

Е.А. Титенко, Т.М. Белова, Л.А. Лисицин, И.И. Пузанов, А.А. Положенцев

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ И СХЕМА УПРАВЛЕНИЯ ПРОДУКЦИЯМИ
ДЛЯ РЕАЛИЗАЦИИ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ВЫЧИСЛЕНИЙ

Актуальность. Эффективные математические модели организации параллельных вычислений используют принципы одновременного выполнения правил над независимыми фрагментами данных, а также методы обработки символической информации как объединяющей категории для различных типов данных. Продукционные системы в нотации А.А. Маркова (мл.) имеют необходимый потенциал для создания таких моделей, но стандартная схема управления в них является последовательной, что ограничивает применение таких продукционных систем в прикладных задачах. В связи с этим актуальной является задача синтеза модифицированных продукционных систем и схем управления в них, направленных на распараллеливание вычислительного процесса обработки символической информации. **Целью исследования** является уменьшение времени работы модифицированной продукционной модели за счет двунаправленной обработки цепочек символов. **Метод решения** основан на применении принципов двунаправленного грамматического разбора из теории синтаксического анализа, компиляции в алгоритмических продукционных системах и состоит в модификации стандартной схемы продукционных вычислений А.А. Маркова. Это достигается введением продукций с однократным срабатыванием, двунаправленным доступом к обрабатываемой строке, декомпозицией исходной системы на секции, введением набора охранных условий для разрешения конфликтов. Продукционная модель реализована для типовых задач символической обработки: разметка слова и обращения слова. **Результаты.** Разработана структура модифицированной продукционной системы, преодолевающая ограничение стандартной схемы А.А. Маркова – последовательный характер вычислений. В результате проведенного исследования была создана формальная модель последовательно-параллельной обработки слов, разработана модифицированная схема управления и показана корректность вычислений. Моделирование на типовых задачах показало уменьшение времени обработки слов практически в 2 раза, что было достигнуто, в том числе, за счет исключения обязательного возврата на первую продукцию в схеме управления и агрегации продукций в секции. **Заключение.** Проведенное исследование подтвердило возможность и эффективность трансформации последовательных продукционных систем А.А. Маркова в последовательно-параллельные продукционные модели с выдачей корректного результата. Перспективная область применения – методы и программно-аппаратные средства в однородных вычислительных системах для высокопроизводительной обработки символической информации.

Продукционная система; челнок; двунаправленная обработка; символическая информация; продукция; конфликт данных.

E.A. Titenko, T.M. Belova, L.A. Lisitsin, I.I. Puzanov, A.A. Polozhenyev

A MATHEMATICAL MODEL AND PRODUCT MANAGEMENT SCHEME
FOR IMPLEMENTING PARALLEL PRODUCT COMPUTING

Relevance. Effective mathematical models for organizing parallel computing utilize principles of simultaneous rule execution on independent data fragments, as well as methods for processing symbolic information as a unifying category for various data types. Production systems in A.A. Markov Jr.'s notation offer the necessary potential for creating such models, but their standard control scheme is sequential, limiting their application in applied problems. Therefore, synthesizing modified production systems and their control schemes aimed at parallelizing the computational process of processing symbolic information is a pressing issue. **The goal** of this study is to reduce the execution time of a modified production model through bidirectional processing of symbol strings. **The solution method** is based on the application of principles of bidirectional grammatical parsing from the theory of syntactic analysis and compilation in algorithmic production systems and consists of modifying A.A. Markov's standard production computation scheme. This is achieved by introducing single-shot productions, bidirectional access to the string being processed, decomposing the original system into sections, and introducing a set of guard conditions for conflict resolution. The production model is implemented for typical symbolic processing tasks: word tagging and word reversal. **Results.** The structure of a modified production system was developed that overcomes the limitation of A.A. Markov's standard scheme—the sequential nature of computations. As a result of the study, a formal model of serial-parallel processing was created, a new control scheme was developed, and the correctness of the computations was demonstrated. Simulation on typical tasks showed a reduction in word processing time by almost half, achieved, in part, by eliminating the

mandatory return to the first production in the control scheme and aggregating productions into sections.
Conclusion. *The study confirmed the feasibility and effectiveness of transforming A.A. Markov's sequential production systems into serial-parallel production models that produce correct results. A promising area of application is methods and software and hardware in homogeneous computing systems for high-performance processing of symbolic information.*

Production system; shuttle; bidirectional processing; symbolic data; production; data conflict.

Введение. Создание математических моделей параллельных вычислений для вычислительных систем (ВС) и их элементов представляет один из значимых путей повышения производительности их работы, особенно при решении задач со сложноорганизованными данными и нерегулярной структурной организацией, задач искусственного интеллекта (ИИ) [1], задач глобальной оптимизации [2], адаптивного управления [3] и др. Известно, что традиционная (фон-неймановская) модель вычислений и архитектуры ВС [4, 5], базирующаяся на этой модели, в том числе суперЭВМ, кластерные ВС и др., характеризуются падением производительности при масштабировании системы в силу значительного роста накладных расходов на организацию параллельных вычислений. Возникающий разрыв между традиционными моделями параллельных вычислений (сети Петри, модели с общей памятью, модели с распределенной памятью и др.) и архитектурами ВС не позволяет эффективно решать прикладные задачи большой размерности, особенно проблемно-поискового, переборного характера.

По мнению ведущих ученых в области создания высокопроизводительных ВС и интеллектуальных систем (Luger D.F., Klein W.B., Garty M., Johnson D., Воеводин В.В., Воеводин Вл.В., Каляев И.А., Левин И.И., Курейчик В.В., Гайдук А.Р., Бурцев В.С., Стемповский А.Л., Огнев И.В., Страбыкин Д.А., Махортов С.Д., Жданов А.А., Рыбина Г.В., Сафронова Е.А., Борисов А.В. и др.) модели символьных вычислений имеют собственный потенциал для организации параллельных вычислительных действий [4]. Они используют для обработки данные в высшей форме агрегации – символьные, реляционные и др. данные, что позволяет с единых позиций вести как числовую, так и символьную (строковую) обработку наборов данных.

Современный научно-технический прогресс делает акцент в высокопроизводительных вычислениях на задачи генерации кодовых последовательностей, параллельного вывода в динамических экспертных системах, задачи структурного распознавания образов [6], комбинаторные поисковые задачи, в том числе символьной комбинаторики [7], задачи интеллектуального анализа многомерных данных, машинного обучения и понимания текста, задачи дискретной оптимизации, генерации и оценки символьных структур с заданными свойствами [8], информационно-поисковые задачи, задачи сортировки, сравнения, ранжирования данных [9, 10] др. Для класса таких задач существенная доля вычислений приходится на операции сравнения по образцу, модификации данных, структурного преобразования наборов данных.

Аппарат продукционных систем (ПС) имеет необходимые условия для эффективного решения такого класса задач. Как известно, продукционные системы (алгоритмического или исчислительного типа) осуществляют обработку данных на основе вычислительной схемы «условие → действие» [11, 12]. С точки зрения организации вычислений ПС имеют следующие особенности:

- ◆ однородность состава правил;
- ◆ потенциальный параллелизм правил;
- ◆ структурная наращиваемость;
- ◆ гибкие управляющие схемы;
- ◆ минимальный унифицированный набор базовых операций.

