



## МОДЕЛЬ РАСПОЗНАЮЩЕГО АВТОМАТА В СИСТЕМЕ ПОДДЕРЖКИ ПРИНЯТИЯ РЕШЕНИЙ ПО УПРАВЛЕНИЮ МЕЖБЮДЖЕТНЫМ РЕГУЛИРОВАНИЕМ

**Е.Д. СТРЕЛЬЦОВА**  
**И.В. БОГОМЯГОВА**  
**В.С. СТРЕЛЬЦОВ**

*Южно-Российский государственный технический университет (НПИ),  
г. Новочеркасск*

*e-mail: el\_strel@mail.ru*

Предложена автоматная модель распознавания составных термов, описывающих в качественном виде характеристики доходов и расходов бюджета. Автомат задаётся функцией переходов, состояния которого соответствуют нетерминальным символам заданной формальной грамматики, генерируемой составные термы, а входные сигналы – терминальным символам. Автомат допускает только те цепочки символов, которые принадлежат языку, порождаемому формальной грамматикой. Предложен метод построения семантического правила лингвистической переменной, применяемой для качественного анализа в процессе управления бюджетом.

Ключевые слова: бюджет, экономико-математическая модель, лингвистическая переменная, формальная грамматика, конечный автомат.

### *Введение*

На современном этапе развития взаимоотношений в Российской Федерации между органами власти всех уровней встаёт проблема совершенствования межбюджетных отношений, эффективное решение которой возможно посредством повышения качества финансового менеджмента. Принимаемые в процессе управления государственными и муниципальными финансами решения призваны повысить заинтересованность территорий в экономическом развитии, а также обеспечить наиболее полное и качественное удовлетворение спроса граждан на бюджетные услуги с учётом объективных различий в потребностях населения и особенностей социально-экономического развития. В аспекте управления межбюджетными отношениями всё большее значение приобретают вопросы принятия эффективных управленческих решений, что объективно обуславливает необходимость применения современных информационных систем и технологий поддержки принятия решений, базирующихся на использовании экономико-математических методов, моделей. Но решение задач в области управления межбюджетным регулированием на всех уровнях бюджетной системы РФ усложняется тем, что процесс принятия решений осуществляется в условиях нестабильного характера поступлений и расходований бюджетных средств, отсутствия полной и точной информации о состоянии бюджета на планируемый период. В связи с этим процесс принятия управленческих решений во многом основывается на интуиции, профессиональном опыте менеджеров. Несмотря на то, что в бюджетной системе любого уровня существуют инструкции по принятию решений, правила, логические схемы анализа текущих ситуаций и выбора решений, управление не сводится к набору чётко описанных процедур. Имеются ситуации, при которых величина доходов и расходов бюджета не может быть описана количественно и представляется качественными характеристиками, генерируемыми профессионалами в процессе их мыслительной деятельности. Вследствие этого возникающие задачи, связанные с распределением бюджетных средств между уровнями бюджетной системы РФ, не могут быть полностью формализованы.

Таким образом, возникает проблема обеспечения процесса управления межбюджетным регулированием такими инструментами, которые оперируют с нечёткой информацией и позволяют учитывать точки зрения различных специалистов в этой области. Потенциал методов количественного анализа является крайне ограниченным при обработке субъективных неформализованных мнений и суждений экспертов и включении естественного интеллекта в процесс принятия решений. Однако применение экономико-математических и инструментальных методов для выполнения отдельных этапов процессов принятия решений является целесообразным, т.к. эти методы позволяют во многих ситуациях предвидеть и оценивать последствия принимаемых решений. Другое дело, что задачи принятия решений в сфере межбюджетного регулирования нуждаются в разработке иных моделей, функционирующих на базе качественных измерений, качественного анализа, пришедшего на смену традиционного количественного математического анализа.

