

ГРУЗИНСКИЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ

На правах рукописи

ИМНАИШВИЛИ ЛЕВАН ШОТАЕВИЧ

**РАЗРАБОТКА ПРИНЦИПОВ СИНТЕЗА ЦИФРОВЫХ СИСТЕМ НА БАЗЕ
МНОГОФУНКЦИОНАЛЬНОСТИ**

Специальность: 05.13.05 – Элементы и устройства систем управления и
вычислительной техники

Диссертация на соискание ученой степени доктора технических наук

АВТОРЕФЕРАТ

Тбилиси - 2006

Работа выполнена в Грузинском техническом университете

Научный консультант: Член-корреспондент АН Грузии,
д.т.н., проф. А.И.Прангишвили

Официальные оппоненты: д.т.н., проф. О.К.Хомерики
д.т.н., проф. И.С.Микадзе
д.т.н., проф. А. Чадунели

Защита диссертации состоится в 14⁰⁰ часов 27 октября 2006 года на заседании диссертационного совета Т 05.13 С N1 Грузинского технического университета по адресу: 0175, Тбилиси, ул. Костава, 77

Ознакомиться с диссертацией можно в библиотеке ГТУ по адресу: 0175, Тбилиси, ул. Костава, 77

Автореферат разослан 27 сентября 2006 года .

Ученый секретарь диссертационного совета,
д.т.н., проф.

З.Гаситашвили

Общая характеристика работы

АКТУАЛЬНОСТЬ ТЕМЫ. В системах обработки информации, автоматике управления и автоматизированных системах, цифровых коммуникационных системах, бытовой технике и т.д. широко применяется представление информации в цифровой форме. Таким образом, ареал применения информации, представленной в цифровой форме, очень широк и, исходя из высоких темпов развития цифровых систем (ЦС), даже перечисление сфер применения является трудоемкой задачей.

В связи широким ареалом распространения и высоких темпов развития ЦС, естественно, очень актуально исследование эффективности их создания и применения. Техническая эффективность ЦС, в свою очередь, обуславливает их экономическую эффективность, что очень важно в условиях рыночной экономики.

В настоящее время для компаний производителей ЦС под эффективностью, в первую очередь, понимается эффективность технологии изготовления (что существенно определяет их экономическую эффективность) и относительно малое внимание уделяется вопросам повышения архитектурной эффективности. Естественно, такой диссонанс в подходе к развитию ЦС в ближайшее будущее существенно сократит темпы их развития. Такие тенденции уже налицо в случае персонального компьютера, где закон Мура в отношении элементной базы остался в силе, согласно которого показатель интеграции ИС повышается примерно в два раза в течении 18-24 месяцев. Однако, повышение производительности пропорционально развитию элементной базы не происходит. Это, в первую очередь, связано недостаточным вниманием к архитектуре ЦС. Таким образом, в настоящее время налицо отставание темпов развития архитектурных решений ЦС по отношению к развитию элементной базы.

Одним из путей решения существующих прогрессирующих проблем ЦС, представляется основание идеологии их построения на принципе многофункциональности. Идея построения ЦС на основе многофункциональности не нова. Она существует с 70-их годов прошлого века, однако ее развитию препятствовал ряд субъективных и объективных факторов. Осуществление элементной базы ЦС на основе многофункциональности для современного уровня развития полупроводниковых технологий уже не проблематично. Однако, в настоящее время не существует системного подхода и, следовательно, методов синтеза ЦС на основе многофункциональности. Внедрение многофункциональности не только в элементную базу, но и на всех уровнях иерархии систематизирует вопросы синтеза на основе многофункциональности и эффективности ЦС как единой системы.

Таким образом, многофункциональность и иерархичность можно рассмотреть как средства повышения эффективности ЦС. В качестве путей развития эффективности ЦС можно рассмотреть: повышение производительности ЦС; уменьшение аппаратной сложности ЦС; повышение структурной регулярности ЦС; увеличение функциональных возможностей аппаратных средств ЦС и серийности производства.

Исходя из этого, чрезвычайно актуальна разработка методов выработки архитектурных решений ЦС и синтеза иерархических структур из-за их несовершенства.

ЦЕЛЬ РАБОТЫ. Основной целью диссертационной работы является разработка методов выработки эффективных архитектурных решений на основе

системного подхода ориентировкой на производительность и структурную регулярность и основанием иерархических структур на принципе многофункциональности.

НАУЧНАЯ НОВИЗНА. Для повышения эффективности ЦС – производительности, функциональных возможностей, интеллектуальности и структурной регулярности, в структурных иерархических уровнях на основе применения многофункциональности и системного подхода разработаны принципы синтеза, что достигается разработкой математических моделей, методов синтеза и анализа архитектурных решений и единиц, находящихся во взаимоотношениях на разных уровнях иерархии, а также методов реализации операций на них.

ОБЪЕКТ ИССЛЕДОВАНИЯ. Объектом исследования является многофункциональная элементная база ЦС, многофункциональные узлы и устройства и распределенные большие системы на многофункциональных компонентах.

ПРЕДМЕТ ИССЛЕДОВАНИЯ. Предметом исследования являются математические модели и методы синтеза и анализа многофункциональной элементной базы, многофункциональных узлов и устройств ЦС, а также распределенных больших систем, что дает возможность формализовать синтез эффективных ЦС на основе многофункциональности.

МЕТОДЫ ИССЛЕДОВАНИЯ. Методы исследования основаны на аппарате булевой алгебры, теории цифровых автоматов, теории надежности, теориях множеств и графов, вопросах эргономики и методах синтеза ЦС

ПРАКТИЧЕСКАЯ ЦЕННОСТЬ. Практическая ценность работы состоит в разработке на базе многофункциональности инженерных методик синтеза и анализа единиц ЦС, стоящих на разных иерархических уровнях структуры, которые дают возможность построить эффективные ЦС начиная с элементной базы и кончая большими распределенными системами

ЛИЧНЫЙ ВКЛАД. Все результаты, которые составляют содержание диссертационной работы, автором получены самостоятельно.

АПРОБАЦИЯ РАБОТЫ. По теме диссертационной работы основные результаты в разные года докладывались на международных, республиканских научно-технических конференциях и семинарах.

СТРУКТУРА ДИССЕРТАЦИОННОЙ РАБОТЫ. Диссертационная работа состоит из введения, пяти глав и списка литературы. Общий объем работы 282 страниц, список литературы состоит из 121 библиографических источников.

ПУБЛИКАЦИЙ. По диссертационной работе по списку ВАКа опубликованы 20 научных трудов.

СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

ВО ВВЕДЕНИИ обоснованы актуальность проблемы, поставленной в диссертационной работе. Рассмотрены тенденции развития теории и практики построения ЦС. Сформулированы цель исследования и основные задачи, указаны применяемые методы, научная новизна и практическая ценность.

В ПЕРВОЙ ГЛАВЕ рассмотрена ЦС как объект исследования и для повышения ее эффективности предложено применение принципов многофункциональности и иерархичности.

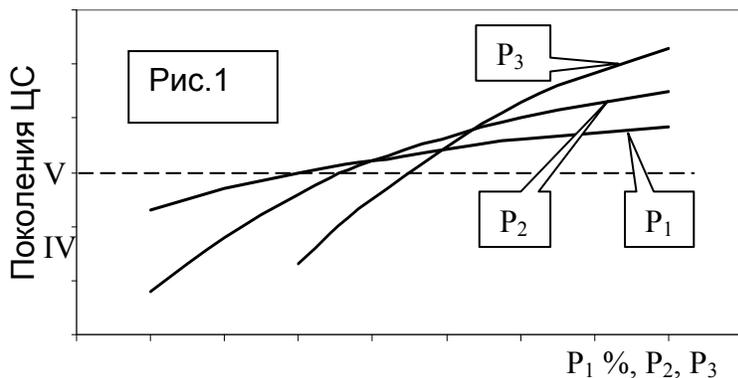
Когда рассматриваются пути развития и тенденции ЦС, производятся анализ по физическому характеру элементной базы - P_1 или по уровню интеграции элементной базы - P_2 или по интеллектуализации - P_3 .

Центральным параметром ЦС является ее производительность, которая зависит в основном от двух параметров: быстродействия элементной базы и архитектуры ЦС. Влияние этих факторов на развитие ЦС проявляется по-разному.

Проведенные исследования дают возможность заключить, что будущее развития ЦС состоит в гармонизации элементной базы и архитектурных решений.

Целесообразно было бы рассматривать ЦС не по отдельным параметрам, а комплексно системным подходом. С этой целью введено понятие интегрированного параметра W , который объединяет показатели P_1-P_3 : $W=\{P_1^\alpha, P_2^\beta, P_3^\gamma\}$, где α , β и γ коэффициенты в процентах или показатели веса. Коэффициент α определяется в процентном соотношении, поскольку замена электронной элементной базы на элементах на других физических принципах (например, оптоэлектронным) произойдет постепенно. Как показывает анализ свежей информации в области микроэлектронной технологии, можно заключить, что возможности повышения уровня интеграции электронных ИС не исчерпаны. При этом стараются быстродействие ИС сохранить хотя бы на прежнем уровне. Поэтому, для коэффициента β следует определить низкую границу уровня интеграции. Коэффициент γ определяется в процентном соотношении, который учитывает объем использованных интеллектуальных программных и аппаратных средств в общем объеме ЦС.

Таким образом, для ЦС следующего поколения исходным пунктом следует определить значение низкого уровня интегрированного параметра W , компоненты которого по мере развития ЦС будут увеличиваться.



На рис. 1 показаны возможные тенденции развития ЦС. Для настоящего времени нижним уровнем P_2 принято 10^3 компонентов на кристалле. Кроме того, в современных ЦС в отдельных случаях применяются оптоэлектронные (ОЭ) элементы и узлы. На рис. 1 не определены границы поколений ЦС по годам, поскольку анализ показывает, что

они будут сосуществовать долго. Последнее заключение основывается на том, что развитие электронной элементной базы и архитектурных решений ЦС идет быстрее, чем, например, развитие технологии ОЭ переключаемых схем.

При этом развитие ЦС происходит в двух направлениях: создание ЦС высокой производительности, сверхмашин, многопроцессорных систем и вычислительных сетей; разработка максимально «приближенной» к потребителю ЦС.

Анализ ЦС показывает, что большинство из них построены по структуре фон Неймана, которая представлена составом из пяти основных блоков: процессора, памяти, ввода, вывода и управления.

Из пяти блоков ЦВМ с точки зрения переработки информации, четыре — процессор, устройство запоминания, устройства ввода и вывода имеют функциональную нагрузку, т.е. они непосредственно участвуют в обработке информации. Однако, они обладают неодинаковыми собственными функциональными

возможностями. Например, процессор универсальной ЦВМ дает возможность с их помощью решить любые научно-технические или прикладные задачи, поддающиеся алгоритмизации. В то время, функциональные возможности устройств ввода-вывода и запоминания ограничены.

В работе предложено повышение производительности и интеллектуальности

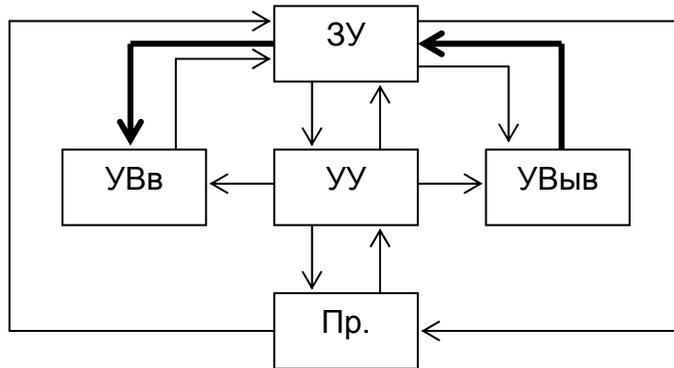


Рис. 2

ЦС с помощью расширения функциональных возможностей устройств ввода и вывода, что подразумевает перестройку их функциональных свойств.

Перестройка функций устройств ввода-вывода осуществляется потоком команд и данных, поступающих от устройства памяти или наоборот. Исходя из этого структуру фон Неймана можно трансформировать следующим образом (рис.2). На рис. 2 в структуре фон Неймана дополнительно

введенные связи показаны контурными линиями. На рис.2 приняты следующие обозначения: УУ-устройство управления, Пр-процессор, ЗУ-устройство памяти, УВв-устройство ввода, УВыв-устройство вывода.

Предложенная структура дает возможность повысить производительность и гибкость применения ЦС за счет ее «приближения» к потребителю. Здесь учитывается тот факт, что **важна сама по себе не производительность ЦС, а быстрота получения ответа на задачу, поставленную потребителем.**

Для реализации предложенной структуры одним из возможных путей может быть ее реализация на принципе многофункциональности.

Принцип многофункциональности подразумевает расширение функциональных возможностей элементов, находящихся на различных уровнях иерархии системы.

