РОССИЙСКАЯ ФЕДЕРАЦИЯ

(19) **RU** (11) **2 373 563** (13) **C9**

(51) МПК
G06F 7/523 (2006.01)

ФЕДЕРАЛЬНАЯ СЛУЖБА
ПО ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНОЙ СОБСТВЕННОСТИ,
ПАТЕНТАМ И ТОВАРНЫМ ЗНАКАМ

(12) СКОРРЕКТИРОВАННОЕ ОПИСАНИЕ ИЗОБРЕТЕНИЯ К ПАТЕНТУ

Примечание: библиография отражает состояние при переиздании

На основании пункта 1 статьи 1366 части четвертой Гражданского кодекса Российской Федерации патентообладатель обязуется заключить договор об отчуждении патента на условиях, соответствующих установившейся практике, с любым гражданином Российской Федерации или российским юридическим лицом, кто первым изъявил такое желание и уведомил об этом патентообладателя и федеральный орган исполнительной власти по интеллектуальной собственности.

(21), (22) Заявка: **2008116445/09, 29.04.2008**

(24) Дата начала отсчета срока действия патента:
29.04.2008

(45) Опубликовано: **20.11.2009**

(15) Информация о коррекции:
Версия коррекции № 1 **(W1 C1)**

(48) Коррекция опубликована:
10.03.2010 Бюл. № 7/2010

(56) Список документов, цитированных в отчете о поиске: **КАРЦЕВ М.А., БРИК В.А. Вычислительные системы и синхронная арифметика. - М.: «Радио и связь», 1981, с.164, рис.4.1.1. RU 2148270 C1, 27.04.2000. RU 2065201 C1, 10.08.1996. SU 1226447 A1, 23.04.1986. US 5986587 A, 16.11.1999. US 6816877 B2, 09.11.2004.**

Адрес для переписки:
54040, Украина, г. Николаев, Крылова, 54, кв.229, Л.П.Петренко

(72) Автор(ы):
Петренко Лев Петрович (UA)

(73) Патентообладатель(и):
Петренко Лев Петрович (UA)

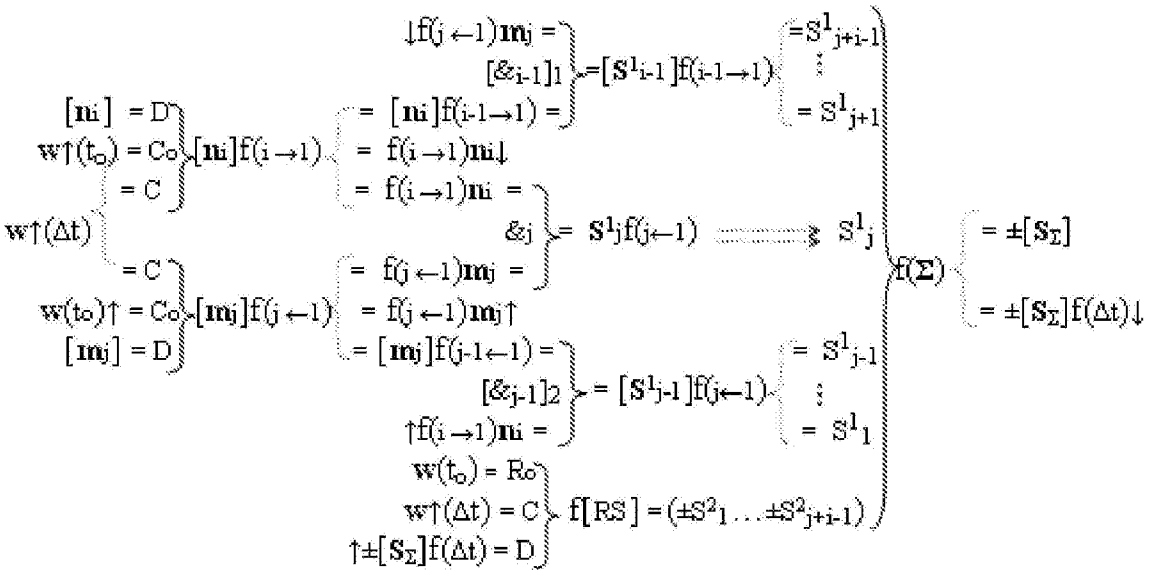
(54) ФУНКЦИОНАЛЬНАЯ СТРУКТУРА УМНОЖИТЕЛЯ, В КОТОРОМ ВХОДНЫЕ АРГУМЕНТЫ ИМЕЮТ ФОРМАТ ДВОИЧНОЙ СИСТЕМЫ СЧИСЛЕНИЯ $f(2^n)$, А ВЫХОДНЫЕ АРГУМЕНТЫ СФОРМИРОВАНЫ В ФОРМАТЕ ПОЗИЦИОННО-ЗНАКОВОЙ СИСТЕМЫ СЧИСЛЕНИЯ f(+/-)

(57) Реферат:

Изобретение относится к вычислительной технике и может быть использовано при построении арифметических устройств. Техническим результатом является расширение повышение быстродействия. Устройство содержит сумматор, на выходе которого формируется текущая сумма $\pm[S_\Sigma]f(\Delta t)\downarrow$ и результирующая сумма $\pm[S_\Sigma]$ в формате позиционно-знаковой системы счисления, два регистра встречного сдвига, две структуры логических элементов И, логический элемент И, устройство памяти. 1 ил.

RU 2373563 C9

RU 2373563 C9



RU 2373563 C9

RU 2373563 C9

RUSSIAN FEDERATION

(19) **RU** (11) **2 373 563** (13) **C9**

(51) Int. Cl.
G06F 7/523 (2006.01)

FEDERAL SERVICE
FOR INTELLECTUAL PROPERTY,
PATENTS AND TRADEMARKS

(12) ABSTRACT OF INVENTION

Note: Bibliography reflects the latest situation

According to Art. 1366, par. 1 of the Part IY of the Civil Code of the Russian Federation, the patent holder shall be committed to conclude a contract on alienation of the patent under the terms, corresponding to common practice, with any citizen of the Russian Federation or Russian legal entity who first declared such a willingness and notified this to the patent holder and the Federal Executive Authority for Intellectual Property.

(21), (22) Application: **2008116445/09, 29.04.2008**

(24) Effective date for property rights:
29.04.2008

(45) Date of publication: **20.11.2009**

(15) Correction information:
Corrected version no 1 (W1 C1)

(48) Corrigendum issued on:
10.03.2010 Bull. 7/2010

Mail address:
54040, Ukraina, g. Nikolaev, Krylova, 54, kv.229, L.P.Petrenko

(72) Inventor(s):
Petrenko Lev Petrovich (UA)

(73) Proprietor(s):
Petrenko Lev Petrovich (UA)

(54) FUNCTIONAL STRUCTURE OF MULTIPLIER, IN WHICH INPUT ARGUMENTS HAVE FORMAT OF BINARY NUMERATION SYSTEM f(2^n), AND OUTPUT ARGUMENTS ARE FORMMED IN FORMAT OF POSITION-SIGN NUMERATION SYSTEM f(+/-)

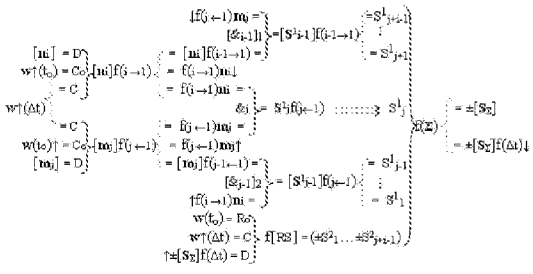
(57) Abstract:

FIELD: information technologies.

SUBSTANCE: invention is related to computer engineering and may be used in building of arithmetical devices. Device comprises summator, at the outlet of which current sum $\pm[S_{\Sigma}]f(\Delta t)\downarrow$ and resulting sum $\pm[S_{\Sigma}]$ are formed in format of position-sign numeration system, two registers of opposite shift, two structures of logical elements AND, logical element AND, memory device.

EFFECT: improved efficiency.

1 dwg



RU 2373563 C9

RU 2373563 C9

Текст описания приведен в факсимильном виде.

Изобретение относится к вычислительной технике и может быть использовано при построении арифметических устройств и выполнения арифметических операций, в частности процессов суммирования и вычитания, в позиционно-знаковых кодах. Данный способ позволяет минимизировать сквозные переносы и организовать функциональные параллельные структуры сумматоров, что, в конечном счете, приведет к существенному повышению быстродействия процесса суммирования. При этом характерной чертой параллельных сумматоров является то, что чем выше разрядность сумматора, тем больший выигрыш в быстродействии.

Известен умножитель с запоминанием переносов (Карцев М. А., Брик В.А. Вычислительные системы и синхронная арифметика. – М. «Радио и связь», 1981, рис. 4.1.1.), который включает запоминающие регистры или функциональные структуры сдвига двух структур аргументов, которые соответствуют текущей сумме частичных произведений и структуре аргументов не реализованных переносов, в которых функциональные входные сязи являются соответствующими функциональными выходными связями комбинационного сумматора, а функциональные выодные связи являются функциональными входными сязями двух других регистров памяти, выходные функциональные связи которых являются функциональными выходными связями первой группы функциональных выходных связей комбинационного сумматора, в которая группа функциональных выходных связей приема частичных произведений является соответствующими функциональными выходными сязями логических функций И (прототип).

Известный прототип имеет технические возможности, которые заключаются в том, что для повышения быстродействия арифметической операции суммирования аргументов частичных произведений их функционально делять на структуру аргументов суммы и структуру аргументов переносов исключив сквозные переносы на предварительном суммировании частичных переносов. Но на последующих этапах суммирования частичных произведений возникает ситуация, когда в процесс суммирования отложенных переносов вновь формируются переносы отложенных переносов, что существенно усложняет функциональную структуру и снижается ее быстродействие.

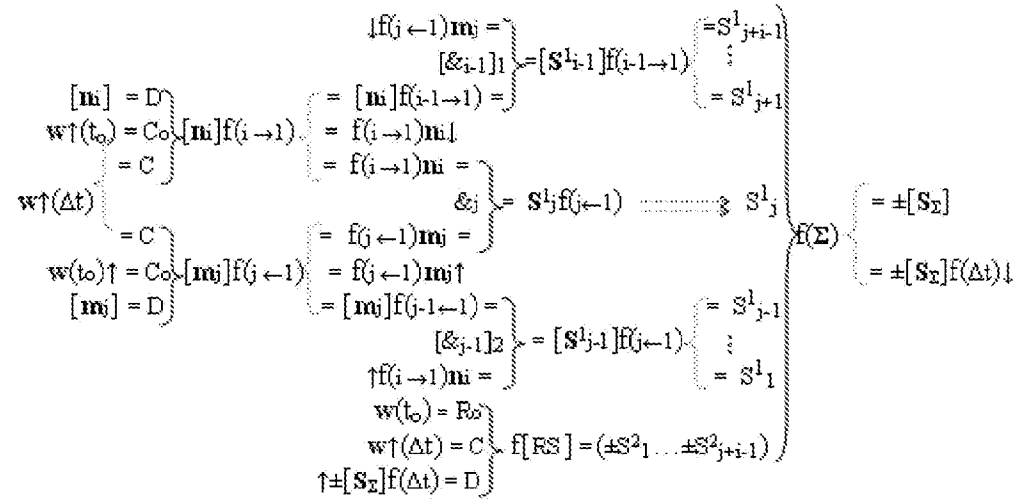
Недостатком прототипа является сложность функциональной структуры для многоразрядной структуры сомножителей и следствием этого низкое быстродействие.

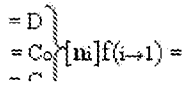
Техническим результатом предложенного изобретения является повышение быстродействия умножителя путем предварительного введения сквозных переносов в процессе суммирования частичных произведений.

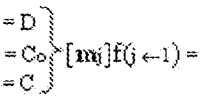
Указанный технический результат достигается следующей функциональной структурой умножителя, в котором входные аргументы имеют формата двоичной системы счисления $f(2^n)$, а выходные аргументы сформированы в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-).

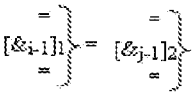
Функциональная структура умножителя, в котором входные аргументы имеют формата двоичной системы счисления $f(2^n)$, а выходные аргументы сформированы в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-), которая включает функциональную структуру сумматора f(Σ), в которой функциональная выходная связь структуры аргументов суммы $[S_\Sigma]$ и структуры аргументов текущей суммы $[S_\Sigma]f(\Delta t)\downarrow$ является соответственно функциональной выходной связью умножителя, а первая группа функциональных входных связей $S^1_1 - S^1_{j+i-1}$ приема частичных произведений $[S^1_{i-1}]f(_{i-1\to 1})$, $S^1_1f(_{j\leftarrow 1})$ и $[S^1_{j-1}]f(_{j\leftarrow 1})$, где S^1 – аргумент частичного произведения; i и j – индексы разряда соответствующих сомножителей $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$; $f(_{i-1\to 1})$ и $f(_{j\leftarrow 1})$ – функциональное действие, которое выполняется над индексами i и j частичных произведений; является функциональными выходными связями структуры логических функций $f([\&_{i-1}]_1)$-И, f(&j)-И и $f[\&_{j-1}]_2)$-И, в которой логические функции $f([\&_{i-1}]_1)$-И и $f[\&_{j-1}]_2)$-И представляют собой «i-1» и «j-1» логических функций f(&)-И, в которых первая и вторая соответственно функциональные входные связи функционально объединены для приема аргумента множимого, при этом вторая группа функциональных входных связей $S^2_1 - S^2_{j+i-1}$ является соответствующими функциональными выходными связями функциональной структуры памяти f[RS], в которой функциональные входные связи D приема текущей суммы аргументов частичных произведений $\uparrow[S_\Sigma]f(\Delta t)$ является функциональными выходными связями функциональной структуры сумматора f(Σ), а функциональные входные связи C и R_0 приема соответствующих аргументов $\mathbf{w}\uparrow(\Delta t)$ и $\mathbf{w}(t_o)$, которые выполняют соответственно функцию записи текущих структур аргументов суммы $[S_\Sigma]f(\Delta t)\downarrow$ и функцию исключения активизации выходных связей функциональной структуры памяти f[RS] перед новым циклом умножения аргументов сомножителей $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ являются функциональными входными связями умножителя, который включает функциональную структуру сдвига $\}[\mathbf{n}_i]f(_{i\to 1})$, в которой функциональные входные связи D приема структуры аргументов $[\mathbf{n}_i]$ и функциональная входная связь C приема аргумента $\mathbf{w}\uparrow(t_o)$ для исключения активизации выходных связей функциональной структуры сдвига $\}[\mathbf{n}_i]f(_{i\to 1})$ перед очередным циклом

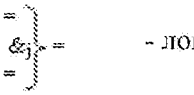
сдвига и функциональная входная связь Co приема аргумента $\mathbf{w}\uparrow(\Delta t)$ записи структуры аргументов $[\mathbf{n}_i]$ в функциональную структуру сдвига $\}[\mathbf{n}_i]f(_{i\to 1})$ является функциональными входными связями умножителя, который включает также функциональную структуру сдвига $\}[\mathbf{m}_j]f(_{j\leftarrow 1})$, при этом функциональная структура сумматора $f(\Sigma)$ выполнена с процедурой логического дифференцирования первой промежуточной суммы аргументов частичных произведениес и с формированием текущей суммы $\pm[\mathbf{S}_\Sigma]f(\Delta t)\downarrow$ и результирующей суммы $\pm[\mathbf{S}_\Sigma]$ в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-) и функциональная структура памяти f[RS] также выполнена с возможностью приема текущих структур аргументов суммы $\uparrow\pm[\mathbf{S}_\Sigma]f(\Delta t)$ в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-), при этом в функциональной структуре сдвига $\}[\mathbf{m}_j]f(_{j\leftarrow 1})$ функциональные входные связи D приема структуры аргументов сомножителя $[\mathbf{m}_j]$ являются функциональными входными связями умножителя, а функциональные входные связи C и Co приема аргумента $\mathbf{w}\uparrow(\Delta t)$ и $\mathbf{w}(t_o)\uparrow$ соответственно являются функциональными одноименными входными связями функциональной структуры сдвига $\}[\mathbf{n}_i]f(_{i\to 1})$, при этом функциональные структуры сдвига $\}[\mathbf{n}_i]f(_{i\to 1})$ и $\}[\mathbf{m}_j]f(_{j\leftarrow 1})$ одновременно выполняют функцию убывающего сдвига $f(_{i\to 1})$ и $f(_{j\leftarrow 1})$, при этом сдвиг структуры аргументов сомножителя $[\mathbf{n}_i]$ в функциональной структуре сдвига $\}[\mathbf{n}_i]f(_{i\to 1})$ выполняют с убыванием младших разрядов, а сдвиг структуры аргументов сомножителя $[\mathbf{m}_j]$ в функциональной структуре сдвига $\}[\mathbf{m}_j]f(_{j\leftarrow 1})$ выполняют с убыванием старших разрядов, в которой функциональные выходные связи аргументов $[\mathbf{m}_j]f(_{j-1\leftarrow 1})$ и $f(_{j\ \leftarrow 1})\mathbf{m}_j\uparrow$ являются первыми функциональными входными связями линейной структуры логических функций $f[\&_{j-1}]_2$)-И и общими функциональными связями линейной структуры логических функций $f([\&_{i-1}]_1)$-И, в которой вторые функциональные входные связи приема аргументов $[\mathbf{n}_i]f(_{i-1\to 1})$ являются функциональные выходные связи функциональной структуры убывающего сдвига $\}[\mathbf{n}_i]f(_{i\to 1})$, в которой функциональная выходная связь аргумента $f(_{i\ \to 1})\mathbf{n}_i$ является общей функциональной связязью линейной структуры логических функций $f[\&_{j-1}]_2$)-И и первой функциональной входной связью логической функции $f(\&_j)$-И, в которой вторая функциональная входная связь приема аргумента $f(_{j\ \leftarrow 1})\mathbf{m}_j$ является функциональной выходной связью функциональной структуры убывающего сдвига $\}[\mathbf{m}_j]f(_{j\leftarrow 1})$, при этом математическая модель функциональной структуры умножителя в аналитической форме имеет виды

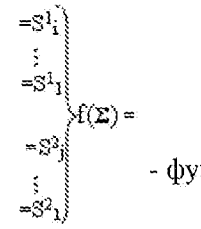


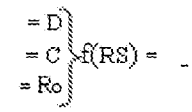
где  - функциональная структура убывающего сдвига $\}[n_i]f(_{i\to 1})$;

 - функциональная структура убывающего сдвига $\}[m_j]f(_{j\leftarrow 1})$;

 - структуры логических функций $f([\&_{i-1}]_1)$-И и $f[\&_{j-1}]_2)$-И,

 - логическая функция $f([\&_{i-1}]_1)$-И,

 - функциональную структуру сумматора f(Σ);

 - функциональная структура памяти f[RS].

