

МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ УКРАИНЫ

ДОНЕЦКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ

На правах рукописи

ТРУБ Илья Иосифович

МЕТОДЫ ПРИБЛИЖЕННОГО АНАЛИЗА ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ И ПОВЫШЕНИЯ
ЭФФЕКТИВНОСТИ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ С
ПАРАЛЛЕЛЬНОЙ ОБРАБОТКОЙ ДАННЫХ (СТОХАСТИЧЕСКИЕ И
ДЕТЕРМИНИРОВАННЫЕ МОДЕЛИ)

Специальность 05.13.13

Вычислительные машины, комплексы, системы и сети

А в т о р е ф е р а т
диссертации на соискание ученой степени
кандидата технических наук

Донецк - 1994



Работа выполнена на кафедре прикладной математики и информатики Донецкого государственного технического университета

Диссертацией является рукопись

Научный руководитель: доктор технических наук, профессор
ФЕЛЬДМАН Л. П.

Официальные оппоненты: доктор технических наук, профессор
СКОБЦОВ Ю. А.

кандидат технических наук, доцент
БАРКАЛОВ А. А.

Ведущая организация: Институт проблем моделирования в энергетике АН Украины (г. Киев)

Защита состоится "27" октября 1994 года в 14³⁰ часов на заседании специализированного Совета К 06.04.01 при Донецком государственном техническом университете по адресу: 340000, Донецк, ул. Артема, 58, ауд. 1.201.

С диссертацией можно ознакомиться в научно-техническом архиве университета.

Автореферат разослан "27" сентября 1994 г.

Ваш отзыв в одном экземпляре, заверенный печатью, просим высылать по указанному адресу: 340000, Донецк, ул. Артема, 58, Ученому секретарю ДонГТУ.

Ученый секретарь
специализированного Совета,
кандидат технических наук

ЛННБ ім. В. Стефаника
АН України

Мокрый Г. В.

АВ - 30.983
ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность темы. Задачи, рассматриваемые в работе, относятся к общей проблеме повышения эффективности функционирования вычислительных систем, более полного использования заложенных в них потенциальных возможностей. Научное направление, к которому относятся эти задачи, получило название "Оценка качества и оптимизация вычислительных систем". Исследуемые в нем проблемы весьма разнообразны и направлены на повышение производительности ВС. Одни из них решаются на этапе проектирования систем, другие возникают в процессе эксплуатации, когда выясняется, что какие-либо параметры не являются удовлетворительными и их следует улучшить. Наиболее значимым из этих параметров является производительность. Существует множество путей повышения производительности систем. К ним относится в первую очередь совершенствование технологической базы, на которой строятся ЭВМ и системы. Однако, опыт нескольких десятилетий применения средств вычислительной техники привел к выводу, что увеличение производительности за счет развития технологической базы происходит в среднем в 5 раз за 10 лет, что не является удовлетворительным для гораздо более быстро растущих потребностей науки, техники, промышленности, экономики. В связи с этим в настоящее время широко известные методы повышения эффективного быстрого действия ВС опираются на распараллеливание вычислений путем совмещения во времени выполнения различных операций, новые архитектурные решения при проектировании ВС, увеличение уровня иерархии и расслоения памяти, совмещение ввода - вывода с работой центрального процессора и др. Однако, ограничения, присущие конкретным реализациям ВС, наличие конфликтных ситуаций, несоответствие алгоритмов и программ архитектуре мо-

гут привести к быстройдействию, значительно худшему максимально возможному. С учетом этих условий большую важность приобретают оценки и рекомендации, получаемые на стадии проектирования. Наиболее быстрый и удобный способ получения таких оценок связан с разработкой аналитических методов исследования, которые хорошо зарекомендовали себя для анализа производительности ВС преимущественно с последовательной обработкой данных. Для ВС с параллельной обработкой данных и прежде всего для ВС с нетрадиционной (не фон-Неймановской) архитектурой аналитические методы оценки быстройдействия находятся в стадии развития. Это объясняется тем, что функционирование таких систем описывается моделями большой размерности, и многие методы оценки производительности оказываются трудновыполнимыми.

Целью работы является разработка практически реализуемых математических моделей и методов расчета многокомпонентных параллельных вычислительных систем, позволяющих оценить показатели качества функционирования и выявить возможные пути его повышения.

Основными задачами исследования являются:

- анализ известных подходов и методов оценки производительности ВС, оценка их трудоемкости;
- анализ циклической дисциплины обслуживания в многотерминальных вычислительных сетях и выбор оптимального квантования времени;
- разработка методов исследования эффективности работы параллельной машинной памяти при различных режимах адресации
- исследование процессов в ВС с нетрадиционной архитектурой, анализ влияния различных параметров этих систем и дисциплин обслуживания на производительность;

- создание пакета прикладных программ, реализующего модели и методы, предложенные в работе;

- планирование и разработка методик проведения численных экспериментов. Под численными экспериментами понимается проведение расчетов на компьютере на основе разработанной модели при различных наборах исходных данных с целью выявления и анализа закономерностей, присущих исследуемой вычислительной системе, и влияния различных входных параметров и их совокупностей на эффективность ее функционирования.