Осуществление принципа многофункциональности в разных иерархиях структуры ЦС носит ярко выраженный комплексный и системный характер: здесь затрагиваются аспекты технологии, схемотехники и конструкции элементной базы, учитываются принципы функционирования и архитектуры, а также идеология применения ЦС.

Известно условие многофункциональности, которое рассматривает только два показателя технической эффективности: функциональную мощность элемента и сложность, и не рассматривает другие показатели технической эффективности. Это связано с тем, что упомянутое условие не рассматривает элемент как составную часть системы и, исходя из этого, для этого элемента неважно какими техническими параметрами будет обладать система, построенная на них.

Как показывают исследования известных ЦС, функции, реализованные элементами на разных иерархиях системы, ранжированы по степени важности: жизненно важные функции и вспомогательные. Таким образом, необходимо, чтобы функции многофункциональных элементов любого уровня иерархии системы были ранжированы по степени важности.

В настоящей работе степень важности функций многофункционального элемента системы подразумевает при реализации некоторой функции приемлемые уровни технических показателей элемента при реализации системой целевой функции.

Таким образом, в ЦС не происходит полная реализация известного принципа многофункциональности. Для устранения этого предложен принцип многофункциональности для ранжированных функций.

Введено определение многофункциональности: ЦС эффективна и жизнеспособна тогда, когда расширение функциональных возможностей элементов на разных уровнях ее иерархии опережает увеличению ее сложности таким образом, чтобы для каждого элемента была бы сохранена степень важности функции.

Исходя из этого, возможно и обобщение условия многофункциональности для иерархичных ЦС. Для того, чтобы любой иерархичный элемент рассмотреть как многофункциональный необходимо и достаточно для него выполнить следующие неравенства: $CardF \geq 2$; $L_{MФЭ} < \sum_{i=1}^{CardF} L_{ОФЭ}^i$; $E_{MФЭ}^i \geq E_{ОФЭ}^j$, где F -функциональная мощность элемента, $L_{MФЭ}$ -сложность многофункционального элемента, $L_{ОФЭ}$ – сложность i -го однофункционального элемента, а $E_{MФЭ}^i$ и $E_{ОФЭ}^j$ j -ый показатель технической эффективности многофункционального и однофункционального элемента ($i = \overline{1, k}$, $CardF = k$, $j = \overline{1, k}$).

Уменьшение стоимости и увеличение надежности цифровых вычислительных устройств, синтезированных на базе ИС, связаны с повышением степени их структурной интеграции. Степень структурной интеграции некоторого вычислительного устройства E оценивается отношением: $S = Q/n$, где Q — коэффициент сложности устройства E , синтезированного на базе n модулей, имеющих одинаковые степени интеграции.

Увеличение степени структурной интеграции S устройства E целесообразно проводить уменьшением количества модулей n , что достигается за счет увеличения их степеней интеграции. Однако это увеличивает число типов модулей, применяемых в устройстве E , и, соответственно, снижает универсальность и степень применимости каждого типа модуля.

Для увеличения универсальности и степени применимости модулей в устройстве эффективным способом является расширение их функциональных возможностей. При этом большое значение приобретает правильное прогнозирование функциональных возможностей синтезируемого модуля, поскольку при расширении его функциональных возможностей необходимо иметь определенное количество дополнительного оборудования.

Функциональные возможности модуля оцениваются параметром функциональной мощности k , который указывает на количество выполняемых им функций из некоторого множества $F = \{f_1, f_2, \dots, f_n\}$. Для однофункциональных модулей (ОФМ) параметр функциональной мощности $k = 1$, а для МФМ параметр функциональной мощности $k \geq 2$, а в лучшем случае - $k = n$.

Параметр функциональной мощности k не отражает такое свойство модуля, как универсальность применения при синтезе ЦС. В работе для оценки универсальности применения модуля предлагается параметр приведенной функциональной мощности K , который характеризует отношение числа синтезированных на базе интегрированных

модулей всевозможных структур различных устройств N_ω к числу структур N , синтезированных на базе модулей более низкой степени интеграции: $K = N_\omega / N$. Всегда справедливы неравенства $N > N_\omega$ и $k < 1$

Предположим, что имеется множество n ОФМ $M^* = \{M_1, M_2, \dots, M_n\}$, из которых i -й ($i = \overline{1, n}$) выполняет соответствующую функцию $f_i \in F$. Последовательным соединением $m_j = \overline{1, n}$ ОФМ из множества M^* синтезируется множество различных устройств $W = \{E_1, E_2, \dots, E_L\}$, из которых J -й ($j = \overline{1, L}$) реализует соответствующую системную функцию Ψ_j . Следовательно, системная функция Ψ_j устройства E_j представляет собой композицию m разных функций из F , т.е. $\Psi_j = \bigcirc_{i=1}^m f_i, f_i \in F$.

Если при этом допустить, что коэффициент применяемости каждого ОФМ $M_i \in M^*$ ($i = \overline{1, n}$) во всех устройствах из W минимальный (т.е. каждый тип M_i ОФМ в каждом устройстве E_j применяется только один раз), тогда с помощью m различных ОФМ можно синтезировать $N_m = \sum_{i=1}^m (C_m^i \cdot i!)$ разные структуры устройств W . Следовательно, должно иметь место равенство $\text{Card}W = N \Rightarrow l = N$.

Предположим, что следует Ω -раз увеличить структурную интеграцию системы E_j ($j = \overline{1, L}$). Следовательно, для синтеза нового устройства $E^* \leftrightarrow E_j$ необходимо применять новые интегрированные модули из $R^* = \{R_1, R_2, \dots, R_{n^*}\}$, каждый из которых заменяет Ω модулей из M^* . При этом модуль $R_i \in R^*$ реализует некоторую функцию $\Phi_i = \bigcirc_{e=1}^{\Omega} f_e$, где $f_e \in F_i^{\Omega}, i = \overline{1, \partial}, e = \overline{1, \Omega}$ и $\partial_j = m/\Omega$.

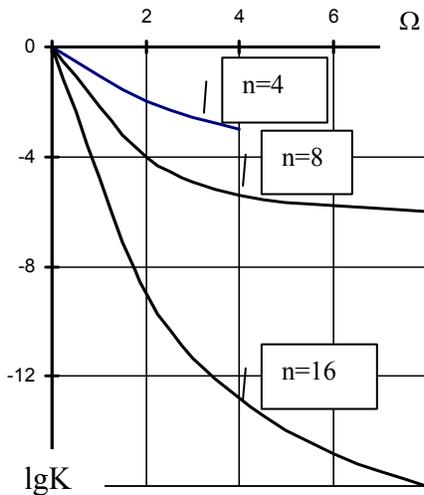


Рис. 3

Таким образом, для синтеза устройства E_j^* потребуется ∂_j новых модулей из R^* . Однако, количество синтезированных различных устройств на базе ∂_j модулей из R^* уменьшится до $N_{\partial_j}^{\Omega} = \sum_{i=1}^{\partial_j} (C_{\partial_j}^i \cdot i!)$.

При $\partial_j = n^*$ получаем $N_{n^*}^{\Omega} = \sum_{i=1}^{n^*} (C_{n^*}^i \cdot i!)$.

Приведенная функциональная мощность каждого модуля из R^* будет: $K_{R_i} = N_{n^*}^{\Omega} / N_n < 1$.

Заметим, что при $\Omega > 1$ модуль $R_i \in R^*$ теряет способность выполнять функцию из F , несмотря на то, что функциональная мощность этого модуля $k = 1$, поскольку он способен реализовать функцию Φ_j .

На рис. 3 показаны зависимости приведенной функциональной мощности K_{R_i} от Ω . Видно, что при увеличении степени интеграции модуля резко уменьшается K . Для восстановления универсальности применения модуля требуется $K=1$, что следует из равенства $N_{n^*}^{\Omega} = N_n$.

Повышение N_n^Ω , можно достичь за счет увеличения функциональной мощности K модуля R_i , т.е. требуется придать ему свойство многофункциональности. Если МФМ R_i заменяет Ω разных модулей из M^* , то он должен выполнять все соответствующие функции из $F_i^\Omega \subset F$ и функции, полученные на их базе - $\Phi_i^* = \bigcup_{e=1}^{\Lambda} (O_e f_e)$, где $F_e \in F_i^\Omega$ и $\Lambda = C_\Omega^l$. Тогда функции, выполняемые модулем, определяются как множество $F_i^\Omega \cup \Phi_i^*$ и функциональная мощность МФМ соответственно будет

$$k_i^\Omega = \text{Card} \Phi_i^* + \text{Card} F_i^\Omega = \sum_{i=2}^{\Omega} (C_\Omega^i \cdot i!) + \Omega = \sum_{i=1}^{\Omega} (C_\Omega^i \cdot i!).$$

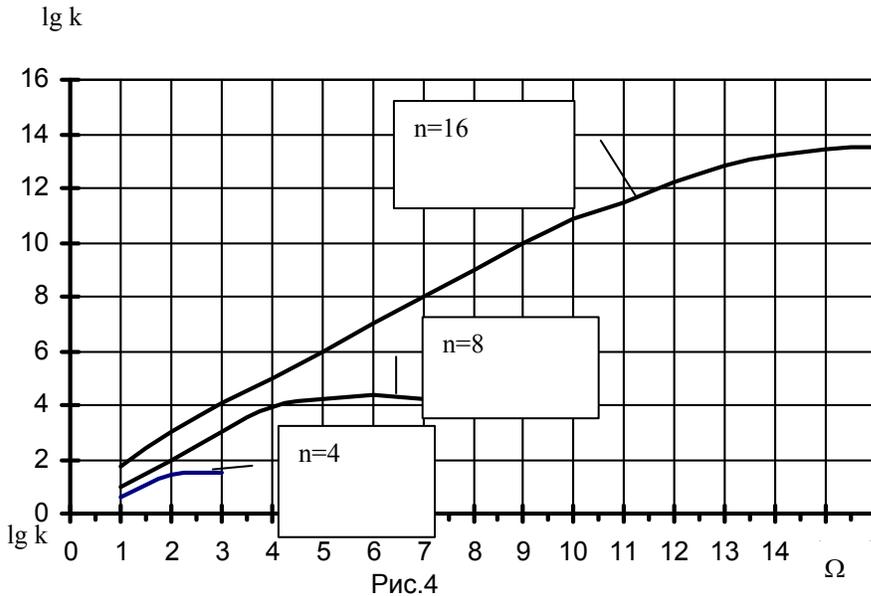


Рис.4

Зависимости функциональных мощностей k от Ω приведены на рис. 2. Видно, что увеличение Ω , т.е. увеличение интеграции модуля, требует резкого повышения функциональной мощности МФМ. Если при этом одновременно обеспечить максимальное значение коэффициента применимости модулей (т.е. полная взаимозаменяемость МФМ в устройстве F_j^*),

тогда функциональная мощность модуля определяется как $k_i^\Omega = \sum_{i=1}^{\Omega, \delta} (C_{\Omega, \delta}^i \cdot i!)$. Из этой формулы следует, что на базе $\delta_i = n^*$ МФМ с функциональными мощностями k_i^Ω , можно синтезировать $N_n^\Omega = \sum_{i=1}^{\Omega, \delta} (C_{\Omega, \delta}^i \cdot i!)$ различные устройства из множества W .

Поскольку $\Omega \cdot \delta = n$, то $N_n^\Omega = N_n$ и выполнение условия $K=1$ обеспечивается.

ВО ВТОРОЙ ГЛАВЕ рассмотрены три класса многофункциональных последовательностных модулей (МФПМ): компонентно - избыточные МФПМ, коммутационно-избыточные МФПМ, МФПМ с автоматической настройкой структуры.

Структура компонентно - избыточного МФПМ $A_{КПИ}$ создается из множеств функциональных элементов B и постоянных связей C между ними, из конечных множеств входных V и выходных W полюсов. Во время функционирования модуля из общей структуры $A_{КПИ}$ выделяется подструктура $A_{i \in A_{КПИ}}$, на базе которой реализуется функция $f_i \in F$. В отличие от компонентно - избыточного МФПМ, модули с

коммутационной избыточностью имеет переменную структуру. Изменение структуры достигается за счет переменных связей D , с помощью которых связывают входные V и выходные W полюсы базисной структуры A_0 . МФПМ с автоматической настройкой структуры представляется как композиция базисной структуры A_0 коммутационно избыточного МФПМ и модуля перестройки $A_{ПЕР}$.

Исходя из вышеизложенного, МФПМ можно определить как автомат.