### Постановка задачи синтеза распознающего автомата

В [1] предложен лингвистический подход к моделированию бюджетных потоков, позволяющий обрабатывать на ЭВМ качественные характеристики бюджета посредством задания формальной грамматики, позволяющей порождать простые и составные термы. Но в любой формальной грамматике рассматриваются следующие основные проблемы:

- проблема анализа, состоящая в построении алгоритма, который для каждого слова, допускаемого данной грамматикой, строит вывод этого слова;
- проблема вхождения, состоящая в построении алгоритма, который для каждого задаваемого слова позволяет определить, принадлежит ли оно языку, допускаемому данной грамматикой;

Результаты решения проблемы анализа в построенной формальной грамматике  $G = \langle V_T, V_N, \delta, P \rangle$  изложены в [1], где  $V_T = \{a_1, a_2, a_3, a_4, a_5, a_6, a_7, a_8, a_9, a_{10}, a_{11}\}$  – конечный основной терминальный алфавит;  $V_N = \{\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4\}$  – конечный вспомогательный (нетерминальный) алфавит;  $\delta \in V_N$  – начальный (нетерминальный) символ  $\delta = \Psi_1$ , представляющий собой аксиому грамматики;  $P = \{\Psi_i \rightarrow u_i / i = \overline{1, k}\}$  – набор правил вывода, представляющий собой конечную систему подстановок.

Элементами терминального множества  $V_T$  являются:  $a_1 = \text{очень}$ ;  $a_2 = \text{большой}$ ;  $a_3 = \text{весьма}$ ;  $a_4 = \text{не}$ ;  $a_5 = \text{малый}$ ;  $a_6 = \text{средний}$ ;  $a_7 = \text{и}$ ;  $a_8 = \text{или}$ ;  $a_9 = \text{существенно}$ ;  $a_{10} = \text{более или менее}$ ;  $a_{11} = \text{вполне}$ .

Подтермы служат для образования составных термов из атомарных термов и в дальнейшем играют роль модификаций, т.е. операций над нечёткими множествами, в которых атомарные термы служат нечёткой переменной. В [1] разработана система правил вывода  $P$ , в которую включены следующие продукции:

$$\begin{aligned}
 P_1 : \delta \rightarrow a_2; & \quad P_2 : \delta \rightarrow a_1 \Psi_2; & \quad P_3 : \Psi_2 \rightarrow a_2; & \quad P_4 : \Psi_2 \rightarrow a_1 \Psi_2; \\
 P_5 : \delta \rightarrow a_3 \Psi_2; & \quad P_6 : \delta \rightarrow a_4 \Psi_2; & \quad P_7 : \Psi_2 \rightarrow a_4 \Psi_3; & \quad P_8 : \Psi_3 \rightarrow a_2; \\
 P_9 : \Psi_2 \rightarrow a_5; & \quad P_{10} : \Psi_3 \rightarrow a_5; & \quad P_{11} : \Psi_2 \rightarrow a_6; & \quad P_{12} : \Psi_3 \rightarrow a_6; \\
 P_{13} : \Psi_2 \rightarrow a_2 \Psi_4; & \quad P_{14} : \Psi_4 \rightarrow a_7 \Psi_2; & \quad P_{15} : \Psi_4 \rightarrow a_8 \Psi_2; & \quad P_{16} : \Psi_1 \rightarrow a_9 \Psi_2; & \quad P_{17} : \Psi_3 \rightarrow a_1 \Psi_3; \\
 P_{18} : \delta \rightarrow a_5; & \quad P_{19} : \delta \rightarrow a_6; & \quad P_{20} : \Psi_2 \rightarrow a_3 \Psi_2.
 \end{aligned}$$

На базе этих продукций в [1] построена система выводов, позволяющая из стартового символа  $\delta$  выводить простые и составные цепочки, построена система уравнений, задающая порождаемый предложенной грамматикой язык и получено решение построенной системы уравнений в виде регулярных выражений в заданном алфавите. Это решение позволяет строить бесконечное множество слов формального языка  $L(G)$ , задаваемого посредством формальной грамматики  $G$ .