На чертеже изображена математическая модель функциональной структуры умножителя аргументов сомножителей формата двоичной системы счисления $f(2^n)$, а результирующей структуры аргументов в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-).

Работу функциональной структуры умножителя, в котором входные аргументы имеют формата двоичной системы счисления $f(2^n)$, а выходные аргументы сформированы в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-) изложим в процессе синтеза ее математических моделей.

Методика структурно-функционального синтеза математической модели усеченной пирамидальной структуры умножителя

Для формирования методики структурно-функционального анализа и синтеза математической модели процесса электронного умножения аргументов имеет смысл конкретизировать основные понятия объективной реальности.

Математика – упорядоченная последовательность эквивалентных преобразований функциональных структур по заранее сформулированным формализованным правилам, которые в первом приближении соответствует объективной реальности.

Определение – Предварительно введенное понятие или характеристика либо аргумента или их совокупности, либо их функциональной структуры в ее первом приближении.

Аксиома – логическая характеристика процесса преобразования аргументов.

Утверждение – осознанная объективная реальность.

Свойство – результат стечения обстоятельств.

Правило – однозначность поведения аргументов в конкретной ситуации.

Функция – действие или совокупность взаимосвязанных действий над входными аргументами с последующим формированием результирующего аргумента. Функция не имеет обратного действия и является носителем временного множества, но индивидуально конечна в нем.

Аргумент – упрощенная запись функционально законченной конкретной функциональной структуры с входными аргументами. При этом аргумент имеет функциональную обратную структуру.

Аргумент и **функция** – понятия относительные.

Множество – совокупность аргументов в логической последовательности.

Время – категория функциональной структуры в ее технологическом процессе перехода от одного состояния аргумента к другому.

Анализ – логическая конкретизация свойств конкретного процесса преобразования аргументов.

Диалектика – причинно-следственные связи функциональных структур перехода одного качества функциональной структуры к другому ее качеству.

Синтез – технологический процесс логического преобразования одной функциональной структуры в другую.

Функциональная структура – упорядоченная во времени структура функций с входными и преобразованными аргументами.

Графоаналитическая структура – формализованная запись конкретного технологического процесса преобразования аргументов на уровне аргументов, функций или совместная их

запись с направленными векторами, которые эквивалентны либо функциональной связи, по которой выполняется перенос аргумента или функции, либо однозначному соответствию взаимосвязанных вектором формализованных аргументов.

В связи с конкретизированными основными понятиями анализ и синтез сформируем методику структурно-функционального анализа и синтеза математической модели умножения аргументов усеченной пирамидальной структуры. При этом особое внимание будет уделено законам (диалектике) перехода одной структуры аргументов в другую на формализованном уровне и, в частности переходу от графоаналитической структуры анализируемых процессов умножения аргументов к ее математической модели в структурно-функциональной форме, в которой все действия представлены в логически обоснованной аналитической форме записи.

Из анализа опубликованных процессов умножения аргументов следует, что при их синтезе по существу отсутствуют аналитические методики формирования математических моделей этих процессов. При этом формализация записи процессов умножения на уровне структурных схем не позволяет без словесного описания таких структур однозначно понять логику процесса преобразования аргументов в них и не позволяет применять формализованные методы оптимизации по тому или иному критерию. А если учесть, что исследование процесса умножения аргументов с повышенным быстродействием по существу не завершено, поскольку не были исследованы структуры множителей, аргументы в которых эквивалентны позиционно-знаковой системе счисления f(+/-), которая исключает сквозные переносы, то задача поиска минимизированных функциональных структур умножителя с повышенным быстродействием актуальной. Следует особо отметить, что существующие аналитические методы синтеза процесса преобразования аргументов не позволяют применять их для формирования математической модели процесса умножения аргумент сомножителей на аналитическом уровне. А поскольку стоит задача анализа и синтеза процессов умножения аргументов, которые эквивалентны много комбинационной позиционно-знаковой системе счисления f(+/-), то возникает необходимость формирования структурно-функциональной методики анализа и синтеза различных арифметических процессов преобразования аргументов, которая позволяла бы учитывать многовариантность аргументов сомножителей, что возможно только на аналитическом и графоаналитическом уровне.

Если анализировать такие понятия как анализ и синтез арифметических процессов преобразования аргументов, то они по существу включают в себя два уровня – уровень аргументов и уровень функциональных структур, которые в совокупности могут формировать графоаналитические структуры. При этом каждый из уровней имеют специфические формализованные методы анализа и синтеза. Если основой первого уровня – уровня аргументов является свойства его «генного» уровня, в который включаются

функциональные свойства непосредственно самой структуры аргументов и только эти свойства позволяют формировать тот или иной процесс их преобразования. Другими словами функциональные свойства «генного» уровня системы счисления определяют функциональную структуру преобразования аргументов. Следует отметить, что конечным результатом первого уровня анализа является синтез рекомендаций, посредством которых должен формироваться конкретный функциональный процесс преобразования аргументов. И эти рекомендации в неявной форме несут в себе и структуру функций. Когда как второй уровень анализа и синтеза характеризуется общими формализованными правилами преобразования структуры функций.

В основе формализованных правил преобразования функциональной структуры лежат (по аналогии с аргументами) свойства логического преобразования самих логических функций, которые можно разделить на две группы.

- Функция может быть представлена параллельной, последовательной и параллельно-последовательной с возможностью перехода из одного состояния в любые два другие;
- Функция с соответствующими аргументами может быть либо введена в функциональную структуру, либо перемещена в общей функциональной структуре по соответствующим функциональным связям, как в прямом, так и в обратном направлении и объединена с одноименной функцией.

Принципы формирования методики структурно-функционального синтеза математической модели логических процессов преобразования аргументов. Любой логический процесс преобразования может быть представлен в виде математической модели и в виде графоаналитической структуры аргументов.

Определение 1. Под математической моделью будем понимать логическую последовательность входных и преобразованных аргументов в структуре аналитических функций, которая адекватно отражает конкретный технологический процесс преобразования входных аргументов.

Определение 2. Под технологическим процессом преобразования аргументов будем понимать логическую последовательность в функциональной структуре аналитических функций математической модели, которая адекватно соответствует временному параметру процесса преобразования аргументов.

Определение 3. Под графоаналитической структурой аргументов будем понимать логическую последовательность аргументов любой формы записи в виде диаграмм, графов, таблиц, структуры функций и т.д., которые включают элементы функциональных связей в виде направленных векторов и которые адекватно отражают процесс конкретного преобразования аргументов.

Одним из фундаментальных понятий формализованного анализа и синтеза является аксиома коммутативности, которую для процесса формирования частичных произведений можно записать, как в аналитическом виде

$$[n_i]\&_{ij}[m_j] \rightarrow f(\Sigma) \rightarrow [S_\Sigma] \qquad (1)$$

так и в структурно-функциональном виде

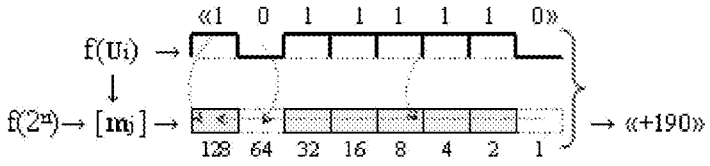
$$\left.\begin{matrix}[m_j]=\\ [\&_{ij}]\\ [n_i]=\end{matrix}\right\} = ([m_j]\&_{ij}[n_i] \Lambda [n_i]\&_{ij}[m_j]) = f(\Sigma) = [S_\Sigma] \qquad (2)$$

где $[m_j]$ и $[n_i]$ – структуры аргументов множителя и множимого, которые в соответствии с аксиомой коммутативности могут быть как множителем, так и множимым и являются по существу сомножителями: (=) – функциональная связь f(=) двух последовательных логических функций; (}) математический знак системы и в математической модели соответствует одновременному приему входных аргументов, в данном случае аргументов $[m_j]$ и $[n_i]$, логической структурой или функцией, в частности логической функции $f_1(\&)$-И; $[m_j]\&_{ij}[n_i]$ и $[n_i]\&_{ij}[m_j]$ - преобразованные аргументы частичных произведений, которые сформированы посредством логических функций $f_1(\&)$-И логического умножения; $= ([m_j]\&_{ij}[n_i]\Lambda[n_i]\&_{ij}[m_j]) =$ - преобразованный аргумент функциональной связи f(=); Λ – алгебраический символ ИЛИ. В связи с введенными аналитическими формами записи аргументов и функций имеет смысл привести примеры аналитической записи как других логических функций и функциональных структур, так и формализованную запись структур аргументов, которые в дальнейшем будут использованы.

- Логические функции:

где $\left.\begin{matrix}=\\ 1\\ =\end{matrix}\right\} =$ – функция $f_1(\})$-ИЛИ; $\left.\begin{matrix}=\\ \&_1\\ =\end{matrix}\right\} =$ – функция $f_1(\&)$-И; $\left.\begin{matrix}=\\ \underline{\&}_1\\ =\end{matrix}\right\} =$ – функция $f_1(\underline{\&})$-И-НЕ; «=$\underline{\&}_1$=» – инвертирующая функция $f_1(\underline{\&})$-НЕ или функция изменения активности аналоговых сигналов аргументов; $f(\Sigma)$ – функциональная структура сумматора (Σ).

- Графоаналитическая структура перехода от арифметических аргументов «10111110», которые эквивалентны реальному сигналу $f(U_i)$ к формализованной записи аргументов сомножителей $[m_j]$ и $[n_i]$

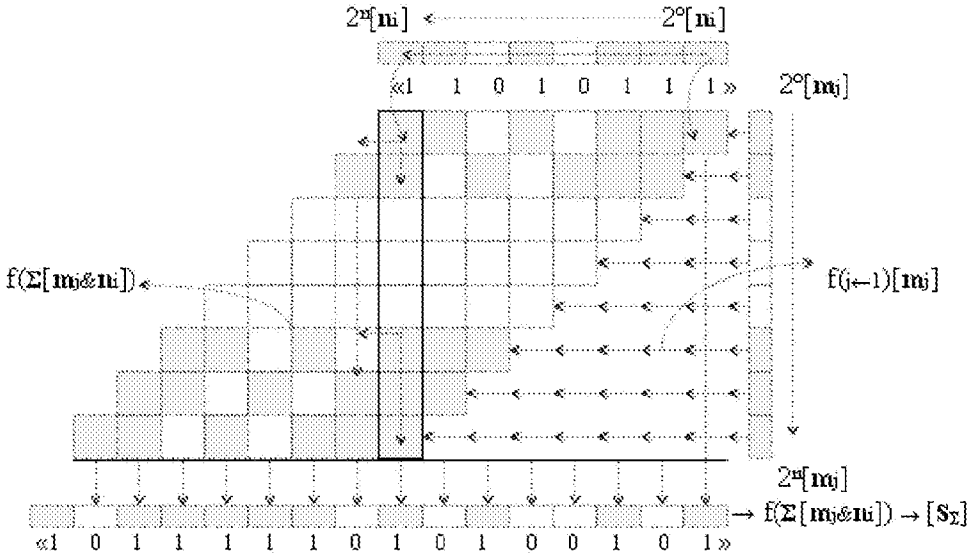


(3)

где ▭ и ▭ - формализованные аргументы $[m_j]$, которые соответствуют активному аргументу «1» и не активному аргументу «0».

Возвращаясь к анализу двух форм записи аксиомы коммутативности (1) и (2) можно отметить, что с одной стороны в структурно-функциональном виде аксиома в большей степени соответствует реальному процессу формирования аргументов частичных произведений $[\mathbf{m}_j]\&_{ij}[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{n}_i]\&_{ij}[\mathbf{m}_j]$. Поскольку только при совместном или одновременном существовании аргументов сомножителей в системе логических функций $f_1(\&)$-И формируются частичные произведения. С другой стороны каждая из структур аргументов $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ по функциональному назначению эквивалентны, следовательно, в соответствии с аксиомой коммутативности (2) или (3) функциональная структура умножителя может быть организована

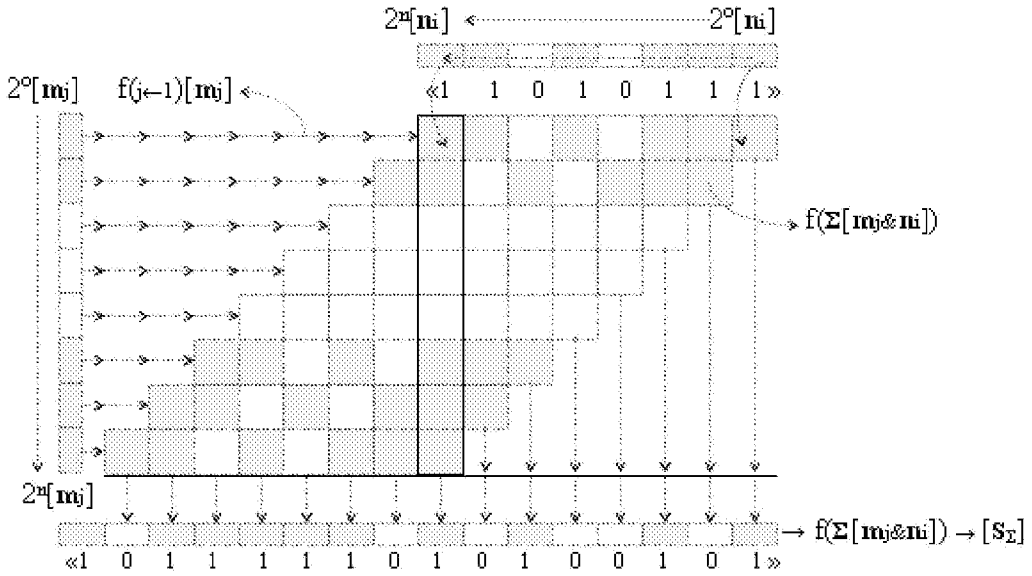
- либо посредством последовательного формирования частичных произведений начиная с младших разрядов в соответствии с графоаналитической структурой (4).



(4)

где $f_{(j\leftarrow 1)}[\mathbf{m}_j]$ – функциональная структура активизации аргументов множимого $[\mathbf{m}_j]$, посредством которой осуществляется сдвиг активного аргумента множимого для формирования соответствующего частичного произведения. При этом символ (←) функции $f_{(j\leftarrow 1)}$, направление которого соответствует весовой структуре аргументов (3), указывает в каком направлении происходит активизация аргументов в процессе умножения в структуре множимого $[\mathbf{m}_j]$ от минимального весового значения (разряда) к максимальному весовому его значению, т.е. процесс умножения осуществляется со старшего разряда.

- либо посредством последовательного формирования частичных произведений начиная со старших разрядов одного из сомножителя $[\mathbf{n}_i]$ или $[\mathbf{m}_j]$ в соответствии с графоаналитической структурой (5).



(5)

где $f_{(j\to 1)}[\mathbf{m}_j]$ – функциональная структура активизации аргументов множимого $[\mathbf{m}_j]$, посредством которой осуществляется сдвиг активного аргумента множимого для формирования соответствующего частичного произведения. При этом символ (→) функции $f_{(j\to 1)}$ указывает в каком направлении происходит активизация аргументов в структуре множимого $[\mathbf{m}_j]$ от максимального весового его значения (разряда) к минимальному весовому его значению, т.е. процесс умножения осуществляется со старшего разряда.

В результате введения функциональной структуры активизации аргументов множимого $f_{(j\leftarrow 1)}[\mathbf{m}_j]$ и $f_{(j\to 1)}[\mathbf{m}_j]$ алгебраическое выражение (1) может быть записано либо в виде алгебраического выражения (6).

