СИСТЕМНЫЙ АНАЛИЗ И УПРАВЛЕНИЕ

УДК -0049: 336.12

ЛИНГВИСТИЧЕСКИЙ ПОДХОД К МОДЕЛИРОВАНИЮ БЮДЖЕТНЫХ ПОТОКОВ

Е.Д.СТРЕЛЬЦОВА
И.В. БОГОМЯГКОВА
В.С. СТРЕЛЬЦОВ

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

e-mail: el_strel@mail.ru

В статье предложено формальное описание качественных характеристик бюджетных потоков на базе лингвистического подхода, в рамках которого построена контекстно-свободная грамматика для порождения значений лингвистической переменной.

Ключевые слова: бюджет, лингвистическая переменная, формальная грамматика, синтаксическое правило, регулярные выражения.

Актуальность.

Глобализация современной экономики предъявляет особые требования к оказанию бюджетных услуг, что приводит к необходимости повышенной маневренности, эффективности и качества управления бюджетом, основанного на применении компьютерных систем, методов и средств экономико-математического моделирования.

Традиционные компьютерные системы управления бюджетом включают в свой состав экономико-математические модели, базирующиеся на точных вычислениях. Среди них – детерминированные и вероятностные модели, использующие в качестве исходных данных математическое описание таких важных характеристик бюджета, как «доходы» и «расходы», чаще всего рассматриваемые исследователями как случайные величины. При создании адекватных вероятностных моделей необходимым условием является построение закона распределения указанных случайных величин. Но для задач управления бюджетом характерна неопределённость, заключающаяся в том, что далеко не во всех случаях предоставляется возможность формального описания процессов поступления и расходования бюджетных средств в течение планируемого периода. В большинстве случаев работники финансовых управлений располагают нечёткими, качественными знаниями о характеристиках этих процессов. Формализация этих знаний на основе использования традиционно используемого математического аппарата является неразрешимой задачей. Управление бюджетом характеризуется наличием лингвистической неопределённости, при которой могут быть даны качественные оценки состояний доходов и расходов денежных средств, необходимых для планирования. Эти оценки описываются, обычно, в терминологии естественного языка (например, доход большой, малый, очень малый, средний и т.д.).

Постановка задачи.

Для оперирования качественными характеристиками авторами предлагается создание нечёткой системы управления, функционирование которой базируется на применении формального аппарата нечёткой алгебры. Преимущество нечёткой системы заключается в том, что характеристики процессов управления представляются в форме суждений, легко понимаемых лицом, принимающим решения. Обоснованность применения аппарата нечёткой алгебры подтверждается теоремой FAT (Fuzzy Approximation Theorem), доказанной Б. Коско. В соответствии с FAT– теоремой любая математическая система может быть аппроксимирована системой на основе нечёткой логики.

Нечёткие знания о доходах и расходах бюджета описываются с помощью лингвистических моделей, основанных на теории лингвистических переменных и теории приближённых рассуждений.

Лингвистическая переменная «доходы» («расходы») бюджета формально представляется кортежем $< X, T(X), U, G, M >$,

где X – название лингвистической переменной;

$T(X)$ – терм-множество переменной X, $T(X) = \{t_i\}_{i \in I}$, $I = 1,2,...,n$ – множество индексов;

U – универсальное множество значений термов $t_i \in T(X)$;

G – синтаксическое правило, порождающее термы $t_i \in T(X)$;

M – набор семантических правил $M = \{M_{t_i}\}$, каждое из которых с нечёткой переменной $t_i \in T(X)$ сопоставляет её смысл M_{t_i}.