Идея работы заключается в совместном использовании методов теории массового обслуживания и дискретной математики с методами организации процессов в параллельных вычислительных системах и особенностями их архитектуры, и построении на основе этого компактных аналитических моделей расчета и оптимизации некоторых классов многокомпонентных вычислительных систем.

Теоретическая и практическая ценность исследования, научная новизна. Научное значение работы заключается в описании и исследовании новых типов систем массового обслуживания, моделирующих работу параллельных вычислительных систем, установлении, теоретическом и численном обосновании законов, которыми описывается поведение таких систем при различных исходных параметрах.

Положения:

1. Необходимым и достаточным условием существования стационарного режима в вычислительной системе, управляемой потоком операндов, является выполнение соотношения $F/q < 1$, где F - средняя местность команд программы (число входных операндов), q - средняя ширина параллелизма алгоритма.

2. В вычислительной системе, управляемой потоком запросов,

действующей в режиме активизации вычислительной процедуры любым потребителем, оптимальной дисциплиной выбора запросов из очереди является выбор запроса с максимальной длиной остаточного пути.

Результаты:

1. Метод расчета многотерминальной неоднородной вычислительной системы коллективного пользования, обеспечивающий линейную зависимость трудоемкости от числа терминалов.

2. Решение задачи о распределении времени отклика в многотерминальной вычислительной системе с циклической дисциплиной обслуживания.

3. Оригинальные марковские модели оперативной памяти с горизонтальным расслоением, обеспечивающие линейную зависимость трудоемкости от числа модулей памяти.

4. Методы моделирования вычислительных машин, управляемых потоком данных, как систем массового обслуживания. Законы, действующие в этих системах и их теоретическое и экспериментальное обоснование. Установление ключевых параметров, влияющих на функционирование.

5. Сведение задачи анализа производительности ВС, управляемой потоком запросов с учетом быстродействия функциональных узлов и линий коммуникаций, к формализованной постановке на ориентированном графе, алгоритм ее решения. Постановка и решение задачи об оптимальной дисциплине обслуживания очередей запросов в узлах, а также других связанных с разработанной моделью задач. Применение теории логических определителей к анализу графа потока запросов.

Практическая ценность работы состоит в разработке математических моделей вычислительных систем и их компонент, алгоритмических и программных средств анализа эффективности их

функционирования, пригодных для реализации на персональном компьютере. Программное обеспечение может быть интегрировано в САПР вычислительных систем для решения задач выбора структуры ВС и расчета ее параметров. Результаты работы могут быть также использованы в качестве материала для лекционного курса, практических занятий и лабораторных работ.

Реализация результатов работы. Результаты, полученные в диссертационной работе были использованы в Институте шахтных информационно - управляющих систем Госуглепрома Украины при разработке систем распределенной обработки информации в АСУ ТП шахты; в Научно-исследовательском институте горной геомеханики им М.М.Федорова при проектировании параллельного спектрального анализатора, работающего в режиме реального времени, в Институте прикладной математики и механики НАН Украины при выполнении ряда НИР. Основные положения диссертации и разработанное программное обеспечение внедрены в учебный процесс на кафедре прикладной математики и информатики в Донецком Государственном Техническом Университете, в филиале кафедры "Прикладная математика и теория систем управления" Донецкого Государственного Университета при ИПММ НАН Украины

Апробация. Основные результаты работы докладывались и обсуждались на научно-исследовательском семинаре по дискретной математике (Южный центр АН Украины, Одесса, 1993), I Международной конференции "Компьютерные программы учебного назначения" (Мариуполь, 1993), научных семинарах в ИПММ НАН Украины (Донецк, 1993), кафедры алгебры и теории вероятностей Донецкого государственного университета (1992-93 гг.), кафедры прикладной математики и информатики Донецкого государственного технического университета (1992-93 гг.).

Публикации. Содержание диссертации отражено в 8 опубликованных работах.

Структура и объем работы. Структура и объем работы определяются решаемыми в ней задачами и включают введение, четыре главы, заключение, список использованной литературы, 7 приложений. Основной материал изложен на 184 страницах, содержит 62 рисунка, 16 таблиц, 146 наименований в списке использованной литературы.

Изложенные в работе результаты получены диссертантом самостоятельно.

Методы исследования. Для решения поставленных в работе задач были использованы: теория систем и сетей массового обслуживания, теория случайных процессов, теория множеств, теория графов, теория логических определителей, методы оптимизации, методы анализа алгоритмов, теория вычислительных систем. Достоверность результатов подтверждается как математическим обоснованием предложенных моделей и методов, так и их проверкой в ходе численных экспериментов.

СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

Во введении обоснована актуальность темы диссертации, дана общая характеристика работы, сформулированы основные задачи исследования.

В первой главе исследуются модели многотерминальных диалоговых систем, позволяющие оценить время ответа и другие показатели производительности. Совокупность вычислительных средств, образующих ВС, к которой пользователи имеют доступ посредством терминалов, моделируется одним обслуживающим устройством. С терминалов генерируются запросы на обслуживание. Времена подготовки и длительности обслуживания запросов образуют две независимые последовательности случайных величин

Подобные ВС проектировались и использовались в 60-70 годы на базе больших ЭВМ, в настоящее время такой базой являются сети персональных компьютеров и рабочих станций.