МФПМ - это автомат с настраиваемой структурой, который задается системой параметров: $A = \{X, V, \Psi, S, \Delta, \Lambda, \Phi\}$, где $X = \{x_1, \dots, x_m\}$ – входной рабочий алфавит; $V = \{v_1, \dots, v_e\}$ – входной настроечный алфавит; $\Psi = \{y_1, \dots, y_l\}$ – выходной алфавит; $S = \{s_1, \dots, s_n\}$ – множество состояний; $\Delta = \{\delta_1, \dots, \delta_l\}$ – множество функций переходов; $\delta_i: X \times S \rightarrow S$, $1 \leq i \leq l$; $\Lambda = \{\lambda_1, \dots, \lambda_q\}$ – множество функций выходов; $\lambda_j: X \times S \rightarrow Y$, $1 \leq j \leq q$; $\Phi = \{\varphi_1, \dots, \varphi_k\}$ – настроечная функция или функциональность автомата: $\varphi_g: V \times S \rightarrow \Delta \times \Lambda$, $1 \leq g \leq k$.

Функция Φ порождает $k = e \cdot n$ автоматных преобразований, т.е. $A = \{A_1, \dots, A_k\}$, каждый из которых имеет свой граф $A_i \Leftrightarrow G_i$ ($i = \overline{1, k}$). Следовательно, A_i может выполнять соответствующую функцию $f_i \in F$

Для МФПМ с компонентной избыточностью задание $A^i_{КПИ}$ в исходном автомате $A^0_{КПИ}$, т.е. подготовка $A^0_{КПИ}$ для реализации f_i происходит за счет выделения подмножеств связей и компонентов B_i , т.е. выбором подавтомата $A^i_{КПИ} \subset A^0_{КПИ}$.

Следовательно, $A^0_{КПИ} \Leftrightarrow G^0_{КПИ}$, где $G^0_{КПИ} = \bigcup_{i=1}^k G^i_{КПИ}$, который получается отождествлением одноименных вершин и дуг в графах $G^i_{КПИ}$.

При МФПМ с коммутационной избыточностью задание $A^i_{КПИ}$ в исходном автомате $A^0_{КМИ} \neq A^0_{КПИ}$ происходит за счет осуществления дополнительных переменных связей D_i , т.е. $A^0_{КМИ} \subset A^i_{КМИ}$. Если переменные связи D_i в $A^0_{КМИ}$ осуществляются в технологическом процессе изготовления МФПМ, т.е. имеется жесткая настройка, то $V = \emptyset$, $\Delta = \{\delta_i\}$, $\lambda = \{\lambda_i\}$ и $\Phi = \{\varphi_i\}$. Следовательно, для всех F имеется множество автоматов $A_{КМИ} = \{A^i_{КМИ}\}$ и $(A^i_{КМИ} \Leftrightarrow G^i_{КМИ}) \Rightarrow (A \Leftrightarrow \{G^i_{КМИ}\})$. Предположим, что имеется объединенный граф $G^0_{КМИ} = \bigcup_{i=1}^k G^i_{КМИ}$, тогда можно считать, что $G^0_{КМИ} \Leftrightarrow A^*_{КМИ}$. На основе этого

осуществление переменных связей D_i в МФПМ можно представить как процесс выделения подавтомата $A^i_{КМИ} \subset A^*_{КМИ}$ и, следовательно, для реализации функции f_i в $A^i_{КМИ}$ будет иметь $G^i_{КМИ} \subset G^0_{КМИ}$.

В МФПМ с автоматической настройкой структуры переменные связи D_i в $A^0_{АНС}$ осуществляются в процессе его функционирования, т.е. имеется гибкая настройка, то $V \neq \emptyset$, $\Delta = \{\delta_i\}$, $\lambda = \{\lambda_i\}$ и $\Phi = \{\varphi_i\}$. Следовательно, для всех F будем иметь один автомат $A^0_{АНС} \Leftrightarrow G^0_{АНС}$, притом $A^0_{АНС} \supset A^0_{КМИ}$. Порождение автомата $A^i_{АНС}$ для реализации функции f_i в $A^0_{АНС}$ происходит на основе настроечной функции $\varphi_i \in \Phi$. Следовательно, $(A^i_{АНС} \Leftrightarrow G^i_{АНС}) \subset G^0_{АНС}$.

Таким образом, для реализации функции $f_i \in F$ из всех типов МФПМ необходимо выбрать соответственно подавтоматы $A^i_{КПИ}$, $A^i_{КМИ}$, или $A^i_{АНС}$, для которых $G^i_{КПИ} = G^i_{КМИ} = G^i_{АНС}$. Следовательно, заключаем, что реализация множества функции F осуществляется на основе объединенного графа $G^* = G^0_{КПИ} = G^0_{КМИ} = G^0_{АНС}$. Таким образом, для МФПМ всех трех типов происходит совпадение автоматных моделей.

В работе предпочтение отдается в МФПМ со статико-динамическим управлением, что обусловлено широким распространением последовательностных модулей такого типа в элементной базе и схемотехнике современных ЦС.

В настоящей работе представлен схемотехнический метод синтеза статико-динамических МФПМ с разностными элементами (РЭ) при заданной структуре, списке реализованных функций и степени важности ранжированных функций. На уровне модуля ранжированием функции выделяется одна основная функция, которая называется функцией - доминантой. Функция - доминанта в отношении других функций имеет наивысшую степень важности.

При схемотехническом проектировании МФПМ исходными данными представляется список функций $F = \{f_1, f_2, \dots, f_k\}$ включая функцию - доминанту, реализация которых предусматривается на синтезированном МФПМ, и требования по основным электронным и временным параметрам.

Общая методика синтеза МФПМ состоит из двух этапов: определение исходного списка микрофункций, реализация которых предусмотрена на модуле; структурный синтез модуля.

Для синтеза МФПМ в качестве исходных данных применяется список функций, расчлененный на микрофункции.

I этап. Определение исходного списка микрофункций производится по двум подэтапам и предусматривает выполнение определенных действий над списком функций $F = \{f_1, f_2, \dots, f_k\}$, который включает функцию-доминанту.

Подэтап 1. Производим декомпозицию каждой функции из совокупности F на микрофункции: $f_i \Leftrightarrow \{\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_{m_i}\} = \Phi_i, \quad i = \overline{1, k}$ Далее производим объединение множеств

Φ_i для всех функций F , в результате получаем: $\Phi = \bigcup_{i=1}^k \Phi_i = \{\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_m\}$, которое является универсальным множеством микрофункций (УММ) функций из списка F .

Теорема. Если Φ – УММ, то на его базе можно реализовать все функции из списка F .

Доказательство. Известно, что $f_i \Leftrightarrow \Phi_i$. В результате пересечения множеств микрофункций Φ_i получаем список микрофункций, общий для всех функций из F :

$$\Phi^* = \bigcap_{k=1}^k \Phi_i = \{\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_{m_0}\}.$$

Далее определим разности множеств Φ_i и Φ^* , которые являются собственными множествами микрофункций для каждой $f_i \in F$:

$$V_i = \Phi_i \setminus \Phi^* = \{\varphi_{m_0+1}, \varphi_{m_0+2}, \dots, \varphi_{m_i}\}.$$

Следовательно, $\Phi_i = \{\Phi^*, V_i\}$, т.е. любая функция содержит в себе множество микрофункций Φ^* , являющееся общей частью для всех функций из множества F , и множество микрофункций V_i , не являющееся общей частью для всех функций из множества F .

Объединяя множества V_i , получаем множество микрофункций V , которое не является общей частью для всех функций множества $F - V = \bigcup_{i=1}^k V_i$, т.е. множество V

является дополнением множества $\Phi^* - V = \overline{\Phi^*}$.

Очевидно, $V = \Phi \wedge \Phi^* = \{\varphi_{m_0+1}, \varphi_{m_0+2}, \dots, \varphi_{m_i}\}$, следовательно, $\Phi = \Phi^* \cup V$. Таким образом, УММ Φ содержит все микрофункции, которые являются необходимыми для реализации списка F , и все собственные функции $f_i (i = \overline{1, k})$. Теорема доказана.

Подэтап 2. На МФПМ функцию $f_i \in F$ можно реализовать разными вариантами с разными микропрограммами. Для достижения минимальной сложности и высокого быстродействия МФПМ необходимо произвести выбор вариантов.

Для достижения минимальных аппаратных затрат выбираются те варианты, для реализации которых необходимо минимальное количество микрофункций. Таким же образом, определяется минимальное время реализации функции. При этом, те микрофункции, реализация которых допускается одновременно, условно считаются как одна.

II этап. В работе предлагается метод синтеза МФПМ, который в списке функций $F = \{f_1, f_2, \dots, f_k\}$ предусматривает существование функции - доминанты. Синтез МФПМ производится поэтапно:

- I. Составление первичных таблиц переходов. На основе УММ составляются несколько первичных таблиц переходов. Отдельно составляется первичная таблица для микрофункции функции-доминанты;
- II. Сокращение первичных таблиц переходов происходит для всех таблиц переходов.
- III. Кодировка внутренних состояний МФПМ производится в соответствии с полученными картами переходов.
- IV. Составление карт внутренних состояний производится в соответствии с результатами их кодировки.
- V. Составление карт функций переходов внутренних переменных производится на основании полученных карт внутренних состояний.
- VI. Получение и минимизация функций входов триггеров МФПМ производится на основании составленных карт функций переходов триггеров с помощью операторных словарей переходов.
- VII. Получение общих формул для входов триггеров МФПМ производится на основе полученных функций входов, в которых выделяются функции функции - доминанты. Производится объединение остальных функций одноименных входов триггера через операции дизъюнкции (если биполярные ячейки синтезируются на схемах ИЛИ-НЕ) и через конъюнкцию (если биполярные ячейки синтезируются на схемах И-НЕ). Полученные общие формулы для входов минимизируются.
- VIII. Полученные общие формулы входов и функций входов функции - доминанта объединяются и полученные общие формулы входов не минимизируются;
- IX. Составление структурной схемы МФПМ выполняется после преобразования полученных общих формул входов к виду, удобному для реализации на заданной или выбранной элементной базе.
- X. Составление электрической схемы МФПМ и определение его электрических параметров производится на основе полученной структурной схемы известными методами.

Любой ОЭ узел, который выполняет функциональное преобразование и индикацию состояния, является естественным многофункциональным, поскольку может

выполнить в любое время все функций из множества F^* , притом $\text{Card}F^* \geq 2$. Целью работы является помимо естественной многофункциональности достичь в ОЭ модулях и искусственную многофункциональность.

Все управляемые функциональные модули ОЭ техники, которые с помощью определенной настройкой в данный момент времени обеспечивают реализацию функции $f_i (i = \overline{1, k}, k > 2)$ из множества $F^* \subseteq F$.

Таким образом, функциональный модуль ОЭ техники, который может реализовать множество функций $F^* \subseteq F$, является многофункциональным $-F = \{f_1, \dots, f_k\}$. Если $\text{Card}F^* = k$, тогда олоэлектронный МФМ (ОЭМФМ) может выполнить k разных функций из множества F .

ОЭМФМ допускает комбинированную обработку информации, т.е. преобразование как электронными, так оптическими способами. Таким образом, ОЭМФМ принимает информацию как в электронном, так оптическом видах, преобразовывает ее согласно выбранного характеристического уравнения, и результат выдает как в электронной, так и оптических формах.

Предложен способ эффективной обработки информации, суть которого заключается в последовательной передаче информации от выхода предыдущего ОЭМФМ к входу следующего ОЭМФМ, которые по сигналам настройки реализуют одну из множества функций логических, арифметических и специальных функции. Притом, настройка ОЭМФМ на реализацию некоторой функции может быть индивидуальной или общей.

Для одновременного улучшения показателей временных и материальных затрат в ОЭ ЦС предложен способ кодирования числовой информации, который дает возможность сократить количество знаков в одном разряде, представленном в единичном коде.

Сущность кодирования заключается в разбиении единичного кода одного разряда числа на две группы знаков и присвоении одной группе веса, равного половине основы системы счисления, и представление другой группы в единичном коде.

Цифры числовой информации представляются следующим образом: $\alpha\beta_1\beta_2\dots\beta_n$, где α -признак цифры, принимающей значения 0 и 1, а $\beta_1\beta_2\dots\beta_n$ -мантисса цифры, где $\beta_i \in \{0, 1\}$, i -порядковый номер знака мантиссы, n -количество знаков мантиссы цифры, которое зависит от величины основы системы счисления и определяется следующим образом: $n = q/2 - 1$, если q четная и $n = q/2$, если q нечетная, где q - основа системы счисления.

Предположим, что q четная. Все цифры, в количестве q , можно распределить в двух диапазонах. Первый диапазон охватывает цифры от 0 до $(q/2 - 1)$, а второй диапазон - от $q/2$ до $(q - 1)$. Мантиссу $\beta_1\beta_2\dots\beta_n$ каждой цифры первого диапазона представим в единичном коде, где $n = q/2 - 1$, т.е., когда $\beta_i = 1$, тогда $\beta_j = 0$, где $j = \overline{1, n}$, $j \neq i$. Следовательно, порядковый номер i -го знака β_i определяет вес записанной цифры первого диапазона. Когда эта цифра равна нулю. тогда $\beta_j = 0$, где $j = \overline{1, n}$. Для цифр первого диапазона примем признак $\alpha = 0$.