В работе выбран и развивается аппарат алгоритмических продукционных систем А.А. Маркова [13]. Созданная А.А. Марковым теория алгорифмов, а также фундаментальные исследования в области конструктивной математики и логики послужили основой для применения алгоритмических продукционных систем в решении множества исследовательских и прикладных задач обработки символьной информации, в том числе

обработки знаний [1]. Важнейшая особенность продукционных алгоритмов А.А. Маркова – равносильность таким признанным абстрактным системам как продукционная система Э. Поста, рекурсивные функции А. Чёрча, машина А. Тьюринга, алгоритмические комплексы А.Н. Колмогорова и др. [14, 15]. Данные абстрактные системы задают *любой* вычислительный процесс, но их отличает преимущественно последовательная схема управления, что не позволяет реализовывать эффективные по времени вычислительные процессы, в том числе последовательно-параллельные алгоритмы.

В связи с этим актуальными являются вопросы создания продукционных моделей, а также схем управления продукциями для повышения временной эффективности работы ПС.

Постановка задачи. Объектами обработки ПС являются конечные дискретные объекты, построенные из букв рабочего алфавита по определенным правилам, в виде цепочек символов (слов) [16]. Слово – это одномерный дискретный объект, формируемый в рабочем алфавите A мощностью w букв (символов) на основе следующего набора правил конкатенации:

- а) $S = S \circ \xi_1$ – правая конкатенация;
- б) $S = \xi_2 \circ S$ – левая конкатенация;
- в) $S = \xi_2 \circ S \circ \xi_1$ – двойная конкатенация.

где $\circ$ – операция конкатенации, ξ_1, ξ_2 – алфавитные переменные ($\xi_1 \in A, \xi_2 \in A$), S – начало индукции (например, пустое слово λ) [9].

Тогда слово S длиной l символов, порожаемое правилами конкатенации, имеет следующую структуру

$$S = \lambda \circ \xi_1 \circ \xi_2 \circ \dots \xi_i \circ \dots \xi_{l-1} \circ \xi_l \circ \lambda = \xi_1 \xi_2 \dots \xi_i \dots \xi_{l-1} \xi_l. \quad (1)$$

Особенность указанных правил конкатенации заключается в том, что они позволяют детализировать структуру порожаемого слова S как конкатенацию трех частей: собственного префикса слова S_{pref} , тела S_{body} и собственного суффикса слова S_{suff} ,

$$S = S_{pref} \circ S_{body} \circ S_{suff} = S_{pref} S_{body} S_{suff}. \quad (2)$$

Продукция – это математическое выражение вида

$$O \rightarrow P, \quad (3)$$

где O – левая часть (образец, шаблон); P – правая часть (подстановка, модификатор).

В записи продукции присутствует метасимвол « $\rightarrow$ ». Он обозначает направление обработки левой и правой частей продукции и порядок выполнения базовых операций: поиск по образцу и модификация слова [13].

Эти операции поиска и модификации можно представить в виде логической схемы

$$\frac{S = S_{pref} \circ O \circ S_{suff}, O \rightarrow P}{S = S_{pref} \circ P \circ S_{suff}}. \quad (4)$$

Сама алгоритмическая система А.А. Маркова представляется линейным списком из f продукций вида (3), заданных в алфавите A

$$\mathfrak{P}: \left\{ \begin{array}{l} O_1 \rightarrow P_1 \\ \dots \\ O_i \rightarrow P_i \\ \dots \\ O_f \rightarrow P_f \end{array} \right. \quad (5)$$

Согласно А. А. Маркову стандартная схема управления продукциями имеет последовательно-возвратный вид [13]. В ней на каждом шаге работы активной является единственная продукция из списка (5), после срабатывания, которой осуществляется *обязательный* возвратный переход на первую продукцию в списке (5).

Циклические возвраты с i -й продукции на первую продукцию в схеме $\mathfrak{Z}$ необходимы для организации вычислительных процессов, но служат источником избыточных временных затрат. Действительно, линейная последовательность k сработавших продукций вида $\{i_1, i_2, \dots, i_k\}$ имеет детализированный состав

$$\{(1 \dots i_1 - 1), i_1, (1 \dots i_2 - 1), i_2, \dots, (1 \dots i_k - 1), i_k\}. \quad (6)$$

В (6) в круглых скобках показаны упорядоченные наборы проверяемых, но не сработавших продукций, так как их образцы не были найдены в структуре слова S [13].

В связи с этим необходима такая эквивалентная схема $\mathfrak{Z}^*$, которая имеет сокращенное число обязательных возвратов и возможность параллельного выполнения набора продукций, что приводит к уменьшению времени T работы алгоритмической ПС

$$T(\mathfrak{Z}^*(O_1 \rightarrow P_1, O_2 \rightarrow P_2, \dots, O_f \rightarrow P_f)) \rightarrow \min. \quad (7)$$

Методы решения. Как известно, стандартная схема управления алгоритмической ПС по А.А. Маркову [13] содержит:

- ♦ стартовую продукцию (продукция с пустым образцом);
- ♦ рабочие (текущие) продукции;
- ♦ заключительную продукцию.

Кроме букв алфавита продукции в левых или правых частях могут содержать челноки или алфавитные (символьные) переменные. Эти специальные символы указывают на продукцию в составе $\mathfrak{Z}$ и на локальную область обработки в слове S , что упорядочивает проверочно-вычислительные шаги.

Для алгоритмических ПС по А.А. Маркову стандартная схема управления продукциями приведена на рис. 1, где 1/0 – обозначают переходы при срабатывании или несрабатывании продукций. Продукционная обработка завешается, если ни одна из продукций вида (3) не применима к обрабатываемому слову, т.е. после n отрицательных проверок вхождения образца в слово. Кроме того, возможен досрочный выход из стандартной схемы управления в алгоритмической ПС. Он реализуется так называемой заключительной продукцией, срабатывание которой принудительно завершает вычислительный процесс в любой позиции схемы (5).

В целом, данные особенности приводят к избыточным временным затратам работы алгоритмической ПС.

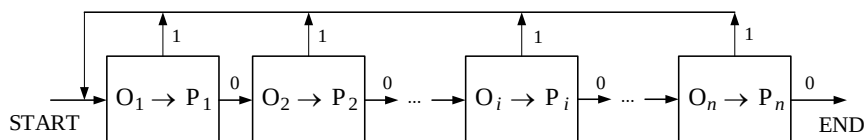


Рис. 1. Стандартная схема передачи управления по А.А. Маркову

Для уменьшения времени работы ПС предлагаются следующие структурные приемы:

- ♦ ввести в состав $\mathfrak{Z}^*$ тип продукции с однократным срабатыванием;
- ♦ считать слово S конструктивным объектом, имеющим 2 стартовых (начальных) символа с возможностью введения двух челноков и одновременной двунаправленной обработки;
- ♦ агрегировать продукции в смысловые секции и управлять в схеме не продуктами, а секциями;
- ♦ разграничить фазы (этапы) вычислительного процесса и допускать параллельное выполнение продукций в составе секций.

Первый структурный прием состоит во введении третьего типа продукций вида

$$O \rightarrow *P. \quad (8)$$

Продукция с однократным срабатыванием (8) безальтернативно передает управление на следующую продукцию, что характерно для классических процедурных арифметико-логических вычислений. Это введение позволяет расположить стартовую продук-

ционную секцию непосредственно в начале схемы $\mathfrak{F}^+$ ПС, тогда как для ПС со стандартной схемой управления характерно расположение стартовых продукций в конечной части схемы (5) для присоединения челноков в начало слова S [13].