Эффективность функционирования ВС во многом определяется выбором дисциплины обслуживания. Начиная с первой работы А. Шерра в этом направлении, большое количество результатов получено в предположении простейшей дисциплины FCFS, дисциплин с приоритетами. В данной работе предполагается циклическая дисциплина обслуживания RR, дающая, как известно, преимущество коротким заявкам.³ Учет особенностей циклической дисциплины требует более тонких средств анализа, чем уравнения баланса, на которых основывается большинство методов расчета сетей. Методика исследования является дальнейшим развитием подхода, предложенного В.Ф. Яшковым.

В соответствии с дисциплиной RR все требования, поступающие как случайный входящий поток, занимают место в конце очереди к процессору. Каждому требованию отводится для обслуживания квант времени процессора. Если требование не обслужится полностью за время кванта, то оно переходит в конец очереди. Если же обработка требования заканчивается, то оно покидает систему, и немедленно начинается обслуживание следующего требования. Важной задачей анализа таких систем является нахождение распределения времени пребывания V_k k -требования в ней, т.е. такого требования, для полного обслуживания которого необходимо k назначений кванта. Подход к ее решению связан с разложением случайной величины V_k на сумму элементов задержки, связанных с каждым из требований, находящихся в системе в начальный момент времени, и помеченным требованием. Основным результатом является теорема: условное распределение времени пребывания k -требования в системе $M/M/1$

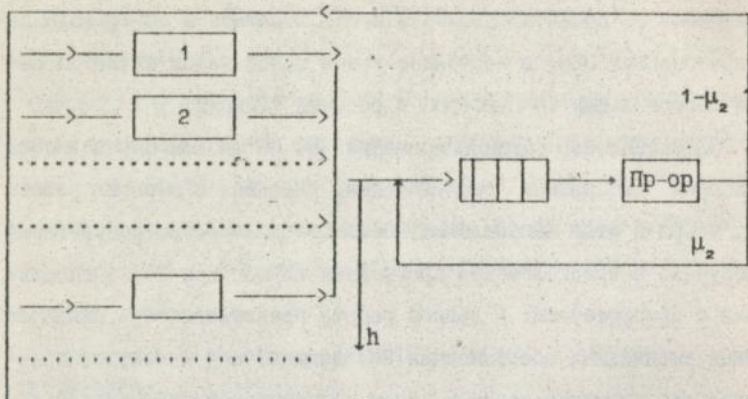


Рис.1. Структура ВС коллективного пользования

с дисциплиной RR при условии, что в момент своего прихода она застаёт в системе i других требований, имеет ПЛС

$$\begin{cases} d_k(s), & i=0 \\ d_k(s)\varphi_k^*(s)[\varphi_k(s)]^{i-1}, & i \geq 1 \end{cases}, \text{ где } \varphi_k(s), \varphi_k^*(s), d_k(s) - \text{ПЛС}$$

вкладов в суммарную задержку от требования, находящегося в очереди в начальный момент, обслуживаемого, помеченного требования, а также их потомков соответственно. Для этих преобразований получены расчетные формулы. На основе теоремы выведены формулы для первого и второго моментов V_k . В них, собственно, заключается практическая ценность предложенного решения, т.к. численное обращение ПЛС - весьма трудоемкая процедура.

Выводы, полученные в результате проведения численных экспериментов состоят в следующем:

- а) среднее время отклика на заявку, требующую k квантов обслуживания на процессоре, при малой и умеренной загрузке ($\rho < 0.7$) хорошо описывается линейной зависимостью по k , все составляющие которой легко получить прямым вычислением;
- б) наименьшее среднее время отклика достигается для заявок,

чья длина наиболее близка к размеру кванта. Из этого следует, что размер кванта желательно подбирать близким к длине того класса требований, который является наиболее приоритетным

в) время переключения процессора между обслуживанием заявок должно быть на порядок меньше размера кванта, в противном случае система теряет устойчивость — загрузка процессора близка к единице.

В связи с этим важной задачей является выбор оптимальной величины кванта обслуживания. Однако, в данном случае совсем не очевидно, что следует понимать под оптимальностью. С одной стороны, уменьшение размера кванта при учете затрат времени на переключение увеличивает безусловное среднее время отклика, уменьшая тем самым производительность. С другой стороны, в результате увеличения размера кванта нивелируется различие между дисциплинами RR и FCFS. Поэтому критерий выбора кванта должен учитывать оба этих обстоятельства. Выразить его можно так:

$$T_{\alpha} = \alpha_0 \frac{t_{пер}}{Q} + \alpha_1 \frac{T_{t_1}(Q)}{T(Q)} + \alpha_2 \frac{T_{t_2}(Q)}{T(Q)} + \dots + \alpha_k \frac{T_{t_k}(Q)}{T(Q)}, \text{ где}$$

T_{α} — величина, подлежащая минимизации выбором кванта, $T(Q)$ — безусловное среднее время отклика, T_{t_i} — среднее время отклика на требование длины t_i , $i = \overline{1, k}$, $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_k$ — весовые коэффициенты. Предложенная форма записи критерия, разумеется не является единственно возможной.