Каждый терм $t_i \in T(X)$ представляет собой нечёткую переменную, принимающую значения из универсального множества U. Семантическое правило $M_{t_i} \in M$ каждой нечёткой переменной $t_i \in T(X)$ ставит в соответствие нечёткое множество $M_{t_i} : U \to [0,1]$. Как известно, основные трудности использования нечётких систем на практике связаны с построением синтаксических и семантических правил для образования значений лингвистической переменной, описывающей структуру формализуемых процессов «доходы» и «расходы» бюджета, а также с построением функции принадлежности для каждого из этих значений. В настоящей статье поставлена и решена задача построения синтаксического правила G, порождающего термы $t_i \in T(X)$. Синтаксическое правило G представляет собой порождающую грамматику, задаваемую математически кортежем $G = < V_T, V_N, \delta, P >$, 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; $P = \{\Psi_i \to u_i \,/\, i = \overline{1,k}\}$ – правила вывода, представляющие собой конечную систему подстановок.

Построение синтаксического правила.

Как было определено выше, синтаксическое правило G строится в виде формальной грамматики, порождающей термы множества $T(X)$, рассматриваемого как язык $L(G)$. Рассмотрим построение этого языка. В правилах вывода P переменные Ψ_i, $i = \overline{1,11}$ представляют собой нетерминальные символы $\Psi_i \in V_N$, а $u_i \in F$, где $F = (V_T \cup V_N, \bullet)$ – полугруппа с операцией конкатенации (символом "•" обозначена операция конкатенации). Таким образом, для порождения языка $L(G)$ авторами строится контекстно-свободная (КС) грамматика. Элементами терминального множества V_T являются: $a_1 = \textit{очень}$; $a_2 = \textit{большой}$; $a_3 = \textit{весьма}$; $a_4 = \textit{не}$; $a_5 = \textit{малый}$; $a_6 = \textit{средний}$; $a_7 = \textit{и}$; $a_8 = \textit{или}$; $a_9 = \textit{существенно}$; $a_{10} = \textit{более или менее}$; $a_{11} = \textit{вполне}$.

Создаваемая грамматика G является грамматикой в нормальной форме Грейбах. Существует теорема [1,2], доказывающая, что каждая контекстно-свободная (КС) грамматика эквивалентна некоторой грамматике в нормальной форме Грейбах. В систему P включены следующие продукции:

$P_1 : \delta \to a_2$; $P_2 : \delta \to a_1\Psi_2$; $P_3 : \Psi_2 \to a_2$; $P_4 : \Psi_2 \to a_1\Psi_2$;

$P_5 : \delta \to a_3\Psi_2$; $P_6 : \delta \to a_4\Psi_2$; $P_7 : \Psi_2 \to a_4\Psi_3$; $P_8 : \Psi_3 \to a_2$;

$P_9 : \Psi_2 \to a_5$; $P_{10} : \Psi_3 \to a_5$; $P_{11} : \Psi_2 \to a_6$; $P_{12} : \Psi_3 \to a_6$;

$P_{13} : \Psi_2 \to a_2\Psi_4$; $P_{14} : \Psi_4 \to a_7\Psi_2$; $P_{15} : \Psi_4 \to a_8\Psi_2$; $P_{16} : \Psi_1 \to a_9\Psi_2$; $P_{17} : \Psi_3 \to a_1\Psi_3$; $P_{18} : \delta \to a_5$; $P_{19} : \delta \to a_6$; $P_{20} : \Psi_2 \to a_3\Psi_2$.

Язык, порождаемый грамматикой G, представляет собой множество слов ω в алфавите $V_T \cup V_N$, получаемых из стартового символа $\delta = \Psi_1$, $\delta \in V_N$: $L(G) = \{\omega \,/\, \omega \in (V_T \cup V_N)^*\}$. Для определения языка $L(G)$, порождаемого грамматикой G, авторами построена система выводов. Так, из стартового символа δ в соответствии с продукциями P_1, P_{18}, P_{19} можно вывести простые слова (цепочки)

$$\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_2;\ \delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_5;\ \delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_6:\quad \underset{\overset{\uparrow}{P_1}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_2;\ \underset{\overset{\uparrow}{P_{18}}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_5;\ \underset{\overset{\uparrow}{P_{19}}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_6.$$