Таким образом, каждая цифра первого диапазона представляется мантиссой-знаком в количестве n , один из которых равен единице, порядковый номер которого определяется весом цифры, а остальные-равны нулю. При этом признак цифры равен нулю.

Мантисса каждой цифры второго диапазона также представляется в единичном коде знаками в количестве n , где $n = q/2 - 1$, т.е. если $\beta_i = 1$, тогда $\beta_j = 0$, где $j = \overline{1, n}$, $j \neq i$. Однако порядковый номер знака β_i определяет вес записанной цифры второго диапазона, уменьшенной на $q/2$. Когда цифра равна $q/2$, тогда $\beta_i = 0$, где $i = \overline{1, n}$. Для цифр второго диапазона примем признак $\alpha = 1$ и присвоим ему соответственно вес $q/2$.

Таким образом, каждая цифра второго диапазона представляется мантиссой-знаком в количестве n , один из которых равен единице, порядковый номер которой определяется весом цифры, уменьшенным на $q/2$, а остальные равны нулю, и признаком цифры, который равен единице и соответствует весу $q/2$.

Реализация некоторой функции $f \in F$ и процесс выполнения любой микрофункции на МФПМ можно представить двумя фазами: настройки и непосредственно выполнения.

Фаза настройки – это процесс выполнения любой микрофункции переходов Δ и выходов λ МФПМ путем подачи на управляющие входы сигналов в определенном сочетании, а фаза выполнения – это процесс реализации оператора $\varphi \in \Phi$ путем подачи на вход МФПМ синхросигнала.

Совокупность сигналов $Y = \{y_1, \dots, y_{n-1}\}$, подаваемых на управляющие входы $V_1 = \{v_1, \dots, v_{n-1}\}$ МФПМ, называется управляющим словом.

Если допустить, что управляющее слово Y_i однозначно определяет микрофункцию φ_i , тогда условие выполнения микрофункции можно выразить следующим образом: $\exists Y_i [f(Y) = 1]$, где $f(y)$ – функция управления, которую можно определить как $Ff(y) = Y_1 V V Y_2 V V \dots V V Y_{n-1}$. В выражении $f(y)$ знак «VV» означает функцию «1 и только 1». Естественно, в этом случае применяется единично-унитарная кодировка настроек.

Теорема. Если МФПМ имеет m управляющих входов, то он выполняет m микрофункций.

Доказательство. Функция управления $f(Y)$ в данный момент времени t_i допускает возбуждение только i -го управляющего входа $v_i \in V_1$. В общем случае $f(Y)$ поражает m таких разных функций управления, когда $f(Y) = 1$. Учитывая это, и то, что $\text{Card} V_1 = m$, заключаем, что количество выполняемых микрофункций будет m , т.е. $\text{Card} \Phi = m$, где Φ – множество микрофункций. Этим теорема доказана.

Настройкой МФПМ будем называть реализацию оператора: $N = \{\Omega, R\}$, где $\Omega = \{\omega_1, \dots, \omega_n\}$ – множество функциональных настроек; $R = \{r_1, \dots, r_m\}$ – множество структурных настроек. Такой вид настройки является комбинированным. Может отсутствовать один из компонентов оператора N , т.е. $N = \{\Omega\}$, $R = \emptyset$ или $N = \{R\}$, $\Omega = \emptyset$. Под функциональной настройкой будем понимать процесс выделения подструктуры $A_i \in A$ МФПМ. При функциональной настройке структура МФПМ не изменяется, поэтому при реализации микрофункции фазы настройки и выполнения можно совместить. Функциональная настройка производится с помощью подачи на МФПМ управляющего слова, длина которого определяется интервалом $i = \lceil \log_2 n \rceil, n$, где n – количество микрофункций, выполняемых МФПМ.

В ТРЕТЕЙ ГЛАВЕ доказывается корректность известного композиционного метода реализации операций в многофункциональных модулях в случае функции-доминанты. Функция – доминанта $f_1 \in F$ выполняется на основе композиции

микрофункций $\Phi_i \in \Phi$. Таким образом, с точки зрения реализации она не отличается от других функций, реализуемых на МФПМ.

При композиционном методе в множестве функций F выделены три непересекающихся подмножества функций F_1, F_2 и F_3 , где F_1 – функции, которые не требуют исходную установку МФПМ; F_2 – функции, для выполнения которых требуются исходные установки МФПМ и F_3 – функции без приема информации. Из этих подмножеств функций любая может содержать функцию-доминату.

Подмножество микрофункций $\Phi_i' \subseteq \Phi$, требуемых для выполнения функции $f_i \in F$, определяется следующим образом: $\Phi_i^1 = \{\Phi_{2i}, \Phi_{3i}\}$ если $f_i \in F_1$, $\Phi_i^1 = \{\Phi_{1i}, \Phi_{2i}, \Phi_{3i}\}$ если $f_i \in F_2$ и $\Phi_i^1 = \{\Phi_{1i}, \Phi_{3i}\}$ если $f_i \in F_3$, где $\Phi_{1i} \subseteq \Phi_1$, $\Phi_{2i} \subseteq \Phi_2$, $\Phi_{3i} \subseteq \Phi_3$.

Согласно композиционному методу на подмножествах микрофункций $\Phi_{1i}, \Phi_{2i}, \Phi_{3i}$ наложены следующие ограничения: $1 \leq \text{Card } \Phi_{1i} \leq \rho_1$; $1 \leq \text{Card } \Phi_{2i} \leq \rho_2 - \rho_1$; $\text{Card } \Phi_{3i} = 1$ и функция f_i представлена следующим образом: $f_i = \varphi_j \circ \varphi_v \circ \dots \circ \varphi_{v'}$, если $f_i \in F_1$, $f_i = \varphi_j \circ \varphi_v \circ \dots \circ \varphi_{v'} \circ \varphi_\omega \circ \dots \circ \varphi_{\omega'}$, если $f_i \in F_2$, $f_i = \varphi_j \circ \varphi_\omega \circ \dots \circ \varphi_{\omega'}$, если $f_i \in F_3$, где $\varphi_j \in \Phi_{3i}$, $\{\varphi_v, \dots, \varphi_{v'}\} = \Phi_{2i}$ и $\{\varphi_\omega, \dots, \varphi_{\omega'}\} = \Phi_{1i}$.

Корректность вышериведенного метода доказывается следующими теоремами.

Теорема. Последовательностный модуль является многофункциональным и реализует функции $f_i \in F_2 (i = \overline{1, k})$ тогда и только тогда, когда он выполняет $\rho \geq 4$ микрофункции $\{\varphi_1, \dots, \varphi_\rho\}$ такие, что $\{\varphi_1, \dots, \varphi_{\rho_1}\} = \Phi_1$, $\{\varphi_{\rho_1+1}, \dots, \varphi_{\rho_2}\} = \Phi_2$ и $\{\varphi_{\rho_2+1}, \dots, \varphi_\rho\} = \Phi_3$.

Доказательство. Достаточность. Для многофункциональности последовательностного модуля требуется выполнение условия - $k \geq 2$. Допустим, что МФПМ выполняет две функции f_i и f_j . Чтобы $f_i, f_j \in F_2$ требуется $\Phi_1 = \Phi_1^i \cup \Phi_1^j$, $\Phi_2 = \Phi_2^i \cup \Phi_2^j$ и $\Phi_3 = \Phi_3^i \cup \Phi_3^j$. Учитывая ограничения, можно писать: $1 \leq \text{Card } \Phi_1^i \leq \rho_1$; $1 \leq \text{Card } \Phi_2^i \leq \rho_2$; $\text{Card } \Phi_3^i = 1$; $1 \leq \text{Card } \Phi_1^j \leq \rho_1$; $1 \leq \text{Card } \Phi_2^j \leq \rho_2$; $\text{Card } \Phi_3^j = 1$.

Допустим, что $\text{Card } \Phi_1^i = \text{Card } \Phi_1^j = \text{Card } \Phi_2^i = \text{Card } \Phi_2^j = 1$. Тогда можно считать, что для функции f_i $\Phi_1^i = \{\varphi_k^i\}$, $\Phi_2^i = \{\varphi_l^i\}$ и $\Phi_3^i = \{\varphi_e^i\}$, где $k = \overline{1, \rho_1}$, $l = \overline{\rho_1 + 1, \rho_2}$ и $e = \overline{(\rho_2 + 1), \rho}$.

Следовательно, функция f_i реализуется схемой: $f_i \Leftrightarrow \varphi_k^i \rightarrow \varphi_l^i \rightarrow \varphi_e^i$.

Если в схеме реализации функции f_i заменим хотя бы одну микрофункцию на φ_m , то получим другую схему реализации функции f_j . Допустим, что $\Phi_1^i \neq \Phi_1^j$, $\Phi_2^i = \Phi_2^j$ и $\Phi_3^i = \Phi_3^j$, тогда $f_j \Leftrightarrow \varphi_m^j \rightarrow \varphi_l^{i,j} \rightarrow \varphi_e^{i,j}$, где $\{\varphi_m^j\} = \Phi_1^j$, $m = \overline{1, \rho_1}$, $m \neq k$. Следовательно, $\text{Card } \Phi_1 = 2$. Тогда общее количество микрофункций, требуемых для реализации двух функций f_i и f_j будет $\sum_{l=1}^3 \text{Card } \Phi_l = 4$. Очевидно, полученные результаты можно

распространить и на случаи, когда $k > 2$. Получается, что $\sum_{i=1}^3 \text{Card } \Phi_i > 4$.

Необходимость. Допустим, для МФПМ задано четыре микрофункции $\varphi_k, \varphi_l, \varphi_e, \varphi_m$, притом $\varphi_k \in \Phi_1, \varphi_l \in \Phi_2, \varphi_e \in \Phi_3$. Что касается φ_m , допускается, что $\varphi_m \in \Phi_1$ или $\varphi_m \in \Phi_2$ или $\varphi_m \in \Phi_3$. Для реализации функции $f_i \in F$ требуется выделение подмножеств $\Phi_1^i \leq \Phi_1, \Phi_2^i \leq \Phi_2, \Phi_3^i \leq \Phi_3$. Притом: $1 \leq \text{Card } \Phi_1^i \leq \rho_1; 1 \leq \text{Card } \Phi_2^i \leq \rho_2; \text{Card } \Phi_3^i = 1$.

Допустим, что $\text{Card } \Phi_1^i = \text{Card } \Phi_2^i = 1$. Тогда реализация функции $f_i \in F$ представляется схемой $f_i \Leftrightarrow \varphi_k^i \rightarrow \varphi_l^i \rightarrow \varphi_e^i$. Допустим также, что $\varphi_m \in \Phi_1$. Тогда можно утверждать, что существует такая функция $f_j \in F$, для которой схема реализации имеет вид: $f_j \Leftrightarrow \varphi_m^j \rightarrow \varphi_e^{i,j} \rightarrow \varphi_e^{i,j}$.

Можно заключить, что с помощью задания четырех микрофункций реализуется, как минимум, две функции. Следовательно, условие многофункциональности модуля выполняется. Если заданное количество микрофункций больше четырех, то количество выполняемых функций будет больше двух, т.е. $k > 2$. Этим теорема доказана.

Теорема. Если последовательностный модуль выполняет $n \geq 3$ микрофункций $\{\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n\}$ таких, что $\{\varphi_1, \dots, \varphi_{\rho_1}\} = \Phi_1, \{\varphi_{\rho_2}, \dots, \varphi_{\rho}\} = \Phi_3$ и $n = \rho_1 - (\rho - \rho_2)$, то такой модуль является многофункциональным и реализует функции $f_i \in F_1$.

Теорема. Если последовательностный модуль выполняет $n \geq 3$ микрофункций $\{\varphi_{\rho_1+1}, \varphi_{\rho_1+2}, \dots, \varphi_n\}$ таких, что $\{\varphi_{\rho_1+1}, \varphi_{\rho_1+2}, \dots, \varphi_n\} = \Phi_2, \{\varphi_{\rho_2+1}, \varphi_{\rho_2+2}, \dots, \varphi_n\} = \Phi_3$ и $n = \rho - \rho_1$, то такой модуль является многофункциональным и реализует функции $f_i \in F_3$.

Полученные доказательства распространяется только на один МФПМ. Естественно, в реальных ЦС применяются большое количество модулей, которые связаны между собой последовательно или параллельно, или последовательно-параллельно. При этом ЦС следует представить как композицию элементарных цифровых автоматов, а общую функцию, которая выполняется с помощью такого устройства как композицию функции $f_i \in F$.

