РУКОВОДЯЩИЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ МАТЕРИАЛ

ИНТЕГРИРОВАННЫЕ АВТОМАТИЗИРОВАННЫЕ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ

МЕТОДИЧЕСКИЕ УКАЗАНИЯ ПО РАЗРАБОТКЕ ТЕХНИЧЕСКОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ

МЕТОДИКА ВЫБОРА СТРУКТУРЫ, РАСЧЕТА ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ И КОМПЛЕКТАЦИИ РАСПРЕДЕЛЕННЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ И СЕТЕЙ

РТМ 25 212-86

Часть 3

1987

gost.e-ecolog.ru

УТВЕРЖДЕН И ВВЕДЕН В ДЕЙСТВИЕ ДИРЕКТИВНЫМ УКАЗАНИЕМ Министерства приборостроения, средств автоматизации и систем управления от 31 декабря 1986 г. № 24-6/6-14434

ИСПОЛНИТЕЛИ: **А. Н. Зажарский**, к. т. н. (руководитель темы), **З. Л. Круглый**, к. т. н., **В. М. Вишневский**, к. т. н. (ответственные исполнители), **С. Б. Михалев**, член-корр. АН БССР, **Р. С. Седегов**, д. э. н., **В. А. Жожикашвили**, д. т. н., **А. Л. Галкин**, к. т. н., **М. С. Мурштейн**, **Н. М. Чеснокова**, **Г. Ф. Янбых**, к. т. н., **С. В. Анулова**, к. ф.-м. н., **В. И. Бобер**, к. т. н., **М. Г. Винарский**, **Г. Р. Пирумов**, **А. В. Федотов**

СОГЛАСОВАНО: Начальник Главсистемпрома **А. В. Долганов**
Директор НИИстандартприбора **В. П. Минаев**

УДК 658.5.012.4.011.56 Группа П87

РУКОВОДЯЩИЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ МАТЕРИАЛ

ИНТЕГРИРОВАННЫЕ АВТОМАТИЗИРОВАННЫЕ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ. МЕТОДИЧЕСКИЕ УКАЗАНИЯ ПО РАЗРАБОТКЕ ТЕХНИЧЕСКОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ. МЕТОДИКА ВЫБОРА СТРУКТУРЫ, РАСЧЕТА ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ И КОМПЛЕКТАЦИИ РАСПРЕДЕЛЕННЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ И СЕТЕЙ

РТМ 25 212-86
Часть 3
Взамен
РТМ 25 212-76

Директивным указанием Министерства приборостроения, средств автоматизации и систем управления от 31 декабря 1986 г. № 24-6/6-14434 срок действия установлен с 01.07. 1987 г. до 01.01. 1992 г.

Настоящий РТМ распространяется на комплексы технических средств (КТС) автоматизированных систем интегрированного многоуровневого управления (ИАСУ), автоматизированных систем управления (АСУ) технологическими процессами; АСУ гибкими производственными системами; АСУ организационно-экономическими процессами; автоматизированных систем (АС) научных исследований и производственных испытаний; АС проектирования изделий; АС обработки информации.

РТМ устанавливает методики выполнения проектных работ по выбору структуры, расчету производительности и комплектации, показателей загрузки и реактивности распределенных вычислительных систем и сетей ЭВМ. РТМ является рекомендательным документом.

I. ПРОЕКТИРОВАНИЕ ЛОКАЛЬНЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СЕТЕЙ

I.I. Общие положения

I.I.I. Локальная вычислительная сеть (ЛВС) - это распределенная вычислительная система (ВС), построенная на базе общей среды передачи данных (локальной сети связи), обеспечивающей физическую полносвязность всех компонентов системы, простоту реконфигурации системы и охватывающей отдельную комнату, этаж, здание или несколько сравнительно близко расположенных зданий учреждения, завода, жилых помещений.

I.I.2. В настоящее время большинство ЛВС строится на базе высокоскоростного канала, общего для всех абонентов сети, которые должны разделять его в условиях стохастического характера потока сообщений. Такая структура диктуется технико-экономическими условиями минимизации связного оборудования при сохранении высокой пропускной способности сети и полной доступности всех ее абонентов.

В самом общем виде ЛВС являются распределенными системами, для которых выполняется условие $\Delta\tau f_d \geq 1$, где $\Delta\tau$ - максимальное время прохождения сигнала по передающей среде канала между двумя произвольными абонентами сети, а f_d - скорость передачи данных.

I.I.3. Многомашинные распределенные вычислительные системы (МРВС) на базе ЛВС представляют собой структуры, в которых ЭВМ связаны и взаимодействуют через общую магистраль с помощью сквозной адресации принимающих машин. Последнее объясняется тем, что ЛВС относятся к сетям с селекцией информации, суть которой заключается в отборе из проходящего по каналу потока данных блоков информации по адресам их назначения.

