УДК 681.324

Титенко Е.А., к.т.н.; **Мирталибов Т.А.,** д.т.н.
(Юго-Западный государственный университет, г. Курск)

ИНДИКАТОР МНОЖЕСТВЕННЫХ ПЕРЕСЕЧЕНИЙ СЛОВ ДЛЯ ПРОДУКЦИОННЫХ СИСТЕМ

Тітенко Є.А., Мірталібов Т.А. Індикатор множинних перетинів слів для продукційних систем. У статті досліджуються питання організації паралельних продукційних обчислень з множинними перетинами зразка і модифікатора, обгрунтовується граничний варіант перетину

Ключові слова: паралельна продукційна система, множинний потік даних, конструктивна кон'юнкція

Титенко Е.А., Мирталибов Т.А. Индикатор множественных пересечений слов для продукционных систем. В статье исследуются вопросы организации параллельных продукционных вычислений с множественными пересечениями образца и модификатора, обосновывается предельный вариант пересечения.

Ключевые слова: параллельная продукционная система, множественный поток данных, конструктивная конъюнкция

Titenko Ie.A., Mirtalibov T.A. The multi indicator of intersection of words for production system. The article considers the problems of organization of parallel production computations with multi intersections of pattern and modifier. The paper substantiates the structure of operational part of specialized production device.

Keyword: parallel production system, the multi dataflow, constructive s conjunction

Актуальность. Одной из значимых проблем организации параллельных вычислений в современной вычислительной технике (ВТ) является проблема создания систем и машин с неединичным множеством исполнителей, ориентированных на реализацию ветвящихся конструктивных процессов. Известные модели параллельных вычислений (клеточные автоматы, модели обработки информации на основе ассоциативной памяти, сети Петри и др.) имеют ограниченные дескриптивные возможности. Они предназначены для решения задач в определенных предметных областях (обработка изображений, обработка реляционных отношений, маршрутизация данных в сетях и т.д.) [1, 2] и не имеют универсальных средств для реализации любых эффективных вычислительных процессов. Другими словами, коллектив исполнителей в таких моделях по умолчанию ориентирован на определенные структуры графов параллельных вычислений, вследствие чего допускается ограниченная возможность адаптации таких моделей под изменяющуюся структуру графа.

Другая особенность организации параллельных вычислений связана с тем, что алгоритмические, программные и технические средства в значительной степени ориентированные на задачи поддержки принятия решений и проблемно- поисковые задачи, в которых существенную долю вычислений занимает обработка символьной информации (ОСИ), имеющей более высокий ранг абстракции, чем числовая информация. Символьная информация характеризуется вариативностью ее представления на физическом и логическом уровнях: динамически изменяемые коллекции структур данных, переменные границы размера минимальной дискретной единицы обработки, множественные структурные зависимостями между элементами, иерархическое представление, комбинация локальных и глобальных процессов преобразования с учетом искажений, неполноты или избыточности символьных структур [3, 4]. По мнению ведущих специалистов в области многопроцессорных вычислительных систем (МВС) и специалистов инженерии знаний эффективная организация параллельных вычислений связана с моделями и методами разрешения конфликтов между динамично возникающими и взаимодействующими потоками команд и данных [5, 6].

Известные программные и аппаратно поддерживаемые методы разрешения конфликтов основаны на преобразовании динамически неоднозначных зависимостей по управлению (от условных переходов) и по памяти (от операции обращения в память) в статически учитываемые зависимости по данным. Для эффективного устранения конфликтов современные архитектуры микропроцессоров используют значительные ресурсы (очень большой регистровый файл с возможностью использовать циклическое продвижение регистров; большое число арифметико-логических устройств; достаточно число каналов доступа в память с возможностью независимой выборки операций доступа, наличие нескольких устройств для передачи управления и др.) Вместе с тем, данные методы преимущественно ориентированы по модель управления потоком команд, который подлежит распараллеливанию. Тогда как символьные вычисления ориентируются на управление потоком данных и соответственно требуют собственных средств разрешения конфликтов.