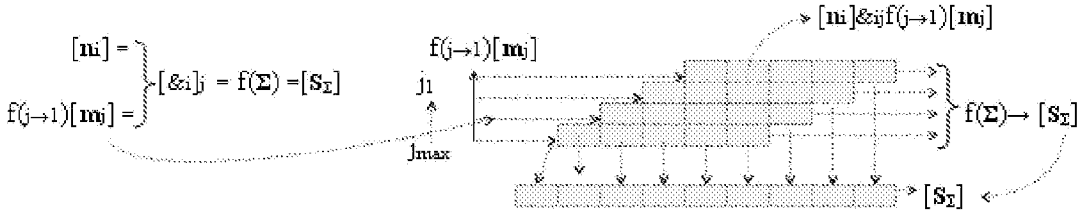
$$[\mathbf{n}_i]\&_{ij} f_{(j\leftarrow 1)}[\mathbf{m}_j] \to f(\Sigma) \to [\mathbf{S}_\Sigma] \qquad (6)$$

либо в виде алгебраического выражения (7).

$$[\mathbf{n}_i]\&_{ij} f_{(j\to 1)}[\mathbf{m}_j] \to f(\Sigma) \to [\mathbf{S}_\Sigma] \qquad (7)$$

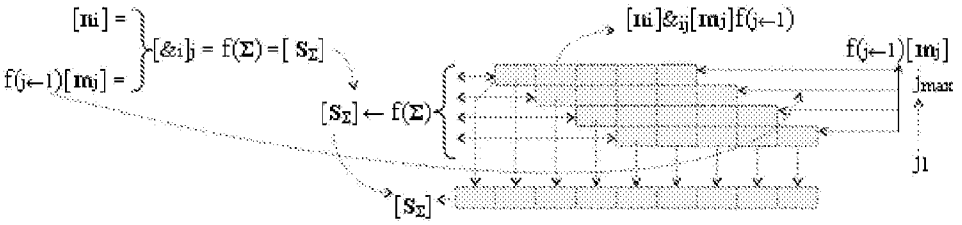
При этом следует отметить, что алгебраическую форму записи (6) и (7) целесообразно использовать в текстовой части анализа процессов преобразования аргументов, а при формировании математической модели логического процесса преобразования аргументов, целесообразно использовать структурно-функциональный метод записи ее, поскольку в этом методе математическая модель адекватно отражает технологический процесс преобразования аргументов. В этой связи в структурно-функциональной форме аналитическое выражение (2) с введенной функциональной структурой активизации аргументов множимого $f_{(j\to 1)}[\mathbf{m}_j]$ может быть записано:

- либо в виде выражения (8).



(8)

- либо в виде выражения (9).



(9)

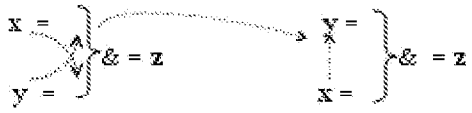
Сформированные аналитические выражения (8) и (9) по существу представляет собой обобщенную математическую модель процесса умножения аргументов [n_i] и [m_j] на уровне функций, а на графоаналитическом уровне выражений (8) и (9) представлена логика формирования процесса умножения аргументов. Следует особо отметить, что структурно-функциональная форма записи в большей степени соответствует технологическому процессу выполнения соответствующих операций преобразования аргументов и сама последовательность структуры функций по существу включает временной параметр, что очень важно при определении временных характеристик самого процесса преобразования, которое определяется по максимальной последовательности функций в структуре. Что касается графоаналитической формы записи, то она в большей степени соответствует технологическому процессу реализации самой функциональной структуры на кристалле, но в тоже время является первоосновой формирования любого арифметического процесса преобразования аргументов. При этом эти формы записи являются взаимодополняющими и являются основным формализованным методом структурно-функционального анализа и синтеза логических процессов преобразования аргументов.

Возвращаясь к вопросу формирования методики структурно-функционального синтеза арифметических процессов преобразования аргументов и аксиоме коммутативности в частности, можно отметить, что коммутативность в ее расширенном толковании в структурно-функциональном анализе и синтезе занимает особое положение. Остановимся на этом понятии более подробно и введем определение.

Определение 4. Под коммутативностью будем понимать возможность перемещения не только аргументов, но и функций с соответствующими входными аргументами по функциональным связям в однородной функциональной структуре.

Определение 5. Под однородной функциональной структурой будем понимать функцию или их совокупность, при прохождении которой аргумент или группа аргументов не изменяет своего логического содержания, а изменяется только информационная составляющая преобразованного или преобразованных аргументов.

Пример 1. В системе логической функции f(&)-И коммутативность для аргументов **x** и **y** можно записать в виде



т.е. в системе логической функции f(&)-И входные аргументы **x** и **y** могут быть расположены в любой последовательности ее функциональных связей f(=).

Пример 2. В однородной структуре, например логических функций f(&)-И, коммутативность функциональных логических структур можно записать в виде



(10)

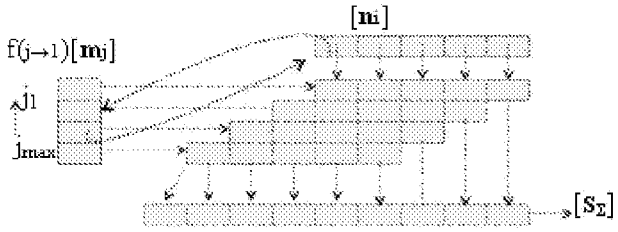
Для конкретизации понятия функциональной логической структуры или функциональной структуры математической модели введем определение.

Определение 6. Под функциональной логической структурой или функциональной структурой в математической модели будем понимать логическую функцию или их совокупность с входными ее аргументами, в которой конкретно указывается выходная логическая функция.

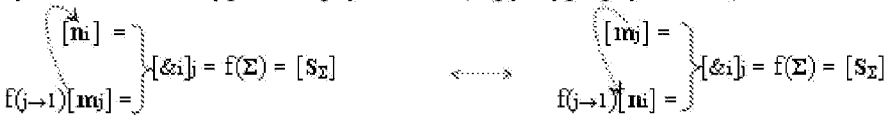
В соответствии с введенным определением в математической модели (10) функциональной логической структурой является логическая функция $f_1(\})$-ИЛИ с входным аргументом **x**.

Возвращаясь к аналитическим выражениям умножителя (8) и (9) коммутативность аргументов сомножителей $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ может быть записана в графоаналитическом виде

- на графоаналитическом уровне

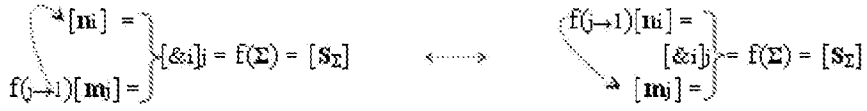


- коммутативность на уровне аргументов (структур аргументов)



(11)

- коммутативность на уровне функций (функциональных структур)

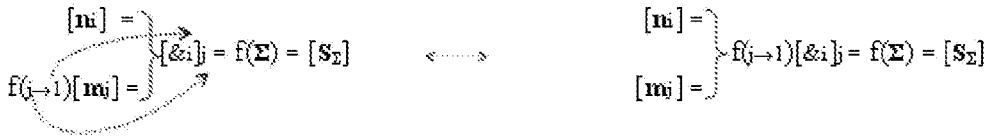


(12)

Анализируя полученный результат можно отметить, что коммутативность на уровне аргументов (11) косвенным образом можно отнести к методу структурно-функционального синтеза, поскольку не приводит к изменениям функциональной структуры преобразователя, когда как коммутативность на уровне функций (12) позволяет непосредственно сформулировать утверждение.

Утверждение 2. Любая функциональная структура в исходной математической модели процесса преобразования аргументов, которая не выполняет преобразование структуры аргументов, может быть перенесена либо в системе функциональных связей f(=) конкретной функции, либо через систему этой конкретной функции и функционально совмещена с ней с формированием преобразованной математической модели, которая будет эквивалентна исходной математической модели.

Пример 3. Поскольку функциональная структура $f(j\leftarrow 1)$ активизации аргументов множимого $[\mathbf{m}_j]$, посредством которой осуществляется сдвиг активного его аргумента в выражениях (12), которая не выполняет преобразование структуры аргументов в аналитическом выражении (12), может быть перенесена через систему этой конкретной функции и функционально совмещена с ней в соответствии с графоаналитической структурой (13),



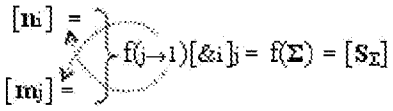
(13)

Из анализа преобразованной математической модели (13) следует, что с одной стороны в результате выполненного формализованного действия по переносу функциональной структуры $f(j\leftarrow 1)$ активизации аргументов множимого $[\mathbf{m}_j]$ через систему логических функций $f([\&_i]_j)$-И исходное аналитическое выражение (12) эквивалентно сформированной математической модель (13) по конечному результату преобразования входных аргументов. Но с другой стороны имеют различные способы формирования аргументов частичных произведение для их последующего суммирования. Если в исходном выражении (12) частичные произведения формируют последовательно, поскольку активность аргумента множителя $f(j\rightarrow 1)[\mathbf{m}_j]$ изменяется в направлении от старшего к младшему разряду. Когда как в преобразованном выражении (13) функциональная структура $f(j\leftarrow 1)$ активизирует уже

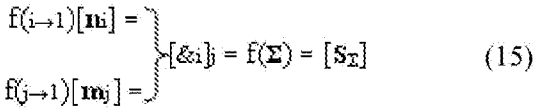
логические функции f([&i]j), посредством которых формируются аргументы частичных произведений для формирования структуры аргументов [Si]j в сумматоре f(Σ).

Утверждение 3. Любая функционально законченная структура в исходной математической модели, которая не выполняет преобразование структуры аргументов и входящая в состав системы другой функции, может быть перенесена по функциональным входным связям f(=) через систему этой функции и функционально совмещена с входными аргументами этой функции, а преобразованная математической модели будет эквивалентна исходному аналитическому выражению.

Если выполнить в аналитическом выражении (13) обратный перенос функциональной структуры f(j←1) активизации функций f([&i]j) по всем функциональным связям f(=) в соответствии с графоаналитической структурой (14), то сформируем выражение (15),

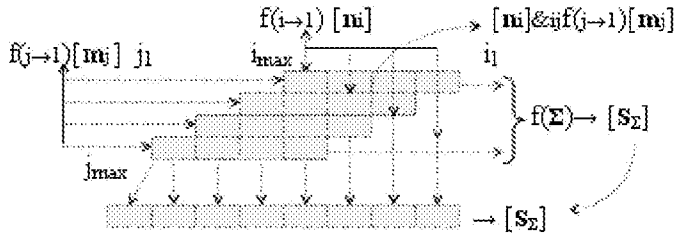


(14)



(15)

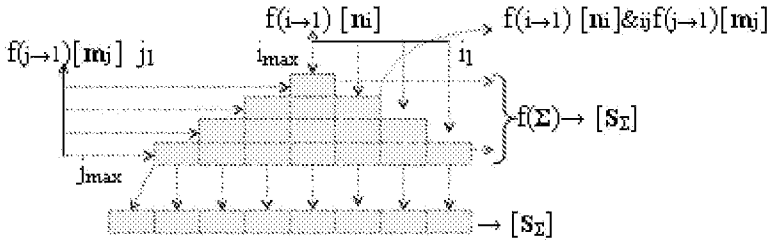
в котором два сомножителя f(i→1)[ni] и f(j→1)[mj] имеют функциональные структуры f(i→1) и f(j→1) активизации аргументов соответствующих сомножителей [ni] и [mj]. В связи с полученным результатом (15) определимся с его смысловым содержанием, а для этого в графоаналитическую структуру аргументов (8) введем функциональную структуру [fi(→)ni] с указанием дополнительных действий, например, аналогичных действий функциональной структуре [fj(→)mj] и сформируем графоаналитическую структуру (16).



(16)

Из анализа графоаналитической структуры (16) следует, что смысловое содержание функциональных структур f(i→1) и f(j→1) аналитического выражения (15) сводится к одновременному перемещению или дискретному сдвигу аргументов частичных произведений [ni]&ij[mj] в структуре частичных произведений. При этом дискретность равна разности между значением старшего разряда и значением текущего разряда. А перемещение аргументов и функций по функциональным связям в любой структуре процесса преобразования аргументов является основной процедурой формализованного синтеза и минимизации математической модели либо на уровне аргументов, либо на уровне функциональных аналитических структур.

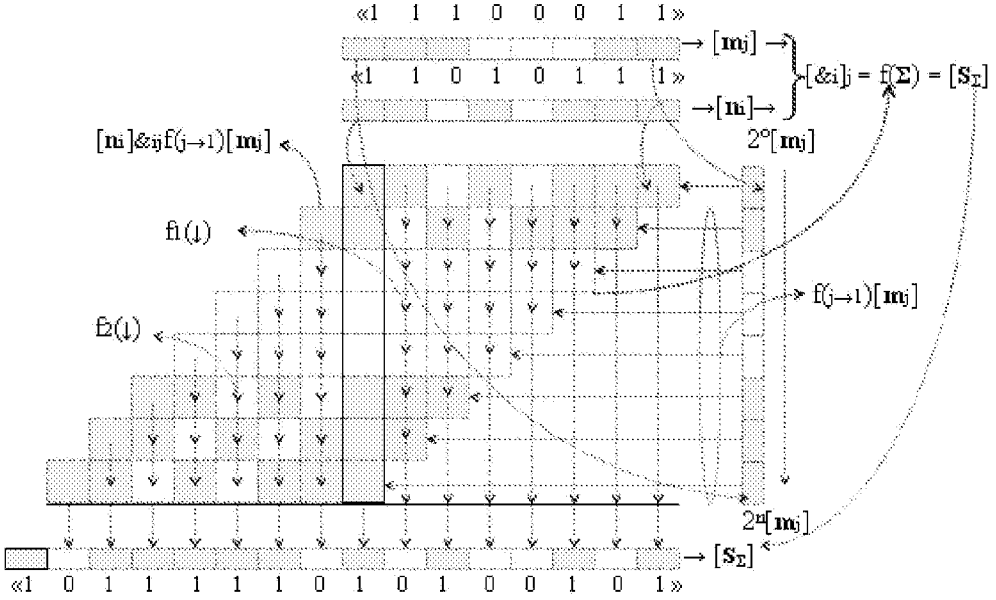
Если выполнить указанные действия в графоаналитической структуре (16), то формируем ее скорректированную графоаналитическую структуру (17).



(17)

Для дальнейшего понимания смыслового содержания аналитического выражения (15) и ее графоаналитической интерпретации (17) аналогичные действия выполним в конкретном примере.

Пример 4. Пусть заданы аргументы сомножителей [mj] → «11010111» и [ni] → «11100011» и выполним аналогичные действия, которые были выполнены в графоаналитических структурах (16) и (17), которые запишем в виде выражения (18).

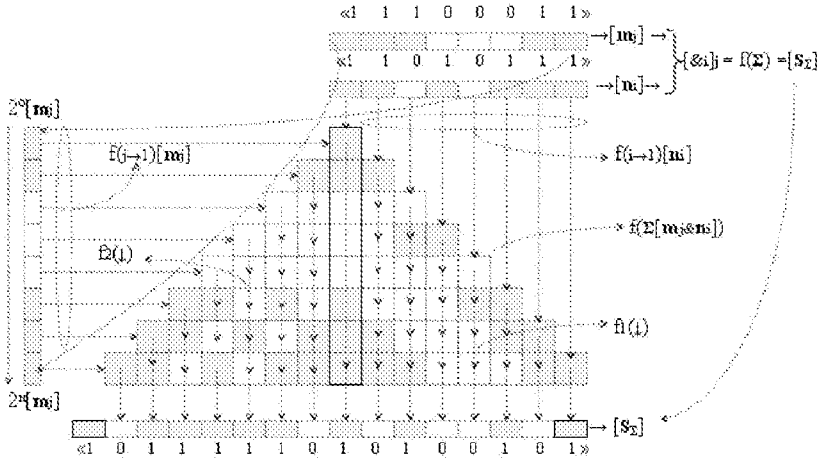


(18)

где f1(↓) и f2(↓) – функциональные связи, по которым осуществляется перенос аргументов частичных произведений [mj&ni] в структуре сумматора f(Σ).

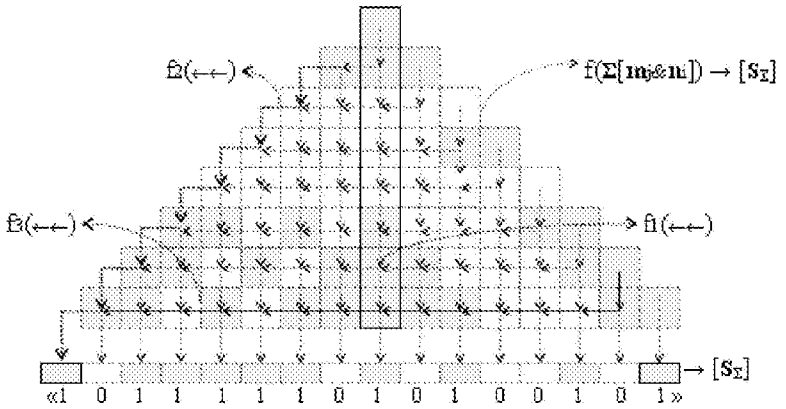
Из анализа графоаналитической структуры (18) конкретного процесса умножения аргументов множимого [ni] на множитель [mj] следует, что по каждой из функциональных вертикальных связей f1(↓) в структуре сумматора f(Σ) осуществляется перенос аргументов частичных произведений конкретного разряда для формирования результирующей суммы [Si]j этого разряда. И если выполнить переносы аргументов частичных произведений по своим разрядным связям в соответствии с правилами структурно-функционального синтеза, то в

результате выполненных переносов $f_1(\downarrow)$ аргументов частичных произведений $[\mathbf{m}_j\&\mathbf{n}_i]$ формируем графоаналитическую структуру (19).