В § 1.2 предложена дискретная модель неоднородной ВС. Эта неоднородность состоит в том, что времена обслуживания пользователей распределены по разному, что при построении точной марковской модели приводит к показательной зависимости числа состояний от размерности ВС. Предложен метод расчета показателей загрузки и быстродействия отдельных устройств вы-

числительной структуры, заключающийся в решении системы нелинейных алгебраических уравнений специального вида:

$$T_i - \frac{1}{q_i} = \frac{M - \sum_{i=1}^M \frac{1}{q_i T_i}}{\sum_{i=1}^M \frac{1}{T_i}}, \quad i=1, \overline{M-1}; \quad \prod_{i=1}^M \frac{1}{q_i T_i} = 1 - \frac{\sum_{i=1}^M \frac{1}{T_i}}{1-z}$$

где:

- T_i - среднее время цикла i -ой заявки. Это есть время, прошедшее между двумя последовательными моментами попадания этой заявки на обдумывание к своему (т.е. i -ому) пользователю. T_i - неизвестные системы;

- q_i - параметр геометрического распределения времени обдумывания;

- z - параметр геометрического распределения времени обслуживания;

- M - число заявок, циркулирующих в замкнутой системе.

Проведенные исследования показали, что эта неоднородность при сохранении среднего значения вносит в систему дисбаланс, заключающийся в уменьшении нагрузки на системную фазу и увеличении на пультовую по сравнению с однородной системой, при сохранении одной и той же величины $\sum q_i / M$.

Во второй главе исследуется эффективность распараллеливания работы машинной памяти. В современных вычислительных системах высокой производительности применяется память, состоящая из нескольких модулей. Каждый модуль представляет собой самостоятельное устройство, имеющее адресный регистр и позволяющее осуществлять обмен с ним независимо от остальных модулей. Для повышения быстродействия модульной памяти используется методика, называемая расслоением памяти. При расслоении модули обычно упорядочиваются так, что N последователь-

ных адресов $J, J+1, \dots, J+N-1$ приходится на N различных модулей. Можно достичь в n раз большей скорости обмена с памятью в целом, чем у отдельного модуля, если обеспечить одновременное обращение к данным в каждом из модулей. Но этот результат недостижим в действующих ВС ввиду наличия конфликтов доступа. Поэтому реальная производительность модульной памяти оказывается ниже максимально возможной. Одним из инструментов исследования эффективности использования модульной памяти является стохастическое моделирование. Наиболее важный параметр таких моделей - адресный поток обращений процессоров к памяти, который зависит от равномерности расположения данных и качества программного обеспечения.

Широкое распространение получили две модели обращения. Согласно первой из них любой запрос от процессора обращается к любому из N модулей с вероятностью $1/N$. Такая модель аппроксимирует модульную организацию памяти при слабой регулярности размещения данных. Предположением, более адекватно описывающим поток адресов, является локализация обращений, заключающаяся в том, что если k -ый запрос приходится на j -ый модуль, то $(k+1)$ -ый запрос обращается к $(j+1)$ -ому модулю с большей вероятностью, чем к остальным. Эта модель хорошо аппроксимирует модульную память команд. Если используется горизонтальная нумерация ячеек, то на линейном участке программы обеспечивается последовательное циклическое использование модулей памяти. Нарушает же эту цикличность, например, команда, замыкающая цикл, или команда перехода.

Предложены модели обоих режимов адресации, позволяющие снять некоторые ограничения, присущие предшествующим работам в данной области. В § 2.2 построена марковская модель для равновероятных обращений, исходными данными для которой яв-

ляются число модулей памяти N и время цикла T , которое предполагается постоянным. Предложена оригинальная методика формирования марковского случайного процесса, в котором число состояний линейно зависит от N и не зависит от T . Получены формулы для таких характеристик как вероятность наступления блокировки, среднее время нахождения системы в состоянии блокировки, распределение длительности работы без блокировок.

Построенная математическая модель представляет собой систему линейных уравнений следующего вида:

$$x_0 - q_1 x_1 + q_1 x_2 = 0$$

$$x_{2i-2} (1 - q_{i-1}) - q_i x_{2i-1} + (2q_i - 1) x_{2i} + q_{i+1} x_{2i+1} - \underline{q_{i+1} x_{2i+2}} = 0$$

(при $i=N-1$ подчеркнутого слагаемого нет);

$$x_0 + \sum_{j=1}^N x_{2j-1} = 1$$

$$x_{2i-2} (1 - q_{i-1}) \left[1 - \frac{1}{N} \right] + x_{2i} \left[q_i - \frac{1q_i}{N} \right] + \frac{x_{2i+1} q_{i+1}}{1+1} - \frac{x_{2i+2} q_{i+1}}{1+1} = 0, \quad i=1, N-1 \quad (\text{при } i=N-1 \text{ подчеркнутого слагаемого нет})$$

x_i и q_i - определяемые специальным образом неизвестные, через которые затем вычисляются вероятности состояний.

Рассмотрен теоретический вопрос, за счет каких особенностей исследуемой СМО с неэкспоненциальным (а именно - детерминированным) временем обслуживания удалось построить марковскую модель, обойдясь при этом одним параметром для представления состояния.

