

ПРОБЛЕМНАЯ ОРИЕНТАЦИЯ ПВС НА ОСНОВЕ СРЕДЫ СО СМЕШАННЫМ ТИПОМ МЕЖПРОЦЕССОРНЫХ СВЯЗЕЙ

А.А. Власов

Марийский государственный технический университет

Россия, 424000, г. Йошкар-Ола, пл. Ленина, 3

E-mail: a-vlasov2002@mail.ru

Проблемная ориентация вычислительных средств высокой производительности, может быть достигнута на основе анализа алгоритмов определенного класса задач. При этом в параллельных ВС для обеспечения высокой эффективности необходимо учитывать, не только особенности алгоритмов, но и способы их реализации и формы представления исходных и промежуточных данных, а также учет архитектурных особенностей ВС, это может быть достигнуто когда есть возможности регулировать как вычислительной мощности процессорных элементов так и особенности коммуникационной среды. Наибольшие возможности в этом случае могут дать коммуникационные среды со смешанной структурой межпроцессорных связей, что позволяет получить большую пропускную способность с возможностью трансляции обеспечивающую когерентность данных.

THE PROBLEM ORIENTATION OF PARALLEL COMPUTING SYSTEMS ON THE BASIS OF THE COMMUNICATION ENVIRONMENT WITH THE MIXED TYPE OF INTERPROCESSOR COMMUNICATIONS / A.A. Vlasov (Mari State Technical University, 3 Lenin's area, Ioshkar-Ola, 424000, Russia). Problem orientation of computing means of high efficiency, can be reached on the basis of the analysis of algorithms of a certain class of problems. Thus in parallel computing systems for maintenance of high efficiency it is necessary to consider, not only features of algorithms, but also ways of their realisation and the form of representation of the initial and intermediate data, and also the account of architectural features of computing systems, it can be reached when there are possibilities to regulate as computing capacity of processor elements and feature of the communication environment. The greatest possibilities in this case can give communication environments with the mixed structure of interprocessor communications that allows to receive the big throughput with translation possibility providing cohaerens the data.

"

Введение

При решении задач управления сложными объектами и моделирования происходящих в них процессов широко применяются суперкомпьютеры. Суперкомпьютеры характеризуют максимальные достижения в области вычислительных средств и являются стратегическим ресурсом каждого государства. В настоящее время они представляют собой параллельные вычислительные системы (ПВС). Их разработка и создание представляет сложные научно-технические задачи, требующие для своего решения.

В том случае, когда создаются проблемно-ориентированные и специализированные ПВС, решение этих задач существенно упрощается и предоставляются возможности внедрения в исследования и разработки последних достижений в структуре и архитектуре параллельных вычислительных систем дает их проблемная ориентация и специализация. На уровне процессорных элементов проблемная ориентация и специализация достигается за счет их архитектуры. Для ПВС в целом существенную роль играют коммуникационные среды и топологии, используемые в них.

Наиболее полно возможности проблемной ориентации и специализации архитектуры процессорных элементов могут быть достигнуты на основе системы команд процессора, в которую могут быть включены традиционные команды и проблемно-ориентированные макрокоманды. Макрокоманды могут формироваться различными путями. Некоторые из них в свое время были предложены А. В. Каляевым. Ещё одним способом формирования макрокоманд, их синтез на основе выделения фрагментов программ, представленных на машинном языке [1].

Для ПВС в целом существенную роль играют коммуникационные среды и топологии, используемые в них. При анализе Top 500 в известных коммуникационных средах наиболее часто используется двумерная решетка, двумерный и трехмерный торы, утолщенное дерево (Fat Tree) и некоторые другие. В целом, их можно разделить на топологии с непосредственными связями и топологии с магистральными связями. Топологии с непосредственными связями позволяют объединять практически неограниченное количество процессорных элементов, но в них затруднена трансляция и достаточно сложная процедура обеспечения когерентности данных. Магистральные структуры обеспечивают простоту трансляции и поддержания когерентности, но ограничивают число объединяемых процессорных элементов. Совмещение достоинств и устранение недостатков может быть получено в результате использования в топологиях как непосредственных, так и магистральных связей [2].

Задачи управления и их модели могут характеризоваться как крупнозернистым, так и мелкозернистым параллелизмом. Реализация крупноблочного параллелизма сравнительно просто осуществляется на широком классе существующих параллельных вычислительных систем. Реализация мелкозернистого параллелизма представляет более сложную задачу вследствие того, что для неё характерно интенсивное взаимодействие элементов, которые образуют двумерную, трехмерную или n -мерную структуру, причем время взаимодействия этих элементов должно быть меньше, чем время на их реализацию. Это ужесточает требования к топологии коммуникационной среды, выражающиеся в том, что архитектура ПВС должна быть более адекватна алгоритмам решаемой задачи, чем архитектура ПВС для решения задач, обладающих крупнозернистым параллелизмом (Шпаковский Г. И. и др. 1989 г.). В работах Подлазова В.С. (ИПУ РАН) предложены мультикольцевые структуры, которые обеспечивают возможность эффективной реализации алгоритмов задач, обладающих мелкозернистым параллелизмом в двумерном варианте. Ещё одним достоинством таких структур является возможность реализации ПВС в интегральном представлении на одном кристалле. Реализация ПВС на основе коммуникационной среды с топологией обобщенный кольцевой гиперкуб (двумерный и трехмерный варианты обобщенного кольцевого гиперкуба в литературе часто именуется двумерным и трехмерным торами) дополненный магистралями позволяет реализовать алгоритмы задач, обладающих мелкозернистым параллелизмом в двух-, трех- и n - мерных вариантах [4]. Определенным недостатком такой коммутационной структуры является сложность реализации ПВС в интегральном исполнении на одном кристалле в ближайшем будущем. Однако, следует отметить, что существующие суперкомпьютеры представляют собой вычислительные системы, в которых процессорные элементы и подсистемы коммуникации выполняются в трехмерном объеме.

Наиболее полно свойством масштабируемости обладают параллельные вычислительные системы, включающие в свой состав большое число обрабатывающих устройств и сохраняющие основные архитектурные принципы при изменении состава в широких пределах – массово параллельные ВС (МРР). В качестве примера таких ВС можно назвать Ncube, MVS-10, MVS-100 [9].

Параллельные ВС могут быть построены на основе идентичных устройств обработки данных, в дальнейшем их будем называть процессорными элементами (ПЭ), соединенных однотипным способом- однородные ВС, в противном случае получаются неоднородные ВС. Очевидно, что масштабируемые ВС в большинстве случаев представляют собой однородные системы. Основные свойства однородных параллельных ВС определяются ПЭ и средствами их объединения, которые представляют собой подсистему коммуникации или как сейчас принято называть коммуникационную среду [9]. В свою очередь параметры подсистемы коммуникации определяются топологией связей между ПЭ, а также способами и средствами организации взаимодействия между ними.