Выводы составных термов, таких как, например, «очень большой» (a_1a_2), «очень очень большой» ($a_1a_1a_2$) доход (расход) бюджета порождаются посредством системы выводов:

$$\underset{\overset{\uparrow}{P_2}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 \underset{\overset{\uparrow}{P_3}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1a_2;\qquad \underset{\overset{\uparrow}{P_2}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 \underset{\overset{\uparrow}{P_4}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1a_1 \underset{\overset{\uparrow}{P_3}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1a_1a_2.$$

Составные термы a_1a_5 (очень малый) и $a_1a_1a_5$ (очень очень малый) могут быть выведены в предложенной грамматике G из аксиомы δ ($\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_1a_2$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_1a_1a_2$) аналогично :

$$\underset{\overset{\uparrow}{P_2}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 \underset{\overset{\uparrow}{P_9}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1a_5;\qquad \underset{\overset{\uparrow}{P_2}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 \underset{\overset{\uparrow}{P_4}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1a_1 \underset{\overset{\uparrow}{P_9}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1a_1a_5.$$

Грамматика G позволяет получить такие составные термы, как $a_1a_1a_1a_2$, ..., $a_1a_1\ldots a_1a_2$, $a_1a_1a_1a_5$, ..., $a_1a_1\ldots a_1a_5$ и т.д. В предложенной грамматике G могут быть выведены и другие составные термы, например: $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_3a_2$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_3a_5$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_9a_2$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_3a_3a_2$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_3a_3a_5$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_9a_5$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_{11}a_2$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_{11}a_5$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_{12}a_2$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_{12}a_5$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_3a_3a_6$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_4a_5$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_4a_1a_2$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_4a_1a_5$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_1a_4a_2$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_1a_4a_5$, $\delta \underset{G}{\Rightarrow}^* a_4a_1a_2a_7a_4a_1a_5$ и т.д. Далее приведены выводы этих составных термов в системе продукций P грамматики G:

$$\underset{\overset{\uparrow}{P_5}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_3 \underset{\overset{\uparrow}{P_3}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_3a_2,\qquad \underset{\overset{\uparrow}{P_5}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_3 \underset{\overset{\uparrow}{P_3}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_3a_5,\qquad \underset{\overset{\uparrow}{P_5}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_3 \underset{\overset{\uparrow}{P_{20}}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_3a_3 \underset{\overset{\uparrow}{P_8}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_3a_3a_2,$$

$$\underset{\overset{\uparrow}{P_5}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_3 \underset{\overset{\uparrow}{P_{20}}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_3a_3 \underset{\overset{\uparrow}{P_8}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_3a_3a_5,\qquad \underset{\overset{\uparrow}{P_6}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 \underset{\overset{\uparrow}{P_3}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4a_2,\qquad \underset{\overset{\uparrow}{P_6}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 \underset{\overset{\uparrow}{P_3}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4a_5,$$

$$\underset{\overset{\uparrow}{p_6}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_4}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_3}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 a_2, \qquad \underset{\overset{\uparrow}{p_6}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_4}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_9}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 a_5,$$

$$\underset{\overset{\uparrow}{p_2}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_7}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_8}}{\Psi_3} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_4 a_2, \qquad \underset{\overset{\uparrow}{p_2}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_7}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_{10}}}{\Psi_3} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_4 a_5,$$

$$\underset{\overset{\uparrow}{p_2}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_2}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_7}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_1 a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_8}}{\Psi_3} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_1 a_4 a_2, \quad \underset{\overset{\uparrow}{p_2}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_2}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_7}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_1 a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_{10}}}{\Psi_3} \underset{G}{\Rightarrow} a_1 a_1 a_4 a_5,$$

$$\underset{\overset{\uparrow}{p_6}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_{13}}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_2 \underset{\overset{\uparrow}{p_{14}}}{\Psi_4} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_2 a_7 \underset{\overset{\uparrow}{p_7}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_2 a_7 a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_{10}}}{\Psi_3} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_2 a_7 a_4 a_5,$$