В результате численного анализа установлено следующее:

а) при равновероятном обращении горизонтальное расслоение памяти не достигает эффекта ввиду частых блокировок, и более половины модулей остаются незагруженными; увеличение числа модулей не ведет к увеличению пропускной способности;

б) при прочих равных условиях производительность модуль-

ной памяти с экспоненциальным временем обслуживания выше, чем при детерминированном, равном математическому ожиданию этого распределения, причем чем больше число модулей, тем разница становится ощутимее.

В § 2.3 построена марковская модель для модульной памяти с локализованными обращениями. Разработанная модель представляет систему $(2N+1)$ уравнений, $2N$ из которых — линейные, одно — нелинейное. Для решения системы сформулирован быстро сходящийся итерационный алгоритм.

При численном анализе модели исследовались две основные характеристики: $N_{ср}$ — среднее число загруженных модулей и PW — вероятность того, что система не заблокирована. Отмечено, что $PW \rightarrow 0$ при $q \rightarrow 0$ и $PW \rightarrow 1$ при $q \rightarrow 1$, а $N_{ср} \rightarrow N$ при $q \rightarrow 0$ и $N_{ср} \rightarrow 1$ при $q \rightarrow 1$, т. е. крайнее значение q , минимизируя $N_{ср}$, максимизирует PW и наоборот. Поэтому для характеристики эффективности функционирования модульной памяти предложен "сборный" мультипликативный критерий: $KM = PW \cdot N_{ср}$. Рассмотрена задача оптимизации: $Q = \max_{0 < q < 1} KM(N, p)$. Показано, что KM достигает максимума на таком q , при котором решение системы уравнений удовлетворяет соотношению

$$\frac{1}{q} = \sum_{i=1}^{\infty} P_i \tau_i$$

Этот результат объясняется тем, что моменты освобождения модулей совпадают в среднем с моментами обращений к ним. Поэтому и соотношение между вероятностью отсутствия блокировки и средним числом загруженных модулей здесь оптимальное. Из этого критерия при фиксированных q и p может быть получена оптимальная ширина горизонтального расслоения.

В третьей главе разработаны модели и методы исследования вычислительных систем, управляемых потоком операндов. Это такая организация ЭВМ, при которой выполнение каждой опера-

ции инициируется наличием ее операндов; заранее последовательность выполнения команд не задается. При управлении потоком данных в качестве операндов команды указываются не адреса ячеек памяти, а команды, результаты которых являются операндами данной команды. Типичная ЭВМ УЦД представляет собой мультипроцессорную систему, состоящую из четырех основных компонент (рис. 2):

- командный блок (КБ), включающий множество блоков памяти, чье содержимое является в совокупности исполняемым графом потока данных; блок памяти содержит код операции, порты вх-

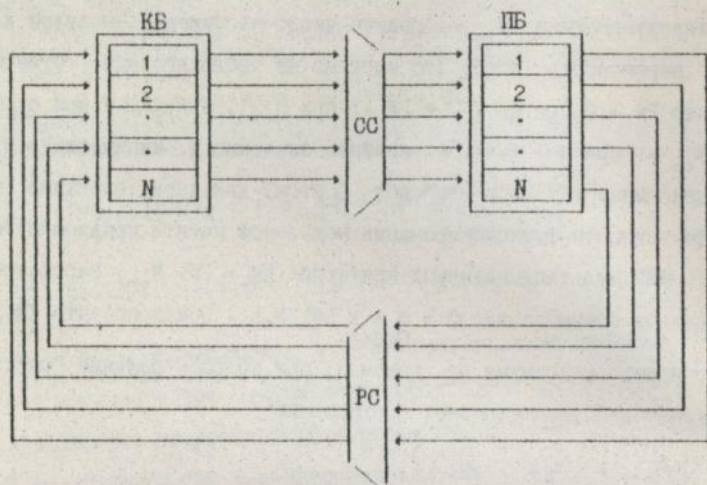


Рис. 2. Структурная схема ЭВМ УЦД.

одных данных и адреса назначения ;

- селекторная сеть, по которой готовые к выполнению команды передаются в один из процессорных элементов;

- множество процессорных элементов, которые выполняют вычисления. ПЭ преобразует входной пакет в пакет результатов, подлежащих рассылке;

- распределительная сеть, по которой результаты расходятся

по своим адресам назначения в КБ.

В работе построены аналитические модели стационарного и нестационарного режимов для вычислительной системы, управляемой потоком операндов. В §3.2 разработана аналитическая модель ЭВМ с учетом произвольного распределения местности команд. Это существенно отличает модель от ранее рассмотренных где команды предполагались только унарными либо бинарными. Показана принципиальная возможность реализации марковской модели, причем существенным предположением при этом является выполнение таких ключевых принципов потоков данных, как однократное присваивание и случайный выбор из очереди готовых команд. Однако, практическое использование этой модели затруднено ее показательной трудоемкостью.