Эффективность реализации определенного класса задач в значительной степени зависит от степени учета характеристик задач в архитектуре ВС. Большие вычислительные ресурсы и гибкость архитектуры масштабируемых ВС создает определенные возможности учета пара-

метров алгоритмов решаемых задач, поэтому целесообразно рассмотреть факторы и критерии эффективности реализации алгоритмов на ВС.

1. Эффективность реализации алгоритмов на ВС

Одним из основных показателей качества функционирования ВС, является производительность, которая может быть оценена временем реализации алгоритма. Время реализации алгоритма вычислительной системой определяется как структурой алгоритма, отображенной в его параметрах исходными данными, так и логической структурой ВС. В зависимости от способа реализации алгоритма параметров структуры ЭВМ и ВС существенное значение могут иметь те или иные параметры алгоритма. В общем случае алгоритм А может быть охарактеризован совокупностью параметров, представленной множеством:

$$\bar{P}_A = \{\bar{P}_1, \bar{P}_2, \dots, \bar{P}_k\}, \quad (1)$$

где k - число параметров алгоритма А.

В свою очередь каждый параметр может быть многокомпонентным

$$\bar{P}_i = \{p_1, p_2, \dots, p_l\}, \quad (2)$$

где l - число компонент параметра \bar{P}_i .

Таким образом, эффективность функционирования ЦВМ и ВС является функцией параметров алгоритма $F = F[A(P)]$. Одновременно эффективность определяется также и параметрами ВС. Совокупность этих параметров образует множество

$$S = \{\bar{S}_1, \bar{S}_2, \dots, \bar{S}_m\} \quad (3)$$

где m – количество параметров ВС.

В общем случае каждый параметр может иметь несколько компонент

$$S_i = Z\{z_1, z_2, \dots, z_n\} \quad (4)$$

где n - число компонент параметра.

Соответственно показатель эффективности функционирования должен являться функцией параметров структуры $F(S) = F[S(Z)]$. Таким образом показатель эффективности функционирования ЦВМ и ВС представляет собой функцию параметров системы S и алгоритма A , $F = F(A, S)$.

Если A_0 – множество возможных модификаций алгоритма решаемой задачи, а S_0 – множество возможных вариантов структур, способных реализовать эти алгоритмы, то выбор оптимального соответствия алгоритма и вычислительной системы будет определяться значениями показателя $F(A, S)$.

Если множества A и S известны, то решение задачи оптимального соответствия алгоритма и структуры сводится к нахождению такой пары A_{opt} и S_{opt} , которые своими параметрами сводят показатель $F(A, S)$ в максимум или минимум. В простейшем случае задача может быть решена с помощью перебора, что возможно лишь при малом количестве пар вида (A_i, S_j) , где $i = 1, 2, \dots, p$; $j = 1, 2, \dots, g$; p и g – соответственно мощности множеств A_0 и S_0 [10].

Для того чтобы поиск оптимального значения $F(A_{opt}, S_{opt})$ был успешным необходимо представить параметры множества A и S , таким образом, чтобы их компоненты были сопоставимыми и как можно более точно соответствовали друг другу, и были бы наиболее информативны, и, в тоже время, выражали наиболее существенные свойства алгоритмов и структурных решений ЭВМ и ВС. С этой целью необходимо рассмотреть характеристики задачи и формы представления алгоритмов решаемых задач и описание структур ЭВМ и ВС.

2. Характеристики задач и формы представления алгоритмов

Задачу, предназначенную для решения на ВС, можно в наиболее общем виде охарак-

теризовать набором исходных данных, алгоритмом её решения, требуемыми результатами и формой её представления. Все эти три компонента взаимосвязаны. Связь эта обусловлена несколькими факторами. Для того, чтобы обрисовать эту связь, необходимо более детально рассмотреть структуру этих компонент.

Алгоритм можно описать посредством набора операторов и заданием направленных связей между ними, то есть можно представить в виде ориентированного конечного графа. При его упорядочивании получим ациклический граф, с одной стороны на который поступают исходные данные (висячие вершины), с другой – выходят результаты. Таким образом, характеристики алгоритма задачи определяются параметрами этого орграфа. В свою очередь структура графа и его характеристики во многом определяются параметрами исходных данных, а также, соответственно, промежуточных и окончательных результатов, и формой их представления (способ кодирования, система счисления, последовательный, параллельный или последовательно-параллельный код). Влияние исходных данных результатов и форм их представления определяют такие характеристики алгоритмов как трудоемкость и состав операторов. Различные формы представления данных могут существенно изменить способы решения характерных задач а, соответственно, их схемы алгоритмов. Поэтому вопросы представления данных и выбора метода решения задачи являются отдельной проблемой, которая требует специального рассмотрения и связана с постановкой задачи в конкретной предметной области. В рамках данной статьи будем считать, что вопросы формы представления данных решены на предварительных этапах разработки алгоритмов задач и основными характеристиками входных данных и результатов является их количество, наименование и разрядность.

Задачи, решаемые на ВС можно подразделить на «простые» и «сложные»[5].

Простые задачи – это задачи, которые могут быть решены на однопроцессорной ЭВМ за приемлемое для пользователя время.

Сложные задачи, решаемые на ВС, принято подразделять по степени связности между фрагментами задачи при ее разбиении на подзадачи, которые могут эффективно выполняться на однопроцессорной ЭВМ. Если сложность задачи определяется общим объемом вычислений, необходимых для ее решения, то связность определяет отношение объема промежуточных данных, которыми необходимо обмениваться при разбиении задачи на фрагменты, к объему вычислений, выполняемых при реализации фрагмента. В соответствии с критерием, основанном на этом отношении, задачи подразделяют на несвязанные, когда большой объем вычислений получается за счет набора однотипных задач меньшей размерности, где обмены практически отсутствуют; слабосвязанные, для которых это отношение существенно не превышает 1, и сильносвязанные, где это отношение может быть много больше. Следует отметить, что вычисления и обмены данными при реализации фрагментов должны выполняться в реальном масштабе времени, т.е. их нельзя разнести во времени, и важны удельные характеристики быстродействия обрабатывающих устройств и пропускная способность каналов связи между ними. Задержки обмена промежуточными данными между фрагментами задачи приводит к снижению производительности ВС и в таком случае теряет смысл увеличение производительности обрабатывающих устройств. Таким образом, в архитектуре высокопроизводительной ВС можно выделить два наиболее важных элемента: это быстродействие (производительность) узла (элементарного процессора или элементарной машины) и пропускную способность коммуникационной среды. Суммарная производительность узлов должна обеспечивать выполнение общего объема вычислений, а коммуникационная среда - требуемый объем обмена данными между узлами в единицу времени.