Аппарат продукционных систем. Исходя из особенностей проблемно-поисковых задач ОСИ, достаточно привлекательным аппаратом для задания параллельных символьных вычислений является аппарат исчислительных продукционных систем (ПС). ПС состоит из однородного по составу множества правил, формализующих базовую схему принятия решений человеком «условие→действие». ПС естественным образом ориентирована на параллелизм потока данных за счет возможности недетерминированной активации множества продукций и их недетерминированного срабатывания.

Продукционная система в работе описывается как объект вида

$$(\mathrm{A}, \mathfrak{I}, \mathrm{C}, \mathrm{I}, \mathrm{G}_n),$$

где A – алфавит; $\mathfrak{I}$ – определяющее множество продукций над словами из A*; C – схема передачи управления; I – счетное множество конфликтных слов; G_n – виды стратегий вывода.

Ядро продукционной системы составляет определяющее множество продукций $\mathfrak{I}$ вида

$$O_1 \to P_1; \cdots O_i \to P_i; \cdots O_j \to P_j; \cdots O_n \to P_n,$$

где $O_1 \div O_n \in \mathrm{A}^*$ – слова-образцы; $P_1 \div P_n \in \mathrm{A}^*$ – слова-модификаторы; $\to \notin \mathrm{A}$; $n \in N$ – мощность множества $\mathfrak{I}$.

Действия, допустимые над словом *S* (в рабочем алфавите A) относительно *k*-ой продукции, описываются как конструктивный процесс разложения *S* на три части (собственное начало, тело и собственное окончание) с минимально возможной длиной собственного начала и замены в слове *S* первого вхождения L^*O^*R левой части *k*-ой продукции ее правой частью *P*.

Аналитически работу продукции над словом *S* можно описать выражением, представленным на Рис.1, где m – число вариантов разложения слова *S*; $L_1 \div L_m$ – упорядоченные по длине префиксы $(L_1 \subset \ldots L_i \ldots \subset L_m)$; $R_1 \div R_m$ – упорядоченные по длине суффиксы $(R_m \subset \ldots R_i \ldots \subset R_1)$.

$$\frac{S = LOR,\ O \to P}{S' = LPR} \longrightarrow \left.\begin{array}{c} S = L_1OR_1 \\ \cdots \\ S = L_iOR_i \\ \cdots \\ S = L_mOR_m \end{array}\right\}$$

Рис.1. Срабатывание продукции над *S*

Индикатор множественных пересечений образца и модификатора продукции. Пусть в алфавите *A* задана продукционная система, состоящая из одной продукции вида

$$O \to M, \qquad (1)$$

где *O, M* – строка-образец и строка-модификатор соответственно, $\mathrm{O} \subset \mathrm{A}^*$, $\mathrm{M} \subset \mathrm{A}^*$.

Как известно [7], множественные варианты пересечения строки-образца O и строки-модификатора M в (1) описываются конструктивной дизъюнкцией вида

$$(O^{К} = M^{Н}) \vee (O^{Н} = M^{К}) \vee (O^{К} = M) \vee (O^{Н} = M) \vee (O = CMD). \qquad \textbf{(2)}$$

Конструктивный характер выражения (2) определяется тем, что ее каждый член понимается как аналитическая запись алгоритма, реализующего поиск пересечения двух строк.

Если истинность (2) определяется двумя и более ее членами, то возникает ситуация множественного пересечения образца и модификатора. Проблемная ситуация срабатывания продукции с множественными пересечениями заключается в том, что необходимы соответствующие аппаратные средства поддержки нескольких вычислительных процессов поиска и модификации обрабатываемых символьных данных.

Для обработки множественных пересечений слова-образца O и слова-модификатора M в составе продукции вводится операция соединения продукций, обозначаемая как ∇. Данная операция соединения продукций P_i $(i=1\div m)$ является разновидностью операции конкатенации слов с общей частью [8]. Она также удовлетворяет свойствам ассоциативности, коммутативности и транзитивности:

1) $P_1 \nabla P_2 \nabla P_3 ... \nabla P_{m-1} \nabla P_m = (P_1 \nabla P_2) \nabla (P_3 \nabla P_4) ... \nabla (P_{m-1} \nabla P_m)$.