Модель с линейной зависимостью трудоемкости от R , где R - максимально возможная местность команд, предложена в § 3.3 в виде системы нелинейных уравнений:

$$a = k^* \mu / \lambda$$

$$k_i = k_{i+1} + \frac{M - k_0}{a \lambda q} \cdot \left[\frac{P_0 \alpha^{N+1} \lambda \gamma_i}{(N-1)! \cdot (N-\alpha)} + \left(1 - \frac{P_0 \alpha^N}{(N-1)! (N-\alpha)} \right) \cdot k^* \mu \gamma_i \right],$$

$$i = \overline{1, R-1};$$

$$k^* = \frac{k_1 a q \lambda}{(M - k_0) \mu}; \quad k_0 = \frac{a^{N+1} P_0}{(N-1)! \cdot (N-\alpha)}; \quad k^* + \sum_{i=0}^R k_i = M.$$

Неизвестные: a - среднее число загруженных процессоров; k_0 - среднее число заблокированных токенов; k^* - среднее число активизированных блоков памяти; k_i - среднее количество блоков памяти, которым до завершения формирования токена осталось получить i операндов, $i = \overline{1, R}$, λ и μ - быстродействия процессора и памяти соответственно, N - число процессоров, M - число блоков памяти, q - средний коэффициент размножения результата, полученного процессором. Доказана следующая тео-

рема:

необходимым и достаточным условием существования решения системы уравнений, все компоненты которого положительны, является выполнение соотношения $\theta = F/q < 1$, где F — средняя местность команд в программе.

Выполнимость и методика практической проверки этого условия показаны на примерах потоковой организации алгоритмов численного решения уравнения Лапласа на пятиточечном шаблоне и разложения матрицы на произведение нижней и верхней треугольных. По значению коэффициента θ можно судить об эффективности потоковой реализации того или иного алгоритма, строить его так, чтобы θ был как можно меньше. Эта мысль переключается с известным тезисом о том, что вычисления по принципу потоков операндов эффективны лишь при достаточно высоком уровне параллелизма алгоритма. θ как раз и позволяет дать количественную оценку этого уровня.

На основе предложенной модели разработана методика получения оценки для оптимального количества процессорных элементов. Исследованы зависимости характеристик ЭВМ УЦД от распределения местности команд, соотношения λ и μ и др.

В § 3.4 предложена нестационарная модель ЭВМ УЦД, позволяющая оценить время выполнения отдельной программы, оптимальное число процессоров и другие характеристики. При построении стационарной модели предполагалось, что любой блок памяти может сколько угодно раз формировать токен и посылать его на выполнение в процессор, таким образом, вычислительный процесс не прекращается. Ясно, однако, что при выполнении одной программы каждая из команд выполняется конечное число раз. Когда "отработанными" окажутся все команды программы, вычислительный процесс завершается (хотя достаточно длительный

однородный процесс вполне возможно моделировать стационарным режимом, отсекая промежутки времени, соответствующие его началу и окончанию).

Математическая модель получена в виде системы обыкновенных дифференциальных уравнений. Число неизвестных функций — $(R^2 + 3R + 2)/2$.

Показано, что влияние соотношения между λ и μ состоит в следующем: быстродействие процессоров должно быть выше, чем быстродействие памяти, если мы хотим минимизировать требуемое число процессоров. Если же быстродействие памяти выше, то при этом сокращается длительность вычислительного процесса, но для этого нужно увеличить число процессоров, чтобы предотвратить большое число блокировок.

В четвертой главе рассматривается потоковая модель вычислений с управлением запросами. Концепция управления запросами является альтернативной управлению потоком операндов. В режиме потока операндов (eager) команда может быть выполнена как только доступны все ее операнды. С другой стороны, при потоке запросов (lazy), команда выполняется только тогда, когда ее результат требуется другой, вызывающей командой. Lazy-программа представляет собой смешанный граф потока операндов и запросов с обратными дугами запросов и прямыми дугами передачи данных. Выполнение программы заключается в распространении запросов и данных в узлы графа. Преимущество lazy-вычислений состоит в потенциальном исключении лишней работы благодаря вычислению только тех данных, которые требуются. Кроме того, lazy-модель делает возможным интерактивный режим ввода/вывода. К недостаткам относится замедление работы по сравнению с eager из-за дополнительных затрат времени на генерацию, передачу и обработку запросов.

Главным объектом исследования является смешанный граф потока запросов и данных. В § 4.2 дано формальное определение класса таких оргграфов $L(X, U)$, X – множество вершин, U – множество ребер, n – число вершин. Вершинам графа соответствуют исполняемые вычислительные процедуры. На множестве вершин задана весовая функция $p: X \rightarrow M_p$. Вес вершины соответствует времени, затрачиваемому на выполнение процедуры. Дуги оргграфа имеют следующий смысл: если для выполнения процедуры α требуется предварительно получить результат, вычисляемый процедурой β , то вершины α и β соединяются направленной из α в β дугой. Всем дугам назначен вес – время пересылки по ним от вершины к вершине запроса и результата, которые для простоты полагаются равными друг другу. Для моделирования процесса выполнения программы для узлов введены понятия активного, пассивного и рабочего состояния.