В этой же главе предложен способ сложения десятичных чисел на ОЭМФМ, представленных в единично-нормальном коде. Суть способа заключается в объединении в одно множество единиц и нолей одноименных разрядов в единично-нормальном коде двух чисел таким образом, что отдельно складывались единицы и отдельно ноли. Далее производится анализ количества единиц в объединенном множестве, и если их количество равно и больше десяти, то на одну единицу увеличивается количество единиц в множестве следующего разряда за счет уменьшения количества нолей на один, и в этой же множестве количество единиц уменьшается на десять за счет увеличения соответствующего количества нолей. Процесс сложения происходит по шагам: 1. единицы единично-нормального кода i -го разряда второго операнда запишутся после старшей единицы i -го разряда первого операнда; 2. если в полученном удвоенном слове i -го разряда количество единиц равно и больше 10, то происходит обнуление десяти старших единиц. Если в этом слове количество единиц меньше 10, тогда двоичное слово остается без изменения. 3. в случае обнуления 10 единиц на предыдущем шаге в $(i+1)$ -й разряде происходит увеличение количества единиц на один и т.д. Здесь же предложены ОЭМФМ для реализации этого способа

В этой главе показана эффективность обработки аналоговых сигналов в ОЭМФМ, в частности, для временных интервалов. Предложены методы функционального преобразования временных интервалов, согласно которых обработка временных интервалов происходит с высокой точностью как в последовательном, так и параллельном режимах.

В ЧЕТВЕРТОЙ ГЛАВЕ представлены методы архитектурной организации операционных устройств и систем на принципе многофункциональности.

Видимость дисплея и клавиатуры ПК зависит от контрастности символов по отношению фона и углового размера. Надо также знать уровень граничной контрастности, который указывает на минимальное различие между яркостями символа и фона. Ясно, что граничная контрастность связана также с размером символа.

На рис. 5 показано отношение граничной контрастности $K_{пор}$ к адаптивной яркости B_{ϕ} и размеру символа. Контурными линиями показаны эти отношения для клавиатуры, а пунктирными - для монитора.

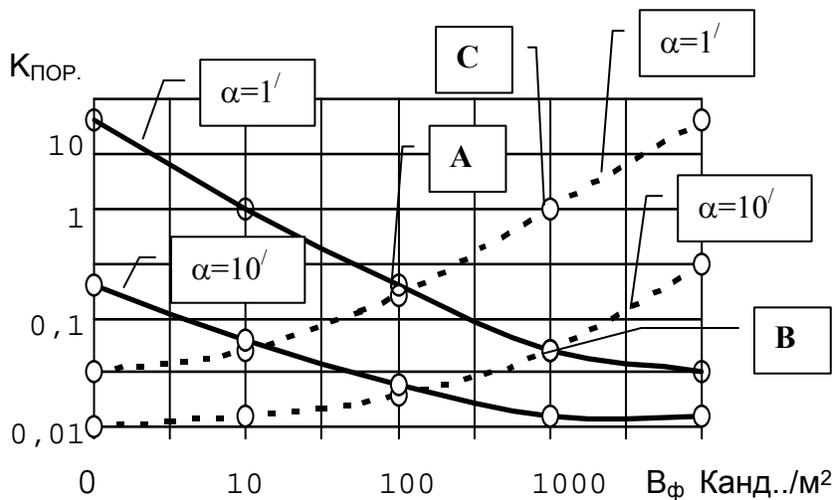


Рис.5

Предположим, что угловые размеры символов на клавиатуре и на мониторе одинаковые. Тогда для оператора условия одинокого восприятия символов, т.е. одинаковые пороговые контрастности $K_{пор}$ как на мониторе, так и на клавиатуре, создаются в точке, где эти кривые пересекаются. Например, когда известен угловой размер символа и $\alpha = 1'$, пересечение этих кривых возможно только при яркости фона равным 10^2 канд./м² (точка А). В реальных условиях работы оператора соблюдение требуемой яркости фона трудно выполнимая задача. Тогда требуемые граничные контрастности для монитора и клавиатуры, необходимо отрегулировать изменением яркости монитора.

При повышении B_{ϕ} , скажем до 10^2 канд./м², повышается условия восприятия символов на клавиатуре, поскольку уменьшается порог контрастности (точка В), однако, в то время ухудшается восприятие символов на мониторе (точка С). Для того, чтобы улучшить восприятие символов на дисплее, необходимо увеличить яркость монитора таким образом, чтобы точки В и С совпали.

Для обыкновенной клавиатуры характерен прямой контраст, поскольку символы на клавишах воспринимаются оператором с помощью отраженных от фона лучей света, а для дисплея - обратный контраст, поскольку символы на нем воспринимаются исходя из яркости свечения экрана. В результате трудно достигнуть таких контрастностей для обоих устройств, когда пороговые контрастности будут одинаковыми.

Комфортные условия работы для оператора создаются в том случае, когда кривые в зависимости от B_{ϕ} не пересекаются, а совпадают. Такое совпадение можно

достигнуть, когда для обоих устройств одновременно будут характерны прямой или обратный контрасты.

Достижение для обоих устройств прямых контрастов возможно, когда персональный компьютер укомплектован обыкновенной клавиатурой и жидкокристаллическим дисплеем без обратного освещения, т.е., когда на обоих устройствах воспринимаются символы с помощью отраженного от фона света. Обратный контраст для обоих устройств достигается, когда применяются обыкновенный дисплей на кинескопе или жидкокристаллический дисплей с задним обратным освещением и клавиатура, в клавишах которой вмонтированы жидкокристаллические экраны с задним освещением.

В первом случае видимость символов целиком зависит от яркости фона, и оператор для улучшения видимости символов вынужден увеличить уровень внешнего освещения, что не всегда возможно. Во втором случае возможно как регулирование уровня внешнего освещения, так и регулирование яркостей монитора и клавишей. Как правило, оператор прибегает к последнему способу. Исходя из вышеизложенного, для укомплектования персонального компьютера необходимо дать преимущество таким дисплеям и клавиатурам, для которых характерны обратные контрасты.

Таковыми свойствами обладает дисплей на кинескопе или на жидких кристаллах с обратным освещением и клавиатура с жидкокристаллическими дисплеями с обратным освещением.

Можно сформулировать требования для клавиатуры с обратным контрастом: разрешение экрана клавиши клавиатуры не должно быть меньше, чем разрешение монитора, например на кинескопе; интенсивность свечения экрана клавиши клавиатуры не должна отставать от интенсивности свечения монитора; угол зрения символов на экране клавиши не должен быть меньше, чем угол зрения на мониторе; на экране клавиши размеры символов должны быть меняться.

Таким требованиям полностью удовлетворяет клавиатура с обратным контрастом, если экраны ее клавиш решены на полупроводниковых матрицах. Предложена многофункциональная клавиатура (МФКЛ), которая предназначена для ввода в ПК в рамках текстового редактора текстовых документов, созданных на разных языках, а также любых символов. Таким образом, МФКЛ может устранить традиционно существующие ограничения, накладываемые клавиатурой на структуру ПК, и дает возможность полностью использовать программные и аппаратные возможности ПК.

МФКЛ дает возможность: оперативно менять и отражать разные шрифты и символы на символьных клавишах клавиатуры; повысить эргономические и эксплуатационные показатели клавиатуры, поскольку исключается на каждой символьной клавише нанесение нескольких разных символов; расширить область применения ПК во время обработки текстовых документов; упростить вопросы программирования за счет идентификации символьных клавиш с макрокомандами.

Для осуществления предложенных функции, клавиши МФКЛ оснащены индивидуальными дисплеями, которые управляются специальными схемами. МФКЛ может работать в четырех режимах: гашение состояния клавиши; стаческое отражение информации нормальной яркостью; стаческое отражение информации пониженной яркостью; мигание клавиши.

Дисплей клавиш представляет собой матрицу многофункциональных квантронов (МФК) с размерностью $n \times m$ ($n, m = 1, 2, \dots$). МФК объединены между собой в

виде ОЭМФМ и представляют собой $n \times m$ – разрядные оптоэлектронные регистры сдвига.

Управление МФКЛ производится от ПК. При включении ПК происходит автоматическая загрузка основного шрифта. После этого переход на другой шрифт или специальные символы происходит согласно командам ПК

Предложены следующие команды ПК: $K1[i]$ – загрузка i -го шрифта в МФКЛ; $K2[l]$ – загрузка режима l ($l = \overline{1,4}$) в МФКЛ; $K3[j]$ – загрузка j -ой клавиши; $K4[j]$ – загрузка режима j -ой клавиши; $K5[i,j]$ – взаимозамена содержания клавиш i и j , $i, j = \overline{1, N}$, $i \neq j$.

В МФКЛ предложено конструктивное новшество, которое заключается в том, что полупроводниковый экран вместе с клавишей не передвигается. При такой конструкции клавиши, до нажатия на ней, полупроводниковая матрица находится в глубине клавиши. Это дополнительно обеспечивает защиту полупроводникового экрана от внешнего источника света.

Таким образом, предложенная клавиатура дает возможность сохранить тактильный параметр, оставляя при этом недвижимыми электронные схемы клавиши, предотвращая тем неблагоприятные результаты, связанные с вибрацией электронных схем.

В ЦС специального назначения широко применяются десятичная клавиатура для ввода алфавитно-цифровой информации. Это типичный случай расширения функциональных возможностей известного устройства. Предложен способ ввода алфавитной информации с десятичной клавиатуры, который подразумевает применение цветных клавиш, нанесенными на них цветных символов. Клавиши распределены по цветам соответственно вертикально или горизонтально. На клавишах цветные символы нанесены по распределению цветов клавиш.

Ввод символов производится с применением двухрядного кода, первый разряд которого – цифра клавиши, на которой нанесен символ, а второй разряд – цифра одной из клавиш соответствующего цвета. Сравнительный анализ предложенного и известных способов дает повод заключить, что при предложенном способе увеличивается и быстродействие и удобство ввода.

Предложено микропрограммное операционное устройство (МПОУ), которое построено на МФПМ, в котором совмещены положительные свойства однородных вычислительных сред и традиционных вычислительных автоматов.

МПОУ предназначено для выполнения арифметических операций – суммирования, сложения, вычитания, умножения, деления и ряд других, реализация которых основаны на выполнении операций дизъюнкции, конъюнкции, сложения по $mod 2$ и сдвига. С помощью многошаговых операции возможно выполнение сложных переключательных операции с неограниченным числом переменных, логическое сложение массива и умножение на вектор, логическое сложение и умножение булевых матриц и другие виды логической обработки информации.

Сложение операндов $X = x_1 \dots x_n$ и $Y = y_1 \dots y_n$ является многошаговой операцией, для реализации которой предложен следующий алгоритм: 1) складываются операнды X и Y по $mod 2$ - $S_j = S_{j-1} \oplus P_{j-1}$, где $j = 1, 2, \dots$ – номер цикла сложения, $j \leq n$. Когда $j = 1$, тогда $S_0 = X$ и $P_0 = Y$; 2) находим конъюнкцию операндов S_{j-1} и P_{j-1} - $P_j^* = S_{j-1} \& P_{j-1}$; 3) происходит сдвиг P_j^* на один разряд в сторону старших разрядов - $P_j = L1(P_j^*)$; 4) если $P_j \neq 0$, тогда $j = j + 1$ и этапы 1-3 повторяются, иначе процесс сложения заканчивается.

В современных вычислительных структурах широко распространен способ постепенного преобразования входных переменных. Такой подход обуславливает создание универсальной вычислительной структуры, в которой обрабатываемая информация распространяется только в одном направлении. В таких вычислительных структурах обработка информации основывается на потактном преобразовании при передаче переменных из i -го модуля в j -е, где $i < j$, $i = \overline{1, n-1}$, $j = \overline{2, n}$.

Допустим, что каждый модуль M_i ($i = \overline{1, n}$) монофункциональный и выполняет функцию f . Тогда системную функцию, реализованную вычислительной структурой можно представить следующим образом: $\mathfrak{S} \Leftrightarrow f^1 \rightarrow f^2 \rightarrow \dots \rightarrow f^n$. Очевидно, что системная функция, реализованная такой структурой, одна и ее функциональная мощность будет $L=1$.

Предположим, что в вычислительной структуре вместо базовых однофункциональных модулей применяется МФМ, для которых собственные функциональные мощности $k \geq 2$. При этом, применяется как общая, так и отдельная настройки МФПМ.

Допустим, что имеем общую настройку вычислительной структуры, тогда структурой реализуется системная функция: $\mathfrak{S}_i \Leftrightarrow f_i^1 \rightarrow f_i^2 \rightarrow \dots \rightarrow f_i^n$. Каждая настройка H_i определяет соответствующую функцию f_i МФМ, поэтому количество системных функции во множестве $\mathfrak{S}^* = \{\mathfrak{S}_i\}$ совпадает с количеством настроек. Исходя из этого, $Card M_{общ.} = Card \mathfrak{S}^* = k$. таким образом, функциональная мощность вычислительной структуры при общей настройке будет: $L=k$.

Системная функция \mathfrak{S}_i выполняется на основе множества функций F , притом $\mathfrak{S}_i \Leftrightarrow F_i$, где $F_i \subseteq F$, или является множеством, в которых элементы повторяются. Поэтому среди \mathfrak{S}^* можно выделять два вида системных функций: системные функции \mathfrak{S}_i , для которых функции из F_i не повторяются, т.е. $\exists (f_j, f_e \in F_i) [(f_j \neq f_e) \& (j \neq e)]$, где $j, e = \overline{1, k}$, $k = Card F_i$; системные функции $\mathfrak{S}_{i,}$, для которых составные функции из F_i повторяются, т.е. $\exists (f_j, f_e \in F_i) [(f_j = f_e) \& (j \neq e)]$.