$$\underset{\overset{\uparrow}{p_6}}{\delta} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_4}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_{13}}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 a_2 \underset{\overset{\uparrow}{p_{14}}}{\Psi_4} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 a_2 a_7 \underset{\overset{\uparrow}{p_7}}{\Psi_2} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 a_2 a_7 a_4 \underset{\overset{\uparrow}{p_{17}}}{\Psi_3} \underset{G}{\Rightarrow}$$

$$\underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 a_2 a_7 a_4 a_1 \underset{\overset{\uparrow}{p_{10}}}{\Psi_3} \underset{G}{\Rightarrow} a_4 a_1 a_2 a_7 a_4 a_1 a_5 .$$

Таким образом, авторами определён КС-язык, задаваемый в виде бесконечного множества терминальных цепочек, выводимых из начального символа δ грамматики G:

$$L(G) = \{a_2, a_5, a_6, a_1a_2, a_1a_1a_2, a_1a_1a_1a_2, \ldots, a_1a_5, a_1a_1a_5, a_1a_1a_1a_5, \ldots,$$
$$a_3a_2, a_3a_3a_2, a_3a_3a_3a_2, a_3a_5, a_3a_3a_5, a_3a_3a_3a_5, \ldots, a_3a_6, a_3a_3a_6, a_3a_3a_3a_6, \ldots$$
$$a_4a_2, a_4a_5, a_4a_1a_2, a_4a_1a_5, a_1a_4a_2, a_1a_4a_2, a_1a_1a_4a_2, a_1a_1a_1a_4a_2, \ldots..$$
$$a_1a_4a_5, a_1a_4a_5, a_1a_1a_4a_5, a_1a_1a_1a_4a_5, \ldots, a_4a_2a_7a_4a_5, a_4a_1a_2a_7a_1a_4a_5, \ldots\}.$$

Для описания всего множества слов формального языка $L(G)$ в статье изложены результаты решения проблемы формального описания этого бесконечного множества посредством грамматики G. Это формальное описание осуществляется с помощью регулярных выражений, построенных в алфавите $\Omega = V_T \cup V_N$ и задающих язык $L(G)$ как бесконечное множество цепочек. Для этого по системе продукций порождающей грамматики $G = < V_T, V_N, \delta, P >$ строится система уравнений, задающая язык $L(G)$. При этом каждому нетерминальному символу $\Psi_i \in V_N$, $i = \overline{1,4}$ ставится в соответствие уравнение [1,2] $\Psi_i := f_i(\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4)$, где $f_i(\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4) = Z_{i1} \cup Z_{i2} \cup \ldots \cup Z_{ik_i}$;

Z_{ij} – правые части продукций $(\Psi_i \to Z_{ij}) \in P$.

Тогда грамматике G будет соответствовать система уравнений U_G:

$$U_G = \begin{cases} \Psi_1 := f_1(\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4) = a_1\Psi_2 \cup a_3\Psi_2 \cup a_4\Psi_2 \cup a_2 \cup a_5 \cup a_6; \\ \Psi_2 := f_2(\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4) = a_1\Psi_2 \cup a_4\Psi_3 \cup a_2\Psi_4 \cup a_3\Psi_2 \cup a_2 \cup \\ \cup a_5 \cup a_6; \\ \Psi_3 := f_3(\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4) = a_1\Psi_3 \cup a_2 \cup a_5 \cup a_6; \\ \Psi_4 := f_4(\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4) = a_7\Psi_2 \cup a_8\Psi_2; \end{cases}$$