Опишем условия, которым должен удовлетворять класс исследуемых оргграфов L^* :

- 1) не допускается наличия орциклов, ибо это означало бы, что некоторая процедура обращается к самой себе; в то же время в графе \tilde{L} циклы допускаются;
- 2) в оргграфе существует один и только один почин;
- 3) из каждой вершины в каждую другую может идти не более одной дуги;
- 4) отсутствуют петли;
- 5) для любой вершины x существует ормаршрут $Q(E, x)$, начинающийся в E и заканчивающийся в x .

Описанный нами класс оргграфов является подклассом антисимметрических графов Бержа. Данное в работе определение графа потоков запросов соответствует крупнозернистому представлению алгоритмов.

Выделены две дисциплины обслуживания запросов, выбор той или иной из которой зависит от конкретного алгоритма:

- 1) активизация вершины по запросу от любого потребителя;
- 2) активизация вершины по запросу от всех потребителей.

Во втором случае вершина x переходит в активное состояние только в тот момент, когда получены запросы по всем входящим дугам, результат впоследствии пересылается по ним же. Таким образом, каждая вершина выполняется только один раз. В первом случае вершина выполняется, когда на нее поступает запрос по любой входящей дуге, и результат пересылается только вершине, приславшей запрос.

Исследованы следующие задачи:

- а) расчет полного времени работы для режима 1;
- б) расчет полного времени работы для режима 2;
- в) задача оптимального выбора запросов из очереди для режима 1 по критерию максимального быстродействия.

Показано, что решение задачи б) можно свести к задаче вычисления логического определителя с ограничениями на область теории которых основывается на работах В.И. Левина. Введен новый тип логических определителей, т.к. те, что рассмотрены В.И.Левиним не подходят для решения поставленной задачи. Разработан алгоритм полиномиальной сложности вычисления таких определителей.

Для задачи в) показана ее содержательность и предложен эвристический алгоритм. Он состоит в следующем:

минимальное время работы доставляет дисциплина выбора, при которой из очереди к вершине x на обслуживание выбирается запрос γ с максимальной q -длиной маршрута $q(Q(E, x)) = \sum_{u \in \alpha} q(u) + \sum_{u \in \alpha} p(u) - p(E) - p(x)$ - сумма весов дуг и вершин, входящих в

ормаршрут $Q(E, x)$, за исключением весов конечных вершин.

Отмечены основные отличия рассматриваемой задачи от других известных задач оптимизации на графах.

Сформулирован ряд новых задач на графах потоков запросов:

а) повышение быстродействия в режиме 1 снижением весов: построить в заданном взвешенном орграфе множество таких дуг и вершин, снижение веса каждой из которых приводит к сокращению полного времени работы;

б) повышение быстродействия в режиме 1 распараллеливанием: построить в заданном взвешенном орграфе множество таких вершин, расщепление которых приводит к сокращению полного времени работы. Дано формальное описание операции расщепления;

в) задача исследования комбинированного режима: множество L входных дуг вершины A разбивается на k непересекающихся подмножеств L_k , $\bigcup_k L_k = L$, $1 \leq k \leq L$. Крайние значения $k = 1$ и $k = L$ соответствуют режимам 1 и 2. Вершина активизируется по получении запросов по всем дугам любого из подмножеств. Таким образом, запросы как бы обслуживаются в режиме 1 относительно не отдельного запроса, а их k групп, но каждая группа, взятая в отдельности обслуживается в режиме 2. Такой смешанный режим возникает из преобразований графов потоков данных.

Исходным объектом для преобразований является мелкозернистый граф с предельно выраженным параллелизмом, выполняющийся только в режиме 2. Но такой граф содержит большое количество узлов, которое обычно значительно превышает число имеющихся процессоров. Поэтому возникает проблема объединения двух или более вершин графа в одну, чтобы они могли выполняться на одном процессоре. После объединения новая вершина как раз и будет работать в вышеописанном смешанном режиме.

Число таких объединений определяется выбранным уровнем параллелизма.

Техника преобразования графов из мелкозернистого представления в крупнозернистое проиллюстрирована на примерах метода Гаусса решения системы линейных уравнений и алгоритма определения принадлежности точки на плоскости произвольному многоугольнику.

ОСНОВНЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ РАБОТЫ

В диссертации получены следующие основные научные и практические результаты:

1. Разработан подход к анализу производительности вычислительных машин, управляемых потоком данных. Показано, что в предположении полностью динамического назначения процессоров узлам графа потока данных и использования языков с однократным присваиванием при написании программ, функционирование вычислительной системы адекватно описывается марковским случайным процессом.

2. Предложена система массового обслуживания специального вида, моделирующая ЭВМ потока данных. Введено понятие стационарного режима в такой системе и доказан критерий его существования. На примере алгоритмов из класса вычислительной математики показано, что они естественно удовлетворяют сформулированному критерию.

3. Разработана нестационарная модель ЭВМ потока данных, и на ее основе получены оценки производительности, загрузки и других характеристик, выявлены важные закономерности.

4. Разработаны алгоритмы временного моделирования на нагруженных графах вычислительных систем, управляемых потоком запросов, использованные для анализа производительности. Исследованы различные режимы обслуживания запросов и предложе-

но достаточно близкое к оптимальному расписание. К анализу графов потоков данных впервые применена теория логических определителей, получившая в работе расширение и дальнейшее развитие. Поставлен ряд новых задач оптимизации на графах потоков данных, решение которых позволит улучшить показатели эффективности ВС.