В этой статье излагаются результаты решения проблемы вхождения. Необходимость решения этой проблемы обусловлена тем, что в процессе принятия решений в нечёткой среде на основе применения экономико-математических моделей возникает необходимость использования не только тех составных термов (цепочек), которые генерируются посредством положенных в основу построенной порождающей формальной грамматики  $G$  правил, но и применения термов, составленных управленческим персоналом, т.е. лицом, принимающим решение (ЛПР). В связи с этим в комплексе моделей принятия решений, функционирующих в нечёткой среде, необходим блок, осуществляющий распознавание цепочек, поступающих на вход системы принятия решений. С этой целью в состав комплекса моделей по управлению межбюджетным регулированием включена модель распознавания цепочек (слов), представляющая собой распознающий автомат. В данной статье изложены результаты решения задачи синтеза распознающего автомата. Генерируемые составные термы  $t \in L(G)$  должны принадлежать множеству допустимых слов языка  $L(G)$ , порождённых формальной грамматикой  $G = \langle V_T, V_N, \delta, P \rangle$ . Эта грамматика является праволинейной, т.к. каждая продукция  $P_i \in P$  имеет вид  $P_i : \Psi_i \rightarrow Z$ , где



$\Psi_i \in V_N, Z = \left\{ \begin{matrix} a\tau \\ a \end{matrix} \right\}, a \in V_T, \tau \in V_N$ . Для решения задачи распознавания цепочек в диссер-

тации осуществляется переход от праволинейной грамматики  $G$  к автоматной грамматике  $G^a = \langle V_T^a, V_N^a, \delta, P^a \rangle$ . В языке, порождённом грамматикой  $G^a$ , набор терминальных и нетерминальных символов совпадает с набором таковых, порождённых грамматикой  $G$ , т.е.  $V_T^a = V_T$ . В состав множества нетерминальных символов  $V_N^a$  вводится символ  $\varphi$  заключительного состояния автомата. Таким образом, нетерминальные символы автоматной грамматики  $G^a$  представляют собой упорядоченное множество  $V_N^a = \langle \Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4, \varphi \rangle, \Psi_1 = \delta$ , где  $\varphi$  – заключительное состояние, введённое в грамматике  $G^a$ . Введение заключительного состояния  $\varphi$  приводит к увеличению мощности множества нетерминалов грамматики  $V_N^a$  на единицу, т.е.  $|V_N^a| = |V_N| + 1$ . Правила вывода  $P^a$  грамматики  $G^a$  составлены на основе продукций  $P$  формальной грамматики  $G$  и имеют вид:

$$\begin{aligned} P_1^a : \delta \rightarrow a_2\varphi; & \quad P_2^a : \delta \rightarrow a_1\Psi_2; & \quad P_3^a : \Psi_2 \rightarrow a_2\varphi; & \quad P_4^a : \Psi_2 \rightarrow a_1\Psi_2; & \quad P_5^a : \delta \rightarrow a_3\Psi_2; \\ P_6^a : \delta \rightarrow a_4\Psi_2; & \quad P_7^a : \Psi_2 \rightarrow a_4\Psi_3; & \quad P_8^a : \Psi_3 \rightarrow a_2\varphi; & \quad P_9^a : \Psi_2 \rightarrow a_5\varphi; & \quad P_{10}^a : \Psi_3 \rightarrow a_5\varphi; \\ P_{11}^a : \Psi_2 \rightarrow a_6\varphi; & \quad P_{12}^a : \Psi_3 \rightarrow a_6\varphi; & \quad P_{13}^a : \Psi_2 \rightarrow a_2\Psi_4; & \quad P_{14}^a : \Psi_4 \rightarrow a_7\Psi_2; & \quad P_{15}^a : \Psi_4 \rightarrow a_8\Psi_2; \\ P_{16}^a : \Psi_1 \rightarrow a_9\Psi_2; & \quad P_{17}^a : \Psi_3 \rightarrow a_1\Psi_3; & \quad P_{18}^a : \delta \rightarrow a_5\varphi; & \quad P_{19}^a : \delta \rightarrow a_6\varphi; & \quad P_{20}^a : \Psi_2 \rightarrow a_3\Psi_2. \end{aligned}$$