Показатель пропускной способности и скорость установления связи между обрабатывающими устройствами определяет возможность и целесообразность решения сложных задач на конкретной архитектуре вычислительных средств. Несвязные сложные задачи могут решаться практически на любой многопроцессорной системе или в локальной вычислительной сети, обеспечивающих требуемую производительность. При решении слабосвязанных задач возможно применение вычислительных сетей при малой величине отношения, а для

значений приближающихся к единице уже необходимы МПВС практически с любым типом коммутатора. Для решения сложных задач требуются ВС с высокой пропускной способностью коммутатора вплоть до применения универсального координатного переключателя реализующего полный граф связей.

Наиболее общей формой представления параллельны (и последовательных) алгоритмов является информационно-управляющий граф алгоритма (ИГ), который отражает зависимость по данным между операторами алгоритма и безусловные и условные переходы в программе. Такой граф в неявной форме содержит все виды параллелизма для выбранного метода решения задачи.

Для оценки эффективности структур ВС при решении определенного класса задач необходимо такое описание параметров алгоритмов этих задач, которое отражало бы их свойства наиболее существенные при реализации на параллельных ВС, носило достаточно общий характер и однозначно соответствовало элементам архитектуры. Такое описание может быть представлено в виде модели задачи. В качестве исходной абстрактной модели принята «идеальная ЭВМ», которая реализует ярусно-параллельную форму (ЯПФ) алгоритма. Рассмотрим основные посылки и принципы ее построения.

ЯПФ упрощает определение минимального времени решения задачи T_{\min} и представляет собой вытянутую полосу, содержащую на одном конце область определения исходных данных. А на другом – область результатов. Пути, содержащие эти области, содержат разное число операторов, и операторы имеют разные веса. Минимальное время решения задачи определяется ветвью с максимальным суммарным объемом вычислений, т.е.

$$T_{\min} = \max \left\{ \sum_{i=1}^M t_i \right\} \quad (5)$$

где M – число операторов ветви (длина ветви); t_i – вес i -го оператора ветви.

Если считать основной характеристикой параллельной ЭВМ время выполнения задачи, то «идеальная» ЭВМ должна выполнять любую задачу строго за время T_{\min} . Нетрудно указать особенности такой ЭВМ:

1. В любой момент времени в системе работает столько процессорных элементов (ПЭ), сколько имеется готовых к исполнению операторов (активных операторов);
2. В общем случае одновременно могут выполняться операторы различного типа;
3. Операторы начинают выполняться сразу после того, как на предыдущем этапе вычислены все его операнды;
4. В системе время тратится только на вычисление операторов, затраты времени на управление и межпроцессорный обмен отсутствуют.

Такая ЭВМ может быть построена в виде жесткой схемы, которая строго соответствует по числу ПЭ и рисунку связей ИГ конкретной задачи. Наибольший эффект при использовании подобных ЭВМ достигается, если отсутствуют перестройки, т.е. когда ЭВМ занята переработкой непрерывно поступающих на вход данных по неизменному алгоритму. Однако для этого требуется слишком много ПЭ. Кроме того, построение жесткой схемы оправдано только в том случае, когда данная задача решается на данной ЭВМ многократно. Приближением к «идеальной» ЭВМ являются варианты таких ЭВМ, которые реализуют только фрагменты ИГ с перестройкой связей между фрагментами. Решения ищутся в различных структурах, которые могут реализовать отдельные фрагменты ЯПФ. Эффективность реализации может быть достигнута за счет программирования или настройки структуры на текущий фрагмент [7].

Модель задачи строится на основе анализа графа алгоритма программы и включает все основные формы параллелизма и состоит из участков трех типов: скалярных (СК), участков с параллелизмом независимых ветвей (ВТ), векторных участков (ВК) (естественный параллелизм). Каждая из ветвей при этом содержит параллелизм смежных операций.

Таким образом, общий объем вычислений представляется как сумма трех составляющих:

$$Q = Q_{СК} + Q_{ВТ} + Q_{ВК}, \quad (6)$$

где $Q_{СК}$, $Q_{ВТ}$, $Q_{ВК}$ – число операций, составляющих скалярные участки, участки с параллелизмом независимых ветвей, участки с параллелизмом множества объектов соответственно.

Таким образом, модель задачи может быть представлена в виде шестерки:

$$МЗ = \langle \Delta_{СК}, \Delta_{ВТ}, \Delta_{ВК}, P_{Л}, P_{ВТ}, P_{ВК} \rangle \quad (7)$$

где $\Delta_{СК}$, $\Delta_{ВТ}$, $\Delta_{ВК}$ – вес различных форм параллелизма; $P_{Л}$ – ширина локального параллелизма; $P_{ВТ}$ – число независимых ветвей; $P_{ВК}$ – ширина вектора.

С учетом межярусных связей модель задачи представляется в виде десятки:

$$МЗ = \langle \Delta_{СК}, \Delta_{ВТ}, \Delta_{ВК}, \Delta'_{ВТ}, \Delta'_{ВК}, P_{Л}, P_{ВТ}, P_{ВК}, P'_{ВТ}, P'_{ВК} \rangle \quad (8)$$

где $\Delta'_{ВТ}$, $\Delta'_{ВК}$ – доля операций, связанных с обменом, при реализации ветвей и векторов соответственно; $P'_{ВТ}$, $P'_{ВК}$ – ширина пакета связей (число связей при обменах между ветвями или векторами соответственно).

Время выполнения задачи в соответствии с этой моделью в условных тактах:

$$T = t (\Delta_{СК}/P_{Л} + \Delta_{ВТ}/(P_{Л}P_{ВТ}) + \Delta_{ВК}/P_{ВК}) + t'_{ВТ} \Delta'_{ВТ}/P_{ВТ} + t'_{ВК} \Delta'_{ВК}/P_{ВК} \quad (9)$$

где t – среднее время выполнения вычислительной операции; $t'_{ВТ}$, $t'_{ВК}$ – среднее время выполнения операции обмена для ветвей и векторов соответственно.

И в первой и во второй моделях выполняются соотношения:

$$\Delta_{СК} + \Delta_{ВТ} + \Delta_{ВК} = 1. \quad (10)$$

Идеальным случаем было бы такое представление ЯПФ, в котором ее вершины имели бы примерно одинаковый вес и количество связей между ними минимально.

Таким образом, модель задачи должна включать в себя доли вычислений, входящих в соответствующие различные формы параллелизма и ширину этих форм параллелизма, количество обменов при реализации этих форм параллелизма. Поскольку данные параметры, как правило, зависят от исходных данных, то эти величины следует рассматривать как случайные и оценивать их с помощью статистических характеристик. С учетом точности при оценке параметров вычислительного процесса, как правило, достаточно оценок математического ожидания, дисперсии или среднеквадратичного отклонения. Вероятностный характер параметров особенно важно учитывать при определении объема параллельных вычислений, поскольку, в виду ограниченности числа процессорных элементов и пропускной способности коммуникационной среды, разброс параметров будет весьма существенно влиять на производительность вычислительных средств.