Среди вычислительных структур выделяются три подкласса, для которых выполняются условия $n=k$, $n > k$ и $n < k$, соответственно. Эти подклассы в сочетании с двумя видами повторения функции f_j и f_e в системной функции \mathfrak{S}_i дают возможность синтезировать несколько вариантов вычислительных структур.

Рассмотрим каждый вариант отдельно.

1. $n=k$, $f_i \neq f_e$.

При этом схема реализации системной функции \mathfrak{S}_i может иметь вид:

$$\Phi_i \Leftrightarrow \prod_{j=1}^n f_j.$$

На основе этого системную функцию \mathfrak{S}_i можно представить кортежем из $k=n$ элементов - $\mathfrak{S}_i \Leftrightarrow \langle f_1, \dots, f_k \rangle$. Для другой системной функции \mathfrak{S}_m потребуется иная последовательность кортежа. Количество всевозможных перестановок элементов кортежа определяет функциональную мощность вычислительной структуры, Таким образом, $L_1 = Card \{\mathfrak{S}_i\} = k! = n!$.

2. $n=k$, $f_j = f_e$.

Предположим, что в кортеже, соответствующем системной функции \mathfrak{S} ,

повторяется функция f_j . В зависимости от того, сколько раз функция f_j повторяется в кортежах, их количество определяется как $\sum_{m=1}^n C_n^m$. Учитывая это и то, что в кортежах

могут повторяться и другие функции отличные от f_j , формула определения функциональной мощности вычислительной структуры принимает вид:

$$L_2 = k \sum_{m=2}^n [C_n^m (n-m)!].$$

$$3. n > k, f_j = f_e.$$

Здесь имеет место несколько случаев:

а) в МФМ с номера 1 по $k \lfloor n/k \rfloor$ функции повторяются и с номера $(k \lfloor n/k \rfloor + 1)$ по n не повторяются. Тогда функциональная мощность вычислительной структуры будет:

$$L_{3a} = k (n - k \lfloor n/k \rfloor)! \left(\sum_{m=2}^k C_k^m (k-m)! \right)^{\lfloor n/k \rfloor}.$$

б) в МФМ функций с номера 1 по $k \lfloor n/k \rfloor$, также номерами с $(k \lfloor n/k \rfloor + 1)$ по n не повторяются. Тогда

$$L_{3b} = (k!)^{\lfloor n/k \rfloor} (n - k \lfloor n/k \rfloor)!$$

в) в МФМ функций с номера 1 по $k \lfloor n/k \rfloor$ не повторяются и повторяются в номерах с $(k \lfloor n/k \rfloor + 1)$ по n . Тогда

$$L_{3c} = k! (n - k \lfloor n/k \rfloor)! \sum_{m=2}^{n - k \lfloor n/k \rfloor} [G_{n-k \lfloor n/k \rfloor}^m \cdot (n - m - k)!]$$

г) функции повторяются в МФМ с 1 по $k \lfloor n/k \rfloor$, а также в МФМ с $(k \lfloor n/k \rfloor + 1)$ по n . Тогда функциональная мощность вычислительной структуры будет:

$$L_{3e} = k \left(\sum_{m=2}^k C_k^m (k-m)! \right)^{\lfloor n/k \rfloor} \cdot (n - k \lfloor n/k \rfloor)! \sum_{m=2}^{n - k \lfloor n/k \rfloor} [C_{n-k \lfloor n/k \rfloor}^m (n - m - k)!].$$

$$4. n < k, f_j \neq f_e. L_4 = n! C_k^n.$$

В этом случае количество МФМ в вычислительной структуре меньше, функциональные мощности каждого из них, поэтому

$$5. n < k, f_j = f_e. L_5 = n \cdot C_k^n \sum [C_n^m (n-m)!].$$

В модулях достижение многофункциональности связано с увеличением их сложности. Поэтому, исходя из практических соображений, более оправданы те варианты вычислительных структур, где $n > k$. При синтезе вычислительной структуры, обычно $n \gg k$. Зависимость функциональной мощности L от функциональной возможности МФМ k при организации структур по вариантам 3а, 3б, 3в и 3г показаны соответственно на рис.6, 7, 8 и 9. Графики построены для случаев, когда $n=8, 16, 32, 40, 50$ и 64. На этих же графиках показаны зависимости L от n , когда $n=k$.

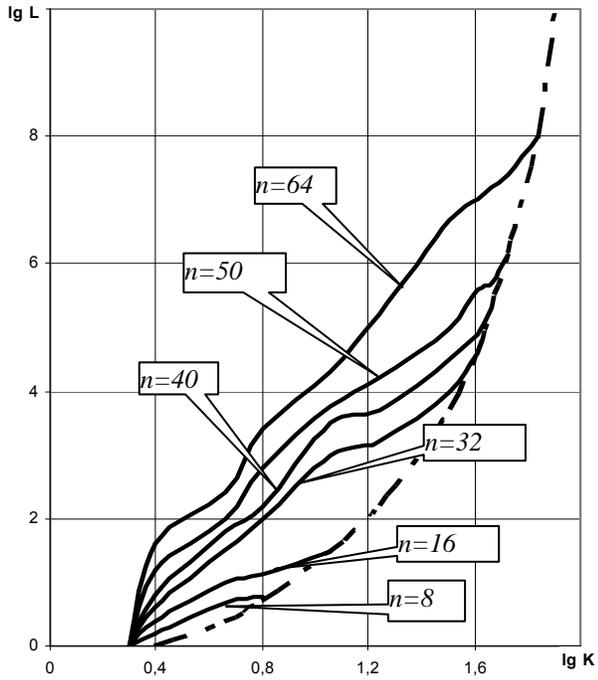


Рис. 6

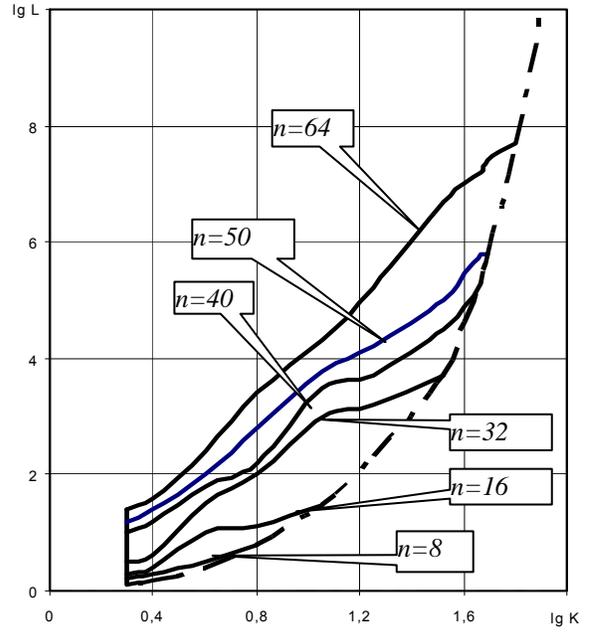


Рис. 7

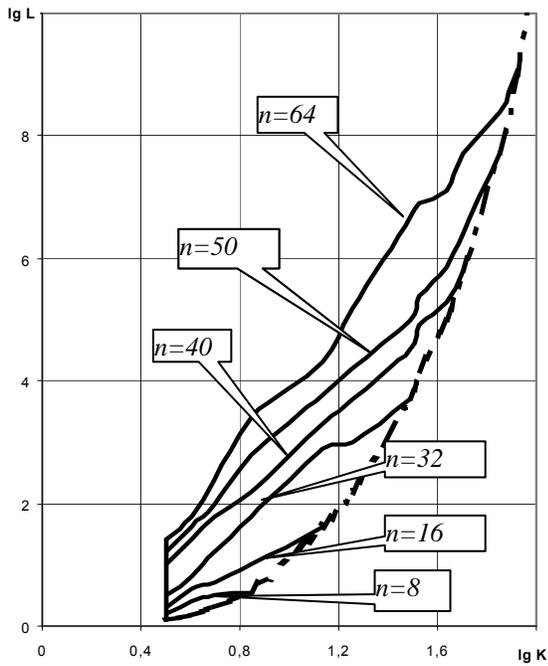


Рис 8

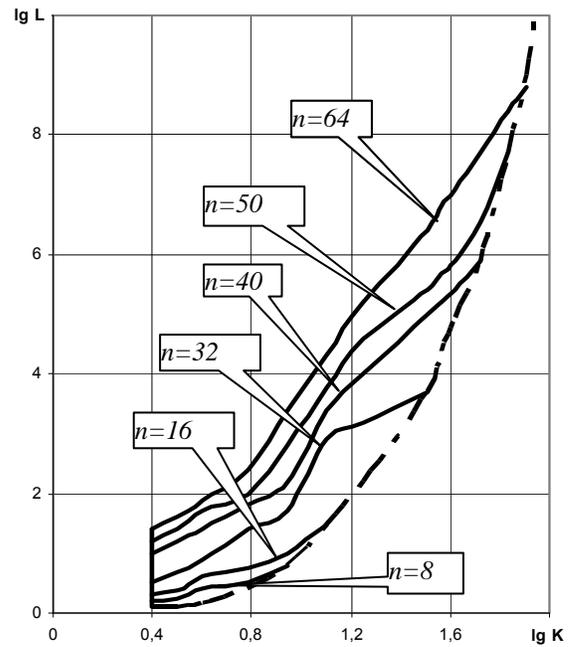


Рис. 9

Как видно из графиков, увеличение k МФПМ резко увеличивает функциональную мощность L вычислительной структуры. На графиках наблюдается, некоторый спад увеличения L в тех районах, где $k=n/2$, а темп увеличения максимален,

когда k приближается к n . На увеличение функциональной мощности вычислительной структуры положительно влияет также увеличение количества n МФМ в структуре.

В ПЯТОЙ ГЛАВЕ представлены методы и средства построения ЦС на многофункциональных операционных устройствах.

Введение в принципе многофункциональности понятия функция-доминанта дает возможность существенно повысить функциональные возможности существующих специализированных устройств, что в свою очередь дает им новые свойства. Примером такого подхода является расширение функциональных возможностей счетчика электроэнергии.

Счетчик электроэнергии предназначен для учета потребленной энергии (функция-доминанта), но не может решить проблему изъятия у потребителей плату за электроэнергию. Для решения этой проблемы помимо основной функции следует придать ему такие свойства, которые предъявят потребителям некоторые требования с точки зрения оплаты за электроэнергию. Расширение функциональных возможностей счетчика электроэнергии дает возможность построить автоматизированную систему сбыта электроэнергии и взаиморасчета с потребителем (АССЭВП).

АССЭВП является системой управления реализации электроэнергии и представляет собой комплекс распределенных аппаратных, компьютерно-программных и организационных методов.

Основным элементом АССЭВП является устройство предоплаты (УПО), которое состоит из счетчика электроэнергии абонента и цифрового блока, расширителя функциональных возможностей счетчика.

Таким образом, структурно АССЭВП представляет информационно связанные между собой компьютерную подсистему подготовки информации и анализа энергокомпании, компьютерную подсистему реализации электроэнергии банка и УПО потребителя.

Для функционирования АССЭВП необходимо у потребителя разместить соответствующее УПО и реализацию электроэнергии произвести через банк. С этой целью необходимо, чтобы системы реализации электроэнергии были размещены в банках. Компьютерная подсистема, размещенная в энергокомпании, предназначена для приема информации из подсистемы реализации и анализа, а также для подготовки исходной информации об абонентах и управления режимами продажи с подсистемы реализации электроэнергии.

АССЭВП не предусматривает существования физических каналов обмена информации. Этим исключается в физических каналах искажение информации. Носителем информации между компьютерной подсистемой продаж и УПО является сам потребитель.

УПО предназначено для отпуска потребителю определенного объема электроэнергии в соответствии приобретенного объема. УПО обеспечивает подключение потребителя к энергосистеме после оплаты и набора потребителем на клавиатуре устройства условного кода, а также отключение абонента от сети, когда приобретенное количество электроэнергии израсходовано.

Принцип функционирования УПО состоит в следующем. В постоянной памяти УПО на каждом адресе расположен любой четырехразрядный десятичный код $DDDD$. Из этих кодов адреса A_X и A_Y двух разных кодов X и Y зафиксированы отдельно в перепрограммируемой памяти. При этом, всегда $A_X \leq A_Y$. Адрес A_Y является маркером приобретения электроэнергии, который переходит вперед после ввода кода и ее

переход происходит в соответствии объемом приобретенной электроэнергии. Адрес A_X является маркером расхода электроэнергии. Он постепенно перемещается вперед исходя из объема расхода электроэнергии. Когда будет приобретена электроэнергия и введен соответствующий код в УПО, адрес A_Y перегонит A_X . По мере расхода электроэнергии увеличивается и A_X . После их уравнивания подача электроэнергии прекращается.