Предложенные методы упорядочения вычислительных работ и назначения компьютеров нашли применение при разработке систем распределенной обработки информации в АСУ ТП шахты. Их использование позволило рационально организовать вычислительные процессы в сети ПЭВМ, уменьшить время реакции систем на поступающие запросы и сообщения, а также уменьшить суммарные затраты машинного времени.

5. Разработаны оригинальные марковские модели для модульной памяти с расслоением по младшим разрядам. По результатам моделирования проведено сравнение нескольких разных режимов адресации, сделаны выводы и сформулированы практические рекомендации. Полученные результаты нашли применение при разработке многопроцессорного виброанализатора мониторинга шахтных стационарных машин, проектировании структурной схемы и эффективного размещения данных в запоминающих устройствах, а также расчете временных характеристик ВС формирования спектра колебаний.

6. Исследованы сетевые модели многотерминальных вычислительных систем с циклической дисциплиной обслуживания заданий на процессоре. Решена задача о распределении времени отклика на требование заданной длины. Изучено влияние неоднородности пультной фазы на загрузку компонент системы.

7. Разработано программное обеспечение, реализующее предложенные в диссертации модели и методы. Пакет используется в

учебном процессе в курсе "Высокопроизводительные вычислительные системы" для изучения вычислительных систем с нетрадиционной архитектурой, а также для выполнения курсовых и лабораторных работ.

Теоретические результаты, полученные при исследовании временных нагруженных смешанных графов потоков запросов / данных могут быть применены в других разделах науки, например, при автоматизации управления производством сложных объектов - там где необходимо организовать выполнение взаимосвязанного множества работ на ограниченных ресурсах.

Основные положения диссертации опубликованы в следующих работах:

1. Фельдман Л.П., Труб И.И. Исследование стационарного режима в вычислительной системе, управляемой потоком данных. - Электронное моделирование, № 5, 1994.

2. Фельдман Л.П., Труб И.И. О распределении времени ожидания в вычислительной системе с разделением времени, обслуживающей переменное число задач. - Деп. в ГНТБ Украины, № 164, 1992.

3. Фельдман Л.П., Труб И.И. Вероятностная модель функционирования модульной памяти с постоянным временем обслуживания запросов. - Деп. в ГНТБ Украины, № 308, 1993.

4. Фельдман Л.П., Труб И.И. Аналитическая модель вычислительной системы с разделением времени, обслуживающей постоянное число задач. - Деп. в ГНТБ Украины, № 549, 1993. -

5. Труб И.И. Исследование нестационарного режима в вычислительной системе, управляемой потоком данных. - Деп. в ГНТБ Украины, № 1378, 1993.

6. Фельдман Л.П., Труб И.И. Вычислительная система, управляемая потоком запросов: редукция к задаче на графе, алго-

ритмы анализа и оптимизации. - Деп. в ГНТБ Украины, № 2349, 1993.

7. Фельдман Л.П., Сашенко Н.А., Труб И.И. Разработка компьютерных технологий обучения по курсу "Высокопроизводительные вычислительные системы" // Компьютерные программы учебного назначения: Тезисы докладов I Международной конференции. - Донецк, ДонГУ, 1993.

8. Методические указания по курсу "Высокопроизводительные вычислительные системы (Для студентов специальности 2204) / Сост.: Л.П. Фельдман, И.И. Труб, О.Г. Щербакова. - Донецк, ДГТУ, 1993.

Труб И.И. Методы приближенного анализа производительности и повышения эффективности функционирования вычислительных систем с параллельной обработкой данных (стохастические и детерминированные модели)

Диссертация на соискание ученой степени кандидата технических наук по специальности 05.13.13 - вычислительные машины, комплексы, системы и сети, Донецкий государственный технический университет, Донецк, 1994.

В диссертации разработаны математические модели и методы расчета многокомпонентных параллельных вычислительных систем, в том числе систем с нетрадиционной архитектурой, средствами теории массового обслуживания и теории графов. Представлены результаты исследования систем на основе разработанных моделей. Установлено, что для существования стационарного режима в вычислительной системе, управляемой потоком операндов, необходимо и достаточно, чтобы средняя ширина параллелизма алгоритма превышала среднее число операндов команды в программе. Осуществлена реализация предложенных методов в виде пакета прикладных программ.

Ключові слова:

пам'ять з горизонтальним розширенням, циклічна дисципліна обслуговування, управління потоком даних, паралелізм алгоритмів, орієнтований граф потоку даних.

Trub I.I. Approximational performance evaluation methods for computer systems with parallel data processing (probabilistic and deterministic approaches).

PhD thesis contains computational methods for multiaccess and multiprocessor computer systems, in particular, with non von Neumann architecture, created by means of queuing and graph theory. The results of investigations based on the implemented approaches are presented. It is determined that the necessary and sufficient condition of steady-state of Dataflow process is following: the average arity of program instructions must be exceeded by the average number of instruction result propagation. Proposed computational methods are realized in software application package.

AB 30.988

AB 30.988

[Faint, illegible text covering the majority of the page, likely bleed-through from the reverse side.]