Второй структурный прием основан на переносе принципа двунаправленной обработки цепочек символов из теории синтаксического анализа и методов грамматического разбора [17, 18]. Данные методы направлены на грамматический разбор и установление соответствия анализируемой цепочки (записи программы в нотации (Бэкуса-Наура) синтаксису языка программирования. В этом случае попеременно или параллельно реализуются два вычислительных процесса грамматического разбора анализируемой цепочки с ее двух сторон на основе правил грамматики.

Действительно, в соответствии с первыми двумя базовыми правилами конкатенации в слове S допускаются 2 стартовых символа. Слово S будет по-прежнему считаться конструктивным объектом, над которым заданы два параллельных вычислительных процесса, основанных на встречном продвижении двух челноков.

В соответствии с двумя структурными приемами стартовые продукции будут иметь вид

$$\lambda \rightarrow * \alpha, \beta * \leftarrow \lambda, \quad (9)$$

где α, β – челноки, вводимые в слово S слева и справа соответственно.

Однократное срабатывание продукций (9) приводит к преобразованию слова S к виду $S = \alpha \xi_1 \xi_2 \dots \xi_i \dots \xi_{l-1} \xi_l \beta$ и дальнейшим параллельным встречным процессам символьных преобразований с помощью челноков α, β .

Корректность организации 2-х встречных параллельных процессов обеспечивается контролем расстояния сближения двух челноков. Два встречных параллельных процесса являются независимыми до тех пор, пока челночки α, β не станут конфликтовать между собой за общие символы слова S . Устранение конфликта основано на синтезе специального охранного условия, обнаруживающего сближение челноков α, β .

Третий и четвертый структурные приемы состоят в укрупнении базового объекта ПС и исключении обязательного возвратного цикла на первую продукцию в составе $\mathfrak{F}^+$ за счет контроля проверки и разграничения фаз вычислительных процессов на основе алгебры продукций. При отсутствии зависимостей по данным между продукциями каждая фаза вычислений является обособленной, что позволяет передавать управление на продукцию в пределах секции или на следующую секцию.

Введенные структурные приемы позволили получить модифицированную схему управления (рис. 2). Новизна модифицированной схемы управления состоит в сокращении количества возвратных переходов за счет агрегации продукций в секции и осуществлении «ближних» переходов между секциями.

Далее рассматриваются две модифицированные схемы ПС:

- ♦ модифицированная схема с одновременным встречным движением двух челноков (модификация 1);
- ♦ модифицированная схема с одновременным встречным продвижением двух челноков с текущими буквами (модификация 2).

Модификация-1 ПС с параллельной рабочей секцией со встречным движением двух челноков

$$\left\{ \begin{array}{l} \lambda \rightarrow * \alpha \\ \beta * \leftarrow \lambda \\ \left\| \begin{array}{l} \alpha \xi_i \rightarrow \xi_i \alpha \\ \beta \xi_j \leftarrow \xi_j \beta \end{array} \right\| (\alpha \dots \beta) \leq h \\ \alpha \beta \rightarrow \bullet \lambda \\ \alpha \xi_i \beta \rightarrow \bullet \xi_i \end{array} \right. \quad (10)$$

Первая и вторая продукций являются стартовыми, они отвечают за фазу разметки первого и последнего символов обрабатываемого слова S челноками α (слева) и β (справа). Данные правила срабатывают один раз.

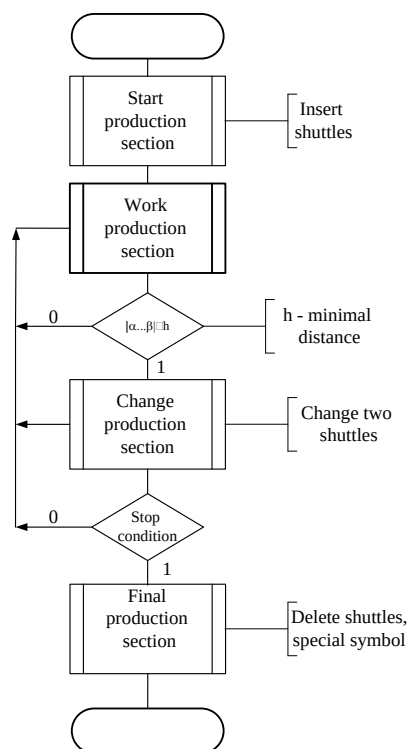


Рис. 2. Модифицированная схема управления ПС

Третья и четвертая продукция представляют собой рабочую секцию, в которой параллельно исполняются 2 продукции. Они отвечают за фазу продвижения, анализа (поиск вхождения) и обработку локальных групп символов, ассоциированных с челноками α и β . Поскольку челноки распределены по длине слова S , то продукции рабочей секции являются независимыми между собой. Следовательно, возможно их одновременное применение с передачей управления в пределах рабочей секции. При каждом срабатывании 2-х продукций из рабочей секции челноки продвигаются навстречу другу. Параллельная обработка разнесенных групп символов выполняется за несколько итераций, количество которых определяется длиной слова S и его свойством быть четным или нечетным по длине n .

При этом слово S выступает общим информационным ресурсом. Поэтому одновременная работа продукций рабочей секции потенциально ведет к возникновению конфликта при сближении челноков на минимальное расстояние h , не позволяющее детерминировано применить рабочие продукции. В зависимости от свойства четности/нечетности длины слова S минимальное расстояние h составляет 1 или 2 символа соответственно. Параллельная работа продукций из рабочей секции предваряется проверкой охранного условия вида

$$(|\alpha...\beta|) \leq h, \quad (11)$$

где h – минимальное расстояние между челноками α и β .

Вводимое охранное условие с проверкой минимального расстояния h , позволяет обнаружить конфликтные ситуации и среагировать на них, например, передать управление с рабочей секции на следующие продукции в модифицированной ПС.

Пятая и шестая продукции являются заключительными. Они прекращают обработку слова S при достижении челноками α и β середины слова S .

Модификация-1 ПС реализует два встречных процесса обхода символов слова с элементарным продвижением челноков и потенциальной обработкой символов слова S . Челноки α и β встречаются в середине слова, что служит индикатором прекращения работы.

Модификация-2 ПС с параллельной рабочей секцией при встречном продвижении челноков вместе с символами слова S имеет вид:

$$\left\{ \begin{array}{l} \lambda \rightarrow * \alpha \\ \beta^* \leftarrow \lambda \\ \left\| \begin{array}{l} \alpha \xi_i \xi_j \rightarrow \xi_j \alpha \xi_i \\ \xi_i \beta \xi_k \leftarrow \xi_k \xi_i \beta \end{array} \right\| (\alpha \dots \beta) = h \\ \alpha \xi_i \xi_j \beta \rightarrow \xi_j \beta \alpha \xi_i \\ \alpha \xi_i \xi_k \xi_j \beta \rightarrow \xi_j \beta \xi_k \alpha \xi_i \\ \beta \xi_i \mid \xi_i \alpha \rightarrow \bullet \xi_i \mid \xi_i \end{array} \right. \quad (12)$$

Первая и вторая продукции являются стартовыми, они также отвечают за фазу разметки граничных символов слова S .

Третья и четвертая продукция представляют собой рабочую секцию, в которой параллельно выполняются 2 продукции. Они отвечают за фазу продвижения вместе с челноками α и β двух символов слова S , при этом встречное перемещение символов должно пройти через все слово S . Значит, количество итераций рабочей секции пропорционально длине n самого слова. Поскольку челноки α и β распределены по длине слова S , то возможно их одновременное движение с передачей управления в пределах рабочей секции. В общем случае, рабочая секция выполняется $n/2$ раз, тогда как в традиционной схеме управления количество обходов по слову S равно n .