С учетом изложенного ранее, модель задачи может быть представлена в следующем виде

$$МЗ = \langle Q, \Delta_{СК}, \Delta_{ВТ}, \Delta_{ВК}, P_{С}, P_{ВТ}, P_{ВК}, O'_{ВК}, O'_{ВТ}, P'_{ВК}, P'_{ВТ} \rangle, \quad (11)$$

то есть модель задач целесообразно представить в виде многокомпонентного вектора.

В качестве обобщенного критерия может быть взят критерий времени реализации алгоритма. Так как алгоритм реализуется в разных системах команд, то объем вычислений и обменов целесообразно представить в стандартных операциях, а обмен, например, в байтах.

Поскольку быстродействие обрабатывающих устройств и скорость передачи данных зависит от технологии СБИС, то для оценки времени, необходимого для реализации алгоритма на ВС, представим время выполнения операции и передачи элемента данных в условных тактах. При этом сделаем следующее допущение, что время передачи одного элемента данных равно одному такту, тогда минимальное время реализации алгоритма соответствующее критическому пути

$$T \leq T_0 + T_{П}, \quad (12)$$

где T_0 – время необходимое для преобразования данных критического пути в ЯПФ алгоритма; $T_{П}$ – время, необходимое для передачи данных критического пути от ввода исходных данных до вывода результатов.

$$\begin{aligned}
 T_0 &= \sum_{i=1}^n \varepsilon_i \sum_{k=1}^K t_k a_{l, b, k} \\
 T_{\Pi} &= \sum_{i=1}^n \varepsilon_i \sum_{k=1}^K t_{\Pi} x_{l_s, b_s}
 \end{aligned}
 \tag{13}$$

где $t_k = \beta_k \tau$ - время выполнения k – команды; $t_{\Pi} = \gamma \tau$ - время передачи одного слова данных; β_k – число тактов, необходимое для выполнения k -ой команды; γ - количество тактов необходимых для передачи слова данных; τ - длительность такта.

$$\xi_i = \begin{cases} 1, & \text{если } i\text{-я вершина ЯПФ входит в критически й путь} \\ 0, & \text{если } i\text{-я вершина ЯПФ не входит в критически й путь} \end{cases}$$

Нестрогое равенство в этих выражениях указывает на то, что в принципе возможно, в рамках вычислений и при наличии соответствующих аппаратных средств, совмещение этапов обработки и передачи данных.

3. Структура вычислительной системы

При анализе специфики сложных задач, предназначенных для решения на параллельных ВС, было установлено, что основными элементами архитектуры, определяющими целесообразность их реализации, являются подсистема коммутации и параметры ПЭ. Модель задачи является как критерием эффективности преобразования алгоритма решения задачи и системы команд, так и позволяет конкретизировать требования к архитектуре ВС.

Поскольку приближением к идеальной ЭВМ является ЭВМ с программируемой архитектурой (перестраиваемой архитектурой), то в соответствии с выражениями (9,12,13) можно сформулировать следующие основные требования. Параллельная ЭВМ должна обеспечивать реализацию всех видов параллелизма и соответствующую пропускную способность коммутационной системы.

Реализация каждой из форм параллелизма требует своей архитектуры вычислительных средств и способов организации вычислительного процесса.

Параллелизм независимых ветвей в настоящее время наиболее изучен и предложено много способов его реализации. Наиболее существенными условиями его реализации являются:

- 1) обеспечение выполнения программы любой сложности каждым из ПЭ ВС;
- 2) организация взаимодействия между процессами, протекающими на различных ПЭ при выполнении ветвей одной программы;
- 3) организация доступа к общим ресурсам и разрешение конфликтов при обращении к ним;
- 4) обеспечение когерентности памяти.

В соответствии с п.2 к пропускной способности в зависимости от типа сложной задачи предъявляются требования, которые могут меняться в широких пределах. Соответственно и к скорости установления связи между ПЭ и ее форме требования также варьируются и наиболее жесткими они будут для сильносвязанных сложных задач, приближаясь по своему значению к параметрам, необходимым при реализации векторного параллелизма. Реализация параллелизма множества объектов, его еще называют параллелизмом данных, при своей реализации порождает интенсивные потоки информации, причем поток команд общий, а данные индивидуальны. В результате подсистема коммутации ВС должна обеспечивать эффективность трансляции команд и высокую распределенную пропускную способность для передачи данных. Эффективность трансляции обеспечивают коммутационные структуры с магистральными связями, а большую пропускную способность структуры с непосредственными связями типа многомерного куба [6]. Таким образом, для эффективной реализации основных форм параллелизма высокого уровня необходима топология подсистемы коммуникации с

обоими типами связей между ПЭ. Необходимость обеспечения масштабируемости ВС порождает дополнительные требования к регулярности и обеспечению простоты наращивания размеров ВС. Параметры алгоритмов различных классов задач отображаемые в модели задачи могут изменяться в широких пределах, что особенно существенно влияет на организацию вычислительного процесса и также вносит дополнительные требования к масштабируемой ВС, выражающиеся в том, что соотношение суммарное быстродействие – пропускная способность может меняться в широких пределах и подсистема коммуникации масштабируемой ВС, соответственно, должна иметь такую структуру при которой увеличение числа ПЭ и связей между ними не зависел друг от друга, а топология сохранила свою регулярность.

Структура параллельной однородной ВС для двумерного случая при числе n и двумя магистралями на измерение представлена на рис.1.

Топология ВС регулярная. Масштабируемость ВС может обеспечиваться как увеличением числа измерений, так и числом ПЭ в любом из измерений. Возможны следующие варианты изменения состава и структуры ВС:

1. Изменяется число ПЭ по измерениям (по каждому в отдельности или одновременно).
2. Изменяется число магистралей на измерение при сохранении числа ПЭ.
3. Изменяется число измерений, а число ПЭ остается постоянным.
4. Изменяется число ПЭ и число магистралей на измерение.
5. Изменяется число ПЭ и число измерений.