Для перехода к конечному автомату, распознающему допустимые последовательности терминальных символов, автоматной грамматике  $G^a$  ставится в соответствие конечный автомат  $R = \langle Q, A, q_1, F, q_\varphi \rangle$ , где  $Q = \langle q_0, q_1, q_2, q_3, q_\varphi \rangle$  – множество состояний автомата  $R$ ;  $q_0 \in Q, q_\varphi \in Q$  – соответственно начальное и заключительное состояния;  $A$  – входной алфавит,  $A = \{a_1, a_2, a_3, a_4, a_5, a_6, a_7, a_8, a_9, a_{10}, a_{11}\}$ ;  $F : A \times Q \rightarrow Q$  – функция переходов автомата  $R$ . Автомат  $R$  задаётся следующим образом. Элементам множества нетерминальных символов  $V_N^a$  грамматики  $G^a$  ставятся в соответствие элементы множества состояний  $Q = \{q_i\}_{i \in I}$  такие, что  $q_1 = \Psi_1; q_2 = \Psi_3; q_4 = \Psi_4; q_\varphi = \varphi$ . Тогда мощность множества состояний автомата  $R$  будет равна  $|Q| = |V_N^a| = |V_N| + 1$ . Функция переходов  $F : Q \times A \rightarrow Q$  автомата  $R$  задаётся таблицей переходов (табл. 1).

Таблица 1

Таблица переходов автомата  $R$

$q \in Q$ $a_i \in A$	$a_1$	$a_2$	$a_3$	$a_4$	$a_5$	$a_6$	$a_7$	$a_8$	$a_9$
$q_1$	$q_2$	$q_\varphi$	$q_2$	$q_2$	$q_\varphi$	$q_\varphi$			$q_2$
$q_2$	$q_2$	$q_\varphi, q_4$	$q_2$	$q_3$	$q_\varphi$	$q_\varphi$			
$q_3$	$q_3$	$q_\varphi$			$q_\varphi$	$q_\varphi$			
$q_4$	$q_4$								
$q_\varphi$							$q_2$	$q_2$	

В табл. 1 переходы автомата из состояний  $q_j$  в состояние  $q_i$  под действием символа  $a_k$  соответствуют правилу вывода (продукции)  $q_j \rightarrow a_k q_i$ . По таблице можно убедиться, что автомат  $R$  допускает все те и только те цепочки символов, которые принадлежат языку  $L^a$ , порождаемому грамматикой  $G^a$ . Если предъявленная автомату  $R$  цепочка входных символов  $a_{i_1}, a_{i_2}, \dots, a_{i_k}$  принадлежит языку  $L^a$ , порождаемому грамматикой  $G^a$ , то автомат доходит до состояния  $q_\varnothing$  и останавливается.

Распознающий автомат  $R$  отображается в памяти ЭВМ посредством своей функции перехода  $F: Q \times A \rightarrow Q$ , представляющей собой множество  $F = \{(q_i, a_i, q_j) / q_i \in Q, a_i \in A, q_j \in Q\}$  упорядоченных троек, которые задаются таблицей перехода. Элементы  $(q_i, a_i, q_j) \in F$  этого множества интерпретируются как набор команд вида  $q_i, a_i \rightarrow q_j$ , описывающих функционирование автомата  $R$  и допускающих язык  $L(G)$ . Команда  $(q_i, a_i \rightarrow q_j)$  осуществляет переход автомата  $R$  из состояния  $q_i$  в состояние  $q_j$  под действием буквы  $a_i$  и соответствует некоторой продукции вида  $P_\alpha: q_i \rightarrow a_i q_j$  системы семантических правил автоматной грамматики  $G$ . В начальный момент времени автомат находится в состоянии  $q_1$ . Поступление на вход автомата  $R$  цепочки символов  $\tilde{a} = a_{i_1}, a_{i_2}, \dots, a_{i_k}$  в результате её распознавания соответствует активизации последовательности команд  $(q_1, a_{i_1} \rightarrow q_{j_1}), (q_{j_1}, a_{i_2} \rightarrow q_{j_2}), \dots, (q_{j_n}, a_{i_k} \rightarrow q_{4\varnothing})$ , переводящей автомат  $R^o$  из начального состояния  $q_1$  в конечное  $q_{4\varnothing}$ . Этой последовательности команд соответствует последовательность продукций  $P_{z_1}: q_1 \rightarrow a_{i_1} q_{j_1}, P_{z_2}: q_{j_1} \rightarrow a_{i_2} q_{j_2}, \dots, P_{z_m}: q_{j_n} \rightarrow a_{i_k} q_{4\varnothing}$  формальной грамматики  $G^{R^o}$ , выводимых цепочку  $\tilde{a} = a_{i_1}, a_{i_2}, \dots, a_{i_k}$ . Таким образом, автомат  $R$  позволяет построить дерево вывода цепочки  $\tilde{a} = a_{i_1}, a_{i_2}, \dots, a_{i_k}$  в формальной грамматике  $G$ . Построенная автоматная грамматика создаёт предпосылки для установления закономерности между деревом вывода и формальным описанием нечётких множеств, соответствующих этим составным термам, в виде семантического правила.