Одновременная работа продукций рабочей секции также потенциально ведет к возникновению конфликта при сближении челноков на минимальное расстояние h . В зависимости от свойства четности/нечетности длины слова S минимальное расстояние h составляет 2 или 3 символа соответственно, так как длина условий в продукциях рабочей секции равна 3 символам.

Соответственно параллельная работа продукций из рабочей секции также предваряется охранной проверкой вида

$$(|\alpha \dots \beta|) \leq h. \quad (13)$$

Пятая и шестая продукции составляют обменную секцию, необходимую для разрешения (снятия) конфликтной ситуации при минимальном расстоянии между челноками.

Седьмая продукция является заключительной, она имеет составной образец и прекращает обработку слова S при достижении челноками границ слова.

Таким образом, преимущество двух модифицированных схем ПС – уменьшенное время обхода символов слова S за счет параллельного движения двух челноков и реализации двух самостоятельных процессов от границ слова.

Разрешение конфликта в обеих модификациях ПС основывается на алгебре продукций, трактующей части продукций как отдельные конструктивные объекты, над которыми выполняются операции пересечения и объединения, дополнения строк [19]. Разрешение конфликта осуществляется за счет продукций, имеющих в проверочной части расширенную группу символов вместе челноками. Само разрешение конфликта сводится к взаимному обмену местами челноков вместе с прикрепленными к ним символами, что позволяет далее перейти на рабочую секцию и продолжить вычисления.

Для модификации-1 ПС конфликт проявляется сближением челноков α , β на минимальное расстояние, кратное длине образца рабочей продукции, что не позволяет корректно завершить вычисления (рис. 3).

Нижняя строка в схемах (рис. 3) показывает структуру конфликтных слов – охранных условий, при обнаружении которых дальнейшая работа рабочей секции не выполняется. Вместо этого выполняется шаг обмена челноков своими позициями, что моделирует 1 шаг одновременного срабатывания рабочих продукций.

Для модификации-2 ПС конфликт также проявляется при сближении челноков α , β на минимальное расстояние, кратное длине образца рабочей продукции (рис. 4).

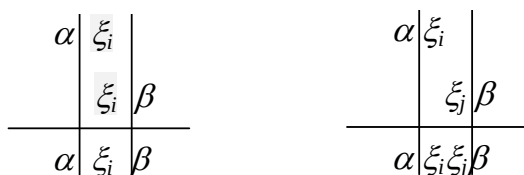


Рис. 3. Схемы выявления конфликта для модификации-1

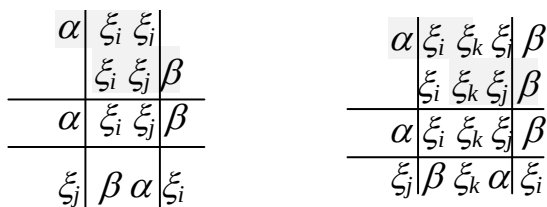


Рис. 4. Схемы разрешения конфликта для модификации-2 ПС

Две нижние строки (рис. 4), отделенные горизонтальными линиями представляют собой запись обменной продукции: верхняя строка – это охранный условный по минимальному расстоянию между челноками (образец), нижняя строка описывает взаимный обмен челноками с прикрепленными к ним символами.

Таким образом, созданы модель и схема управления алгоритмическими продукционными системами в нотации А.А. Маркова, основанные на переносе принципа двунаправленной обработки цепочек из теории синтаксического анализа, компиляции и грамматического разбора в алгоритмические продукционные вычисления. Созданные модель и схема управления отличаются возможностью реализации последовательно-параллельных процессов преобразования с помощью двух одновременно движущихся челноков, указывающих на независимые локальные фрагменты слов для их одновременной обработки с обеспечением корректности вычислений – контроле минимального расстояния между челноками.

Результаты и обсуждение. Для проверки эффективности созданных теоретических средств (модель, схема управления) рассматриваются типовые задачи обработки СИ [12, 13]:

- ♦ разметка слова;
- ♦ обращение слова.

Задача разметки заключается в «раскраске» маркерным символом всех букв слова. Данная задача решается за один проход по слову. Выполняется конкатенация заданного маркерного символа с каждой буквой слова, при этом порядок следования букв не изменяется.

Схематически работу алгоритма разметки можно описать

$$I(S = s_1 s_2 \dots s_j \dots s_n, +) = +s_1 + s_2 \dots + s_j \dots + s_n +, \quad (14)$$

где «+» – маркерный символ.

Алгоритм разметки с стандартной схемой управления А.А. Маркова имеет вид

$$\begin{cases} \alpha \xi \rightarrow \xi + \alpha & ; \text{work production} \\ \alpha \rightarrow \bullet + & ; \text{stop production} \\ \lambda \rightarrow + \alpha & ; \text{start production} \end{cases} \quad (15)$$

Данный алгоритм основан на введении слева в слово S челнока α и его побуквенном движении вправо с разметкой заданным символом «+».

Алгоритм имеет достаточно высокую эффективность, поскольку только первая и последняя буквы слова размечаются последней (стартовой) и второй (финальной) продукциями. Оставшиеся $n-2$ буквы слова S размечаются первой (рабочей) продукцией, т.е. без потерь времени на возвратные переходы. Тем не менее, срабатывания стартовой и заключительной продукций содержат холостые срабатывания.

Модификация ПС с двумя челноками состоит из 3-х секций (*start*, *work*, *final*) и имеет вид

$$\left\{ \begin{array}{l} \lambda \rightarrow * (+\alpha) \\ (\beta+)^* \leftarrow \lambda \\ \left\| \begin{array}{l} \alpha \xi_1 \rightarrow \xi_1 + \alpha \\ \beta + \xi_2 \leftarrow \xi_2 \beta \end{array} \right\| (\alpha \dots \beta) \leq 1 \\ + \alpha \beta \rightarrow \bullet \\ \alpha \xi \beta \rightarrow \bullet \xi \end{array} \right. \quad (16)$$

Первая (*start*) секция содержит 2 однократные продукции, которые последовательно размечают за 2 шага первую и последнюю буквы слова *S*. Далее управление передается на рабочую (*work*) секцию, в пределах которой осуществляется одновременное встречное движение челноков α, β и разметка двух букв одновременно на каждом шаге. За количество шагов равное $(n/2 - 2)$ осуществляется разметка оставшихся букв слова *S*. Если охранный условие $(\alpha \dots \beta) \leq 2$ выполняется, тогда управление передается на третью (*final*) секцию, которая завершает работу ПС. Третья секция состоит из двух продукции, завершающих разметку для слов четной или нечетной длины, и удаляет ставшие ненужными челноки из слова *S*.

В табл. 1, 2 показаны трассировки алгоритма разметки слова для $n=4, n=7$.