Работа УПО начинается двумя способами: когда на клавиатуре будет набран четырехразрядный корректный код $KKKK$ или когда включиться датчик расхода электроэнергии. Когда не подается электроэнергия потребителю, то $A_X=A_Y$. Если УПО включится потребителем путем набора корректного кода $KKKK$, тогда происходит его последовательное сравнение с кодами $DDDD$ начиная с адреса A_Y+1 по A_Y+i ($i=1,2,\dots$). Если какой-нибудь код по адресу $Y+j$ ($j=1\dots i$) из i кодов совпадает с набранным кодом, тогда A_Y принимает новое увеличенное значение, которое фиксируется в перепрограммируемой памяти (A_Y зависит от объема приобретенной электроэнергии) и потребитель получает электроэнергию.

Если включение УПО происходит от датчика, тогда увеличивается A_X на единицу, и его новое значение фиксируется в перепрограммируемой памяти, и если $A_X=A_Y$, то происходит отключение абонента от электросистемы.

Информационная защищенность УПО высокая. Длина кода, набранного на УПО, четыре десятичных разряда. Исходя из этого, общее количество кодов потребителя 9999 (код 0000 – служебный). Соответственно, вероятность набора корректного кода одним набором будет: $P_{КОРР.1}=1/9999$, а набора кодов в количестве N - $P_{КОРР.N}=N/9999$.

Для набора любого условного кода потребителю требуется определенное время. Предположим, что для нажатия на одну клавишу требуется 5 сек., а для набора четырехразрядного кода - 0,0556 мин. Притом, начиная с набора второго условного кода в случае некорректного кода происходит блокирование клавиатуры. Допустим, что время блокировки клавиатуры составляет 20 мин.

Таким образом, для набора некорректных условных кодов в количестве N потребуется время: $t= N 0,0556+(N-1)0,3333$ мин., т.е. в течении T часов у потребителя имеется возможность набрать $N=(T+0,3333)/0,3889$ разные коды. Исходя из этого, в течение T часов вероятность набора условного корректного кода будет: $P(t)=(T+0,3333)/3888,6$. Вероятность случайного набора N корректного кода подряд будет: $P_N=\prod P_1$, где P_1 – вероятность случайного набора одного корректного кода.

Системы мониторинга и управления технологическими процессами, построенные на многофункциональных контроллерах, отличаются эксплуатационной гибкостью. Предложена система мониторинга и управления гидроагрегатом, которая представляет собой законченную систему на базе многофункциональных контроллеров и персонального компьютера и предназначена для эксплуатационного контроля и диагностирования гидроагрегата и систем обеспечения.

Структура системы мониторинга включает в себя объединенные в локальную сеть персональные компьютеры мониторинга и инженерной станции, на которых установлены соответствующие программные пакеты, адаптеры интерфейса и многофункциональные контроллеры мониторинга и управления.

Для системы компьютер мониторинга является ведущим. С его помощью функционируют многофункциональные контроллеры и инженерная станция. С помощью компьютера мониторинга происходит опрос контроллеров, накопление данных и пуск гидроагрегата. Дежурный-оператор с помощью этого компьютера

наблюдает за процессами. Этим компьютером происходит информирование дежурного оператора об отклонении параметров от установочных.

Назначение инженерной станции: оперативное наблюдение за технологическим процессом; администрирование системы; вход в архивы системы и просмотр данных; печать данных.

С целью увеличения точности и надежности контроля уровня воды в закрытых и открытых водоемах с помощью системы мониторинга и управления предложена подсистема многофункционального уровнемера, функции которой: мониторинг уровня воды; определение объема воды на основе измеренных и статистических данных; на разных контрольных точках определение разности уровней в абсолютных и относительных единицах; определение расхода воды; оценка критических уровней и информирование; измерение автоматически или «в ручном режиме»; управление временем измерения; обеспечение непрерывности измерения независимо от энергии питания; возможность визуального наблюдения за измерением непосредственно на месте измерения.

На многофункциональных компонентах построена система учета объема обслуживания и взаиморасчета в транспортном средстве (СУТС), которая предназначена для учета обслуживания при таксовой, местной пассажирской, товарно-пассажирской, междугородной и пригородной перевозке.

СУТС предназначена для решения следующих задач: исходя из разнообразности транспортного парка, аппаратно - программные средства решены на основе многофункциональности, универсальности и модульности; с целью обеспечения высокой точности учета, максимальная нагрузка придана техническим средствам за счет уменьшения роли человеческого фактора, участвующего в процессе учета и взаиморасчета; система предусматривает принципы заинтересованности потребителей в точном учете; для каждого субъекта, участвующего в процессе перевозки - государство, перевозчик и потребитель, процесс перевозки является материально приемлем.

СУТС для легких такси решает три основные задачи: деление тарифа исходя из количества пассажиров; изменение тарифа по временным периодам; функционирование тарифов посадки, перевозки и ожидания.

СУТС, исходя из своего назначения, объединяет таксометры, распределенные по транспортным средствам, и компьютерные системы перевозчика и налоговой службы.

Предложен алгоритм определения тарифа перевозки, который стимулирует действия, как оператора-таксиста, так и пассажира.

Когда количество пассажиров $N \geq 2$, происходит деление тарифа перевозки $T_{ПЕР}$ на количество пассажиров по «принципу больше». Последний подразумевает, что если $T_{ПЕР}/N = T^N$, тогда тариф перевозки для каждого пассажира будет $T_{ПЕР}^N = T^N + \Delta T$. В свою очередь, $0 < \Delta T < T_{ПЕР}$. Надбавка на тариф ΔT определяется из соображений, что для оператора процесс одновременного обслуживания $N \geq 2$ пассажиров должен быть рентабельным. Предложенный подход к делению тарифа является выигрышным как для оператора, так и для пассажира. Поэтому они становятся инициаторами точного учета.

Плата за обслуживание на расстояние L для одного пассажира будет: $E^1 = L \cdot T_{ПЕР}^1 + T_{ПОС}$. На том же расстоянии плата за обслуживания для каждого из двух пассажиров будет: $E^2 = L \cdot (T_{ПЕР}^1/2 + \Delta T) + T_{ПОС}$. Плата за обслуживание двух пассажиров

будет: $2 \cdot E^2$. Поскольку $2 \cdot E^2 > E^1$ ($2 \cdot E^2 - E^1 = 2 \cdot \Delta T \cdot L + T_{\text{пос}}$), поэтому обслуживание $N \geq 2$ пассажиров является выигрышным для оператора. Поскольку $E^2 < E^1$ ($E^1 - E^2 = L \cdot (T_{\text{пер}}^1 / 2 - \Delta T)$), поэтому для одного пассажира является выигрышным сопутствование других пассажиров.

ЗАКЛЮЧЕНИЯ

В диссертационной работе для увеличения эффективности - производительности, быстродействия, интеллектуальности, структурной регулярности новым подходом на основе многофункциональности и структурной иерархичности разработаны принципы синтеза ЦС, в частности:

1. Проанализированы тенденции развития ЦС и предложен подход, согласно которого оценку ЦС производят по комплексному анализу показателей физического характера элементной базы, уровня интеграции и интеллектуальности;

2. С целью увеличения производительности и интеллектуальности ЦС предложено модифицирование структуры фон Неймана введением новых связей, которые осуществляются расширением функциональных возможностей устройств ввода и вывода информации;

3. Введено новое определение принципа многофункциональности, которое в иерархических уровнях ЦС предусматривает расширение функциональных возможностей с сохранением степени важности функции;

4. Для оценки универсальности применения модуля в структуре ЦС введено понятие удельной функциональной возможности и предложены математические модели отношения функциональной мощности и степени интеграции модуля;

5. Доказано, что МФПМ является цифровым автоматом с настроечной структурой и предложены: метод определения универсального множества микрофункций и доказано корректность его применения для синтеза МФПМ; метод синтеза МФПМ статико-динамических структур с применением понятия функция-доминанта;

6. Предложен подход к реализации принципа многофункциональности в оптоэлектронных вычислительных структурах, который дает возможность существенно повисить их эффективность путем функциональной перестройки структур;

7. Предложен метод повышения эффективности многофункциональных модулей введением в десятичную систему счисления нового вида кодирования и показана эффективность метода;

8. Предложены методы и математические модели настройки МФПМ на функцию и показаны их сравнительная эффективность;

9. Доказана корректность композиционного метода реализации функций на МФПМ при ранжированных функциях;

10. Предложены методы, способы и средства оперирования на операндах, представленных в цифровой и аналоговой формах, которые резко сокращают время реализации в МФПМ типичных операций;

11. Проанализованы пути усовершенствования интерфейса «человек-компьютер» и с этой целью предложен подход с увеличением функциональных возможностей клавиатуры, который обеспечивает для потребителя персонального компьютера одинаковые условия восприятия символов на клавиатуре и мониторе;

12. Показано, что вычислительная структура, построенная на МФПМ, отличается большой функциональной мощностью и разработаны математические модели оценки функциональной мощности;

13. Предложены методы расширения функциональных возможностей специализированных операционных устройств и подход к идеологии построения на их основе распределенных систем мониторинга и управления, которые обеспечивают новые функциональные возможности, функциональную гибкость и высокую надежность. В частности, предложены: методология построения автоматизированной системы реализации электроэнергии и взаиморасчета с потребителем, которая обеспечивает эффективное решение проблематичного вопроса энергосистемы - взимание платы с потребителей за израсходованную энергию; методология построения системы управления и мониторинга технологическим процессом на основе многофункциональных контроллеров, которая существенно повышает оперативность и надежность контроля технологического процесса; методология построения системы учета платы обслуживания и взаиморасчета в транспортных средствах, которая обеспечивает защиту интересов субъектов, участвующих в процессе взаиморасчета.

Основное содержание диссертации отражены в следующих научных публикациях:

- Цирамуа Г.С., Дзаганя Т.Б., Имнаишвили Л.Ш. Многофункциональные регистровые элементы вычислительных устройств автоматизированной системы измерения параметров проката. Тез. докл. XXII Республиканской научно-технической конференции профессорско-преподавательского состава ГПИ, 1979 г.
- Цирамуа Г.С., Богатырев В.А., Имнаишвили Л.Ш. О влиянии структуры многофункциональных модулей на некоторые особенности адаптивных вычислительных систем. Сборник статей "Применение ЭВМ и математических методов в управлении производством". ГПИ, 1980 г. [3]
- Цирамуа Г.С., Чихладзе Г.А., Имнаишвили Л.Ш. Адаптивное вычислительное устройство. А.С. № 756409 Б.И. №30, 1980 г.
- Цирамуа Г.С., Чихладзе Г.А., Богатырев В.А., Имнаишвили Л. Ш.,. Устройство для перебора соединений. А.С. № 911535 Б.И. №9, 1982 г.
- Цирамуа Г.С., Имнаишвили Л.Ш., Пепанашвили Н.А. К вопросу разработки устройства функционального контроля УЧПУ "Электроника НЦ-31". Тез. докл. респуб. научно-технической конференции "Эффективность применения станков с программным управлением", 1983 г.