(19)

Из анализа графоаналитической структуры (19) процесса умножения аргументов $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ следует, что в результате выполнения рекомендации в соответствии с функциональной структурой $f(i\rightarrow1)$ по сдвигу аргументов частичных произведений $[\mathbf{m}_j\&\mathbf{n}_i]$ младших разрядов по соответствующим функциональным связям $f_1(\downarrow)$ была сформирована пирамидальная структура аргументов частичных произведений $f(\Sigma[\mathbf{m}_j\&\mathbf{n}_i])$. При этом если определиться в графоаналитической структуре (20) с полным циклом суммирования частичных произведений,



(20)

где $f_1(\leftarrow\leftarrow)$ – функциональная структура переноса аргумента по функциональным связям; $f_2(\leftarrow\leftarrow)$ –функциональная диагональная структура переноса; $f_3(\leftarrow\leftarrow)$ – функциональная структура сквозного переноса; то при реализации процесса суммирования $f(\Sigma[\mathbf{m}_j\&\mathbf{n}_i])$ аргументов частичных произведений посредством полных сумматоров $f_n(\Sigma)$ в двоичной системе счисления $f(2^n)$ с функциональными структурами переносов $f_1(\leftarrow\leftarrow)$, $f_2(\leftarrow\leftarrow)$ и $f_3(\leftarrow\leftarrow)$ аргументов, быстродействие восьми разрядного умножителя будет эквивалентно

$$t_s \rightarrow 14\cdot f_n(\Sigma)$$

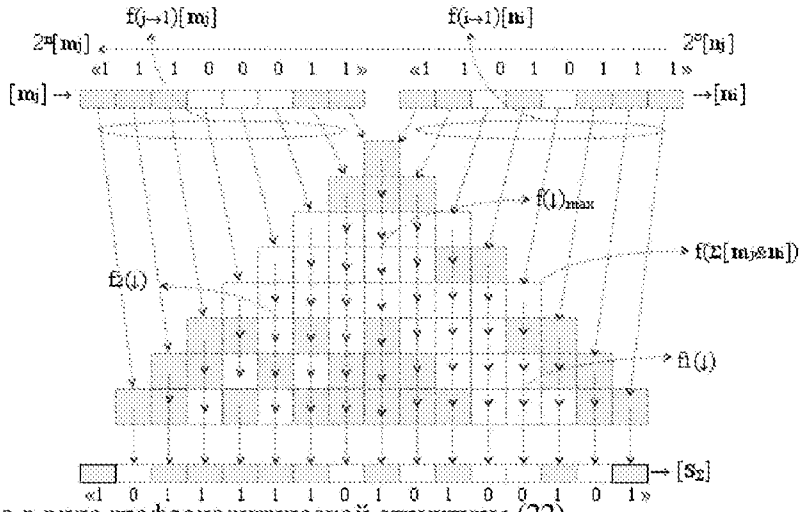
т.е. четырнадцати полным сумматоров $f_n(\Sigma)$ с функциональной структурой сквозного переноса $f_3(\leftarrow\leftarrow)$ и полностью будет соответствовать быстродействию графоаналитической структуры сумматора (18). При этом учитывая законы объективной реальности сформулируем аксиому.

Аксиома 1. Любое изменение структуры включает в себя и формирование в ней новых качеств.

Аксиома 2. Любое качество имеет практическую целесообразность.

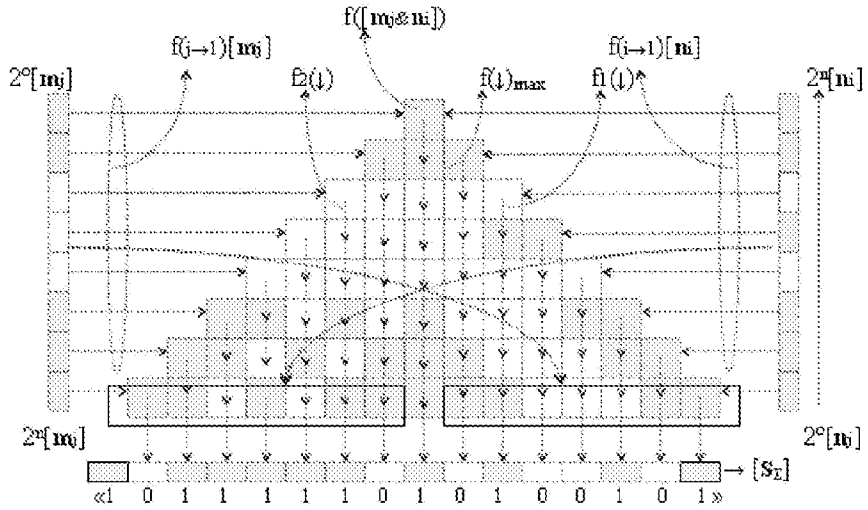
В данном случае новые качества графоаналитической структуры (20) должны включать в себя возможность либо упрощение функциональной реализации ее структуры, либо повышения быстродействия процесса умножения логических аргументов [ni] и [mj]. А поскольку анализу подвергается упорядоченная структура аргументов, которая адекватно отражает процесс логического умножения, то ее анализ выполним на структурно-функциональном уровне, записав ее

- либо в виде графоаналитической структуры (21).



(21)

- либо в виде графоаналитической структуры (22).



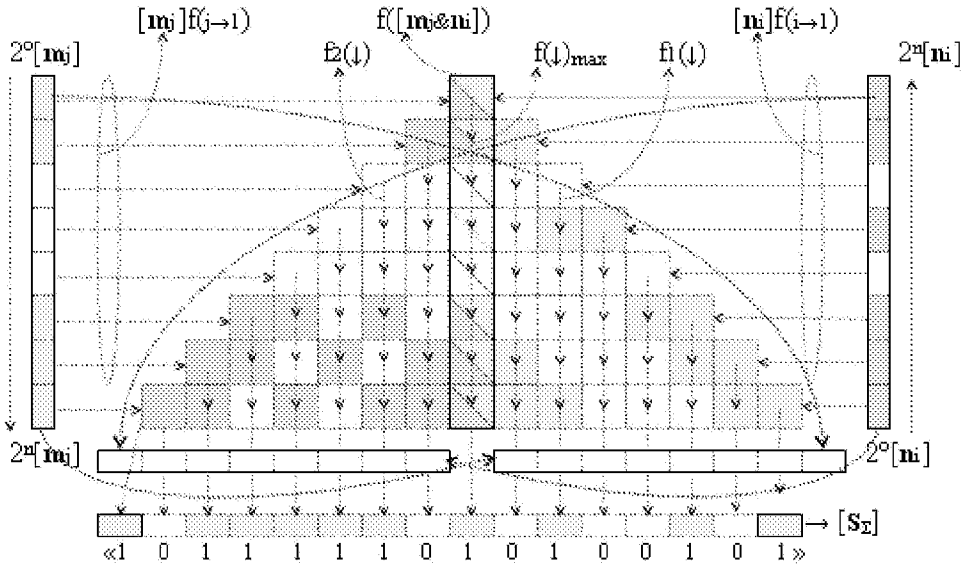
(22)

Из анализа графоаналитической структуры (21) и (22) следует, что аргументы $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ только в этой структуре являются сомножителями, при этом новым качеством данной структуры аргументов частичных произведений с одной стороны является иная, чем в графоаналитической структуре (18), логика формирования структуры логических функций $f([\&_i]_j)$, которую запишем в виде $f([\&_i]_j{}^*)$. С другой стороны существенным образом изменилось смысловое содержание функциональных структур $f(_{i\to 1})$ и $f(_{j\to 1})$ аналитического выражения (15) после выполнения этих функций в графоаналитическом выражении (19), которое сводилось к одновременным перемещениям или дискретным сдвигам аргументов младших разрядов частичных произведений $[\mathbf{n}_i]\&_{ij}[\mathbf{m}_j]$ в их общей структуре. При этом изменилось смысловое содержание функциональных структур $f(_{j\to 1})[\mathbf{m}_j]$ последовательной активизации структуры аргументов множимого $[\mathbf{n}_i]\&_{ij}$, поэтому изменим и последовательность записи функциональных структур аргументов $f(_{i\to 1})[\mathbf{n}_i]$ и $f(_{j\to 1})[\mathbf{m}_j]$ в соответствии с графоаналитическим выражением (22) и сформируем аналитическое выражение (24).

$$\left.\begin{matrix} f(_{i\to 1})[\mathbf{n}_i] = \\ f(_{j\to 1})[\mathbf{m}_j] = \end{matrix}\right\}[\&_i]_j{}^* = f(\Sigma) = [\mathbf{S}_\Sigma] \qquad (23)$$

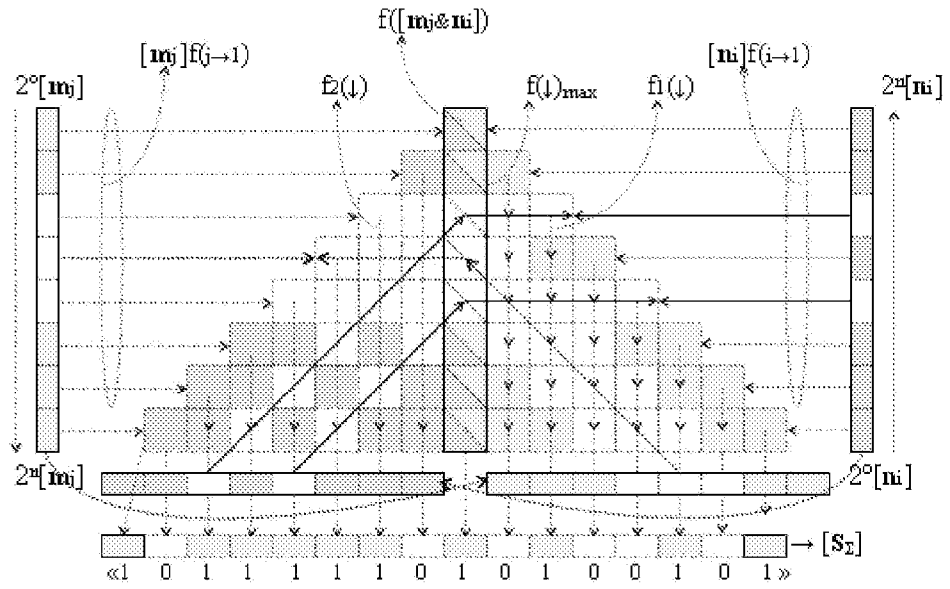
$$\left.\begin{matrix} [\mathbf{n}_i]f(_{i\to 1}) = \\ [\mathbf{m}_j]f(_{j\to 1}) = \end{matrix}\right\}[\&_i]_j{}^* = f(\Sigma) = [\mathbf{S}_\Sigma] \qquad (24)$$

Далее, из анализа графоаналитической структуры (22) следует, что в основании пирамидальной структуры аргументов частичных произведений лежат две структуры сомножителей $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$, которые совмещены в своей последовательности, поэтому выполним их перенос в соответствии с графоаналитической структурой (25) для последующей конкретизации системы логических функций $f([\&_i]_j)$.



(25)

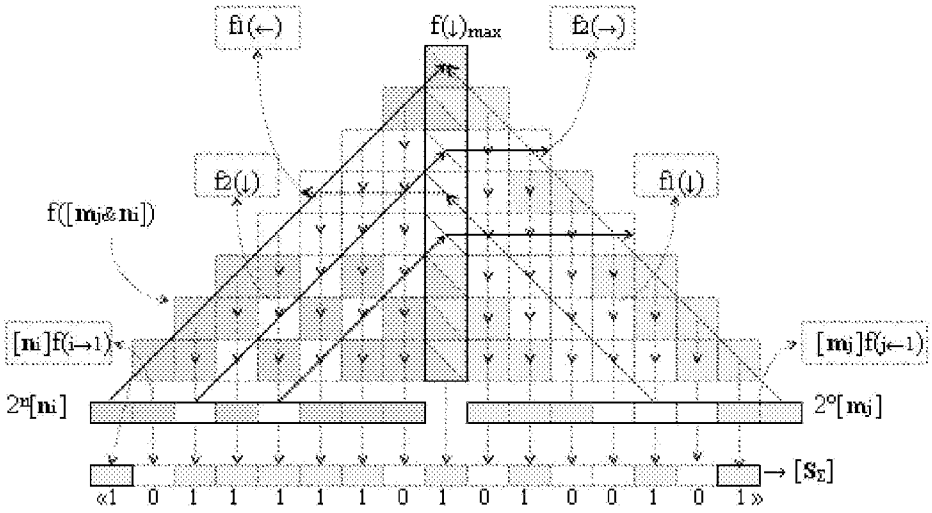
Выполняя перемещения структур аргументов [n_i] и [m_j] в основании пирамиды формируем графоаналитическую структуру (26).



(26)

Из анализа графоаналитической структуры (26) следует, что в структуре частичных произведений f([m_j&n_i]) включает вертикальную ось пирамиды, которая соответствует частичным произведениям двух сомножителей [n_i] и [m_j], но сформированы не одноименными, а противоположными разрядами. При этом также включает правую и левую области частичных произведений пирамиды, которые представляют структуры каждого из сомножителя [n_i] и [m_j] в отдельности, но с учетом активных «1» и не активных «0» противоположных структур их.

Далее, если из структуры аргументов частичных произведений f([m_j&n_i]) (26) исключить перенесенные структуры аргументов [n_i] и [m_j то ее можно записать в виде графоаналитической структуры (27),



(27)

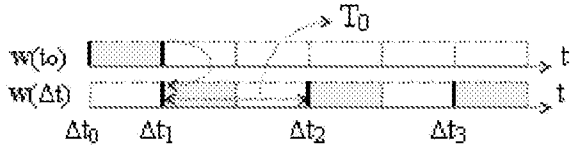
из анализа которой следует, что если выбрать направление формирования пирамидальной структуры частичных произведений $f([\mathbf{m}_j\&\mathbf{n}_i])$, например, с основания пирамиды, т.е. с максимальной по разрядности структуры частичных произведений, то с одной стороны формируется смысловое содержание функциональных структур $[\mathbf{n}_i]f(i\to 1)$ и $[\mathbf{m}_j]f(j\to 1)$ в аналитическом выражении (24). Таким образом, смысловое содержание функциональных структур $[\mathbf{n}_i]f(i\to 1)$ и $[\mathbf{m}_j]f(j\to 1)$, при формировании в пирамидальной структуре умножителя, заключается в направленном и встречном сдвиге аргументов $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$. Поэтому символ направленного сдвига $(\to)$ в функциональной структуре $[\mathbf{m}_j]f(j\to 1)$ аналитического выражения (24) должны быть изменен на противоположное направление $[\mathbf{m}_j]f(j\leftarrow 1)$ и оно может быть записано в виде аналитического выражения (28).

$$\left.\begin{matrix}[\mathbf{n}_i]f(i\to 1) = \\ [\mathbf{m}_j]f(j\leftarrow 1) = \end{matrix}\right\}[\&i]_j^* = f(\Sigma) = [\mathbf{S}_\Sigma] \qquad (28)$$

Таким образом, под функциональными структурами с аналитической записью $[\mathbf{n}_i]f(i\to 1)$ и $[\mathbf{m}_j]f(j\leftarrow 1)$ как в графоаналитической структуре (27), так и в выражении (28), будем подразумевать регистры для сдвига структур аргументов $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ в том направлении, которое указано в функциональном действии $f(i\to 1)$ и $f(j\leftarrow 1)$. Поскольку аналитическая форма записи аргументов $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ введена, а аналитическую форму записи функциональных структур $[\mathbf{n}_i]f(i\to 1)$ и $[\mathbf{m}_j]f(j\leftarrow 1)$, то в этой связи в выражение (28) введем входные аргументы $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ и запишем его в виде аналитического выражения (29).

$$\left.\begin{matrix}[\mathbf{n}_i] = [\mathbf{n}_i]f(i\to 1) = \\ [\mathbf{m}_j] = [\mathbf{m}_j]f(j\leftarrow 1) = \end{matrix}\right\}[\&i]_j^* = f(\Sigma) = [\mathbf{S}_\Sigma] \qquad (29)$$

При этом функциональные структуры $[\mathbf{n}_i]f(i\to 1)$ и $[\mathbf{m}_j]f(j\leftarrow 1)$ помимо приема аргументов $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ должны выполнять управляемые действия, которые включают запись аргументов и последующий их сдвиг, поэтому они должны включать математический символ системы ({}) с входным аргументом записи $\mathbf{w}(t_o)$ и аргументом сдвига $\mathbf{w}(\Delta t)$, графоаналитическую структуру которых можно записать в виде



(30)

Из анализа графоаналитической структуры (30) следует, что аргумент сдвига $\mathbf{w}(\Delta t)$ синхронизируется задним фронтом непрерывной во времени последовательности аргументов $\mathbf{w}(t_i)$ и имеет период следования T_0, при этом процесс их формирования начинается только при совпадении аргумента записи $\mathbf{w}(t_o)$ и синхронизирующего аргумента $\mathbf{w}(t_i)$.

В результате введения указанного символ и аргументов в функциональные структуры }[$\mathbf{n}_i$]f($_{i\to1}$) и }[$\mathbf{m}_j$]f($_{j\leftarrow1}$) их можно записать в виде структурно-функциональных аналитических выражений (31) и (32).