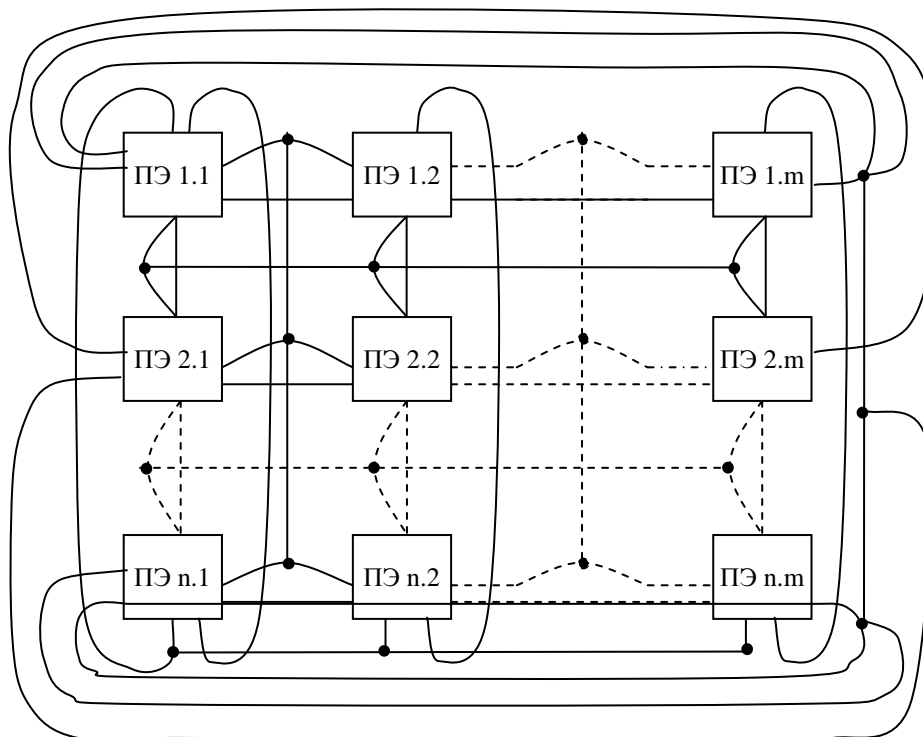


Рис.1. Структура однородной параллельной ВС

В первом случае, когда структура наращивается путем увеличения суммарного быстродействия ВС, пропускная способность подсистемы коммуникации наращивается только за счет увеличения количества непосредственных связей. В этом случае аппаратные изменения ПЭ минимальны и касаются только аппаратуры обеспечивающей маршрутизацию.

При изменении числа магистралей на измерение или размерности при сохранении числа ПЭ в ВС изменяется пропускная способность подсистемы коммуникации. В этих случаях аппаратные изменения более существенны и проявляются в увеличении числа блоков связей и усложнении внутренней среды обмена коммуникационного процессора [12].

При изменении числа ПЭ, числа магистралей на измерение и размерности ВС одновременно изменяются суммарное быстродействие и пропускная способность подсистемы коммуникаций. Таким образом, возможно варьирование основными параметрами ВС суммарным быстродействием ПЭ и пропускной способности практически независимо друг от друга в широких пределах.

При этом основная сложность создания подсистемы коммуникации заключается в организации коммутационной структуры с высокой степенью регулярности и высокой пропускной способностью при сравнительно небольших аппаратных затратах.

4. Топология подсистемы коммуникаций ВС

Характеристики подсистемы коммуникаций в основном определяются параметрами графа связей между ПЭ, то есть топологией и способом организацией обмена информацией. Организация обмена информацией и способы и средства его реализации рассматриваются в [12], поэтому несколько более подробное внимание уделяется рассмотрению топологии подсистемы коммуникации на основе непосредственных и магистральных связей.

Исследованные топологии ВС и известные коммутационные структуры [1,6,7] не в полной мере отвечают в полной мере данному комплексу требований. Все коммутационные структуры можно разделить на две большие группы: КС с непосредственными связями и КС с магистральными связями. В первом случае ПЭ преимущественно непосредственно соединяются прямыми связями с соседними ПЭ. Примером таких структур может служить обобщенный гиперкуб, двоичный гиперкуб, обобщенный кольцевой гиперкуб и т.д.[9] Данные структуры достаточно хорошо изучены в отличие от структур с магистральными связями. В качестве соединительных линий ПЭ для второй группы структур выступают магистральные связи, которые соединяют сразу совокупность ПЭ по определенному признаку. В этом случае обеспечиваются практически равные возможности всем ПЭ за обладание ресурсами магистралей (общая шина, обобщенная гипершина и т.д.).

Для структур первой группы может быть достигнута высокая пропускная способность, но усложняются вопросы одновременной передачи информации всем или значительной части ПЭ — трансляция.

Во второй группе КС задачи трансляции решаются сравнительно просто, но недостаточны пропускная способность и надежность.

Таким образом, для систем большой размерности целесообразно искать варианты с удовлетворяющими основными требованиями в КС смешанного типа, где наряду с непосредственными связями ПЭ, используются магистральные связи, обеспечивающие глобальность трансляции. Наличие магистральных связей в ВС заметно снижает требования к пропускной способности непосредственных связей между ПЭ. Коммутационная структура со смешанным типом связей описывается следующим образом $S(m_1, \dots, m_n)$, где m_i — количество вершин по каждому измерению (размерность по измерению) и n — количество измерений. Структура характеризуется совокупностью узлов v_i , где $i = 1, \dots, N_v$, совокупностью непосредственных связей η_i , где $i = 1, \dots, N_\eta$ и совокупностью магистральных связей μ_i , где $i = 1, \dots, N_\mu$.

Данная коммутационная структура может быть представлена графом. Узлы на графе будут обозначены вершинами, а непосредственные связи — дугами. Существует некоторая сложность отображения на графе магистральных связей. Так как дуги представляют собой только непосредственные связи и их невозможно использовать также и для отображения, то предлагается ввести два множества вершин $U = \{v_i\}$ и $M = \{\mu_i\}$ — соответственно множество узлов и магистралей. При этом связи между и внутри этих множеств также представим двумя множествами $N = \{\eta_i\}$ и $M1$ — множество непосредственных связей и связей узлов с магистральями. Таким образом граф будет выглядеть так, как показано на рис. 2 (показан част-

ный случай для двумерной структуры, с одной магистралью в одном измерении).

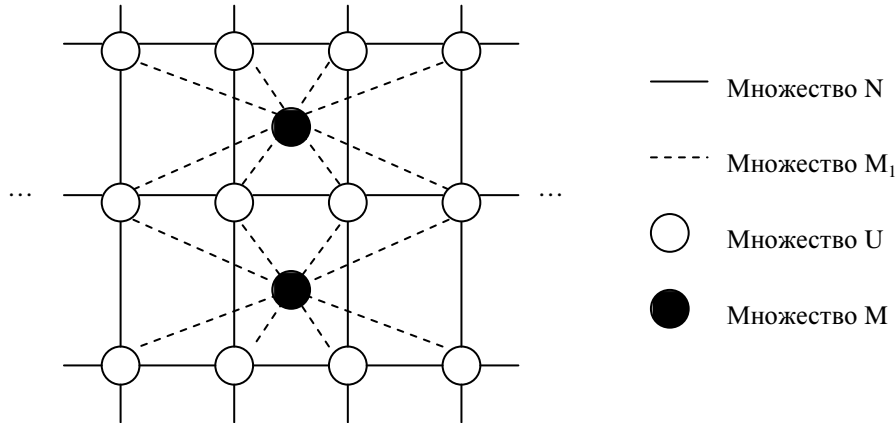


Рис. 2. Граф коммутационной структуры

Так как исследуемая структура относится к регулярным структурам, то каждая вершина v_i может быть также задана совокупностью координат по всем n измерениям, т.е. $v_i = \{A_{i1}, \dots, A_{ik}, \dots, A_{in}\}$, где A_{ik} пробегает все целые значения от 0 до $m_k - 1$. Это координатный способ представления узла в структуре, который на практике может быть применен как один из способов адресации узлов.