2) $P_1 \nabla P_2 \nabla P_3 ... \nabla P_m = P_m \nabla P_{m-1} \nabla P_{m-2} ... \nabla P_1 = ... = P_3 \nabla P_m \nabla ... P_2 \nabla P_1$.

3) $P_1 \nabla P_2 \nabla P_3 ... \nabla P_m = (...((P_1 \nabla P_2) \nabla P_3)... \nabla P_m)$.

Операция соединения продукций производится над левыми и правыми частями соединяемых продукций в совпадающих позициях над структурно идентичными фрагментами конструктивных объектов: собственных начал, окончаний и центральных частей слов. Как известно, любой конструктивный объект O, имеющий дискретную структуру и составляемый по типовым правилам правой, левой, двойной конкатенаций, разбивается на три структурные части: собственное начало $O^{Н}$, центр (тело) $O^{Т}$, собственное окончание $O^{К}$, т.е. в общем случае справедливо равенство

$$O = O^{Н} O^{T} O^{К}. \qquad \textbf{(3)}$$

Сущность m-арной операции соединения заключается в замещении одним активным объектом m-1 структурно одинаковых объектов, которые понимаются как неактивные. В качестве активного объекта принимаются слово-модификатор M или его структурные части – собственное начало $M^{Н}$, собственное окончание $M^{К}$ сответственно, что необходимо для воссоздания входного слова, на котором образуются множественные пересечения образца и модификатора продукции.

При наличии двух и более активных объектов в совпадающих позициях слов, входящих в состав продукции операция соединения продукций не выполняется, так как нет приоритета замещения активных объектов из различных продукций. В этом случае формируется пустое слово *NILL*.

Для дальнейших рассуждений формализуется операция соединения продукций следующей детализацией слов-образцов и слов-модификаторов:

$$(O_1 \to M) \nabla (O_2 \to M) \nabla (O_3 \to M) \nabla .... (O_m \to M) = (O_{m+1} \to M).$$

Из вышеприведенной записи рассматриваемой операции следует, что

$$O_{m+1} = \nabla(O_1, O_2, O_3 ... O_m).$$

Детализация конструктивного объекта по (3) позволяет перейти к следующему выражению:

$$(O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}})_{m+1} = \nabla\{(O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}})_1, (O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}})_2, (O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}})_3 \ldots (O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}})_m\},$$

из которого следует:

$$O^{\text{Н}}{}_{m+1} = \nabla\{O^{\text{Н}}{}_1, O^{\text{Н}}{}_2, O^{\text{Н}}{}_3 \ldots O^{\text{Н}}{}_m\}, \qquad \textbf{(4)}$$

$$O^{\text{Т}}{}_{\text{m+1}} = \nabla\{O^{\text{Т}}{}_1, O^{\text{Н}}{}_2, O^{\text{Н}}{}_3 \ldots O^{\text{Н}}{}_m\}, \qquad \textbf{(5)}$$

$$O^{\text{К}}{}_{\text{m+1}} = \nabla\{O^{\text{К}}{}_1, O^{\text{К}}{}_2, O^{\text{К}}{}_3 \ldots O^{\text{К}}{}_m\}. \qquad \textbf{(6)}$$

Процесс замещения слов в операции ∇ описывается следующим образом.

Пусть задан алфавит ACTIVE активных объектов, выделенных из слова-модификатора продукции ACTIVE =(M, M^H, M^K). Тогда соотношения (4), (5), (6) выполняются путем определения номера продукции j, содержащего активный объект, на основе итерационной процедуры определения количества k активных объектов в правых частях (4), (5), (6):

– k=0 ;
– если $O_j \subset ACTIVE$, то k=k+1.

В дальнейшем, в зависимости от значения k замещение слов приводит к следующим результатам:

1) $(k = 0) \,|\, (\nabla(O_1, O_2, O_3 \ldots O_m) = O_1$;

2) $(k = 1) \,|\, (\nabla(O_1, O_2, O_3 \ldots O_m) = O_j$;

3) $(k > 1) \,|\, (\nabla(O_1, O_2, O_3 \ldots O_m) = NILL$.