### **Семантическое правило построения функций принадлежности составных термов**

Для построения семантического правила  $M: \{t_i\}_{i \in I} \rightarrow \{\mu_i\}_{i \in I}$  авторами предложен метод описания функций принадлежности нечётких множеств, индуцируемых набором синтаксических правил, т.е. системой продукций, выводимых составные термы в грамматике  $G$ . Семантическое правило  $M$  для структурированных переменных  $t_i \in V_T$  создаётся в виде функции, которая каждому элементу  $t_i, i \in I$ , рассматриваемому как название нечёткого множества, ставит в соответствие его смысл (семантику)  $\mu_i$  и задаётся алгоритмически. Семантика  $\mu_i$  представляет собой функцию принадлежности нечёткого подмножества  $\mu_i: U \rightarrow [0,1]$ , соответствующего терму  $t_i$ . Таким образом, семантическое правило  $M$  структурированных лингвистических переменных «доходы» и «расходы» бюджета построено в виде некоторой алгоритмической процедуры вычисления функции принадлежности  $\mu_i$  для каждого составного терма  $t_i \in T(X)$ ,  $T(X) = T_T^*$ , представляющего собой название нечёткой переменной, заданной на универсальном множестве  $U$ . Универсум  $U$  рассматривается как множество значений, принимаемых лингвистическими переменными «Доходы» и «Расходы» бюджета.

Для вычисления смысла (семантики) составных термов  $t_i \in T(X)$  необходимо знать смысл первичных (атомарных) термов, таких как  $a_2 =$  "большой",  $a_3 =$  "малый",



$a_6$  = "средний", а также смысл подтермов, таких как  $a_1$  = "очень",  $a_3$  = "весьма",  $a_9$  = "существенно",  $a_{10}$  = "более или менее",  $a_{11}$  = "вполне".

Предложенный авторами метод семантического разбора индуцируется продукциями грамматики  $G$  и состоит в следующем. Атомарным термам  $a_k \in V_T$  априори назначается их смысл. Каждому правилу подстановки  $P_i : q_i \rightarrow a_k q_j$  формальной грамматики  $G$  ставится в соответствие соотношение  $\tilde{F} : \{q_i\} \rightarrow \{\mu_{q_i}\}$ , позволяющее определить функцию принадлежности  $\mu_{q_i}$  следующим образом:

а) нетерминальному символу  $q_i$  как некоторой нечёткой переменной, из которого выводится атомарный терминальный символ  $a_k \in V_T$  – по правилу  $q_i \rightarrow a_k q_{4\phi}$ , где  $q_{4\phi} \in V_N^\circ$  – заключительное состояние, ставится в соответствие функция принадлежности  $\mu_{q_i}$ , совпадающая с функцией принадлежности нечёткого множества, соответствующего атомарному терму  $a_k$ , т.е.  $\mu_{q_i} = \mu_{a_k}$ ;