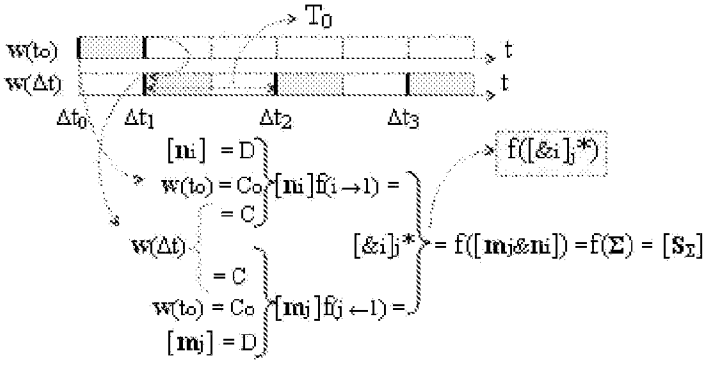
$$\left.\begin{array}{l}[\mathbf{n}_i]=D\\ w(t_o)=C_o\\ w(\Delta t)=C\end{array}\right\}[\mathbf{n}_i]f(_{i\to1})=[\mathbf{n}_i]f(_{i\to1}) \qquad (31)$$

$$\left.\begin{array}{l}[\mathbf{m}_j]=D\\ w(t_o)=C_o\\ w(\Delta t)=C\end{array}\right\}[\mathbf{m}_j]f(_{j\leftarrow1})=[\mathbf{m}_j]f(_{j\leftarrow1}) \qquad (32)$$

где (=D) – функциональная связь для приема входных структур аргументов [$\mathbf{n}_i$] или [$\mathbf{m}_j$]; (=C_o) и (=C) – функциональные связи для выполнения действий записи (=C_o) и последующего сдвига (=C) входных структур аргументов [$\mathbf{n}_i$] или [$\mathbf{m}_j$]; [$\mathbf{n}_i$]f($_{i\to1}$) и [$\mathbf{m}_j$]f($_{j\leftarrow1}$) – преобразованные аргументы с указанием по какому параметру он может быть преобразован.

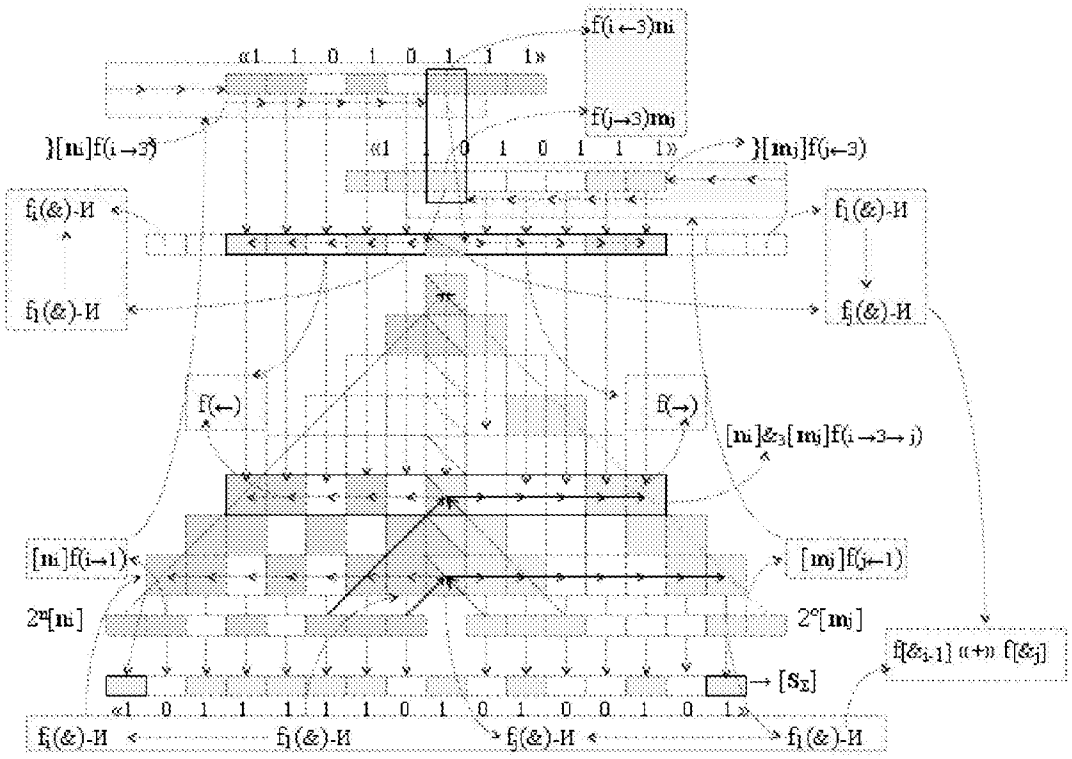
В связи с ведением аналитических выражений (31) и (32) для преобразованных аргументов [$\mathbf{n}_i$]f($_{i\to1}$) и [$\mathbf{m}_j$]f($_{j\leftarrow1}$) следует отметить, что при их записи в структурно-функциональной форме полностью сохранились символы функциональных связей, которые используются в аналогичных схемных изображениях функциональных структур того же назначения для упрощения перехода от математической модели к ее схемной реализации. При этом структурно-функциональная запись аргументов при изменении последовательности символов в записи позволяет изменять их смысловое содержание, например, в аналитических выражениях (30) и (31) преобразованные аргументы с последовательностью символов [$\mathbf{n}_i$]f($_{i\to1}$) и [$\mathbf{m}_j$]f($_{j\leftarrow1}$) означают, что структура аргументов [$\mathbf{n}_i$] и [$\mathbf{m}_j$] имеет действия f($_{i\to1}$) и f($_{j\leftarrow1}$) над всеми индексами аргументов, поскольку они включены в символы множества «[i]». А в последовательности символов f($_{i\to1}$)$\mathbf{n}_i$ и f($_{j\leftarrow1}$)$\mathbf{m}_j$ означают, что действия f($_{i\to1}$) и f($_{j\leftarrow1}$) относятся к конкретному индексу аргументов $\mathbf{n}_i$ и $\mathbf{m}_j$, который участвует в процессе преобразования аргументов.

Далее, выполняя замену в аналитическом выражении (29) преобразованных аргументов $\mathbf{n}_i$]f($_{i\to1}$) и [$\mathbf{m}_j$]f($_{j\leftarrow1}$) на их функциональную структуру (31) и (32) и объединяя с графоаналитической структурой (30) формируем структуру (34) процесса умножения аргументов [$\mathbf{n}_i$] или [$\mathbf{m}_j$].



(34)

Из анализа графоаналитического выражения (34) следует, что посредством его аналитического выражения могут быть сформированы функциональные различные структуры частичных произведений $f([\mathbf{m}_j\&\mathbf{n}_i])$, которые существенным образом зависят от конкретизации структуры логических функций $f([\&_i]_j^*)$. Поэтому для понимания логики формирования частичных произведений в системе логических функций $f([\&_i]_j^*)$ в сформированном аналитическом выражении (34) и в соответствии с пирамидальной структурой процесс умножения аргументов $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ (22) запишем для конкретного уровня частичных произведений графоаналитическую структуру (35).



(35)

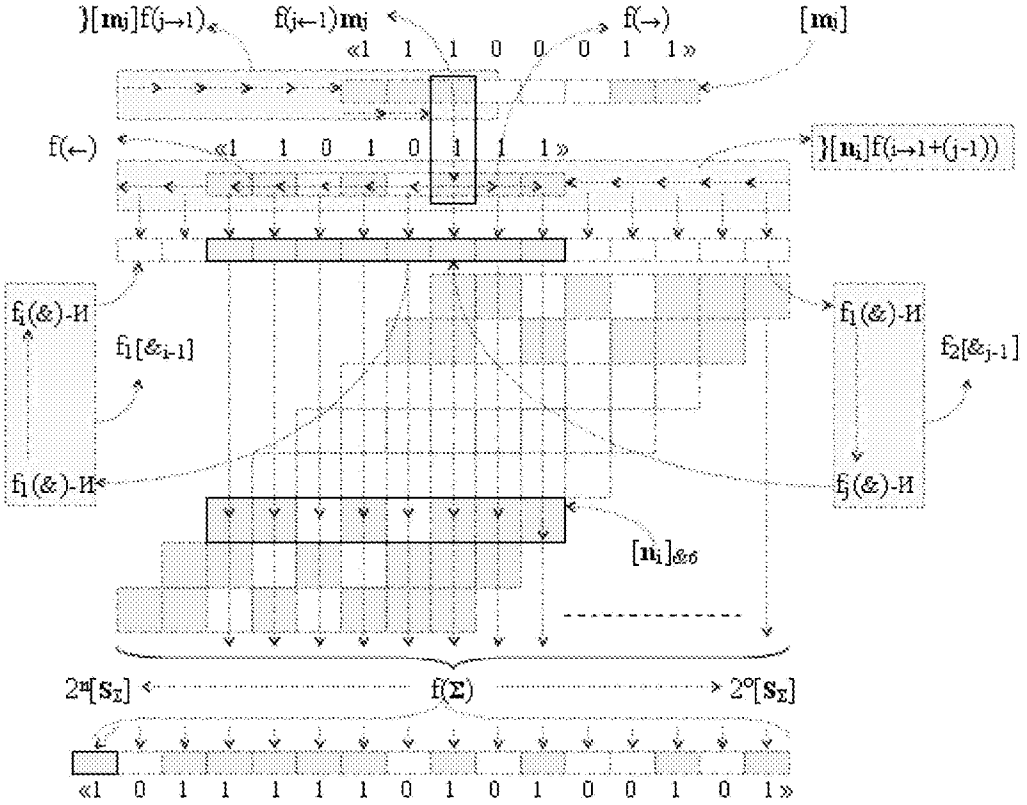
где $f(i\leftarrow 3)\mathbf{n}_i$ и $\mathbf{m}_j f(j\leftarrow 3)$ – функционально активизированные аргументы смещенных на три разряда структур аргументов сомножителей $[\mathbf{n}_i]f(i\rightarrow 3)$ и $[\mathbf{n}_i]f(i\rightarrow 3)$, посредством которых формируют структуру третьего уровня частичных произведений $[\mathbf{n}_i]\&_3[\mathbf{m}_j]f(i\rightarrow 3\rightarrow j)$, в котором средний разряд формируют непосредственно активизированные аргументы $f(i\leftarrow 3)\mathbf{n}_i$ и $\mathbf{m}_j f(j\leftarrow 3)$, а младшие и старшие разряды формируют путем логического умножения в соответствии с функциональными связями $f(\rightarrow)$ и $f(\leftarrow)$ функционально активизированного аргумента $f(i\leftarrow 3)\mathbf{n}_i$ сомножителя $[\mathbf{n}_i]$ на структуру аргументов сомножителя $[\mathbf{m}_j]f(j\leftarrow 3)$ и функционально активизированного аргумента $f(j\rightarrow 3)\mathbf{m}_j$ сомножителя $[\mathbf{m}_j]$ на структуру аргументов сомножителя $[\mathbf{n}_i]f(i\rightarrow 3)$.

Из анализа графоаналитической структуры (35) следует, что с одной стороны формирование пирамидальной структуры частичных произведений осуществляется

посредством последовательных структур логических функций $f[\&_{i-1}]$ «+» $f[\&_j]$, которые расположены с основания пирамиды до ее вершины при условии убывания разрядов «i» $\rightarrow f(i_{\leftarrow 1})$ и «j»$\rightarrow f(j_{\leftarrow 1})$. При этом логическая функция $f_j(\&)$-И, которая соответствует средней части основания пирамиды и все последующие ее логические функции f(&)-И включая и логическую функцию $f_j(\&)$-И ее вершины активизируется симметрично расположенными аргументами $[\mathbf{m}_j]$ и $[\mathbf{n}_i]$. И это обстоятельство позволяет реализовать последовательный процесс формирования частичных произведений $f([\mathbf{m}_j\&\mathbf{n}_i])$ при введении убывающих условий в структуры аргументов $[\mathbf{m}_j]f(j_{\leftarrow 1})$ и $[\mathbf{n}_i]f(i_{\rightarrow 1})$, в результате система логических функций $f([\&_i]_j^*)$ с пирамидальной структурой минимизируется к последовательной структуре (36),

$$f([\&_i]_j^*) \rightarrow f_1[\&_{i-1}] \text{«+»} f_j(\&) \text{«+»} f_2[\&_{j-1}] \qquad (36)$$

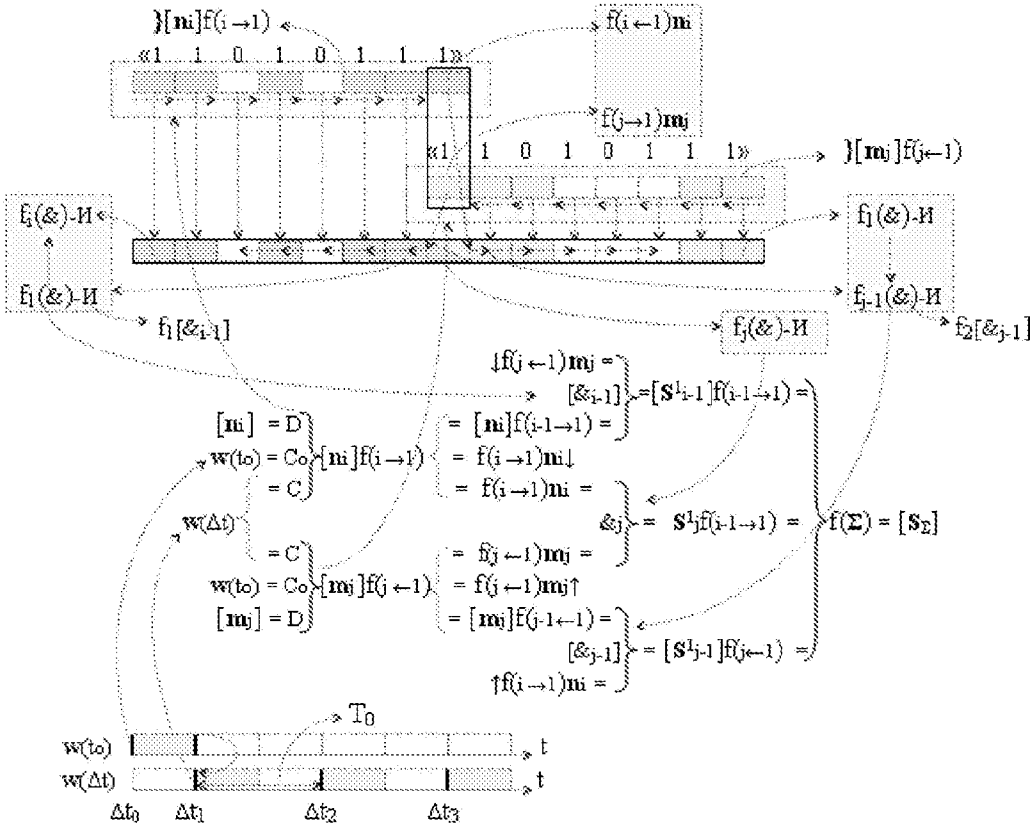
которая является наиболее корректно, поскольку последующий процедурой является процесс суммирования, который реализуется последовательным методом. Аналогичную систему логических функций (36) имеет и процесс умножения аргументов $[\mathbf{m}_j]$ и $[\mathbf{n}_i]$ (18) при формировании его частичных произведений с младших разрядов аргумента множимого (37).



(37)

где $f(f(j_{\rightarrow 1})[\mathbf{m}_j]_{\rightarrow 1})[\mathbf{m}_j]$ – функциональная структура аргументов множимого $[\mathbf{m}_j]$, в которой реализован убывающий сдвиг аргументов с «j» разряда до «1» разряда множимого; $f(i_{\rightarrow 1+(j-1)})[\mathbf{n}_i]$ – функциональная структура аргументов множимого $[\mathbf{n}_i]$, в которой реализован возрастающий сдвиг аргументов с «1» разряда до дополнительных разрядов «j-1» аргументов множимого $[\mathbf{n}_i]$.

Из сопоставительного анализа графоаналитических структур (35) и (37) процесса формирования частичных произведений $[\mathbf{n}_i]\&_3[\mathbf{m}_j]f(i\to 3\to j)$ и $[\mathbf{n}_i]_{\&_6}$ следует, что пирамидальный метод формирования частичных произведений более корректен, поскольку функциональная структура $f(i\to 1+(j-1))[\mathbf{n}_i]$ для сдвига множимого $[\mathbf{n}_i]$ без убывания по разрядности существенно превышает аналогичную структуру $[\mathbf{n}_i]f(i\to 1)$ с убыванием разрядов множимого $[\mathbf{n}_i]$. В этой связи имеет смысл сформировать математическую модель пирамидального метода формирования частичных произведений, а для этого сформируем графоаналитическую структуру (38),



(38)

где $[S^1_{i-1}]f(i-1\to 1)$ – суммарная структура частичных произведений уровня $f(i-1\to 1)$; $S^1_jf(i-1\to 1)$ – средний аргумент частичных произведений уровня $f(i-1\to 1)$; $[S^1_{j-1}]f(j\leftarrow 1)$ – суммарная структура частичных произведений уровня $f(j\to 1)$; в которой совместим для анализа скорректированное графоаналитическое выражение (34) с графоаналитической структурой (35), которая скорректирована для формирования аргументов частичных произведений основания пирамиды.