Для определения операционной структуры устройства далее анализируются всевозможные сочетания членов конструктивной дизъюнкции (2), описывающие, в том числе, множественные пересечения образца и модификатора продукции (Табл. 1).

Метод разрешения конфликтов по данням. Варианты множественных пересечений, выделенных серым цветом в Табл.1, составляют особую группу пересечений. Признак вхождения варианта в особую группу пересечений определяется наличием одной из двух конструктивных конъюнкций (варианты №11 или №21):

$$(O^{\text{К}} = M^{\text{Н}}) \,\&\, (O^{\text{К}} = M), \qquad (O^{\text{Н}} = M^{\text{К}}) \,\&\, (O^{\text{Н}} = M).$$

Каждая из вышеуказанных конструктивных конъюнкций содержит 2 члена, определяющих одновременное пересечение одинакового фрагмента образца ($O^{\text{К}}$ или $O^{\text{Н}}$) с различными фрагментами модификатора. Такое одновременное пересечение одинакового фрагмента образца не может быть выполнено. Действительно, с одной стороны, первые члены обеих конъюнкций предполагают разбиение модификатора на составные части, вместе образующие исходный конструктивный объект M, т.е. $M = M^{\text{Н}}M^{\text{Т}}M^{\text{К}}$. С другой стороны, вторые члены обеих конъюнкций предполагают, что модификатор M не является составным. Возникает противоречие представления M в рамках каждой конструктивной конъюнкции, что определяет невозможность возникновения такого множественного пересечения, т.е. справедливо

$$(O^{\text{К}} = M^{\text{Н}}) \,\&\, (O^{\text{К}} = M) = 0, \qquad \textbf{(7)}$$

$$(O^{H} = M^{K}) \,\&\, (O^{H} = M) = 0. \qquad \textbf{(8)}$$

Всевозможные варианты сочетания членов конструктивной дизъюнкции **Табл. 1**

№/п	$O^K = M^H$	$O^H = M^K$	$O^K = M$	$O^H = M$	$O^T = M$	Примечание
1	0	0	0	0	0	Нет пересечения
2	0	0	0	0	1	Одиночное пересечение.
3	0	0	0	1	0	Одиночное пересечение.
4	0	0	0	1	1	
5	0	0	1	0	0	Одиночное пересечение.
6	0	0	1	0	1	
7	0	0	1	1	0	
8	0	0	1	1	1	
9	0	1	0	0	0	Одиночное пересечение.
10	0	1	0	0	1	
11	0	1	0	1	0	
12	0	1	0	1	1	
13	0	1	1	0	0	
14	0	1	1	0	1	
15	0	1	1	1	0	
16	0	1	1	1	1	
17	1	0	0	0	0	Одиночное пересечение.
18	1	0	0	0	1	
19	1	0	0	1	0	
20	1	0	0	1	1	
21	1	0	1	0	0	
22	1	0	1	0	1	
23	1	0	1	1	0	
24	1	0	1	1	1	
25	1	1	0	0	0	
26	1	1	0	0	1	
27	1	1	0	1	0	
28	1	1	0	1	1	
29	1	1	1	0	0	
30	1	1	1	0	1	
31	1	1	1	1	0	
32	1	1	1	1	1	

Все варианты множественных пересечений, содержащие конструктивные конъюнкции (7) или (8), также являются невыполнимыми (выделены серым цветом в Табл.1), а соответствующие им конструктивные конъюнкции – ложными.

На основе выполненных рассуждений далее приводятся потенциально возможные варианты множественных пересечений (Табл. 2), среди которых необходимо выделить наиболее общие варианты.

Анализ 12 оставшихся вариантов множественных пересечений показывает:

1) существует 4 варианта, в которых конструктивные конъюнкции содержат 3 члена

2) существует 8 вариантов, в которых конструктивные конъюнкции содержат 2 члена.