б) нетерминальному символу  $q_i$ , получаемому в результате вывода  $q_i \xrightarrow{G^{R^\circ}} a_\alpha q_j$ , где  $a_\alpha \in V_T$  – подтерм (модификатор) типа  $a_1 = \text{очень}$ ,  $a_3 = \text{весьма}$ ,  $a_4 = \text{не}$ ,  $a_{10} = \text{более или менее}$ ,  $a_{11} = \text{вполне}$  ставится в соответствие функция принадлежности  $\mu_{q_i} = f(\mu_{q_j})$ , где  $f$  – унарная операция над функцией принадлежности  $\mu_{q_j}$  нечёткого подмножества  $q_j$ , соответствующая модификатору  $a_\alpha \in V_T^\circ$ ;

в) переменной  $q_j$ , полученной в результате применения последовательности правил

$$\text{вывода} \left\{ \begin{array}{l} q_j \xrightarrow{G^{R^\circ}} a_z q_{4\phi} \\ q_{4\phi} \xrightarrow{G^{R^\circ}} a_1 q_\beta, \text{ приводящих к получению вывода } q_j \xrightarrow{G^{R^\circ}}^* a_z a_1 a_\delta q_{4\phi}, \text{ ставится в соот-} \\ q_\beta \xrightarrow{G^{R^\circ}} a_\delta q_{4\phi} \end{array} \right.$$

ветствие функция принадлежности  $\mu_{q_j} = O_{a_1}(\tilde{\mu}_{q_j}, \mu_{q_\beta})$ , где  $O_{a_1}(\tilde{\mu}_{q_j}, \mu_{q_\beta})$  – бинарная операция над функциями принадлежности  $\tilde{\mu}_{q_j}$  и  $\mu_{q_\beta}$  нечётких множеств, соответствующих подтермам  $q_j$  и  $q_\beta$ ;

$q_j$  и  $q_\beta$  – подтермы  $q_\beta \in V_N$ ,  $q_j \in V_N$ , выводимые в грамматике  $G$  следующим образом:  $q_j \xrightarrow{G} a_z q_{4\phi}$  и  $q_\beta \xrightarrow{G} a_\delta q_{4\phi}$ ;  $a_z = a_{\alpha_1} \dots a_{\alpha_n} a_k$  – конкатенация подтермов  $a_{\alpha_i} \in V_T$ ,  $i = \overline{1, n}$  и атомарного терма  $a_k \in V_T$ ;

$a_\delta = a_{\delta_1} a_{\delta_2} \dots a_{\delta_m} a_f$  – конкатенация подтермов  $a_{\delta_j}$ ,  $j = \overline{1, m}$  и атомарного терма  $a_f$ ;  $a_1 \in V_T$  – союз «и», «или».

При этом  $\tilde{\mu}_{q_j}$  и  $\mu_{q_\beta}$  определяются в соответствии с пунктами (а) и (б).

Рассмотрим подробнее операцию  $O_{a_1}(\tilde{\mu}_{q_j}, \mu_{q_\beta})$  пункта (в). Если  $a_1 \in V_T$  – союз «и», то над нечёткими множествами  $q_j$  и  $q_\beta$  производится операция пересечения с функцией принадлежности  $O_{a_1}(\tilde{\mu}_{q_j}, \mu_{q_\beta}) = \tilde{\mu}_{q_j} \wedge \mu_{q_\beta} = \min(\tilde{\mu}_{q_j}, \mu_{q_\beta})$ . Если  $a_1 \in V_T$  – это союз «или», то над нечёткими множествами  $q_j$  и  $q_\beta$  производится операция объединения с функцией принадлежности  $O_{a_1}(\tilde{\mu}_{q_j}, \mu_{q_\beta}) = \tilde{\mu}_{q_j} \vee \mu_{q_\beta} = \max(\tilde{\mu}_{q_j}, \mu_{q_\beta})$ .