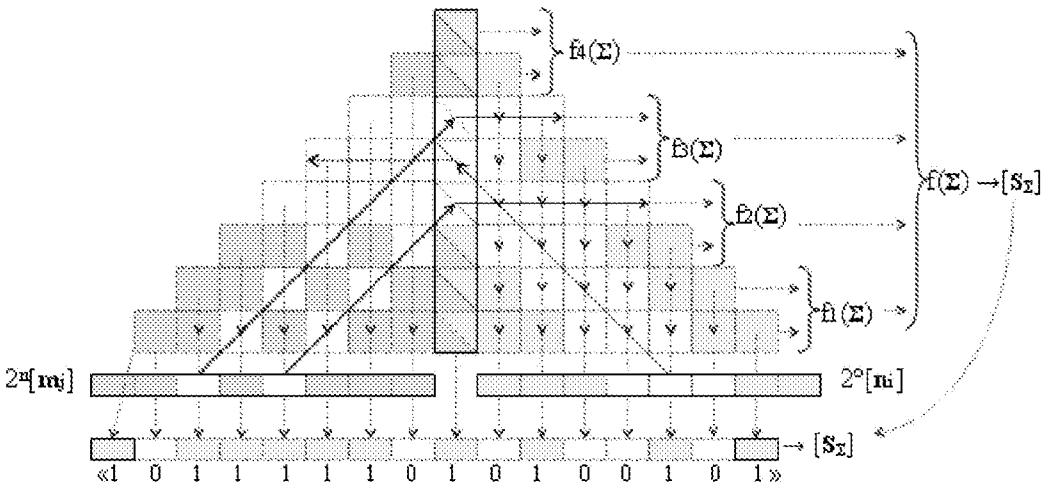
Из анализа графоаналитической структуры (38) следует, что для записи аргументов сомножителей $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$, которые поданы на соответствующие функциональные вязи «D» функциональных структур убывающего сдвига $\}[\mathbf{n}_i]f(i\to 1)$ и $\}[\mathbf{m}_j]f(j\leftarrow 1)$, на функциональные связи «Co» подают аргумент записи $\mathbf{w}(t_o)$, по переднему фронту которого и осуществляется

запись аргументов сомножителей [$\mathbf{n}_i$] и [$\mathbf{m}_j$]. В результате на выходных связях функциональных структур убывающего сдвига }[$\mathbf{n}_i$]f($_{i\to 1}$) и }[$\mathbf{m}_j$]f($_{j\leftarrow 1}$) формируются им соответствующие аргументы [$\mathbf{n}_i$]f($_{i-1\to 1}$), f($_{i\to 1}$)$\mathbf{n}_i$ и [$\mathbf{m}_j$]f($_{j-1\leftarrow 1}$), f($_{j\leftarrow 1}$)$\mathbf{m}_j$, которые в соответствии с логикой формирования частичных произведений пирамидальной структурой распределяются в следующей комбинации:

- Для формирования старших разрядов частичных произведений посредством линейной структуры логических функций f[&$_{i-1}$]($_{i\to 1}$) участие принимают структура аргументов множимого [$\mathbf{n}_i$]f($_{i-1\to 1}$) и аргумент множителя ↓f($_{j\leftarrow 1}$)$\mathbf{m}_j$.
- Для формирования среднего разряда частичных произведений посредством линейной функций f(&$_j$)($_{j\to 1}$)участие принимают два аргумента множителя f($_{i\to 1}$)$\mathbf{n}_i$ и f($_{j\leftarrow 1}$)$\mathbf{m}_j$.
- Для формирования младших разрядов частичных произведений посредством линейной структуры логических функций f[&$_{j-1}$]($_{j\to 1}$) участие принимают структура аргументов множимого [$\mathbf{m}_j$]f($_{j-1\leftarrow 1}$) и аргумент множителя ↑f($_{i\to 1}$)$\mathbf{n}_i$.

После чего частичные произведения поступают на функциональные связи сумматора f(Σ) для формирования результирующей суммы [$\mathbf{S}_\Sigma$], которая формируется путем суммирования последовательно сформированных частичных произведений. В этой связи определимся с функциональной структурой сумматоров f(Σ), а для этого графоаналитическую структуру частичных произведений (26) совместим с возможными реализациями функциональных структур сумматоров f(Σ), которые можно записать только в двух вариантах.

- Параллельно-последовательная функциональная структура сумматора частичных произведений (39),

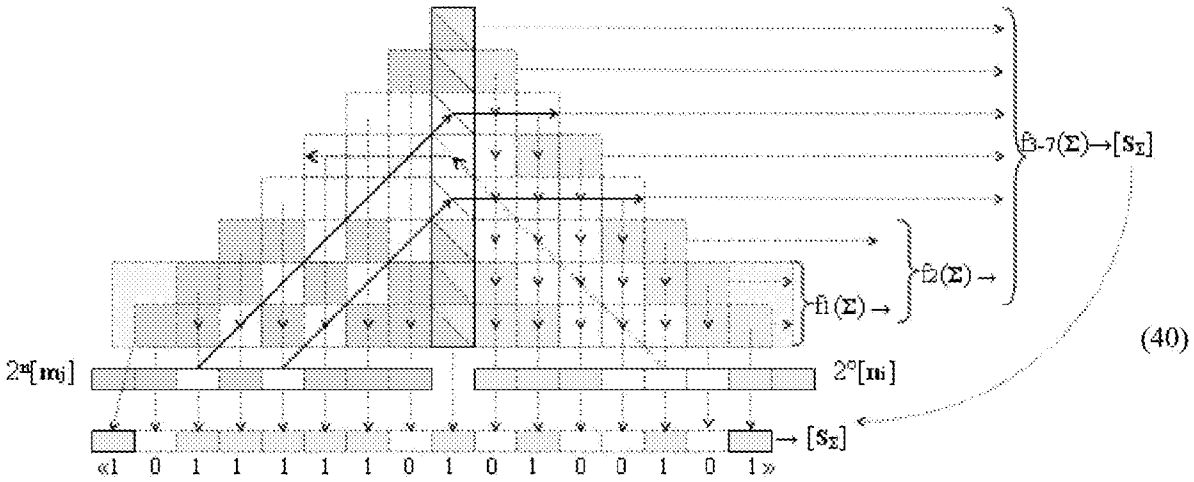


(39)

в которой на предварительном этапе выполняется одновременная процедура попарного суммирования частичных произведений соответствующих уровней пирамидальной структуры, но для этого должны быть предварительно сформированы все уровни частичных

произведений. Поэтому данный вариант функциональной структуры сумматора для аналитического выражения (38) не может быть применен.

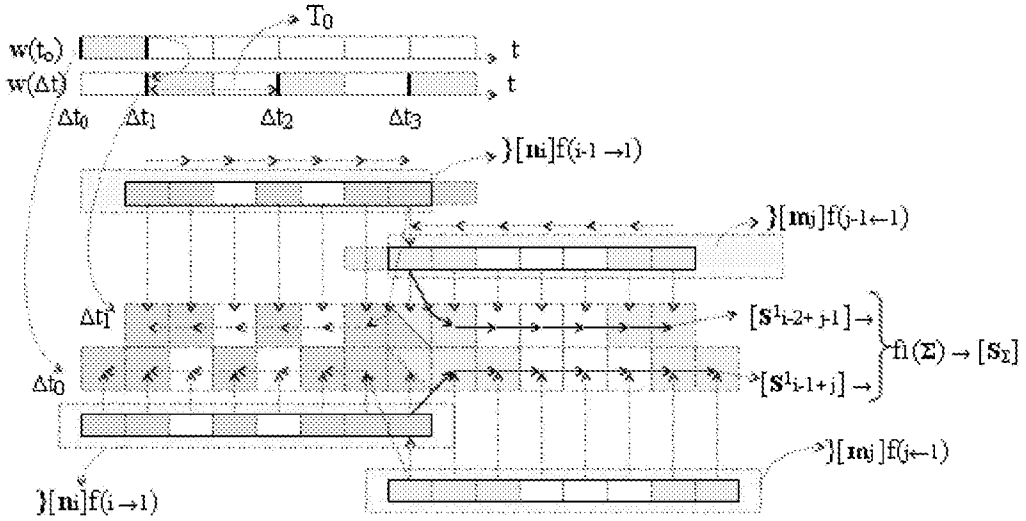
- Последовательная функциональная структура сумматора частичных произведений (40),



(40)

в которой на предварительном этапе выполняется одновременная процедура суммирования, как минимум двух уровней частичных произведений пирамидальной структуры и эта структура сумматора может быть использована в аналитическом выражении (38).

Из анализа двух графоаналитических структур (38) и (40) следует, что с одной стороны пирамидальная структура частичных произведений может быть минимизирована до ее двух уровней в соответствии с графоаналитической структурой (41).



(41)

где }[ni]f(i→1) и }[mj]f(j←1) – состояние функциональных структур после записи в них исходных структур аргументов сомножителей [ni] и [mj] в момент времени Δt_0, при этом запись выполняется аргументом $\mathbf{w}(t_o)\uparrow$ при переходе из не активизированного уровня в активизированный уровень (↑); }[ni]f(i-1→1) и }[mj]f(j-1←1) – состояние функциональных

структур после выполнения процедуры убывающего сдвига аргументов сомножителей $[\mathbf{n}_i]$ и $[\mathbf{m}_j]$ в момент времени Δt_1; $[S^1_{i-1+j}]$ и $[S^1_{i-2+j-1}]$ – упорядоченные последовательности аргументов частичных произведений двух уровней, которые подвергаются суммированию в функциональной структуре $f_1(\Sigma)$ с формированием их суммы $[S_\Sigma]$. С другой стороны, если записать функциональную структуру сумматора $f_1(\Sigma)$ в аналитическом виде

$$\left.\begin{matrix}\left\{\begin{matrix}=S^1_i\\ \vdots\\ =S^1_1\end{matrix}\right.\\ \left\{\begin{matrix}=S^2_j\\ \vdots\\ =S^2_1\end{matrix}\right.\end{matrix}\right\} f1(\Sigma) \rightarrow [S_\Sigma] \qquad (42)$$

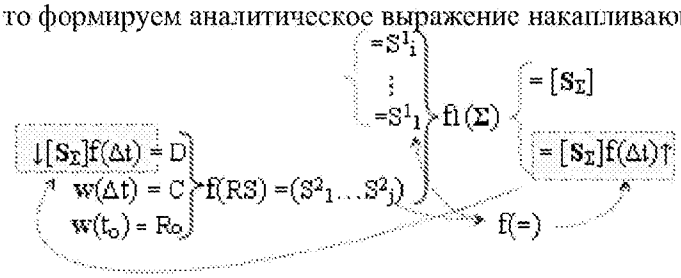
с введением двух систем конкретизированных функциональных связей $(=S^1_1 \ldots S^1_i)$ и $(=S^2_1 \ldots S^2_j)$ и ввести на первых функциональных входах сумматора (42) функциональную структуру памяти f(RS), которую запишем в виде аналитических выражений (43),

$$\left.\begin{matrix}[S_q] = D\\ w(\Delta t) = C\\ w(t_o) = R_o\end{matrix}\right\} f(RS) = [S_q]f(RS) \qquad (43)$$

где f(RS) – обобщенный символ функциональной структуры памяти, в которой символы применены по аналогии с «RS» триггером; (=D) – функциональная связь для приема входных структур аргументов, например $[S_q]$; (=C) – функциональная связь для выполнения записи входных аргументов $[S_q]$; $(=R_o)$ – функциональная связь для приема аргумента $\mathbf{w}(t_o)$ и преобразования активных выходных аргументов $[S_q]f(RS)$ в структуру с не активными аргументами; то формируем аналитическое выражение накапливающего сумматора (44).

$$\left.\begin{matrix}\left.\begin{matrix}\left\{\begin{matrix}=S^1_i\\ \vdots\\ =S^1_1\end{matrix}\right.\\ \downarrow[S_\Sigma]f(\Delta t) = D\\ w(\Delta t) = C\\ w(t_o) = R_o\end{matrix}\right\} f(RS) = (S^2_1 \ldots S^2_j)\end{matrix}\right\} f1(\Sigma) \left\{\begin{matrix}= [S_\Sigma]\\ = [S_\Sigma]f(\Delta t)\uparrow\end{matrix}\right. \qquad (44)$$

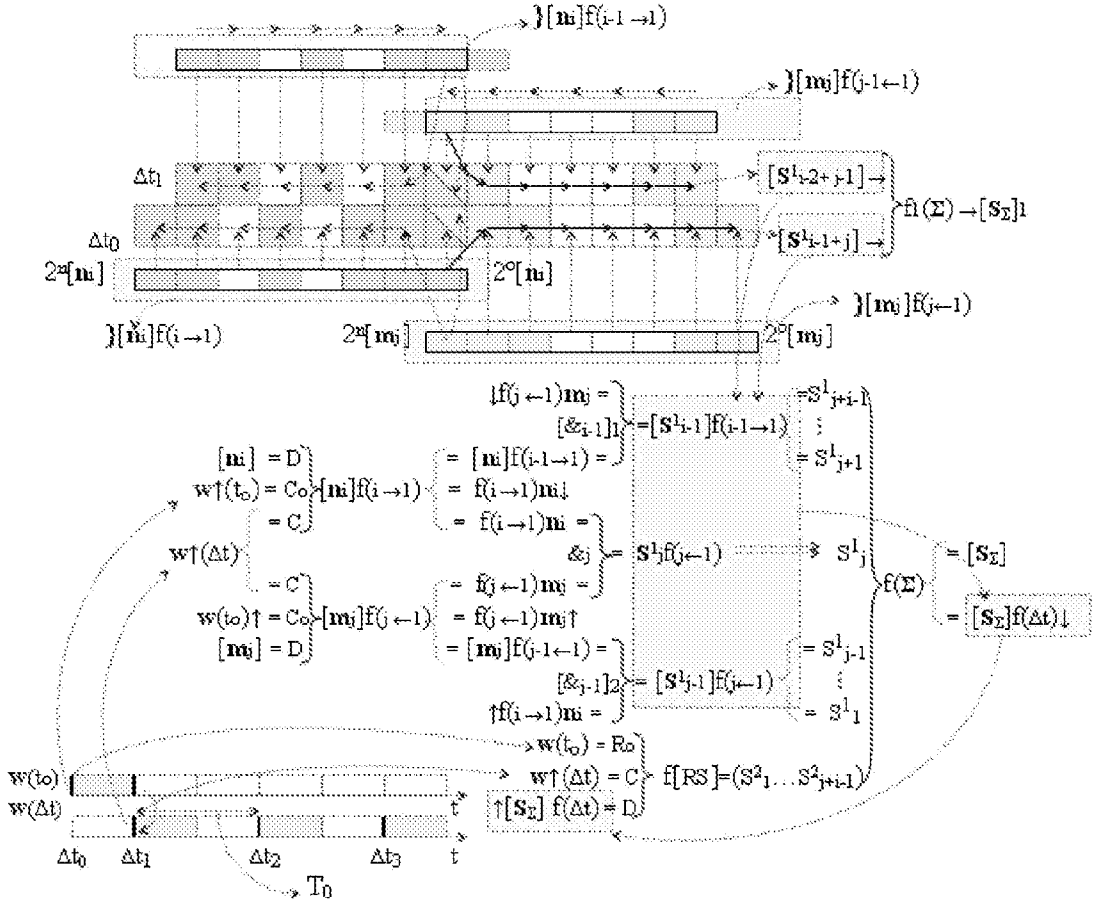
$$f(=)$$



Из анализа аналитического выражения накапливающего сумматора (44) следует, что особенностью его является наличие двух структур выходных сумм аргументов $[S_\Sigma]$ и $[S_\Sigma]f(\Delta t)\downarrow$, вторая из которых является текущими $f(\Delta t)$ аргументами обратной связи промежуточного значения для записи их в функциональную структуру памяти f(RS) для очередного цикла накапливающего суммирования. Следует отметить, что под символами (↑) и (↓) в выходной структуре аргументов $[S_\Sigma]f(\Delta t)\uparrow$ и входной структуре аргументов $\downarrow[S_\Sigma]f(\Delta t)$ в данном случае понимается прерванная функциональная связь одноименных преобразованных аргументов. Следует также отметить, что при записи процесса преобразования аргументов на функциональном уровне целесообразно применять предельно минимизированные

аналитические символы функциональных связей f(=), за исключением тех случаев, когда они либо уточняют смысловое содержание функциональной связи, например, (=D) и (=R$_o$). При этом целесообразно уточнять аналитические символы функциональных связей в тех случаях, когда они являются прерванной функциональной связью конкретного технологического цикла, например, (=[S$_\Sigma$]f(Δt)↑) и (↓[S$_\Sigma$]f(Δt)=), или действия, например, (=[S^1$_{i-1}$]f($_{i-1\to1}$)), где под уточняющей функцией f($_{i-1\to1}$) понимается логическое направление изменения «→» индекса от первоначального значения «i-1» до его конечного значения «1»в структуре аргументов [S^1$_{i-1}$] в технологическом цикле его формирования.

Выполняя замену функции сумматора f(Σ) в аналитическом выражении (38) на функциональную структуру накапливающего сумматора (44), запишем графоаналитическую структуру (45).