- Цирамуа Г.С., Имнаишвили Л.Ш., Парцхаладзе В.В. К вопросу повышения технико-экономических показателей ЭА токарного станка. Тез. докл.респуб. научно-технической конференции "Эффективность применения станков с программным управлением", 1983 г.
- Цирамуа Г.С., Имнаишвили Л.Ш., Цирамуа С.Г., Чхитунидзе М.П. Устройство для перебора соединений. А.С. № 1057952 Б.И. №44, 1983 г.
- Имнаишвили Л.Ш., Чхитунидзе М.П., Доиджашвили Н.В. К вопросу проверки и отладки управляющих программ на тренажере многоцелевого назначения. Тез. докл.респуб. научно-технической конференции молодых ученых, специалистов и работников производства под девизом "Наука-практике", 1984 г.
- Цирамуа Г.С., Имнаишвили Л. Ш., Цирамуа С.Г. Устройство для определения показателей надежности объектов. А.С. № 1072058 Б.И. №5, 1984 г.
- Цирамуа Г.С., Имнаишвили Л. Ш., Цирамуа С.Г. Устройство для определения показателей надежности объектов. А.С. № 1078439 Б.И. №9, 1984 г.
- Цирамуа Г.С., Хачиров З.Х., Имнаишвили Л.Ш., Пилишвили П.М., Крихели Д.И. К вопросу повышения надежности УЧПУ класса "Электроника-31". Мат.докл. Всесоюзного семинара "Оптоэлектронные устройства в приборостроении и информатике", -1985 г., с. 289-290
- Цирамуа Г.С., Имнаишвили Л.Ш. Универсальный вычислительный автомат. А.С. № 1196844. Б.И. 45, 1985 г.
- Натрошвили О.Г., Гигаури В.Г., Имнаишвили Л.Ш. Устройство для умножения десятичных чисел. Мат. Всесоюзной конференции "Функциональная оптоэлектроника в ВТ и устройствах управления", Тбилиси, 1986 г. с. 36-39. [9]
- Натрошвили О.Г., Кожемяко В.П., Гунченко О.М., Саникидзе Д.О. Имнаишвили Л.Ш. Устройство сравнения на многофункциональных оптоэлектронных модулях. Мат. Всесоюзной конференции "Функциональная оптоэлектроника в ВТ и устройствах управления", Тбилиси, 1986 г. с. 41-46. [9]
- Натрошвили О.Г., Кобесашвили З.К., Имнаишвили Л.Ш., Куция В.Л., Абуладзе Т.Д. К вопросу реализации алгоритма вычитания в оптоэлектронных операционных устройствах. Мат. Всесоюзной конференции "Функциональная оптоэлектроника в ВТ и устройствах управления", Тбилиси, 1986 г. с. 158-162. [9]
- Цирамуа Г.С. Имнаишвили Л.Ш. Управляемый логический модуль. А.С. № 1273916 Б.И. №44, 1986 г.
- Натрошвили О.Г., Камкамидзе К.Н., Имнаишвили Л.Ш., Гиоргобиани Т.М. К вопросу синтеза оптоэлектронного операционного устройства суммирования. Мат. Всесоюзной конференции "Оптоэлектронные методы и средства обработки изображений", Винница-Тбилиси, 1987 г., с. 237-242. [9]
- Натрошвили О.Г., Имнаишвили Л. Ш., Кобесашвили З.К. Повышение эффективности устройств функциональной оптоэлектроники. Мат. Всесоюзной конференции "Оптоэлектронные методы и средства обработки изображений", Винница-Тбилиси, 1987 г., с. 207-212. [9]
- Гиоргадзе А.Х., Ломинадзе Н.Н., Натрошвили О.Г., Прангишвили А.И., Имнаишвили Л. Ш., Методы обработки десятичной информации при представлении операндов в виде фигур. Мат. Всесоюзной конференции

"Оптоэлектронные методы и средства обработки изображений", Винница-Тбилиси, 1987 г., с. 89-92. [9]

- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л.Ш., Кобесашвили З.К., Прангишвили А.И. Способ сложения десятичных чисел. Сборник научных трудов "Математические и методы и измерительно-вычислительные средства обработки изображений". ГПИ, 1987 г. с.21-28 [3]
- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л.Ш., Прангишвили А.И., Гиоргобиани Т.М. О некоторых проблемах организации оптоэлектронных вычислительных устройств конвейерного типа. Сборник научных трудов "Математические и методы и измерительно-вычислительные средства обработки изображений", ГПИ, 1987 г. с.17-20 [3]
- Имнашвили Л.Ш., Натрошвили О.Г., Кожемяко В.П. К вопросу применения принципа многофункциональности в оптоэлектронных устройствах. Мат. докл. Респ. конференции "Оптоэлектронные методы и средства обработки информации", Винница, 1988 г., с.82-87. []
- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л.Ш., Саникидзе Д.О. К вопросу представления многофункционального модуля ВТ в виде автомата. Мат. докл.Респ. конференции "Оптоэлектронные методы и средства обработки информации", Винница, 1988 г., с. 66-67. []
- Имнашвили Л.Ш- Статический регистр. А.С. № 1300566 Б.И. №12, 1987 г.
- Натрошвили О.Г., Кожемяко В.П., Гигаури В.Г. Устройство для сложения длительностей импульсов. А.С. № 1332337 Б.И. №31, 1987 г.
- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л.Ш., Пепанашвили Н.А., Кобесашвили З.К., Гиоргобиани Т.М. К вопросу определения надежности многофункционального оптоэлектронного модуля. Тез. докл. IV Всесоюзного совещания"Оптические сканирующие устройства и измерительные приборы на их основе", 1988 г.
- Кожемяко В.П., Натрошвили О.Г., Мартинюк Т.Б. Оптоэлектронная схемотехника. УМК ВО УССР, Киев, 1988 г. [11]
- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л. Ш., Кобесашвили З.К., Прангишвили А.И. Оптоэлектронный сумматор А.С. № 1386992 Б.И. №13, 1988 г.
- Натрошвили О.Г., Носов Ю.Р., Кожемяко В.П., Лысенко Г.Л., Саникидзе Д.О., Прангишвили А.И., Имнашвили Л. Ш., Кобесашвили З.К. Оптоэлектронный сумматор. А.С. № 1427364 Б.И. №36, 1988 г.
- Имнашвили Л. Ш., Гиоргобиани Т. М.,Натрошвили О.Г., Вашакидзе А.Г. Триггерное устройство. А.С. № 1480101 Б.И. №18, 1989 г.
- Пепанашвили Н.А., Моинов Р.М., Имнашвили Л.Ш. Автоматизация конструирования измерительных программ для АИК "Вахта" и "Велюр". Тез.докладов конф. "Комплексные автоматические производства и их компоненты", Ленинград, 1990 г.
- Пепанашвили Н.А., Гиоргобиани Т.М. Программное средства для уменьшения времени контроля ИС в процессе их производства. Тез.докладов конф. "Комплексные автоматические производства и их компоненты", Ленинград, 1990 г.
- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л.Ш.,Кобесашвили З.К., Прангишвили А.И., Гигаури В.Г. Оптоэлектронное устройство для вычитания десятичных чисел. А.С. № 1539754 - Б.И. №4, 1990 г.

- Натрошвили О.Г.,Имнашвили Л.Ш., Гиорგობიანი Т.М. Устройство для сложения длительностей импульсов.А.С. № 1548796 - Б.И. №9, 1990 г.
- Имнашвили Л.Ш., Кобесашвили З.К., Натрошвили О.Г. Оптоэлектронный сумматор,А.С. № 1548780 - Б.И. №9, 1990 г.
- Имнашвили Л.Ш., Гиорგობიანი Т. М. Натрошвили О.Г. Триггерное устройство. А.С. № 1592916 - Б.И. №34, 1990 г.
- Имнашвили Л.Ш., Натрошвили О.Г., Кахишвили Н.И., Гикошвили И.П., Гиорგობიანი Т.М. Многофункциональный триггер. А.С. № 1598122 - Б.И. №37, 1990 г.
- Имнашвили Л.Ш., Натрошвили О.Г., Вашакидзе А.Г., Бенашвили А.М. Параллельный накапливающий сумматор. А.С.№ 1564616 - Б.И. №18, 1990 г.
- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л.Ш., Кобесашвили З.К., Гиорგობიანი Т.М. Устройство для сложения длительностей импульсов,А.С. № 1608702 - Б.И. №43, 1990 г.
- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л.Ш., Кобесашвили З.К., Гиорგობიანი Т.М. Оптоэлектронный модуль. А.С. № 1621171 - Б.И. №2, 1991 г.
- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л.Ш., Гиорგობიანი Т.Г., Кобесашвили З.К.,Пепанашвил Н.А. Устройство для определения количества единиц в двоичном коде А.С. № 1640692 - Б.И. №13, 1991 г.
- Натрошвили О.Г., Имнашвили Л.Ш., Кобесашвили З.К. Оптоэлектронное устройство для вычитания десятичных чисел. А.С. № 1697069 - Б.И. №45, 1991 г.
- Имнашвили Л.Ш., Гиорგობიანი Т.М., Натрошвили О.Г. Оптоэлектронный сумматор. А.С. № 1702355 - Б.И. №48, 1991 г.
- Имнашвили Л.Ш., Натрошвили О.Г., Пепанашвили Н.А.Б Кешелашвили Дж., Гикошвили И.П Многофункциональный логический модуль А.С. № 1654808 - Б.И. №21, 1991 г.
- Имнашвили Л.Ш., Бенашвили А.М.,Гиорგობიანი Т.Г., Натрошвили О.Г.Б Кулиджанов Б.К Устройство для суммирования m n -разрядных последовательно поступающих чисел. А.С. № 1764065 - Б.И. №35, 1992 г.
- Имнашвили Л.Ш., Бенашвили А.М. К вопросу синтеза асинхронных последовательностных модулей. X Международный школа-семинар "Иверси-98", 1993 г.
- იმნაიშვილი ლ., პეპანაშვილი ნ., გიორგობიანი თ.მატრიცული დისკლეი. საპატენტო სიგელი № 408,ბიულ. № 3, 1996 წ.
- იმნაიშვილი ლ., პეპანაშვილი ნ., ფირცხალავა ვ. ციფრული (ათობითი) კლავიატურის საშუალებით ალფავიტურ-ციფრული სიმბოლოების შეტანის ხერხი. საპატენტო სიგელი № 986, ბიულ. № 7, 1997 წ.
- იმნაიშვილი ლ. უშვერიძე რ., ჭედეია ი., პეპანაშვილი ნ., გიორგობიანი თ., ხუბერაშვილი გ., სიტნიკოვი ე. ელექტროენერჯის ინდუქციური მრიცხველის წინასწარ გადახდის მოწყობილობა საპატენტო სიგელი № 881, ბიულ. № 5, 1997 წ.
- კოზმანაშვილი გ., ფრანგიშვილი ა., იმნაიშვილი ლ., გახოკიძე ჯ., მათითაშვილი თ., პეპანაშვილი ნ. სატრანსპორტო საშუალების პარამეტრების განსაზღვრის

ხერხი საგზაო-სატრანსპორტო შემთხვევის ექსპერტიზისას. საპატენტო სიგელი ¹ 1139, ბიულ. № 11, 1997 წ.

- ფრანგიშვილი ა., იმნაიშვილი ლ., მათითაშვილი თ., პეპანაშვილი ნ. ელექტროენერჯის გასაღებისა და აბონენტებთან ანგარიშსწორების ავტომატიზებული სისტემა. საქართველოს საინჟინრო პრობლემები: მდგომარეობა და პერსპექტივები, საქართველოს საინჟინრო აკადემია 1998. გვ. 69-77. [4]
- ფრანგიშვილი ა., იმნაიშვილი ლ., პეპანაშვილი ნ., მათითაშვილი თ., უშვერიძე რ. ელექტროენერჯის მომხმარებელზე მიწოდების ლიმიტირებისა და კონტროლის ხერხი. საპატენტო სიგელი № 1449, ბიულ. № 9, 1998 წ.
- Имнаишвили Л.Ш. Об одной архитектуре персонального компьютера. // Труды международной конференции "PHOTONICS-ODS 2000", Винница, 2000 , с.72-73. [9]
- Натрошвили О.Г., Имнаишвили Л.Ш., Курдадзе М.А. Повышение надежности функционально-перестраиваемых оптоэлектронных устройств.//Труды международной конференции "PHOTONICS-ODS 2000", Винница, 2000 , с.124. [9]
- ფრანგიშვილი ა., ბენაშვილი ა., იმნაიშვილი ლ. ასინქრონული ორობითი მთვლელების სინთეზის მეთოდიკა.//სტუ-ს სამეცნიერო შრომათა კრებული, 2002. #1 (440), გვ. 69-77. [3]
- Имнаишвили Л.Ш. К вопросу усовершенствования интерфейса "Человек-компьютер" персонального компьютера. // Georgian Engineering News, 2001, #2, с. 46-48. [4]
- Прангишвили А.И., Имнаишвили Л.Ш., Бенашвили А.М. Методика синтеза асинхронного накапливающего сумматора // Georgian Engineering News, 2002, #1, с.34-38. [4]
- Бенашвили А.М., Имнаишвили Л.Ш. К вопросу синтеза разностных элементов накапливающих схем. // Georgian Engineering News, 2002, #1, с.39-41. [4]
- Прангишвили А.И., Имнаишвили Л.Ш. Метод прогнозирования функциональных возможностей синтезируемы вычислительных структур. // Датчики и системы, 2003, № 7, с. 53-54. [11]
- იმნაიშვილი ლ., ბენაშვილი ა. ორობითი მთვლელი. საპატენტო სიგელი ¹ 3194, ბიულ. № 2, 2004 წ.
- Прангишвили А.И., Имнаишвили Л.Ш. Автоматизированная система сбыта электроэнергии и расчета с потребителем. // Датчики и системы, 2004, № 2, с. 44-47. [11]
- ჩაჩხიანი ე., იმნაიშვილი ლ., დუნდუა ა., მათითაშვილი თ. ტივტივიანი დონის საზომი. - განაცხადი # AP 2004 008566. დადებითი გადაწყვეტილება 27.12.2005 წ-დან.
- ფრანგიშვილი ა., იმნაიშვილი ლ., ბენაშვილი ა. ციფრული მრავალფუნქციური დამაგროვებელი სქემების სინთეზი. – თბილისი: გამომცემლობა “ტექნიკური უნივერსიტეტი”, 2006. - 230 გვ., ISBN 99940-56-07-7. [3]

- Прангишвили А.И., Имнаишвили Л.Ш. Синтез многофункциональных модулей.
// Датчики и системы, 2006, № 9. [11]