Вершины второго типа μ_i ($k = 1, \dots, N_\mu$), определяющие магистральные связи могут быть заданы также, как μ_{ij} , где i – номер измерения ($i = 1, \dots, n$), а j – номер магистрали в i -ом измерении ($j = 1, \dots, m_{(i+1) \bmod n}$). Каждая такая вершина μ_{ij} инцидентна всем вершинам v_i с координатами $\{A_{i1}, \dots, A_{ir}, \dots, A_{in}\}$, где $r = (i+1) \bmod n$, причем A_r равно j или $(j+1) \bmod n$. Совокупность этих связей определяют множество M1. Другими словами каждый узел структуры имеет соединение с двумя магистралями в каждом измерении.

Непосредственные связи между вершинами из множества $U = \{v_i\}$ определяются множествами $N = \{\eta_i\}$, причем каждая вершина v_i соединена с вершинами, заданными через координаты: $\{A_{i1}, \dots, (A_{il} + 1) \bmod m_l, \dots, A_{in}\}$ и $\{A_{i1}, \dots, (A_{il} - 1) \bmod m_l, \dots, A_{in}\}$ для всех $l = 1, \dots, n$.

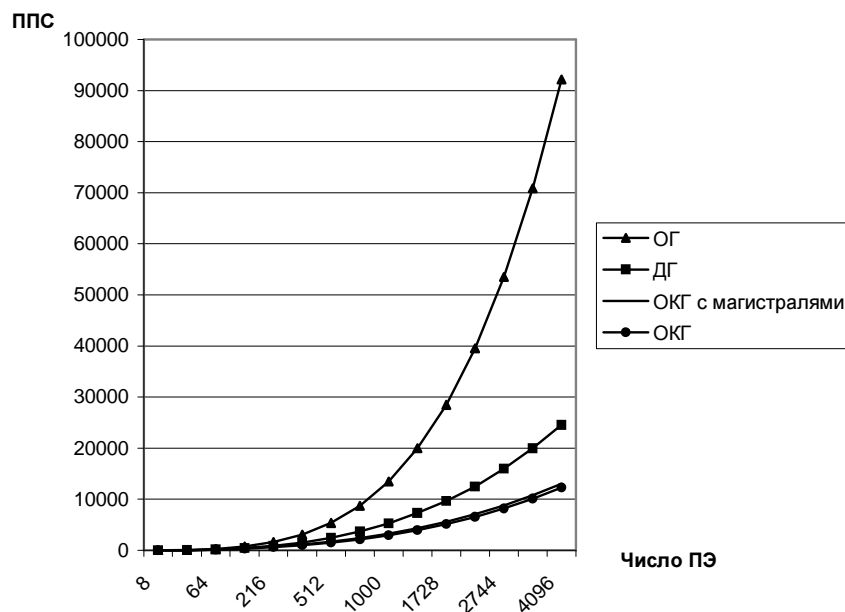


Рис. 3. Потенциальная пропускная способность (ППС)

Для сравнительной оценки эффективности рассматриваемой топологии был проведен

анализ параметров коммутационных структур, имеющих высокие показатели пропускной способности, возможности по масштабируемости и обладающих высокой степенью регулярности в зависимости от числа узлов. К таким структурам относятся: двоичный гиперкуб (ДГ), обобщенный гиперкуб (ОГ), обобщенный кольцевой гиперкуб (ОКГ) и предлагаемой коммутационной структурой на основе обобщенного гиперкуба с магистралями. Сравнительные характеристики графов этих структур представлены на рис.3-6.