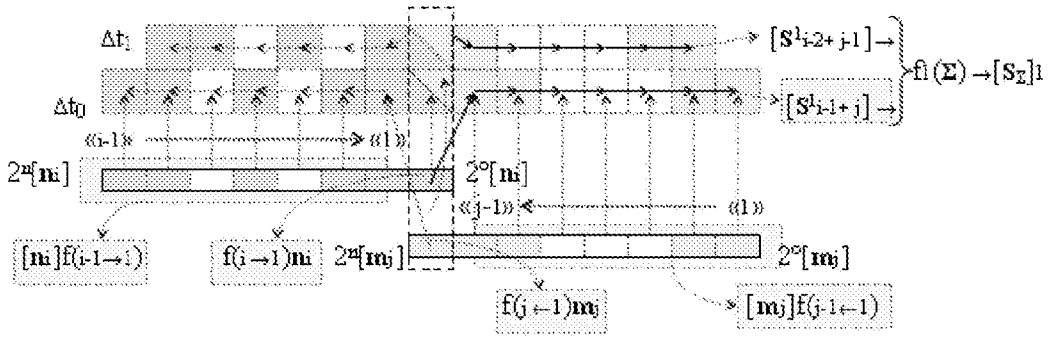
(45)

Из анализа графоаналитической структуры (45) следует, что на функциональном уровне процесс накапливающего суммирования частичных произведений в пирамидальной структуре реализуется следующем образом. Для выполнения процедуры умножения аргументов сомножителей на функциональные входные связи (=D) функциональных структур встречного убывающего сдвига }[ni]f(i→1) и }[mj]f(j←1) подают аргументы сомножителей [ni] и [mj]. После чего в момент времени Δt$_0$ подают аргумент записи w(t$_o$), который с одной стороны поступает

на функциональную входную связь ($=R_0$) функциональной структуры памяти f[RS] для исключения возможной ее активности. С другой стороны в тот же момент времени Δt_0 подают аргумент записи $\uparrow w(t_o)$ на функциональные входные связи ($=C_0$) функциональных структур встречного убывающего сдвига $\}[n_i]f(_{i\to 1})$ и $\}[m_j]f(_{j\leftarrow 1})$, который в момент перехода аргумента $w(t_o)\uparrow$ из не активного состояния в активное состояние осуществляют запись структур аргументов сомножителей $[n_i]$ и $[m_j]$ в функциональных структурах убывающего сдвига $\}[n_i]f(_{i\to 1})$ и $\}[m_j]f(_{j\leftarrow 1})$. В результате функциональные выходные связи функциональных структур убывающего сдвига $\}[n_i]f(_{i\to 1})$ и $\}[m_j]f(_{j\leftarrow 1})$ активизируются и для последующего формирования частичных произведений, посредством линейной структуры логических функций $f_1[\&_{i-1}](_{i\to 1})$, $f_j(\&)f(_{j\leftarrow 1})$ и $f_2[\&_{j-1}]f(_{j\leftarrow 1})$, из них формируют две системы (46) и (47),

$$\begin{cases} [n_i]f(_{i-1\to 1}) \\ f(_{i\to 1})n_i\downarrow \end{cases} \quad (46) \qquad \begin{cases} [m_j]f(_{j-1\leftarrow 1}) \\ f(_{j\leftarrow 1})m_j\uparrow \end{cases} \quad (47)$$

которые включают им соответствующие аргументы $[n_i]f(_{i-1\to 1})$, $f(_{i\to 1})n_i\downarrow$ и $[m_j]f(_{j-1\leftarrow 1})$, $f(_{j\leftarrow 1})m_j\uparrow$. При этом особенностью двух систем (46) и (47), если сформировать графоаналитическую структуру (48),

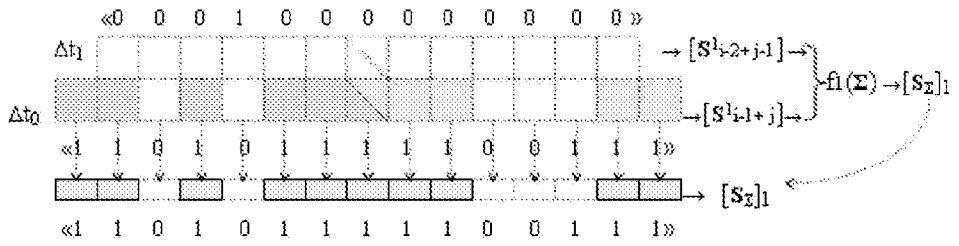


(48)

является функционально совмещенные аргументы $f(_{i\to 1})n_i$ и $f(_{j\leftarrow 1})m_j$, которые в процессе изменения своих индексов $f(_{i\to 1})$ и $(_{j\leftarrow 1})$ являются для логической функции $f_j(\&)f(_{j\leftarrow 1})$ аналитического выражения (45) сомножителями. При этом для линейной структуры логических функций $f_1[\&_{i-1}](_{i\to 1})$ и $f_2[\&_{j-1}]f(_{j\leftarrow 1})$ аргументы $f(_{i\to 1})n_i$ и $f(_{j\leftarrow 1})m_j$ являются аргументами множителя, а аргументы $[m_j]f(_{j-1\leftarrow 1})$ и $[n_i]f(_{i-1\to 1})$ являются соответствующими структурами аргументов множимого. Особенностью множимых структур аргументов $[m_j]f(_{j-1\leftarrow 1})$ и $[n_i]f(_{i-1\to 1})$ является одновременное убывании их разрядности $f(_{j-1\leftarrow 1}$ и $f(_{i-1\to 1})$ в процессе формирования частичных произведений, а число убывших разрядов множимых структур зависит от уровня пирамидальной структуры.

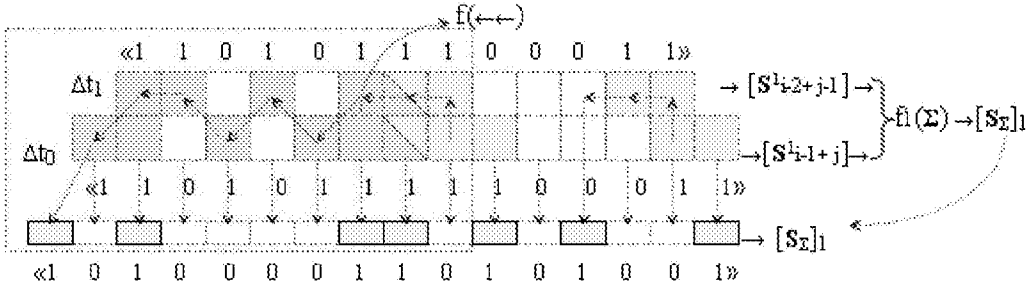
В результате логического формирования посредством линейной структуры логических функций $f_1[\&_{i-1}](_{i\to 1})$, $f_j(\&)f(_{j\leftarrow 1})$ и $f_2[\&_{j-1}]f(_{j\leftarrow 1})$ в аналитическом выражении (45) первый уровень частичных произведений $[S^1{}_{i-1+j}]$, который соответствует упорядоченной последовательности

аргументов частичных произведений $[S^1_{i-1}]f(_{i-1\rightarrow 1})$, $S^1_j f(_{j\leftarrow 1})$, и $[S^1_{j-1}]f(_{j\leftarrow 1})$, в соответствии с графоаналитической структурой (49),



(49)

поступает на функциональные входные связи (=S $_{j+i-1}$)…(=S_1) сумматора f(Σ). Затем сформированную сумму аргументов $[S_\Sigma]f(\Delta t)\downarrow$ по функциональным выходам сумматора f(Σ) подают на функциональные входные связи (=D) функциональной структуры памяти f[RS] и в момент времени Δt_1 осуществляют запись ее запись. Одновременно с записью частичных произведений $\downarrow[S_\Sigma]f(\Delta t)$, которые эквивалентны структуре аргументов $[S^1_{i-1+\ j}]$ первого уровня пирамиды, осуществляют подачу аргумента $\mathbf{w}\uparrow(\Delta t)$ на функциональные входные связи (=C) функциональных структур убывающего сдвига $\}[n_i]f(_{i\rightarrow 1})$ и $\}[m_j]f(_{j\leftarrow 1})$ для соответствующего сдвига структур аргументов $[n_i]$ и $[m_j]$, которые выполняют сдвиг при переходе аргумента $\mathbf{w}\uparrow(\Delta t)$ из активного состояния в его не активное состояние. В результате на соответствующие функциональных выходных связях линейной структуры логических функций $f_1[\&_{i-1}](_{i\rightarrow 1})$, $f_j(\&)f(_{j\leftarrow 1})$ и $f_2[\&_{j-1}]f(_{j\leftarrow 1})$ упорядоченная последовательность аргументов частичных произведений $[S^1_{i-1}]f(_{i-1\rightarrow 1})$, $S^1_j f(_{j\leftarrow 1})$, и $[S^1_{j-1}]f(_{j\leftarrow 1})$ изменяется на структуру аргументов $[S^1_{i-2+j-1}]$ второго уровня пирамиды. Затем структура аргументов частичных произведений $[S^1_{i-2+j-1}]$ второго уровня пирамиды поступает на функциональные входные связи (=S_{j+i-1})…(=S_1) сумматора f(Σ) для их последующего суммирования с аргументами частичных произведений $[S_\Sigma]f(\Delta t)$ первого уровня для формирования их суммы в формате двоичной системы счисления $f(2^n)$ в соответствии, например, с графоаналитической структурой (50).



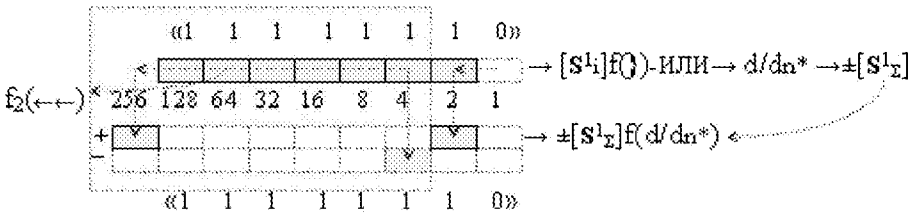
(50)

где f(←←) – функциональная структура сквозного переноса аргумента.

Из анализа процесса преобразования аргументов в выражении (50) следует, что только два младших разряда результирующей суммы могут быть сформированы за минимальный промежуток времени, когда как все последующие разряды, в процессе суммирования

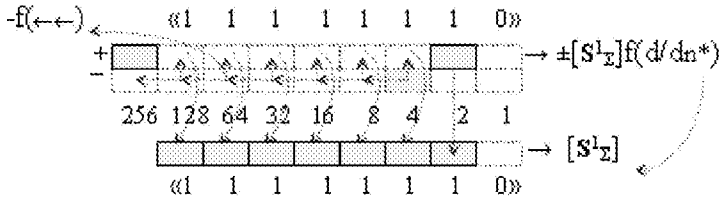
частичных произведений пирамидальной структуры умножителя будут корректироваться, в связи с возможными сквозными переносами f(←←) аргументов, что существенно снижает быстродействие как сумматора f(Σ), так и процесса умножения в целом. В этой связи можно сделать вывод, что в формате двоичной системы счисления $f(2^n)$ пирамидальная структура умножителя не может привести к существенному повышению его быстродействия. Поэтому проанализируем возможность повышения быстродействия пирамидальной структуры умножителя в формате двоичной системы счисления $f(2^n)$, в которой сквозной перенос аргумента f(←←) в функциональной структуре сумматора f(Σ) реализуется посредством процедурой избирательного логического дифференцирования d/dn*.

Суть избирательного логического дифференцирования d/dn*, например, для структуры аргументов промежуточной суммы $[S^1_\Sigma]f(\})$-ИЛИ → «11111110» , которая сформирована в функциональной структуре сумматора f(Σ) посредством логических функций f(})-ИЛИ, реализуется посредством преобразования (51),



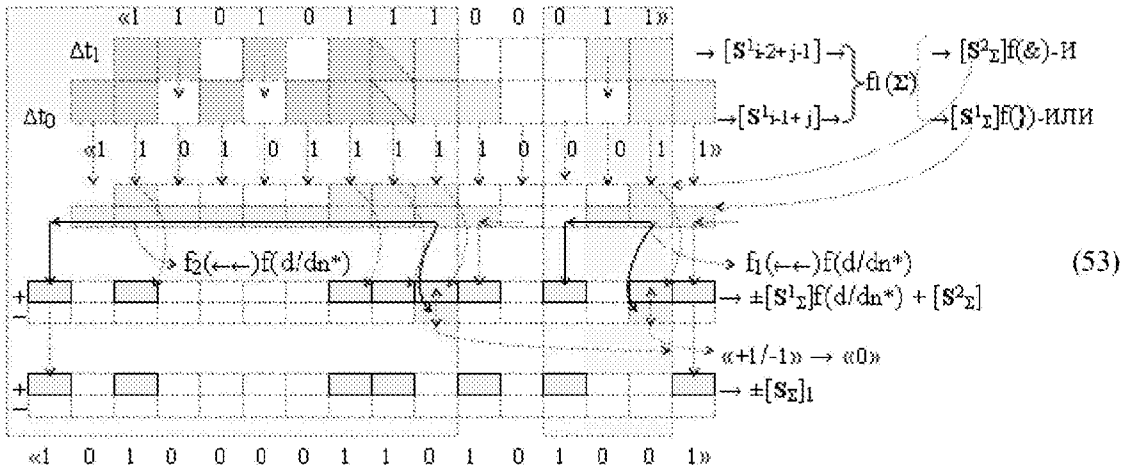
(51)

в котором первый активный аргумент, начиная с младших разрядов, не подвергается преобразованию, а каждый последующий аргумент в структуре промежуточной суммы $[S^1_\Sigma]$ преобразован по арифметической аксиоме «+1» → «+2-1». Следует отметить, что в данном случае арифметическая аксиома «+1» → «+2-1» эквивалентна арифметическому соответствию «+128+64+32+16+8+4» → «+256-4», в котором сумма весов разрядов промежуточной суммы $[S^1_i]$ соответствует ее активным аргументам, за исключением младшего разряда с весом «2». При этом формируется результат преобразования $\pm[S^1_\Sigma]f(d/dn^*)$ в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-), для перевода которого в структуру аргументов двоичной системы счисления $f(2^n)$ необходимо выполнить перенос условно отрицательного аргумента в соответствии со второй арифметической аксиомой «-1» → «-2+1», например, для структуры аргументов $\pm[S^1_\Sigma]f(d/dn^*)$ выражения (51) этот процесс может быть записан в виде графоаналитической структурой (52),



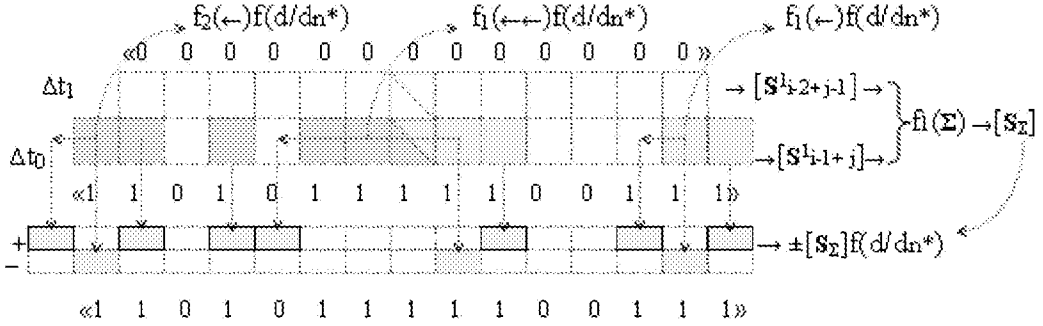
(52)

где -f(←←) – условно отрицательный сквозной перенос. При этом следует особо отметить, что при выполнении промежуточных операций суммирования частичных произведений условно отрицательный сквозной перенос -f(←←) выполняет функцию предварительно введенного сквозного переноса, который может быть реализован либо в процессе суммирования частичных произведений, либо при очередном суммировании. Реализация предварительно введенного сквозного переноса -f(←←) осуществляется посредством формирования активного логического нуля «+1/-1» → «0», которые необходимо удалять, как в данном конкретном случае при суммировании частичных произведений первого и второго уровней частичных произведений пирамидальной структуры умножителя с графоаналитической структурой (53).