Таблица 1

Трассировка алгоритма разметки слова для $n=4$

Обрабатываемое слово <i>S</i>	Номер сработавшей продукции	Номер шага алгоритма	Примечание
$\xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4$		-	Исходное слово
$+ \alpha \xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4 \beta +$	1,2	1,2	Разметка челноками α, β
$+ \xi_1 + \alpha \xi_2 \xi_3 \beta + \xi_4 +$	3,4	3	Параллельная разметка
$+ \xi_1 + \xi_2 + \alpha \beta + \xi_3 + \xi_4 +$	3,4	4	Активация охранный условия
$+ \xi_1 + \xi_2 + \xi_1 + \xi_3 + \xi_4 +$	5	5	удаление челноков – результат

Таблица 2

Трассировка алгоритма разметки слова для $n=7$

Обрабатываемое слово <i>S</i>	Номер сработавшей продукции	Номер шага алгоритма	Примечание
$\xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7$		-	Исходное слово
$+ \alpha \xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7 \beta +$	1,2	1,2	Разметка челноками α, β
$+ \xi_1 + \alpha \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \beta + \xi_7 +$	3,4	3	Параллельная разметка
$+ \xi_1 + \xi_2 + \alpha \xi_3 \xi_4 \xi_5 \beta + \xi_6 + \xi_7 +$	3,4	4	Параллельная разметка
$+ \xi_1 + \xi_2 + \xi_3 + \alpha \xi_4 \beta + \xi_5 + \xi_6 + \xi_7 +$	3,4	5	Активация охранный условия
$+ \xi_1 + \xi_2 + \xi_3 + \xi_4 + \xi_5 + \xi_6 + \xi_7 +$	6	6	удаление челноков – результат

Задача обращения слова имеет следующую формулировку. Пусть в рабочем алфавите *A* задано слово *S* длиной *n* букв $S = \xi_1 \xi_2 \dots \xi_i \xi_{i+1} \dots \xi_n$, где $\xi_i \in A$ ($i=1-n$).

Результат работы алгоритма обращения I представляется как

$$I(S) = \tilde{S} = \xi_n \dots \xi_{i+1} \xi_i \dots \xi_2 \xi_1. \quad (17)$$

Обращение слова (строковая инверсия) осуществляется циклическими перемещениями текущей буквы вместе с челноком α вправо до конца слова. В процессе инверсии i -й символ меняет свою позицию на $(n-i-1)$ -ую позицию. Ядро алгоритма обращения $I(S) = \tilde{S}$ составляют 2 продукции

$$\begin{cases} \alpha \xi \eta \rightarrow \eta \alpha \xi \\ \lambda \rightarrow \alpha \end{cases}. \quad (18)$$

Вторая продукция – стартовая, она размечает граничный символ слова S . Продукция $\alpha \xi \eta \rightarrow \eta \alpha \xi$ выполняет движение вправо текущего символа ξ до конца слова и размечает его метасимволом α . Далее вторая продукция $\lambda \rightarrow \alpha$ повторно осуществляет левую конкатенацию челнока α к слову S . Тогда многократные применения этих текущих продукций приводят к инверсному расположению символов исходного слова.

Трассировка ядра алгоритма $I(S) = \tilde{S}$ для $n=4$ приведена в табл. 3.

Таблица 3

Трассировка ядра алгоритма обращения

Обрабатываемое слово S	Номер сработавшей продукции	Номер шага алгоритма	Примечание
$\xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4$	-	-	Исходное слово
$\alpha \xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4$	2	1	Этап движения вправо
$\xi_2 \alpha \xi_1 \xi_3 \xi_4$	1	2	
$\xi_2 \xi_3 \alpha \xi_1 \xi_4$	1	3	
$\xi_2 \xi_3 \xi_4 \alpha \xi_1$	1	4	Разметка ξ_1
$\alpha \xi_2 \xi_3 \xi_4 \alpha \xi_1$	2	5	Этап движения вправо
$\xi_3 \alpha \xi_2 \xi_4 \alpha \xi_1$	1	6	
$\xi_3 \xi_4 \alpha \xi_2 \alpha \xi_1$	1	7	Разметка ξ_2
$\alpha \xi_3 \xi_4 \alpha \xi_2 \alpha \xi_1$	2	8	Этап движения вправо
$\xi_4 \alpha \xi_3 \alpha \xi_2 \alpha \xi_1$	1	9	Разметка ξ_3
$\alpha \xi_4 \alpha \xi_3 \alpha \xi_2 \alpha \xi_1$	2	10	Этап движения вправо, разметка ξ_4
$\alpha \alpha \xi_4 \alpha \xi_3 \alpha \xi_2 \alpha \xi_1$	2	11	Результат
....			

В ходе решения на шаге 11 фактически формируется слово и инверсным порядком букв, но результат «зашумлен» метасимволами α , расположенными между буквами инверсного слова. Значит, необходима секция удаления метасимволов α .

Полный алгоритм обращения слова со стандартной схемой управления имеет вид

$$\begin{cases} \alpha \xi \eta \rightarrow \eta \alpha \xi \\ \alpha \alpha \rightarrow \beta \alpha \\ \beta \alpha \rightarrow \beta \\ \beta \xi \rightarrow \xi \beta \\ \beta \rightarrow \bullet \lambda \quad ; \text{stop production} \\ \lambda \rightarrow \alpha \quad ; \text{start production} \end{cases} \quad (19)$$

Между рабочей продукцией ($\alpha \xi \eta \rightarrow \eta \alpha \xi$) и стартовой продукцией размещены продукции для удаления метасимволов α с помощью вводимого челнока β .

Каждый проход челнока α , вводимого стартовой продукцией, связан с избыточными затратами времени на холостые срабатывания первых 5 продуктов, поэтому данный алгоритм не является эффективным по времени по количеству проходов по слову и по числу шагов внутри каждого прохода.

Модификация ПС с двумя челноками для обращения слова состоит из 4-х секций (*start, work, change, final sections*), расположенных друг за другом

$$\left\{ \begin{array}{l} \lambda \rightarrow * \alpha_1 \\ \beta_1^* \leftarrow \lambda \\ \left\| \begin{array}{l} \alpha \xi_i \xi_{i''} \rightarrow \xi_{i''} \alpha \xi_i \\ \xi_j \beta \xi_{j''} \leftarrow \xi_{j''} \xi_j \beta \end{array} \right\| (\alpha \dots \beta) \leq 3 \\ \alpha \xi_i \xi_j \beta \rightarrow \xi_j \beta \alpha \xi_i \\ \alpha \xi_i \xi_k \xi_j \beta \rightarrow \xi_j \beta \xi_i \alpha \xi_k \\ \alpha_w \rightarrow \beta_{w+1} \\ \beta_w \rightarrow \alpha_{w+1} \\ \beta \alpha \mid \beta \xi_i \alpha \rightarrow \bullet \lambda \end{array} \right. \quad (20)$$

Продукции рабочей секции параллельно срабатывают, при этом вхождение образцов подчиняется соотношениям ($i < i''$) и ($j > j''$). Охранное условие контролирует сближение двух челноков на расстояние конфликта и передает управление на следующую секцию – обменную (*change section*). Две первые продукции из *change section* осуществляют взаимный обмен челноками и принадлежащими им символами, что разрешает конфликт и позволяет продолжить работу ПС.

Две последние продукции из *change sections* моделируют обмен челноками для следующего прохода по слову S (с индексацией номера цикла обхода w). После их срабатывания выполняется переход на рабочую секцию – *work section*.

В табл. 4 и 5 показана трассировка работы модификации ПС обращения слова при $n=6$ и $n=9$. Серым цветом выделены обнаруживаемые охранным условием потенциальные конфликты данных.

