)P, \quad LRP = L(RS \vee Q)P,$$

$$LRP = L(Q(\overset{x}{\underline{R}}Q_k) \vee S)P, \quad L(\underset{i}{\vee} R_i)P = L(\underset{i}{\vee} Q_i R_i \vee S)P,$$

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

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

Тогда:

$$\frac{LRP = L(SR \vee Q)P}{LRP = L\{S\underline{Q}\}P}; \quad (7) \quad \frac{LRP = L(RS \vee Q)P}{LRP = L\{Q\underline{S}\}P}; \quad (8)$$

$$\frac{LRP = L(Q(\times R \underline{Q}_k \vee S))P}{LRP = L\{Q(\times \underline{S} \underline{Q}_k)\}P}; \quad (9)$$

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

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

$$\frac{L(\overset{n}{V} R_i)P = L(\overset{n}{V} P^i (\times R_i \underline{Q}_i^k \vee S))P}{L(\overset{n}{V} R_i)P = L(\overset{n}{V} \{P^i (\times \underline{S} \underline{Q}_i^k)\}P} \quad (12)$$

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:

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

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

$$P = \left\{ \begin{array}{cccccccc} R & | & \underline{Q} & | & R_1 & | & \underline{Q} & | & R_2 & | & \underline{Q} & | & R_3 & | & \dots \\ a_1 & & a_1 & & a_2 & & a_1 & & a_2 & & a_1 & & a_2 & & a_1 \end{array} \right. \\ \dots \left\{ \begin{array}{cccccccc} \underline{Q} & | & R_{N-1} & | & \underline{Q} & | & R_N & | & | & | & | & | & | & | \\ a_1 & & a_2 & & a_1 & & a_2 & & a_2 & & a_3 \end{array} \right. .$$

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:

$$P_1 = RP_1 \vee \underline{Q}P_2 \quad \text{и} \quad P_2 = R_1P_1 \vee R_2P_1 \vee R_3P_1 \vee \dots \\ \dots \vee R_{N-1}P_1 \vee R_NP_2 \vee e. \quad (14)$$

Решаем систему (14) по правилу (7):

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

что соответствует правой части аксиомы T_{16} .

При этом использовано соотношение:

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

Аналогичным образом запишем:

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

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

$$P_1 = RP_1 \vee \underline{Q}P_2 \quad \text{и} \\ P_2 = \Pi_2(R_1P_1 \vee R_2P_1 \vee R_3P_1 \vee \dots \vee R_{N-1}P_1 \vee R_NP_2 \vee e).$$

Отсюда

$$P_1 = \{R\}^+ \vee \{Q\Pi_2(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee \dots \vee R_{N-1})\}^+ \vee \Pi_2R_N.$$

От этого выражения перейдем к r -событиям вида:

$$S = \{R\underline{Q}\Pi_2(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee \dots \vee R_N) \vee \Pi_2R_N\}, \quad (18)$$

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

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:

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

аналогичным образом находим $P_1 = RP_1 \vee \underline{Q}P_2$ и

$P_2 = R_1 P_1 \vee R_2 P_1 \vee R_3 P_1 \vee \dots \vee R_{N-1} P_1 \vee R_N P_2$, т.е.

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

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

$P_1 = \{RQ\Pi_2(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee \dots \vee R_{N-1})\Pi_2 R_N\}^+$,

$P_1 = \{RQ(R_1 \vee R_2 \vee R_3 \vee \dots \vee R_{N-1})QR_N\}^+$.

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:

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

где n – число замен.

Так как $eQ = Q$, то запишем:

$$K(\{SQ\}) \subset K(R). \quad (21)$$

С другой стороны, пусть $P = S^k Q \in K(R)$ – произвольное событие. Выберем в (20) n равным числом K в P . Это означает, что $P \in K(S^{n+1}R)$, и из (18) следует $P \in K(\{SQ\})$, тогда:

$$K(R) \subset K(\{SQ\}). \quad (22)$$

Из (21), (22) заключаем, что равенство $P = \{SQ\}$ истинно и $\{SQ\}$ является решением исходного уравнения. Тем самым доказана справедливость (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. РСАА составляет основу перспективного направления проектирования программ и компиляторов для АСК в авиастроении 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 авиастроении.

Литература

1. Методы проектирования символьных процессоров / В.Я. Жихарев, В.М. Илюшко, Н.В. Нечипорук, И.В. Чумаченко. – Х.: Факт, 2000. – 184 с.
2. Хартер Р. Основные концепции компиляторов. – М.: Изд. дом «Вильямс», 2002. – 256 с.
3. Теория технологично-ориентированного синтеза аппаратно-программного обеспечения ЦВУ СУ аэрокосмическими объектами / В.Я. Жихарев, О.В. Касьян, С.Ю. Мелешко и др.: Отчет о НИР (заключ.) / Нац. аэрокосм. ун-т «ХАИ». – 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 // Системы обработки информации. – Х.: НАНУ, ПАНМ, ХВУ, 2002. – Вып. 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.: Наукдумка, 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 21.08.2007

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