Каждая конструктивная конъюнкция с двумя членами является частным случаем соответствующей конструктивной конъюнкции с тремя членами. Такое вхождение двухчленной конъюнкции в трехчленную конъюнкцию позволяет выделить четыре предельных случая множественного пересечения образца и модификатора (Табл. 3).

Комбинации потенциально возможных вариантов пересечений **Табл. 2**

№/п	$O^K = M^H$	$O^H = M^K$	$O^K = M$	$O^H = M$	$O^T = M$	Примечание
1	0	0	0	1	1	Частный случай
2	0	0	1	0	1	Частный случай
3	0	0	1	1	0	Частный случай
4	0	0	1	1	1	
5	0	1	0	0	1	Частный случай
6	0	1	1	0	0	Частный случай
7	0	1	1	0	1	
8	1	0	0	0	1	Частный случай
9	1	0	0	1	0	Частный случай
10	1	0	0	1	1	
11	1	1	0	0	0	Частный вариант
12	1	1	0	0	1	

Комбинации предельных вариантов пересечений **Табл. 3**

№/п	$O^K = M^H$	$O^H = M^K$	$O^K = M$	$O^H = M$	$O^T = M$	Примечание
1	0	0	1	1	1	
2	0	1	1	0	1	
3	1	0	0	1	1	
4	1	1	0	0	1	Наиболее общий предельный случай

Вариант 1. Проверяется на истинность конструктивная конъюнкция вида

$$(O^{\text{K}} = M\ )\,\&\,(O^{\text{H}} = M\ )(O^{\text{T}} = M)\,.$$

Проверка на истинность выше обозначенной конъюнкции сводится к построению такой вспомогательной продукции, в которой возможен вариант пересечения образца и модификатора в соответствии с каждым членом конъюнкции.

$$(O^{\text{K}} = M\ ),\ O^{\text{H}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M\ \Rightarrow O^{\text{H}}O^{\text{T}}M \to M\ ,$$

$$(O^{\text{H}} = M\ ),\ O^{\text{H}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M\ \Rightarrow MO^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M\ ,$$

$$(O^{\text{T}} = M\ ),\ O^{\text{H}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M\ \Rightarrow O^{\text{H}}MO^{\text{K}} \to M\ .$$

Операция соединения ∇ продукций позволяет построить тестовое слово ST, на котором возникают множественные пересечения образца и модификатора в исходной рабочей продукции

$$\nabla \begin{array}{c} O^{\text{H}}O^{T}M \to M \\ M\ O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M \\ O^{\text{H}}M\ O^{\text{K}} \to M \\ \hline M\ M\ M\ \ \to M \end{array}\ .$$

Значение тестового слово ST_1 определяется значением образца продукции, синтезированной из трех вспомогательных продукций

$$ST_1 = M\ M\ M\ .$$

Таким образом, определена истинность конструктивной конъюнкции вида

$$(O^{\text{K}} = M\ \ )\,\&\,(O^{\text{H}} = M\ \ )(O^{\text{T}} = M) = 1\,.$$

Вариант 2. Проверяется на истинность конструктивная конъюнкция вида

$$(O^{\text{K}} = M)\,\&\,(O^{\text{H}} = M^{\text{K}})\,\&\,(O^{\text{T}} = M)\,.$$

Проверка на истинность выше обозначенной конъюнкции сводится к построению такой вспомогательной продукции, в которой возможен вариант пересечения образца и модификатора в соответствии с каждым членом конъюнкции.

$$(O^{\text{K}} = M)\,,\quad O^{\text{H}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \quad \Rightarrow O^{\text{H}}O^{\text{T}}M\ \ \to M^{\text{H}}M^{\text{K}}\,,$$

$$(O^{\text{H}} = M^{\text{K}})\,,\quad O^{\text{H}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \quad \Rightarrow M^{\text{K}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}}\,,$$

$$(O^{\text{T}} = M)\,,\quad O^{\text{H}}O^{T}O^{K} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \ \Rightarrow O^{\text{H}}M\ O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}}\,.$$