Таблица 4

Трассировка модификации ПС обращения слова при $n=6$

Обрабатываемое слово S	Номер сработавшей продукции	Номер шага алгоритма	Примечание
$\xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6$	-	-	Исходное слово
$\alpha \xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \beta$	1,2	1,2	Разметка ξ_1, ξ_6 цикл обхода слова, $w=1$
$\xi_2 \alpha \xi_1 \xi_3 \xi_4 \xi_6 \beta \xi_5$	3,4	3	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_2 \xi_3 \alpha \xi_1 \xi_6 \beta \xi_4 \xi_5$	5	4	Охранное условие, обменная продукция
$\xi_2 \xi_3 \xi_6 \beta \alpha \xi_1 \xi_4 \xi_5$	3,4	5	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_2 \xi_6 \beta \xi_3 \xi_4 \alpha \xi_1 \xi_5$	3,4	6	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_6 \beta \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \alpha \xi_1$	7,8	7	Разметка ξ_2, ξ_5 , цикл обхода слова, $w=2$
↓ ↓			
$\xi_6 \alpha \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \beta \xi_1$	3,4	8	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_6 \xi_3 \alpha \xi_2 \xi_5 \beta \xi_4 \xi_1$	5	9	Охранное условие, обменная продукция

$\xi_6 \xi_3 \xi_5 \beta \alpha \xi_2 \xi_4 \xi_1$	3,4	10	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_6 \xi_5 \beta \xi_3 \xi_4 \alpha \xi_2 \xi_1$	7,8	11	Разметка ξ_3, ξ_4 , цикл обхода слова, $w=3$
↓ ↓			
$\xi_6 \xi_5 \alpha \xi_3 \xi_4 \beta \xi_2 \xi_1$	5	12	Охранное условие, обменная продукция
$\xi_6 \xi_5 \xi_4 \beta \alpha \xi_3 \xi_2 \xi_1$	9	13	Заключительная продукция
$\xi_6 \xi_5 \xi_3 \xi_4 \xi_2 \xi_1$	-	14	Результат

Таблица 5

Трассировка модификации ПС обращения слова при $n=9$

Обрабатываемое слово S	Номер сработавшей продукции	Номер шага алгоритма	Примечание
$\xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7 \xi_8 \xi_9$	-	-	Исходное слово
$\alpha \xi_1 \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7 \xi_8 \xi_9 \beta$	1,2	1,2	Разметка ξ_1, ξ_9 цикл обхода слова, $w=1$
$\xi_2 \alpha \xi_1 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7 \xi_9 \beta \xi_8$	3,4	3	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_2 \xi_3 \alpha \xi_1 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_9 \beta \xi_7 \xi_8$	3,4	4	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_2 \xi_3 \xi_4 \alpha \xi_1 \xi_5 \xi_9 \beta \xi_6 \xi_7 \xi_8$	6	5	Охранное условие, обменная продукция
$\xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_9 \beta \xi_5 \alpha \xi_1 \xi_6 \xi_7 \xi_8$	3,4	6	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_2 \xi_3 \xi_9 \beta \xi_4 \xi_5 \xi_6 \alpha \xi_1 \xi_7 \xi_8$	3,4	7	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_2 \xi_9 \beta \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7 \alpha \xi_1 \xi_8$	3,4	8	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_9 \beta \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7 \xi_8 \alpha \xi_1$	7,8	9	Разметка ξ_2, ξ_8 , цикл обхода слова, $w=2$
↓ ↓			
$\xi_9 \alpha \xi_2 \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7 \xi_8 \beta \xi_1$	3,4	8	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_9 \xi_3 \alpha \xi_2 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_8 \beta \xi_7 \xi_1$	3,4	10	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_9 \xi_3 \xi_4 \alpha \xi_2 \xi_5 \xi_8 \beta \xi_6 \xi_7 \xi_1$	6	11	Охранное условие, обменная продукция
$\xi_9 \xi_3 \xi_4 \xi_8 \beta \xi_5 \alpha \xi_2 \xi_6 \xi_7 \xi_1$	3,4	12	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_9 \xi_3 \xi_8 \beta \xi_4 \xi_5 \xi_6 \alpha \xi_2 \xi_7 \xi_1$	3,4	13	Параллельная работа рабочих продуктов
$\xi_9 \xi_8 \beta \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7 \alpha \xi_2 \xi_1$	7,8	14	Разметка ξ_3, ξ_7 , цикл обхода слова, $w=3$
↓ ↓			

$\xi_9 \xi_8 \alpha \xi_3 \xi_4 \xi_5 \xi_6 \xi_7 \beta \xi_2 \xi_1$	3,4	15	Параллельная работа рабочих продукций
$\xi_9 \xi_8 \xi_4 \alpha \xi_3 \xi_5 \xi_7 \beta \xi_6 \xi_2 \xi_1$	6	16	Охранное условие, обменная продукция
$\xi_9 \xi_8 \xi_4 \xi_7 \beta \xi_5 \alpha \xi_3 \xi_6 \xi_2 \xi_1$	3,4	17	Параллельная работа рабочих продукций
$\xi_9 \xi_8 \xi_7 \beta \xi_4 \xi_5 \xi_6 \alpha \xi_3 \xi_2 \xi_1$	7,8	18	Разметка ξ_4, ξ_6 , цикл обхода слова, $w=4$
↓ ↓			
$\xi_9 \xi_8 \xi_7 \alpha \xi_4 \xi_5 \xi_6 \beta \xi_3 \xi_2 \xi_1$	6	19	Охранное условие, обменная продукция
$\xi_9 \xi_8 \xi_7 \xi_6 \beta \xi_5 \alpha \xi_4 \xi_3 \xi_2 \xi_1$	9	20	Заключительная продукция
$\xi_9 \xi_8 \xi_7 \xi_6 \xi_5 \xi_4 \xi_3 \xi_2 \xi_1$	-	21	Результат

На рис. 6 показаны временные зависимости обращения слова стандартной и модифицированной ПС в зависимости от длины слова n . Моделирование показало уменьшение времени обработки слова практически в 2 раза, что подтверждает эффективность созданной математической модели и схемы управления производствами.

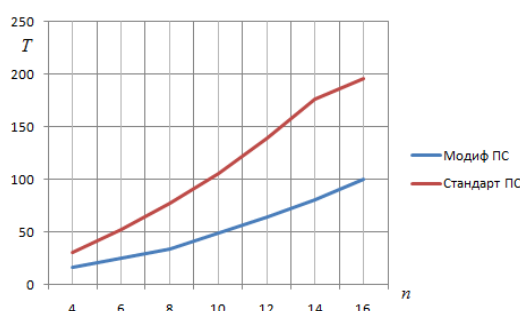


Рис. 6. Временные зависимости работы стандартной и модифицированной ПС для задачи обращения слова

Выводы. Созданы математическая модель и схема управления алгоритмической производственной системой, направленные на организацию последовательно-параллельных вычислений. Известные типы продукции в математической модели дополнены продуктами с однократным срабатыванием, введена двунаправленная обработка слова с помощью двух встречно движущихся челноков, указывающих на независимые локальные фрагменты слов для их параллельной обработки. Корректность вычислений основана на алгебре продукции и обеспечивается проверкой введенного охранного условия, проверяющего сближение двух челноков на минимальное расстояние, что обеспечивает разрешение конфликта по данным между параллельно выполняющимися продуктами. Введены оригинальные обменные продукты, позволяющие реализовать одновременную работу двух продуктов при минимальном расстоянии между двумя челноками.

Созданная схема управления, отличается объединением продукции в смысловые секции. Выделены последовательно располагаемые стартовая, рабочая, обменная и финальная секции. Вместо обязательного возвратного перехода в начало производственной системы переходы осуществляются внутри секции или на предыдущую секцию, что, в целом, обеспечивает уменьшение времени работы производственной модели.

Полученные теоретические конструкции (модифицированная математическая модель и схема управления производствами) позволяют получить и использовать параллельные вычислительные модели для высокопроизводительной обработки битовых потоков, работы баз знаний, параллельных кодовых преобразователей информации, в системах информационной безопасности, в информационно-аналитических и советующих системах, использующих символическую информацию как носитель данных и знаний о предметной области [1, 20–22].