$\frac{\text{ППС}}{\text{число ПЭ}}$

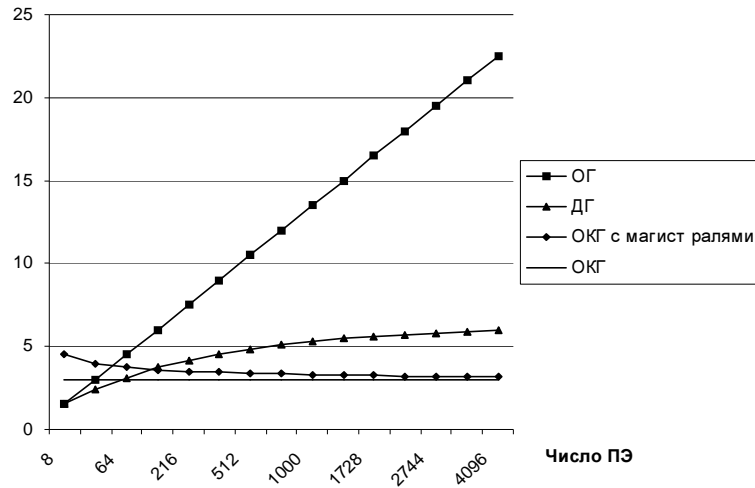


Рис. 4. Отношение ППС к числу узлов

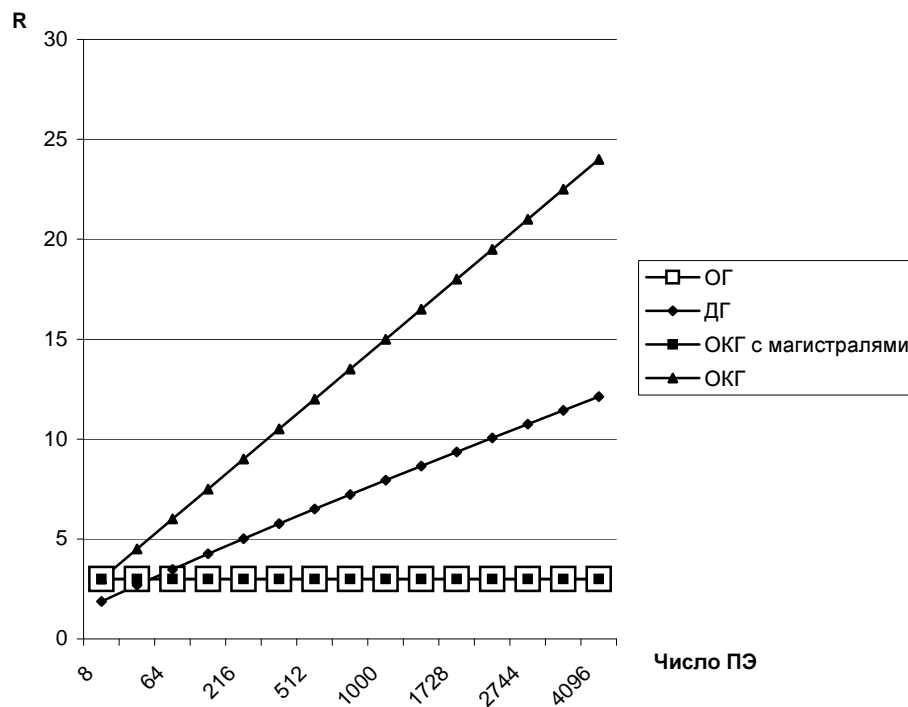


Рис. 5. Радиус КС

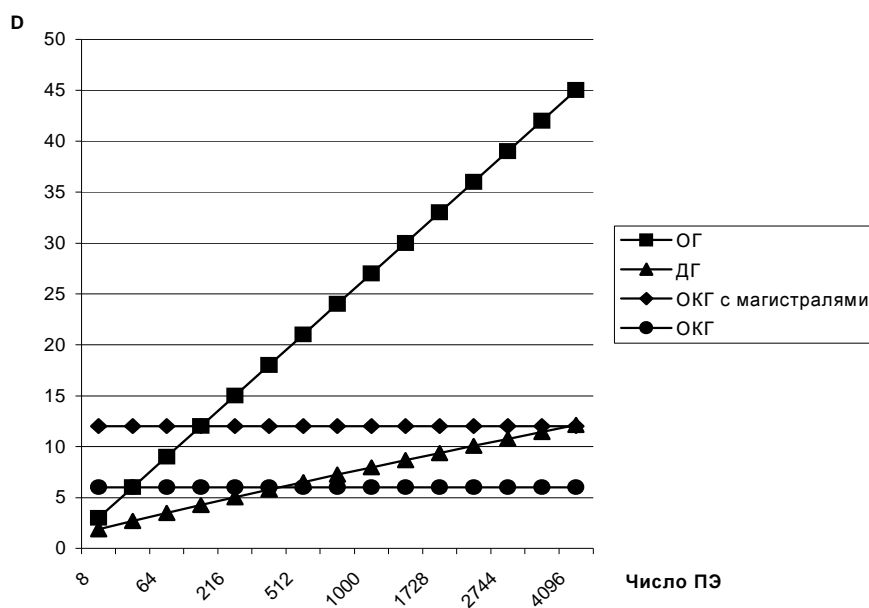


Рис. 6. Диаметр КС

Исследование коммутационной структуры на основе обобщенного кольцевого гиперкуба с магистральными связями по всем измерениям дало следующие оценки основных ее параметров табл.1-2.

Таблица 1

Обобщенный гиперкуб (КУБ) - без магистралей:								
Размерность:	(промеж. значение для расчета кол-ва НС)	Кол-во узлов:	Кол-во НС:	ППС:	НСУз-лы:	ППС/Узлы:	Диаметр:	Радиус:
0	0	0	0	0				
1	0	1	0	0	0	0	3	0
2	1	8	12	12	1,5	1,5	3	3
3	3	27	81	81	3	3	3	6
4	6	64	288	288	4,5	4,5	3	9
5	10	125	750	750	6	6	3	12
6	15	216	1620	1620	7,5	7,5	3	15
7	21	343	3087	3087	9	9	3	18
8	28	512	5376	5376	10,5	10,5	3	21
9	36	729	8748	8748	12	12	3	24
10	45	1000	13500	13500	13,5	13,5	3	27
11	55	1331	19965	19965	15	15	3	30
12	66	1728	28512	28512	16,5	16,5	3	33
13	78	2197	39546	39546	18	18	3	36
14	91	2744	53508	53508	19,5	19,5	3	39
15	105	3375	70875	70875	21	21	3	42
16	120	4096	92160	92160	22,5	22,5	3	45
17	136	4913	117912	117912	24	24	3	48
18	153	5832	148716	148716	25,5	25,5	3	51
19	171	6859	185193	185193	27	27	3	54
20	190	8000	228000	228000	28,5	28,5	3	57

Таблица 2

Обобщенный кольцевой гиперкуб (КУБ) + 2 магистрали на измерение								
Размерность:	Кол-во узлов:	Кол-во НС:	Кол-во М:	ППС:	НС/Узл:	ППС/Узл:	Диаметр:	Радиус:
1	1	3	3	6	3	6	3	12
2	8	24	12	36	3	4,5	3	12
3	27	81	27	108	3	4	3	12
4	64	192	48	240	3	3,75	3	12
5	125	375	75	450	3	3,6	3	12
6	216	648	108	756	3	3,5	3	12
7	343	1029	147	1176	3	3,428571 4	3	12
8	512	1536	192	1728	3	3,375	3	12
9	729	2187	243	2430	3	3,333333 3	3	12
10	1000	3000	300	3300	3	3,3	3	12
11	1331	3993	363	4356	3	3,272727 3	3	12
12	1728	5184	432	5616	3	3,25	3	12
13	2197	6591	507	7098	3	3,230769 2	3	12
14	2744	8232	588	8820	3	3,214285 7	3	12
15	3375	10125	675	10800	3	3,2	3	12
16	4096	12288	768	13056	3	3,1875	3	12
17	4913	14739	867	15606	3	3,176470 6	3	12
18	5832	17496	972	18468	3	3,166666 7	3	12
19	6859	20577	1083	21660	3	3,157894 7	3	12
20	8000	24000	1200	25200	3	3,15	3	12

Результаты представленные в таблицах и на графиках показывают, что топология на основе обобщенного кольцевого гиперкуба с магистральными связями обеспечивает масштабируемость ВС в более широких пределах, чем наиболее близкие конкурирующие коммутационные структуры.

5. Архитектура процессорного элемента

Для обеспечения масштабируемости ВС требуется определенная адаптивность ПЭ. Это связано как с необходимостью обеспечения масштабируемости при изменении структуры и состава ВС так и для учета специфики задач. Наибольшие возможности по изменению параметров и приспособленности к конкретной ситуации имеют системы автоматов с программируемыми процедурой, структурой и коммутацией [7]. Подсистема коммуникаций ВС обеспечивает программирование коммутаций, процессоры с традиционной структурой – программирование процедуры. Возможности современной элементной базы создают условия для программирования структуры процессора. Это может, в частности, выражаться в изменении системы команд за счет включения новых команд и макрокоманд, повышающих производительность ВС на конкретных классах задач [11]. Поэтому ПЭ ВС образуется из двух процессоров: обрабатывающего процессора с программируемой системой на основе АЛУ с

перестраиваемой структурой [13] команд и коммуникационного процессора обеспечивающего обмен информацией в ВС [12].

Структура процессорного элемента ВС представлена на рис. 7.