Операция соединения ∇ продукций позволяет построить тестовое слово *ST*, на котором возникают множественные пересечения образца и модификатора в исходной рабочей продукции

$$\nabla\begin{array}{l} O^{\text{H}}O^{\text{T}}M\ \ \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \\ M^{\text{K}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \\ O^{\text{H}}M\ O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \\ \hline M^{\text{K}}M\ M\ \ \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \end{array}\,.$$

Значение тестового слово ST_2 определяется значением образца продукции, синтезированной из трех вспомогательных продукций

$$ST_2 = M^{\text{K}}M\ M\ \ .$$

Таким образом, определена истинность конструктивной конъюнкции вида

$$(O^{\text{K}} = M\ \ )\,\&\,(O^{\text{H}} = M^{\text{K}})\,\&\,(O^{\text{T}} = M) = 1\,.$$

Вариант 3. Проверяется на истинность конструктивная конъюнкция вида

$$(O^{\text{K}} = M^{\text{H}})\,\&\,(O^{\text{H}} = M\ \ )\,\&\,(O^{\text{T}} = M)\,.$$

Проверка на истинность выше обозначенной конъюнкции сводится к построению такой вспомогательной продукции, в которой возможен вариант пересечения образца и модификатора в соответствии с каждым членом конъюнкции.

$$(O^{\text{K}} = M^{\text{H}})\,,\ O^{\text{H}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \quad \Rightarrow O^{\text{H}}O^{\text{T}}M^{\text{H}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}}\,,$$

$$(O^{\text{H}} = M\ \ )\,,\ O^{\text{H}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \quad \Rightarrow MO^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}}\,,$$

$$(O^{\text{T}} = M)\,,\ O^{\text{H}}O^{\text{T}}O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}} \quad \Rightarrow O^{\text{H}}M\ O^{\text{K}} \to M^{\text{H}}M^{\text{K}}\,.$$

Операция соединения ∇ продукций позволяет построить тестовое слово *ST*, на котором возникают множественные пересечения образца и модификатора висходной рабочей продукции

$$\nabla \begin{array}{c} O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}M^{\text{Н}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \\ M\ \ O^{\text{Т}}O^{\text{К}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \\ O^{\text{Н}}M\ \ O^{\text{К}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \\ \hline M\ \ M\ \ M^{H} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \end{array} .$$

Значение тестового слово ST_3 определяется значением образца продукции, синтезированной из трех вспомогательных продукций

$$ST_3 = M\ \ M\ \ M^{\text{Н}}.$$

Таким образом, определена истинность конструктивной конъюнкции вида

$$(O^{\text{К}} = M^{\text{Н}})\,\&\,(O^{\text{Н}} = M\ \ )\,\&\,(O^{\text{Т}} = M) = 1.$$

Вариант 4. Проверяется на истинность конструктивная конъюнкция вида

$$(O^{\text{К}} = M^{\text{Н}})\,\&\,(O^{\text{Н}} = M^{\text{К}})\,\&\,(O^{\text{Т}} = M).$$

Проверка на истинность выше обозначенной конъюнкции сводится к построению такой вспомогательной продукции, в которой возможен вариант пересечения образца и модификатора в соответствии с каждым членом конъюнкции.

$$(O^{\text{К}} = M^{\text{Н}}),\ O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \ \Rightarrow\ O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}M^{\text{Н}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}},$$

$$(O^{\text{Н}} = M^{\text{К}}),\ O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \ \Rightarrow\ M^{\text{К}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}},$$

$$(O^{\text{Т}} = M),\ O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \qquad \Rightarrow\ O^{\text{Н}}M\ \ O^{\text{К}} \to M^{\text{Н}}M^{K}.$$

Операция соединения ∇ продукций позволяет построить тестовое слово ST, на котором возникают множественные пересечения образца и модификатора в исходной рабочей продукции

$$\nabla \begin{array}{c} O^{\text{Н}}O^{\text{Т}}M^{\text{Н}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \\ M^{\text{К}}O^{\text{Т}}O^{\text{К}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \\ O^{\text{Н}}M\ \ O^{\text{К}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \\ \hline M^{\text{К}}M\ \ M^{\text{Н}} \to M^{\text{Н}}M^{\text{К}} \end{array} .$$