На основе применения предложенного метода семантического разбора можно получить аналитические выражения для получения семантики нечётких множеств, соответствующих структурированным лингвистическим переменным. При выводе соотношений  $\mu_{q_i}$  в качестве приближения действия модификатора  $a_1$ , означающего «очень», в составном терме  $t_i = a_1 a_1 a_1 \dots a_1 a_k$ , где  $a_k \in V_T$  – атомарный терм, используется операция возведения в степень нечёткого множества.

Тогда семантическое правило для вычисления смысла структурированной переменной  $t_i = a_1 a_1 a_1 \dots a_1 a_k$  запишется в виде  $\mu_{a_1 a_1 a_1 \dots a_1 a_k} = \mu_{a_1}^{n+1}$ , где  $n$  – число экземпляров языка  $a_1$  в переменную  $t_i$ , представляющую собой конкатенацию символов.

**Пример семантического разбора составных термов**

Рассмотрим пример использования предложенного метода для получения семантики составного терма. Допустим, что на вход автомата  $R$  поступила цепочка  $t_x = a_4 a_1 a_2 a_7 a_4 a_1 a_5$ , означающая «не очень большой и не очень малый». При распознавании эта цепочка активизировала следующие команды распознающего автомата  $R$  :  $(q_1, a_4) \rightarrow q_2$ ;  $(q_2, a_1) \rightarrow q_2$ ;  $(q_2, a_2) \rightarrow q_{4\phi}$ ;  $(q_{4\phi}, a_7) \rightarrow q_2$ ;  $(q_2, a_4) \rightarrow q_3$ ;  $(q_{23}, a_1) \rightarrow q_3$ ;  $(q_3, a_5) \rightarrow q_{4\phi}$ , переводящие его из начального состояния в конечное. По этой последовательности команд строится вывод поступившего на вход слова в грамматике  $G$ , для которого будут использованы следующие последовательности продукций:

$$P_6 : q_1 \rightarrow a_4 q_2; P_4 : q_2 \rightarrow a_1 q_2; P_{13} : q_2 \rightarrow a_2 q_{4\phi}; P_{14} : q_{4\phi} \rightarrow a_7 q_2; P_7 : q_2 \rightarrow a_4 q_3; P_{17} : q_{23} \rightarrow a_1 q_3; P_{10} : q_3 \rightarrow a_5 q_{4\phi}.$$

Вывод цепочки  $t_x = a_4 a_1 a_2 a_7 a_4 a_1 a_5$  имеет вид:

$$\begin{array}{ccccccccccc} q_1 & \Rightarrow & a_4 q_2 & \Rightarrow & a_4 a_1 q_2 & \Rightarrow & a_4 a_1 a_2 q_{4\phi} & \Rightarrow & a_4 a_1 a_2 a_7 q_2 & \Rightarrow & a_4 a_1 a_2 a_7 a_4 q_3 & \Rightarrow \\ \uparrow & & \uparrow & & \uparrow & & \uparrow & & \uparrow & & \uparrow & & \uparrow \\ p_6 & & p_4 & & p_{13} & & p_{14} & & p_7 & & p_{17} & & p_{10} \end{array}$$

$$\xRightarrow{G} a_4 a_1 a_2 a_7 a_4 a_1 q_3 \xRightarrow{G} a_4 a_1 a_2 a_7 a_4 a_1 a_5 q_{4\phi}.$$

Синтаксическое дерево этого вывода в грамматике  $G$  представлено на рис. 1.