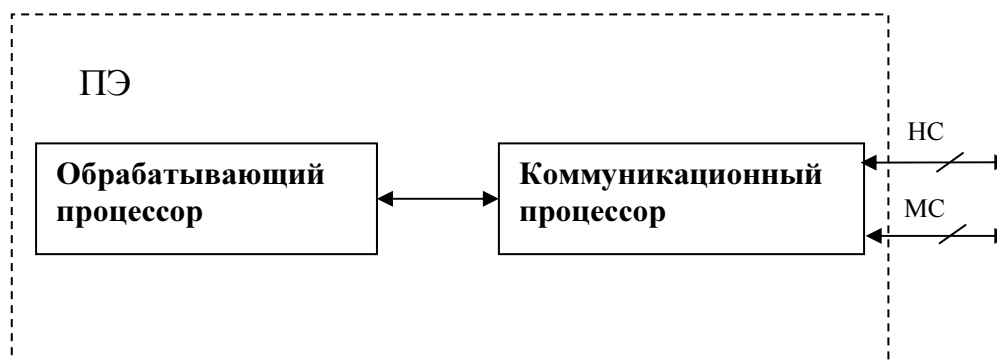


Рис. 7. Структура процессорного элемента

При такой структуре процессора появляется определенная автономность подсистемы коммуникаций, образованной системой непосредственных и магистральных связей и коммуникационными процессорами.

Архитектура коммуникационного процессора подробно рассмотрена в [12].

8. Основные результаты.

В настоящей работе представлены результаты разработки и исследования структуры и архитектуры ПВС на основе коммуникационной среды с топологией «Обобщенный кольцевой гиперкуб, дополненный магистралями» [2]. Предложены и исследованы алгоритмы работы коммуникационной среды на основе этой топологии, которые заложены в систему моделирования коммутационных структур.

Произведены оценки потенциальной пропускной способности исследуемой коммутационной структуры при различном числе узлов структуры, различных распределениях пакетов по длинам маршрутов; получена зависимость пропускной способности структуры в двумерном и трехмерном вариантах от цены магистрали.

Выполнено сравнение параметров и характеристик исследуемой коммутационной структуры с конкурирующими структурами, такими как двоичный гиперкуб, обобщенный гиперкуб, обобщенный кольцевой гиперкуб.

Разработана архитектура коммуникационного процессора [15], сделаны оценки сложности его реализации для различных вариантов построения коммуникационной среды, сделаны оценки сложности аппаратной реализации его на ПЛИС, которые могут быть использованы при разработке и создании специализированных СБИС.

Разработаны и исследованы алгоритмы и структура системы имитационного моделирования коммутационных структур [16,17], которые позволяют оценивать характеристики и параметры не только коммутационной структуры на основе обобщенного кольцевого гиперкуба, обобщенного кольцевого гиперкуба с магистралями, но и ряда других коммутационных структур с непосредственными междузловыми связями.

В настоящее время системы моделирования совершенствуется с целью возможности использования коммутационных структур магистрального типа. В докладе будут представлены результаты проведенных исследований и оценки параметров и характеристик разработанной коммуникационной среды, алгоритмы формирования проблемно-ориентированных макрокоманд.

Литература

1. Власов А.А. Формирование макрокоманд на основе выделения функциональных автономных блоков. //Тр. науч. конф. по итогам н.-и. работ Мар. гос. техн. ун-та. Йошкар-Ола, 24-28 апр., 2001. Секц. информ. методы, технологии и системы/ Мар. гос. техн. ун-т. - Йошкар-Ола, 2001. - С. 78-92. - Деп. в ВИНТИ.
2. Власов А.А. Параллельная вычислительная система с масштабируемой структурой // Тр. науч. конф. по итогам н.-и. работ Мар. гос. техн. ун-та. Йошкар-Ола, 19-23 марта, 2001. / Йошкар-Ола: МарГТУ, 2001. - С. 54-70.- - Деп. в ВИНТИ 11.02.2002 № 277-В2002.
3. Артамонов Г.Т., Тюрин В.Д. Топология сетей ЭВМ и многопроцессорных систем. – М.: Радио и связь, 1991. – 248 с.
4. Власов А.А., Михеев П.В. Коммутационная среда на основе однородной коммутационной структуры / Доклад. Международная конференция по информационным сетям и системам. ICINAS – 2000. СПб. 2-7 октября 2000. С. 439-452.
5. Власов А.А., Михеев П.В. Оценка пропускной способности коммутационных структур смешенного типа / Седьмая Междунар. научн.-техн. конф. Студентов и аспирантов «Радиоэлектроника, электротехника и энергетика»: Тез. Докл. В 3-х т. М.: Издательство МЭИ, 2001, т.1. С. 307-308.
6. Власов А.А. Организация параллельной обработки данных в проблемно-ориентированных и специализированных вычислительных системах. // В мире научных открытий. – 2010. – №4. – С. 19-22.
7. Евреинов Э.В. Однородные вычислительные системы, структуры и среды. – М.: Радио и связь, 1981. – 208 с.
8. Искусственный интеллект - в 3-х кн. Кн.3. Программные и аппаратные средства/ Под ред. Захарова В.Н., Хорошевского В.Ф.. М.: Радио и связь, 1990. - 368 с.
9. Каляев А.В. Многопроцессорные системы с программируемой архитектурой. –М: Наука, 1984. - 192 с.
10. Карцев М.А., Брик В.А. Вычислительные системы и синхронная арифметика. -М.: Радио и связь, 1981. – 360с.
11. Корнеев В.В. Параллельные вычислительные системы. – М.: «Нолидж», 1999. – 320 с., ил.
12. Панфилов И.В., Половко А.М. Вычислительные системы. - М.: Сов. радио, 1980, 304 с.
13. Власов А.А., Мамаев Е.И. Арифметико-логическое устройство с перестраиваемой структурой. Тр. науч. конф. по итогам н.-и. работ МарГТУ. Йошкар-Ола, 19-23 марта, 2001, С. 14-22. В ВИНТИ 11.02.2002 № 277-В2002.
14. Власов А.А., Михеев П.В. Коммуникационный процессор для однородной коммуникационной среды Тр. науч. конф. по итогам н.-и. работ МарГТУ. Йошкар-Ола, 19-23 марта, 2001, С.23-31. Деп. в ВИНТИ 11.02.2002 № 277-В2002. Власов А.А. Формирование макрокоманд на основе выделения функциональных автономных блоков. //Тр. науч. конф. по итогам н.-и. работ Мар. гос. техн. ун-та. Йошкар-Ола, 24-28 апр., 2000. Йошкар-Ола: МарГТУ, 2000. - С. 78-92. - Деп. в ВИНТИ 2001.
15. Патент: Власов А.А Михеев П.В. Коммуникационный процессор, RU 2260841 С2, 20.09.2005
16. Михеев П. В., Власов А. А., Свидетельство на программный продукт: Система моделирования коммуникационной среды типа гиперкуб. Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ №2003611049 Зарегистрирована в реестре программ для ЭВМ. Москва 05.05.2003
17. Власов А.А., Зиновин В.Н., Система моделирования коммутационных структур параллельных вычислительных систем. Информационные технологии в профессиональной деятельности и научной работе: Сб. материалов Всерос. науч-практ. конф. с международным участием: В 2 ч. – Йошкар-Ола: МарГТУ, 2010. – ч.2. – с.96 – 99.