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Финн В.К. Искусственный интеллект: Методология, применения, философия. – 2-е изд. испр. и доп. – М.: ЛЕНАНД, 2021. – 468 с.
2. Гергель В.П., Козинев Е.А. Параллельный подход для решения вычислительно сложных задач многокритериальной оптимизации // Информационный бюллетень Омского научно-образовательного центра ОмГТУ и ИМ СО РАН в области математики и информатики: Матер. X Международной молодежной научно-практической конференции с элементами научной школы. – Т. 4, № 1. – Омск: Омский государственный технический университет, 2020. – С. 21-26.
3. Жданов А.А. Автономный искусственный интеллект: монография. – М.: БИНОМ. Лаборатория знаний, 2024. – 360 с.
4. Воеводин В.В., Воеводин Вл.В. Параллельные вычисления. – М.: BHV, 2004. – 608 с.
5. Добрица В.П., Титенко Е.А., Халин Ю.А., Катыхин А.И. Модели представления и обработки знаний в информационно-аналитических системах: монография. – Курск: ЗАО «Университетская книга», 2023. – 172 с.
6. Рыбина Г.В. Архитектуры современных интеллектуальных систем: синергия кибернетики и символического искусственного интеллекта, инструментальные средства и технологии для разработки интеллектуальных систем // Нейрокомпьютеры: разработка, применение. – 2024. – Т. 26, № 4. – С. 69-82.
7. Решетников И.А. Комбинаторика слов, фактординамика и нормальные формы // Чебышевский сборник. – 2021. – С. 202-235.
8. Левин И.И. Интеллектуальные многопроцессорные системы. Опыт создания и применения // Приоритетные направления развития науки и образования в условиях формирования технологического суверенитета: Матер. международной научно-практической конференции. – Ростов-на-Дону: ДГТУ, 2024. – С. 246-255.
9. Левин И.И., Алексеев К.Н., Гуленок А.А. Преобразование простейших сортирующих сетей к нечетно-четной сети Батчера // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2024. – № 4 (240). – С. 50-63. – DOI 10.18522/2311-3103-2024-4-50-63.
10. Титенко Е.А., Талдыкин Е.В. Коммутационная модель параллельных сравнений элементов для производственных систем, управляемых потоком данных // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2020. – № 7 (217). – С. 19-34.
11. Гурин А.Г., Григорьев А.В. Сравнительный анализ методов повышения эффективности производственных систем для работы с большими данными // Проблемы искусственного интеллекта. – 2025. – № 4.
12. Судоплатов С.В., Овчинникова Е.В. Математическая логика и теория алгоритмов: учебник и практикум для вузов. – 5-е изд., стер. – М.: Изд-во Юрайт, 2026. – 207 с.
13. Марков А.А. Избранные труды. Т. 2: Теория алгоритмов и конструктивная математика, математическая логика, информатика и смежные вопросы. – М.: МЦНМО, 2007. – 650 с.
14. Малявко А.А. Формальные языки и компиляторы: учеб. пособие для вузов. – М.: Изд-во ЮРАЙТ, 2020. – 429 с.
15. Карлов Б.Н. О разрешимых и неразрешимых теориях языков // Вестник Тверского государственного университета. Серия: Прикладная математика. – 2024. – № 4. – С. 30-39.
16. Гашиков С.Б. Теория алгоритмов и вычислений. – СПб.: Лань, 2023. – 168 с.
17. Пентус А.Е., Пентус М.Р. Математическая теория формальных языков: учеб. пособие. – М.: ИНТУИТ, IPR Медиа, 2020.
18. Ляхова Е.Г., Сахаров Ю.А., Коваленко Н.Ю., Филичева О.С. Искусственный интеллект в языковом пространстве: монография / сост. Ю.А. Сахаров. – М.: ИП Воронцов М.Ю., 2025. – 152 с.
19. Титенко Е.А., Ватутин Э.И., Титенко М.А. [и др.]. Аппаратно-ориентированный метод ускоренного поиска вхождений образца на основе структурно-процедурных вычислений // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2024. – № 5 (241). – С. 68-78.
20. Пекунов В.В. Индукция правил трансформации естественно-языковой постановки задачи в смысловую модель порождения решающей программы // Программные системы и вычислительные методы. – 2020. – № 3. – С. 29-39.

21. Титенко Е.А., Ватутин Э.И., Чернецкая И.Е., Трокоз Д.А., Титенко М.А., Пузанов И.И. Мультиконвейерные каналные схемы для обработки унарных кодов в высокопроизводительных вычислительных системах // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. – 2025. – № 93. – С. 61-71.
22. Атакищев О.И., Грибулин В.Г., Ананьев В.Е., Титенко Е.А. Реконфигурационные метаграмматики для описания и моделирования многоэтапных комплексных атак // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2022. – № 5 (229). – С. 189-201.