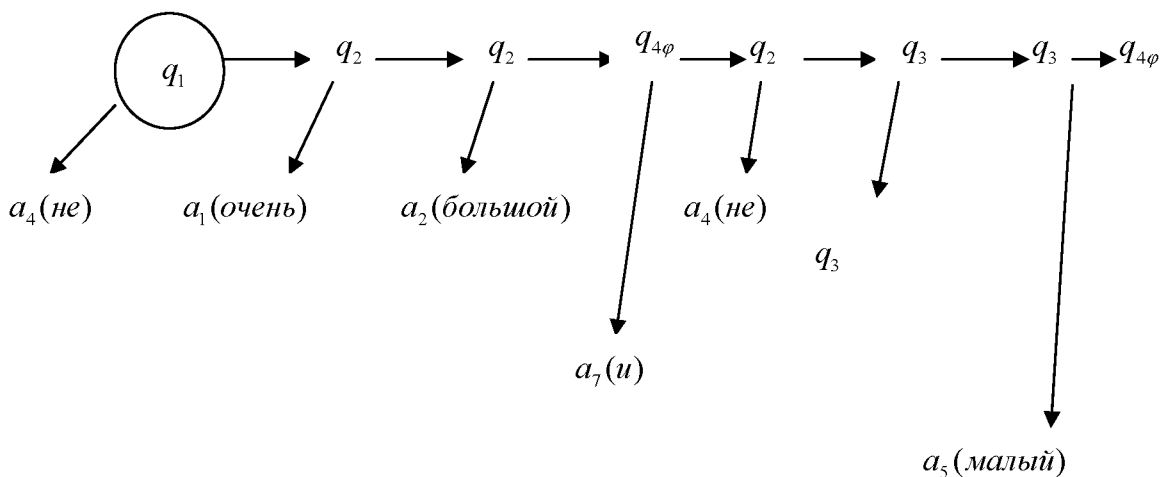


Рис. 1. Синтаксическое дерево вывода цепочки  $q_{4\phi}$



Правила вывода, позволяющие порождать цепочку  $t_x = a_4 a_1 a_2 a_7 a_4 a_1 a_5$ , на основе применения разработанного метода семантического разбора индуцируют следующие соотношения для определения семантики термов:

$$\mu_{q3} = \mu_{a5}; \mu_{q3} = \mu_{q3}^2; \mu_{q2} = \neg \mu_{q3}; \mu_{q2} = \mu_{a2}; \mu_{q2} = \mu_{q2}^2; \mu_{q1} = \neg \mu_{q2};$$

$$\mu_{t_x} = \mu_{q1} \wedge \mu_{q2} = \min(\mu_{q1}, \mu_{q2}).$$

Предложенный метод семантического разбора положен в основу созданной автором программного продукта построения функции принадлежности нечётких множеств, соответствующих поступившим на вход системы структурированным лингвистическим переменным, описывающим с качественной точки зрения доходы и расходы бюджета.

**Выводы**

В результате проведённых исследований получены следующие новые научные результаты.

1. Поставлена задача распознавания цепочек составных термов, характеризующих состояние доходов и расходов при управлении бюджетом, заключающаяся в оценке степени принадлежности составных термов множеству допустимых слов языка, порождённых формальной грамматикой.
2. Построена модель конечного автомата, распознающего допустимые цепочки символов в языке, порождаемом заданной грамматикой.
3. Предложен метод семантического анализа лингвистической переменной, индуцируемый набором синтаксических правил, выводимых составные термы посредством системы продукций в заданной грамматике.

**Список литературы**

1. Стрельцова Е.Д., Богомяглова И.В., Стрельцов В.С. Лингвистический подход к моделированию бюджетных потоков//Научные ведомости Белгородского государственного университета. Серия Информатика. 2012. – №1 (120). Вып. 21/1.

**RECOGNIZE MACHINE MODEL IN THE MAKING SUPPORTMANAGEMENT SOLUTION INTERBUDGETARY REGULATION**

**E.D. STRELTSOVA**  
**I.V. BOGOMYAGKOVA**  
**V.S. STRELTSOV**

*South Russian State Technical University (NPI),  
 Novocherkassk*

*e-mail:  
 el\_strel@mail.ru*

Automaton model proposed recognition of composite terms describing the qualitative characteristics of the form of income and expenditures. Automaton is specified by the transition function, the state of which correspond to the non-terminal symbols are assigned a grammar generated composite terms, and inputs – terminal symbols. Automaton accepts only those strings of characters that belong to the language generated by a formal grammar. Method for the construction of the semantic rules of the linguistic variable, used for the qualitative analysis in the management of the budget.

Keywords: budget, economic and mathematical model, linguistic variable, a formal grammar, the state machine.