Из анализа графоаналитической структуры процесса (52) суммирования частичных произведений, который соответствует пирамидальной структуры умножителя, следует, что в функциональной структуре сумматора $f_1(\Sigma)$, как и в обычной ее структуре формата двоичной системы счисления $f(2^n)$ формируют аргументы первой и второй промежуточной суммы $[S^1_\Sigma]f\{\})$-ИЛИ и $[S^2_\Sigma]f(\&)$-И посредством логических функций f{})-ИЛИ и логических функций f(&)-И. При этом особенностью дальнейшего формирования результирующей суммы частичных произведений $[S^1_{i-2+\ j-1}]$ и $[S^1_{i-1+\ j}]$ является процедура избирательного дифференцирования f(d/dn*) структуры аргументов первой промежуточной суммы $[S^1_\Sigma]f\{\})$-ИЛИ, которая выполняется аналогично преобразованию аргументов (51). В результате выполнения процедуры избирательного дифференцирования f(d/dn*) по существу в структуру первой промежуточной суммы $[S^1_\Sigma]f\{\})$-ИЛИ вводят потенциально возможный сквозные переносы $f_1(\leftarrow\leftarrow)f(d/dn^*)$ и $f_1(\leftarrow\leftarrow)f(d/dn^*)$ формируя структуру аргументов $\pm[S^1_\Sigma]f(d/dn^*)$, которую объединяют со структурой аргументов второй промежуточной суммы $[S^2_\Sigma]$. После чего в объединенной структуре $\pm[S^1_\Sigma]f(d/dn^*) + [S^2_\Sigma]$ удаляют активные логические нули «+1/-1» → «0». При этом следует отметить, что сама процедура удаления активных логических нулей

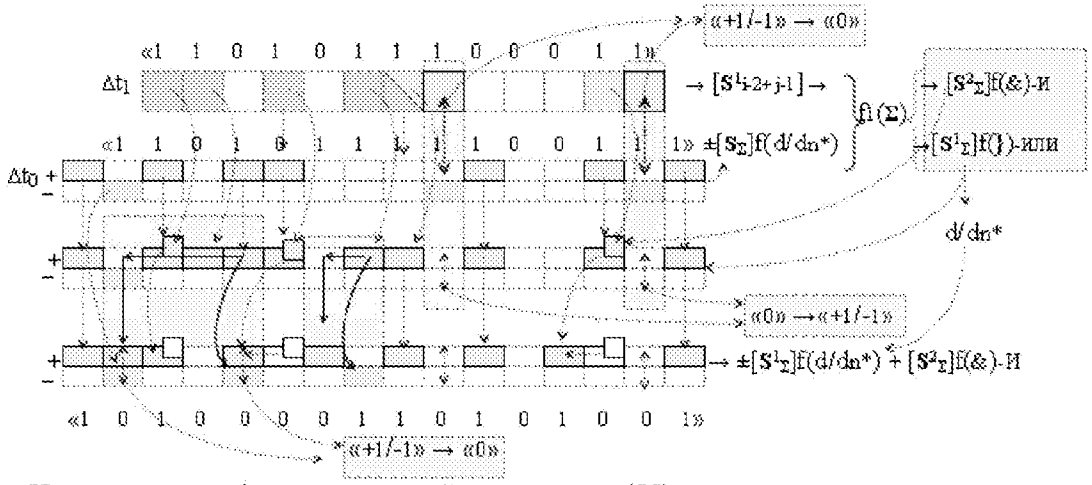
«+1/-1» → «0» по существу соответствует реализации предварительно введенных сквозных переносов $f_1(\leftarrow\leftarrow)f(d/dn^*)$ и $f_1(\leftarrow\leftarrow)f(d/dn^*)$, в результате формируем результирующую сумму $\pm[S_\Sigma]1$ в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-), которая в данном конкретном случае полностью соответствует структуре аргументов формата двоичной системы счисления $f(2^n)$. А поскольку в функциональной структуре сумматора $f_1(\Sigma)$ процесс суммирования частичных произведений $[S^1_{i-2+\ j-1}]$ и $[S^1_{i-1+\ j}]$ реализован с процедурой избирательного дифференцирования f(d/dn*), то структура аргументов частичных произведений $[S^1_{i-1+j}]$ первого уровня в графоаналитической структуре (52) не совсем корректна. Поскольку в этом случае структура аргументов частичных произведений $[S^1_{i-1+j}]$ первого уровня также должна пройти процедуру избирательного дифференцирования f(d/dn*) в соответствии с графоаналитической структурой (54).



(54)

Из анализа графоаналитической структуры (54) избирательного логического дифференцирования d/dn* структуры аргументов первого уровня частичных произведений $[S^1_{i-1+j}]$ следует, что в результате преобразований аргументов в ее структуру $\pm[S^1_i]_j f(d/dn^*)$ введены два локальных переноса $f_2(\leftarrow)f(d/dn^*)$, $f_2(\leftarrow)f(d/dn^*)$ и сквозной перенос $f_1(\leftarrow\leftarrow)f(d/dn^*)$. При этом предварительно введенные переносы характеризуются условно отрицательными аргументами в соответствующих разрядах и преобразуют первый уровень аргументов частичных произведений двоичной системы счисления $[S^1_{i-1+\ j}]$ формата двоичной системы счисления $f(2^n)$ в структуру аргументов $\pm[S^1_i]_j f(d/dn^*)$ формата позиционно-знаковой системы счисления f(+/-), которой свойственно высокое быстродействие.

Далее, если выполнить процедуру логического суммирования скорректированных аргументов $\pm[S^1_i]_j f(d/dn^*)$ первого уровня и аргументов частичных произведений второго уровня пирамидальной структуры умножения, то можно сформировать графоаналитическую структуру процесса их суммирования (55).



(55)

Из анализа графоаналитической структуры (55) следует, что в процесс суммирования частичных произведений исключены сквозные переносы, а условно отрицательные аргументы в результирующей сумме $\pm[S^1_\Sigma]f(d/dn^*) + [S^2_\Sigma]f(\&)$-И позволяет выполнять очередной цикл суммирования частичных произведений пирамидальной структуры умножителя. Поэтому, выполняя замену в математической модели (45) выходных структур аргументов $[S_\Sigma]$ и $[S_\Sigma]f(\Delta t)\downarrow$ двоичного формата на структуры аргументов $\pm[S_\Sigma]$ и $\pm[S_\Sigma]f(\Delta t)\downarrow$ позиционно-знакового формата в функциональной структуре сумматора $f(\Sigma)$ и в функциональной структуре памяти $f[RS]$, окончательно формируем математическую модель пирамидального умножителя в виде аналитического выражения (56).

$$
\begin{array}{l}
\left.\begin{array}{r}
\downarrow f(j\leftarrow 1)\mathbf{m}_j = \\
[\&_{i-1}]_1 \\
= [\mathbf{n}_i]f(i-1\to 1) =
\end{array}\right\} = [\mathbf{S}^1_{i-1}]f(i-1\to 1) \left\{\begin{array}{l} = S^1_{j+i-1} \\ \vdots \\ = S^1_{j+1} \end{array}\right. \\
\left.\begin{array}{r}
[\mathbf{n}_i] = D \\
\mathbf{w}\uparrow(t_o) = C_o \\
= C
\end{array}\right\} [\mathbf{n}_i]f(i\to 1) \left\{\begin{array}{l} = [\mathbf{n}_i]f(i-1\to 1) = \\ = f(i\to 1)\mathbf{n}_i\downarrow \\ = f(i\to 1)\mathbf{n}_i = \\ \qquad \&_j \\ = f(j\leftarrow 1)\mathbf{m}_j = \end{array}\right\} = \mathbf{S}^1_j f(j\leftarrow 1) \Rightarrow S^1_j \\
\mathbf{w}\uparrow(\Delta t) \\
\left.\begin{array}{r}
= C \\
\mathbf{w}(t_o)\uparrow = C_o \\
[\mathbf{m}_j] = D
\end{array}\right\} [\mathbf{m}_j]f(j\leftarrow 1) \left\{\begin{array}{l} = f(j\leftarrow 1)\mathbf{m}_j = \\ = f(j\leftarrow 1)\mathbf{m}_j\uparrow \\ = [\mathbf{m}_j]f(j-1\leftarrow 1) = \\ \qquad [\&_{j-1}]_2 \\ \qquad \uparrow f(i\to 1)\mathbf{n}_i = \end{array}\right\} = [\mathbf{S}^1_{j-1}]f(j\leftarrow 1) \left\{\begin{array}{l} = S^1_{j-1} \\ \vdots \\ = S^1_1 \end{array}\right. \\
\left.\begin{array}{r}
\mathbf{w}(t_o) = R_o \\
\mathbf{w}\uparrow(\Delta t) = C \\
\uparrow\pm[\mathbf{S}_\Sigma]f(\Delta t) = D
\end{array}\right\} f[RS] = (\pm S^2_1 \ldots \pm S^2_{j+i-1})
\end{array}\right\} f(\Sigma) \left\{\begin{array}{l} = \pm[\mathbf{S}_\Sigma] \\ = \pm[\mathbf{S}_\Sigma]f(\Delta t)\downarrow \end{array}\right.
\qquad (56)
$$

Следует отметить, что результирующая сумма $\pm[S_\Sigma]$, которая сформирована в формате позиционно-знаковой системы счисления $f(+/-)$, и включает положительные и условно отрицательные аргументы, то она может быть переведена в формат двоичной системы счисления $f(2^n)$ путем их «вычитания» и эту процедуру может быть выполнена сумматором, который включен в процессор.

Выполним сравнительный анализ быстродействия, например, функциональной структуры восьми разрядного комбинационного умножителя и предлагаемой минимизированной функциональной структуры пирамидального умножителя для восьми разрядной реализации.

Быстродействие комбинационного восьми разрядного умножителя определяется

$$\Delta t_{\#} \rightarrow 14 \cdot f_{\text{п}}(\Sigma)$$

где $f_{\text{п}}(\Sigma)$ – функциональная структура полного сумматора, которая включает шесть условных логических функций f(&)-И, при этом в нем выполняется суммирование восьми структур частичных произведений, то быстродействие известных комбинационных структур умножителя можно записать

$$\Delta t_{\#} \rightarrow 14 \cdot f_{\text{п}}(\Sigma) \rightarrow 84 \cdot f(\&) + 1 \rightarrow 85 \cdot f(\&),$$

т.е. технологический цикл $\Delta t_{\#}$ восьми разрядного умножителя соответствует 85 условных логических функциях f(&)-И.

Если учесть, что быстродействие процесса суммирования аргументов с избирательным логическим дифференцированием соответствует $\Delta t_1 \rightarrow 4 \cdot f(\&)$, т.е. четырем условным логическим функциям f(&)-И, то быстродействие предложенной структуры умножителя можно записать

$$\Delta t_0 \rightarrow 7 \cdot f(\Sigma) \rightarrow 28 \cdot f(\&) + 1 + 3_{RG} \rightarrow 32 \cdot f(\&)$$

т.е. технологический цикл Δt_0 восьми разрядного предложенного умножителя соответствует 32 условных логических функциях f(&)-И. Поэтому быстродействие увеличено в ≈ 2.5 раз.

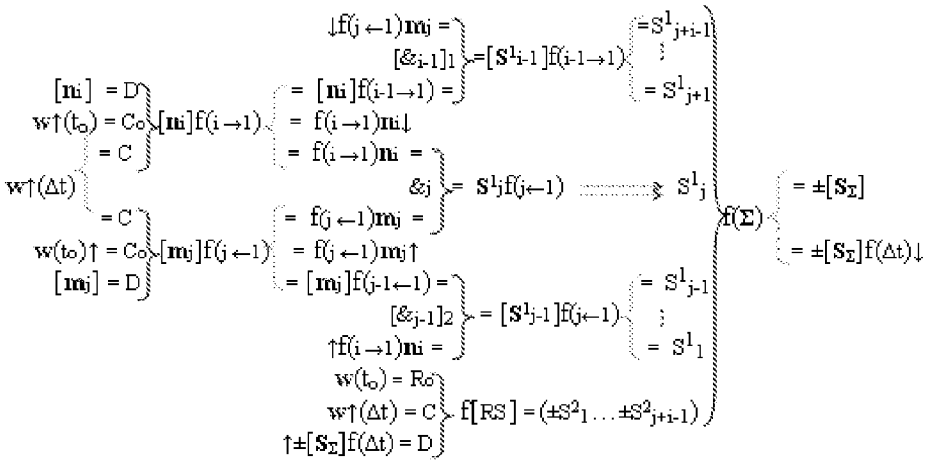
Использование изобретения позволяет существенно повысить быстродействие умножителей.

Формула изобретения

Функциональная структура умножителя, в котором входные аргументы имеют формат двоичной системы счисления $f(2^n)$, а выходные аргументы сформированы в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-), которая включает функциональную структуру сумматора f(Σ), в которой функциональная выходная связь структуры аргументов суммы $[S_{\Sigma}]$ и структуры аргументов текущей суммы $[S_{\Sigma}]f(\Delta t)\downarrow$, является соответственно функциональной выходной связью умножителя, а первая группа функциональных входных связей $S^1{}_1$-$S^1{}_{j+i+1}$ приема частичных произведений $[S^1{}_{i-1}]f(_{i-1 \rightarrow 1})$, $S^1{}_j f(_{j \leftarrow i})$ и $[S^1{}_{j-1}]f(_{j \leftarrow 1})$, где S^1 - аргумент частичного произведения; i и j - индексы разряда соответствующих сомножителей $[n_i]$ и $[m_j]$; $f(_{i-1 \rightarrow 1})$ и $f(_{j \leftarrow i})$ - функциональное действие, которое выполняется над индексами i и j частичных произведений, является функциональными выходными связями структуры логических функций $f([\&_{i-1}]_1)$-И, $f(\&_j)$-И и $f[\&_{j-1}]_2)$-И, в которой логические функции $f([\&_{i-1}]_1)$-И и $f[\&_{j-1}]_2)$-И представляют собой «i-1» и «j-1» логических функций f(&)-И, в которых первая и вторая соответственно функциональные входные связи функционально объединены для приема аргумента множимого, при этом вторая группа функциональных входных связей $S^2{}_1$-$S^2{}_{j+i-1}$ является соответствующими функциональными выходными связями функциональной

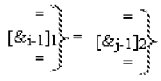
структуры памяти f[RS], в которой функциональные входные связи D приема текущей суммы аргументов частичных произведений $\uparrow[S_{\Sigma}]f(\Delta t)$ является функциональными выходными связями функциональной структуры сумматора $f(\Sigma)$, а функциональные входные связи C и Ro приема соответствующих аргументов $w\uparrow(\Delta t)$ и $w(t_o)$, которые выполняют соответственно функцию записи текущих структур аргументов суммы $[S_{\Sigma}]f(\Delta t)\downarrow$, и функцию исключения активизации выходных связей функциональной структуры памяти f[RS] перед новым циклом умножения аргументов сомножителей $[n_i]$ и $[m_j]$ являются функциональными входными связями умножителя, который включает функциональную структуру сдвига $\}[n_i]f(_{i\rightarrow 1})$, в которой функциональные входные связи D приема структуры аргументов $[n_i]$ и функциональная входная связь C приема аргумента $w\uparrow(t_o)$ для исключения активизации выходных связей функциональной структуры сдвига $\}[n_i]f(_{i\rightarrow 1})$ перед очередным циклом сдвига и функциональная входная связь Co приема аргумента $w\uparrow(\Delta t)$ записи структуры аргументов $[n_i]$ в функциональную структуру сдвига $\}[n_i]f(_{i\rightarrow 1})$ является функциональными входными связями умножителя, который включает также функциональную структуру сдвига $\}[m_j]f(_{j\leftarrow 1})$, отличающаяся тем, что функциональная структура сумматора $f(\Sigma)$ выполнена с процедурой логического дифференцирования первой промежуточной суммы аргументов частичных произведений и с формированием текущей суммы $\pm[S_{\Sigma}]f(\Delta t)\downarrow$ и результирующей суммы $\pm[S_{\Sigma}]$ в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-), и функциональная структура памяти f[RS] также выполнена с возможностью приема текущих структур аргументов суммы $\uparrow\pm[S_{\Sigma}]f(\Delta t)$ в формате позиционно-знаковой системы счисления f(+/-), при этом в функциональной структуре сдвига $\}[m_j]f(_{j\leftarrow 1})$ функциональные входные связи D приема структуры аргументов сомножителя $[m_j]$ являются функциональными входными связями умножителя, а функциональные входные связи C и Co приема аргумента $w\uparrow(\Delta t)$ и $w(t_o)\uparrow$ соответственно являются функциональными одноименными входными связями функциональной структуры сдвига $\}[n_i]f(_{i\rightarrow 1})$, при этом функциональные структуры сдвига $\}[n_i]f(_{i\rightarrow 1})$ и $\}[m_j]f(_{j\leftarrow 1})$ одновременно выполняют функцию убывающего сдвига $f(_{i\rightarrow 1})$ и $f(_{j\leftarrow 1})$, при этом сдвиг структуры аргументов сомножителя $[n_i]$ в функциональной структуре сдвига $\}[n_i]f(_{i\rightarrow 1})$ выполняют с убыванием младших разрядов, а сдвиг структуры аргументов сомножителя $[m_j]$ в функциональной структуре сдвига $\}[m_j]f(_{j\leftarrow 1})$ выполняют с убыванием старших разрядов, в которой функциональные выходные связи аргументов $\}[m_j]f(_{j-1\leftarrow 1})$ и $f(_{j\leftarrow 1})m_j\uparrow$ являются первыми функциональными входными связями линейной структуры логических функций $f[\&_{j-1}]_2$-И и общими функциональными связями линейной структуры логических функций $f([\&_{i-1}]_1)$-И, в которой вторые функциональные входные связи приема аргументов $[n_i]f(_{i-1\rightarrow 1})$ являются функциональные выходные связи функциональной структуры убывающего сдвига $\}[n_i]f(_{i\rightarrow 1})$, в которой функциональная выходная связь аргумента $f(_{i\rightarrow 1})n_i$ является общей функциональной связью линейной структуры логических функций $f[\&_{j-1}]_2$-И и первой функциональной входной связью логической функции $f(\&_j)$-И, в которой вторая функциональная входная связь приема аргумента $f(_{j\leftarrow 1})m_j$ является

функциональной выходной связью функциональной структуры убывающего сдвига }[m_j]f($_{j\leftarrow 1}$), при этом математическая модель функциональной структуры умножителя в аналитической форме имеет вид

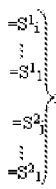


где  - функциональная структура убывающего сдвига }[n_i]f($_{i\rightarrow 1}$);

 - функциональная структура убывающего сдвига }[m_j]f($_{j\leftarrow 1}$);

 - структуры логичсских функций f([&$_{i-1}$]$_1$)-И и f[&$_{j-1}$]$_2$)-И;

 - логичсская функция f([&$_{i-1}$]$_1$)-И;

 - функциональная структура сумматора f(Σ);

 - функциональная структура памяти f[RS].