REFERENCES

1. Finn V.K. *Iskusstvennyy intellekt: Metodologiya, primeneniya, filosofiya* [Artificial intelligence: Methodology, applications, and philosophy]. 2nd ed. corr. and add. Moscow: LENAND. 2021, 468 p.
2. Gergel' V.P., Kozinov E.A. *Parallelnyy podkhod dlya resheniya vychislitel'no slozhnykh zadach mnogokriterial'noy optimizatsii* [Parallel approach for solving computationally complex multicriteria optimization problems], *Informatsionnyy byulleten' Omskogo nauchno-obrazovatel'nogo tsentra OmGTU i IM SO RAN v oblasti matematiki i informatiki: Mater. X Mezhdunarodnoy molodezhnoy nauchno-prakticheskoy konferentsii s elementami nauchnoy shkoly* [Information Bulletin of the Omsk Scientific and Educational Center of OmskSTU and the Institute of Mathematics of the Siberian Branch of the Russian Academy of Sciences in Mathematics and Computer Science: Proceedings of the X International Youth Scientific and Practical Conference with Elements of a Scientific School], Vol. 4, No. 1. Omsk: Omskiy gosudarstvennyy tekhnicheskii universitet, 2020, pp. 21-26.
3. Zhdanov A.A. *Avtonomnyy iskusstvennyy intellekt: monografiya* [Autonomous artificial intelligence: monograph]. Moscow: BINOM. Laboratoriya znaniy, 2024, 360 p.
4. Voevodin V.V., Voevodin V.V. *Parallelnyye vychisleniya* [Parallel computing]. Moscow: BHV, 2004, 608 p.
5. Dobrica V.P., Titenko E.A., Khalin Yu.A., Katykhin A.I. *Modeli predstavleniya i obrabotki znaniy v informacionno-analiticheskikh sistemakh: monografiya* [Models of knowledge representation and processing in information and analytical systems: monograph]. Kursk: ZAO «Universitetskaya kniga», 2023, 172 p.
6. Rybina G.V. *Arkhitektury sovremennykh intellektual'nykh sistem: sinergiya kibernetiki i simvol'nogo iskusstvennogo intellekta, instrumental'nye sredstva i tekhnologii dlya razrabotki intellektual'nykh sistem* [Architectures of modern intelligent systems: synergy of cybernetics and symbolic artificial intelligence, tools and technologies for the development of intelligent systems], *Neyrokomp'yutery: razrabotka, primeneniye* [Neurocomputers: Development, Application], 2024, Vol. 26, No. 4, pp. 69-82.
7. Reshetnikov I.A. *Kombinatorika slov, faktordinamika i normal'nye formy* [Combinatorics of words, factor dynamics, and normal forms], *Chebyshevskiy sbornik* [Chebyshevsky Collection], 2021, pp. 202-235.
8. Levin I.I. *Intellektual'nye mnogoprocessornye sistemy. Opyt sozdaniya i primeneniya* [Intelligent multiprocessor systems. Experience of creation and application], *Prioritetnye napravleniya razvitiya nauki i obrazovaniya v usloviyakh formirovaniya tekhnologicheskogo suvereniteta: Mater. mezhdunarodnoy nauchno-prakticheskoy konferentsii* [Priority Directions for the Development of Science and Education in the Context of the Formation of Technological Sovereignty: Proceedings of the International Scientific and Practical Conference]. Rostov-on-Don: DGTU, 2024, pp. 246-255.
9. Levin I.I., Alekseev K.N., Gulenok A.A. *Preobrazovanie prosteyshikh sortiruyushchikh setey k nechetno-chetnoy seti Batchera* [Transformation of the simplest sorting networks to an odd-even Butcher network], *Izvestiya YuFU. Tekhnicheskie nauki* [Izvestiya SFedU. Engineering Sciences], 2024, No. 4 (240), pp. 50-63. DOI 10.18522/2311-3103-2024-4-50-63.
10. Titenko E.A., Taldykin E.V. *Kommutatsionnaya model' parallelnykh sravneniy elementov dlya produktsionnykh sistem, upravlyayemykh potokom dannykh* [Switching model of parallel comparisons of elements for data-flow-controlled production systems], *Izvestiya YuFU. Tekhnicheskie nauki* [Izvestiya SFedU. Engineering Sciences], 2020, No. 7 (217), pp. 19-34.
11. Gurin A.G., Grigor'ev A.V. *Sravnitel'nyy analiz metodov povysheniya effektivnosti produktsionnykh sistem dlya raboty s bol'shimi dannymi* [Comparative analysis of methods for improving the efficiency of production systems for working with big data], *Problemy iskusstvennogo intellekta* [Problems of Artificial Intelligence], 2025, No. 4.
12. Sudoplatov S.V., Ovchinnikova E.V. *Matematicheskaya logika i teoriya algoritmov: uchebnik i praktikum dlya vuzov* [Mathematical logic and theory of algorithms: textbook and workshop for universities]. 5th ed., reprinted. Moscow: Izd-vo Yurayt, 2026, 207 p.
13. Markov A.A. *Izbrannyye trudy. T. 2: Teoriya algorifmov i konstruktivnaya matematika, matematicheskaya logika, informatika i smezhnye voprosy* [Selected works. Vol. 2: Theory of algorithms and constructive mathematics, mathematical logic, computer science, and related topics]. Moscow: MCNMO, 2007, 650 p.
14. Malyavko A.A. *Formal'nye yazyki i kompilyatory: ucheb. posobie dlya vuzov* [Formal Languages and Compilers: manual for universities]. Moscow: Izd-vo YuRAYT, 2020, 429 p.

15. Karlov B.N. O razreshimyykh i nerazreshimyykh teoriyakh yazykov [On decidable and undecidable theories of languages], *Vestnik Tverskogo gosudarstvennogo universiteta. Seriya: Prikladnaya matematika* [Bulletin of Tver State University. Series: Applied Mathematics], 2024, No. 4, pp. 30-39.
16. Gashkov S.B. Teoriya algoritmov i vychisleniy [Theory of Algorithms and Computations]. Saint Petersburg: Lan', 2023, 168 p.
17. Pentus A.E., Pentus M.R. Matematicheskaya teoriya formal'nykh yazykov: ucheb. posobie [Mathematical theory of formal languages: a manual]. Moscow: INTUIT, IPR Media, 2020.
18. Lyakhova E.G., Sakharov Yu.A., Kovalenko N.Yu., Filicheva O.S. Iskusstvennyy intellekt v yazykovom prostranstve: monografiya [Artificial intelligence in the language space: monograph], comp. Yu.A. Sakharov. Moscow: IP Voroncov M.Yu., 2025, 152 p.
19. Titenko E.A., Vatutin E.I., Titenko M.A. [et al.]. Apparato-orientirovannyi metod uskorennoogo poiska vkhozheniy obrazca na osnove strukturno-procedurnykh vychisleniy [Hardware method for accelerated search for pattern occurrences based on structural-procedural calculations], *Izvestiya YuFU. Tekhnicheskie nauki* [Izvestiya SFedU. Engineering Sciences], 2024, No. 5 (241), pp. 68-78.
20. Pekunov V.V. Indukciya pravil transformacii estestvenno-yazykovoy postanovki zadachi v smyslovuyu model' porozhdeniya reshayushchey programmy [Induction of rules for transforming a natural-language statement of a problem into a semantic model for generating a solver], *Programmnye sistemy i vychislitel'nye metody* [Software Systems and Computational Methods], 2020, No. 3, pp. 29-39.
21. Titenko E.A., Vatutin E.I., Cherneckaya I.E., Trokoz D.A., Titenko M.A., Puzanov I.I. Mul'tikonveyernye kanal'nye skhemy dlya obrabotki unarnykh kodov v vysokoproizvoditel'nykh vychislitel'nykh sistemakh [Multi-pipeline channel schemes for processing unary codes in high-performance computing systems], *Vestnik Ryazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta* [Bulletin of Ryazan State Radio Engineering University], 2025, No. 93, pp. 61-71.
22. Atakishchev O.I., Gribulin V.G., Anan'ev V.E., Titenko E.A. Rekonfiguratsionnye metagrammatiki dlya opisaniya i modelirovaniya mnogoetapnykh kompleksnykh atak [Reconfiguration metagrammars for describing and modeling multi-stage complex attacks], *Izvestiya YuFU. Tekhnicheskie nauki* [Izvestiya SFedU. Engineering Sciences], 2022, No. 5 (229), pp. 189-201.

Титенко Евгений Анатольевич – Юго-Западный государственный университет; e-mail: johntit@mail.ru; г. Курск, Россия; к.т.н.; доцент кафедры программной инженерии.

Белова Татьяна Михайловна – Юго-Западный государственный университет; e-mail: tm_belova@mail.ru; г. Курск, Россия; к.т.н.; доцент кафедры программной инженерии.

Пузанов Иван Иванович – Юго-Западный государственный университет; e-mail: ivan.puzanov2000@yandex.ru; г. Курск, Россия; аспирант.

Положенцев Алексей Анатольевич – Юго-Западный государственный университет; e-mail: polojencev135@mail.ru; г. Курск, Россия; студент.

Лисицин Леонид Александрович – Юго-Западный государственный университет; e-mail: leo_263@mail.ru; г. Курск, Россия; к.т.н.; доцент кафедры программной инженерии.

Titenko Evgeny Anatolyevich – South-West State University; e-mail: johntit@mail.ru; Kursk, Russia; cand. of eng. sc.; associate professor of the Department of Program Engineering.

Belova Tatyana Mikhailovna – South-West State University; e-mail: tm_belova@mail.ru; Kursk, Russia; cand. of eng. sc.; associate professor of the Department of Program Engineering.

Puzanov Ivan Ivanovich – South-West State University; e-mail: ivan.puzanov2000@yandex.ru; Kursk, Russia; graduate student.

Polozhenets Aleksey Anatolyevich – South-West State University; e-mail: polojencev135@mail.ru; Kursk, Russia; student.

Lisitsin Leonid Alexandrovich – South-West State University; e-mail: leo_263@mail.ru; Kursk, Russia; cand. of eng. sc.; associate professor of the Department of Program Engineering.