В [1] доказана теорема, что язык L тогда и только тогда контекстно-свободный, когда существует система уравнений, имеющая минимальное решение. Построим регулярное выражение в алфавите $\{a_1, a_2, a_3, a_4, a_5, a_6, a_7, a_8, a_9, a_{10}, a_{11}\}$, задающее язык $L(G)$, порождаемый грамматикой $G = < V_T, V_N, \delta, P >$. С этой целью перепишем систему уравнений U_G в следующем виде:

$$U_G{}' = \begin{cases} \Psi_1 ::= a_1\Psi_2 + a_3\Psi_2 + a_4\Psi_2 + a_2 + a_5 + a_6; \\ \Psi_2 ::= a_1\Psi_2 + a_4\Psi_3 + a_2\Psi_4 + a_3\Psi_2 + a_2 + a_5 + a_6; \\ \Psi_3 ::= a_1\Psi_3 + a_2 + a_5 + a_6; \\ \Psi_4 ::= a_7\Psi_2 + a_8\Psi_2; \end{cases}$$

Полученную систему обозначим $U_G{}'$. Система $U_G{}'$ образована из системы U_G путём замены знака "$\cup$" на знак "+" . Систему $U_G{}'$ решим методом исключения неизвестных.

Уравнение $\Psi_3 := a_1\Psi_3 \cup a_2 \cup a_5 \cup a_6$ является каноническим линейным уравнением, имеющим решение [1,2] $\Psi_3 = a_1{}^*(a_2 + a_5 + a_6)$, где $a_1{}^*$ – итерация языка a_1 (звёздочка Клини). Тогда уравнение для Ψ_2 будет иметь вид:

$$\Psi_2 = (a_1 + a_3 + a_2a_7 + a_2a_8)\Psi_2 + a_4a_1{}^*(a_2 + a_5 + a_6) + a_2 + a_5 + a_6.$$

Решение этого уравнения записывается следующим образом:

$$\Psi_2 = (a_1 + a_3 + a_2a_7 + a_2a_8)^*(a_4a_1{}^*(a_2 + a_5 + a_6) + a_2 + a_5 + a_6).$$

Регулярное выражение для языка, соответствующего аксиоме Ψ_1, имеет вид:

$$\Psi_1 = a_1(a_1 + a_3 + a_2a_7 + a_2a_8)^*(a_4a_1{}^*(a_2 + a_5 + a_6) + a_2 + a_5 + a_6) +$$
$$+ a_3(a_1 + a_3 + a_2a_7 + a_2a_8)^*(a_4a_1{}^*(a_2 + a_5 + a_6) + a_2 + a_5 + a_6) +$$
$$a_4(a_1 + a_3 + a_2a_7 + a_2a_8)^*(a_4a_1{}^*(a_2 + a_5 + a_6) + a_2 + a_5 + a_6) +$$
$$a_2 + a_5 + a_6.$$

По этим регулярным выражениям может быть построено множество термов языка $L(G)$. Формальное описание языка $L(G)$ позволило решить алгоритмическую проблему его задания. В статье предложен алгоритм порождения слов языка $L(G)$ по системе уравнений U_G, соответствующей грамматике G. Рассмотрим этот алгоритм.

Шаг 1. Определение значений функций $f_i(\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4) = f_i(\varnothing, \varnothing, \varnothing, \varnothing)$ на нулевом наборе $\widetilde{\varnothing} = (\varnothing, \varnothing, \varnothing, \varnothing)$, т.е. когда все $\Psi_i = \varnothing$. Совокупность значений функций $f_i(\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3, \Psi_4)$ на наборе $\widetilde{\varnothing} = (\varnothing, \varnothing, \varnothing, \varnothing)$ обозначим $\widetilde{a}^0 = (a_1^0, a_2^0, a_3^0, a_4^0)$. В этом случае функции принимают следующие значения: $a_1^0 = a_2 \cup a_5 \cup a_6$; $a_2^0 = a_2 \cup a_5 \cup a_6$; $a_3^0 = a_2 \cup a_5 \cup a_6$; $a_4^0 = \varnothing$.