Значение тестового слово ST_4 определяется значением образца продукции, синтезированной из трех вспомогательных продукций

$$ST_4 = M^{\text{К}}M\ \ M^{\text{Н}}.$$

Таким образом, определена истинность конструктивной конъюнкции вида

$$(O^{\text{К}} = M^{\text{Н}})\,\&\,(O^{\text{Н}} = M^{\text{К}})\,\&\,(O^{\text{Т}} = M) = 1. \qquad \textbf{(9)}$$

Для определения наиболее общего предельного случая множественных пересечений выполняется сравнение четырех синтезированных тестовых слов ST_1, ST_2, ST_3, ST_4.

Наиболее общим случаем является такой вариант тестового слова, при котором множественные пересечения образуются *при наличии условий* восстановления в структуре обрабатываемого слова S трех вхождений образца. Тестовое слово ST_4 характеризуются максимальным количеством условий образования в обрабатываемом слове S трех вхождений. Действительно, $S{=}S^{\text{Н}}S^{\text{Т}}S^{\text{К}}$. Условия образования трех вхождений определяют состав структурных частей S:

$$S^{\text{Н}} = M^{\text{Н}}; \quad S^{\text{Т}} = M^{\text{К}} M \; M^{\text{Н}}; \quad S^{\text{К}} = M^{\text{К}}.$$

Таким образом, определен наиболее общий предельный случай множественных пересечений образца и модификатора – конструктивная конъюнкция (9). Данная конъюнкция показывает, что для выполнения отдельной продукции по безотступной технологии необходима организация и аппаратная поддержка трех процессов поиска – вхождения и пересечения слов, а также организация трех процессов модификации данных.

Заключение. Для поддержки базовых продукционных операций определен предельный вариант пересечения частей продукции и уточнены состав и структура продукционного устройства, которое должно содержать матричный блок поиска вхождений и пересечений и три параллельно работающих блока модификации, использующих ассоциативную память. Данная организация устройства, дополненная настраиваемыми параметрами коммутации потоков данных, выбором режима модификации данных, является развитием нетрадиционных архитектур, основанных на совмещении операционных узлов с элементами памяти (PIM-устройства). Таким образом, в работе впервые использован аппарат продукционных систем как основа для оценки коэффициента ветвления при автономном срабатывании продукции и организации безотступных вычислений в рамках продукционной модели.

Литература

1. Зерин И.С. Метод, алгоритм и техническое решение параллельного поиска и подстановки на ассоциативной памяти / И.С. Зерин, [и др.] // В мире научных открытий. Математика. Механика. Информатика. – 2012. – №1. – С. 166-180.

2. Титенко Е.А. Метод параллельного поиска по образцу и матричное устройство для его реализации // Е.А. Титенко // Информационные системы и технологии. – 2011. – №4 (66). – С. 24-30.

3. Титенко Е.А. Продукционная модель для параллельной обработки знаний / Е.А. Титенко [и др.] // Информационно-измерительные и управляющие системы. – 2011. – № 11, Т.9. – С. 815-86.

4. Титенко Е.А. Организация реконфигурируемого мультипроцессора потока данных / Е.А. Титенко // Вестник компьютерных и информационных технологий. – 2012. – №2. – С. 24-29.

5. Эйсымонт Л. DARPA UHPC – дорога с экзафлопсам / Л. Эйсымонт // Открытые системы. – 2010. – №9. – С.12-15.

6. Бурцев В.С. Параллелизм вычислительных процессов и развитие архитектуры суперЭВМ: сб. статей / составители В.П. Торчигин, Ю.Н. Никольская, Ю.В, Никитин. – М.: ТОРУС ПРЕСС, 2006. – 416 с.

7. Довгаль В.М. Методы модификации формальных систем обработки символьной информации. – Курск: КурскГТУ, 1996. – 114 с.

8. Евсюков В.С. Устройство и алгоритм ассоциативного поиска вхождений / В.С. Евсюков, Е.А. Семенихин // Известия Курского государственного технического университета. – Курск: изд-во КурскГТУ. – 2009. – № 2 (27). – С. 52-62.