Шаг 2. Определение значений функций на наборе $\widetilde{a}^0 = (a_1^0, a_2^0, a_3^0, a_4^0)$: $a_1^1 = f_1(\widetilde{a}^0)$, $a_2^1 = f_2(\widetilde{a}^0)$, $a_3^1 = f_3(\widetilde{a}^0)$, $a_4^1 = f_4(\widetilde{a}^0)$. Эти значения представляют собой следующие цепочки (слова):

$$a_1^1 = a_1(a_2 \cup a_5 \cup a_6) \cup a_3(a_2 \cup a_5 \cup a_6) \cup a_4(a_2 \cup a_5 \cup a_6) \cup a_2 \cup a_5 \cup a_6;$$
$$a_2^1 = a_1(a_2 \cup a_5 \cup a_6) \cup a_4(a_2 \cup a_5 \cup a_6) \cup a_3(a_2 \cup a_5 \cup a_6) \cup a_2 \cup a_5 \cup a_6;$$
$$a_3^1 = a_1(a_2 \cup a_5 \cup a_6) \cup a_2 \cup a_5 \cup a_6;\; a_4^1 = a_7(a_2 \cup a_5 \cup a_6) \cup a_8(a_2 \cup a_5 \cup a_6).$$

Шаг 3. Повторить с шага 2.

Рекурсивно продолжая процесс порождения цепочек (слов) с помощью системы уравнений U_G, получим $\widetilde{a}^k = (a_1^k, a_2^k, a_3^k, a_4^k)$, где $a_1^k = f_1(\widetilde{a}^{k-1})$, $a_2^k = f_2(\widetilde{a}^{k-1})$, $a_3^k = f_3(\widetilde{a}^{k-1})$, $a_4^k = f_4(\widetilde{a}^{k-1})$. Набор $a_i^\infty = \bigcup_{k=0}^{\infty} a_i^k$ будет решением системы уравнений U_G, где a_i^k – язык, соответствующий переменной Ψ_i, $i = \overline{1,4}$. Языком, порождённым системой уравнений U_G, будет язык a_1^∞, соответствующий аксиоме $\Psi_1 = \delta$.

Набор $\tilde{a}^{\infty} = (a_1^{\infty}, a_2^{\infty}, a_3^{\infty}, a_4^{\infty})$ является минимальным решением системы уравнений U_G. Если $L = (L_1, L_2, L_3, L_4)$ – произвольное решение системы уравнений U_G, то $a_1^{\infty} = L_1$, $a_2^{\infty} = L_2$, $a_3 = L_3$, $a_4^{\infty} = L_4$.

Предложенный алгоритм порождения термов лингвистической переменной может быть использован при моделировании бюджетных потоков системы поддержки принятия решений при управлении бюджетом.

Выводы.

1. Предложен лингвистический подход к моделированию бюджетных потоков финансового управления, позволяющий обрабатывать на ЭВМ качественные характеристики бюджета.
2. Построено синтаксическое правило лингвистических переменных в виде контекстно-свободной грамматики, позволяющей порождать простые и составные термы, характеризующие с качественной точки зрения бюджетные потоки.
3. Построена система уравнений, задающая язык, порождаемый предложенной грамматикой.
4. Получено решение построенной системы уравнений в виде регулярных выражений в заданном алфавите, позволяющих строить бесконечное множество слов языка.
5. Разработан алгоритм, осуществляющий рекурсивное порождение слов языка в соответствии с полученными регулярными выражениями.

Список литературы

1. Глушков В.М., Цейтлин Г.Е., Ющенко Е.Л. Алгебра. Языки. Программирование. – К.: Наук. думка, 1978. – 317 с.
2. Люис Ф., Розенкранц Д., Стирнз Р. Теоретические основы проектирования компиляторов. – М.: Мир, 1979. – 654 с.

TAX SHARED DISTRIBUTION MODEL IN THE SYSTEM OF SOPPORTING OF DECISION MAKINGS ON INTERBUGET REGULATION MANAGEMENT

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

South Russian State Technical University (NPI), Novocherkassk

e-mail: el_strel@mail.ru

The article suggest a formal description of the attribute characteristics of the budget flows on the basis on the linguistic approach within the bounds of which the context-sensitive grammar is build to generate values of the linguistic variable.

Key words: a budget, a linguistic variable, formal grammar, a syntactical rule, regular expressions.