Для занятия канала с целью передачи данных в ЛВС с селекци

информации существует множество алгоритмов, регламентирующих порядок взаимодействия абонентских станций на уровне канала передачи данных. Этот порядок зависит прежде всего от способов организации управления ЛВС.

I.I.4. Количественные требования к ЛВС (скорость передачи, надежность и другие) определяются областью ее применения и могут применяться в весьма широком диапазоне. Например, для диалогового поиска информации обычно достаточно скорости I9,2 Кбит/с, для передачи файлов - I0 Мбит/с, а для взаимодействия прикладных ЭВМ в распределенной вычислительной системе требуется 20 Мбит/с и более.

I.I.5. Гипотетическая ЛВС, пользующаяся наибольшим спросом, имеет следующие характеристики: скорость передачи - I-I0 Мбит/с; максимальная удаленность объектов друг от друга - 2-5 км; максимальное число абонентов в сети от 256 до I024; среда передачи данных - витая пара или коаксиальный кабель; топология - шина (магистраль) или кольцо; максимальная длина кабеля между двумя приемопередатчиками - 500 м. Владельцем такой ЛВС, как правило, является одна организация или предприятие.

I.2. Типы локальных вычислительных сетей

I.2.I. Локальные сети могут иметь централизованное либо децентрализованное управление доступом к каналу.

При централизованном управлении передача данных выполняется либо полностью под управлением выделенного устройства, либо с каким-либо его участием. Централизованное управление может выполняться одной ЭВМ системы, из числа присоединенных к каналу, или специальным контроллером сети. Контроллер может работать в режиме опроса, опрашивая каждую из ЭВМ, в режиме прерываний, когда каждое приходящее сообщение запоминается и передается в соответствии со своим приоритетом или в режиме централизованного распределения,

при котором любой из ЭВМ по ее запросу может быть выделен один или несколько тактов времени для передачи данных.

I.2.2. При децентрализованном управлении бесконфликтная передача осуществляется в результате взаимодействия абонентов сети. Этот подход распространен наиболее широко на базе каналов с множественным пропорциональным и случайным методами доступа.

I.2.3. При пропорциональном методе доступа исключение возможности конфликта источников обеспечивается заданием периодической последовательности (очередности), в которой абоненты сети могут занимать канал для передачи данных.

Наиболее простая реализация этого метода обеспечивается в последовательном канале, замкнутым в кольцо. Последовательным считается канал, содержащий управляемые от абонентов интерфейсные блоки.

В сети с кольцевым каналом реализуется циклическая очередность абонентов, которая продвигается признаком разрешения передачи. Этот признак получил название жезла или эстафетной передачи.

I.2.4. Локальные сети на базе канала со случайным множественным методом доступа бывают тактируемыми и нетактируемыми. В системах без тактирования абоненты могут передавать сообщения в любое время, тогда как в тактируемых ЛВС передача осуществляется только в заранее определенные интервалы времени.

2. ОЦЕНКА ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ НА БАЗЕ ЛОКАЛЬНЫХ СЕТЕЙ С ЦЕНТРАЛИЗОВАННЫМ УПРАВЛЕНИЕМ

2.I. Исходные данные

2.I.I. Основными исходными данными для расчета производительности, времени реакции, определения конфигурации распределенных вычислительных систем на базе ЛВС являются:

количество источников (абонентов ЭВМ);

интенсивность потока сообщений абонентов;

объем информационной и служебной части пакета;

пропускные способности коммуникационного оборудования сети.

2.I.2. Интенсивности потоков сообщений абонентов определяются их производительностью. Расчет производительности вычислительных систем, являющихся абонентами сети, выполняется в соответствии с РТМ 25 2I2-86, ч.2.

2.I.3. Объем информационной и служебной части пакета зависит от используемого протокола и определяется программным обеспечением сети.

2.I.4. Пропускные способности коммуникационного оборудования ЛВС берутся из паспортных данных их коммуникационного оборудования (справочное приложение I).

2.2. Расчет времени передачи и требуемой пропускной способности тактируемой магистрали с централизованным управлением

2.2.I. Тактируемая магистраль представляет собой разделяемый по времени моноканал, в котором время делится на интервалы, называемые тактами и объединяемые в кадры.

Центр управления магистралью назначает такты абонентам, причем назначение тактов уникально для каждого абонента, т.е. один и тот же такт разных кадров всегда выделяется только одной ЭВМ.

Все запросы на получение тактов принимает программа управления моноканалом, постоянно резидентная в одной из ЭВМ МРВС. Эта программа просматривает свои таблицы и определяет наличие свободных тактов, а также возможность удовлетворения запросов.

2.2.2. Пропускная способность тактируемой магистрали $f_к$ определяется как отношение общего числа битов в кадре (W) к его периоду (T), т.е.

$$f_к = \frac{W}{T}. \qquad (I)$$

Время передачи магистрали таких систем определяется интервалом между тактами, назначенными ЭВМ, и определяется по формуле:

$$t_к = \frac{T}{K_т} \quad , \qquad (2)$$

где T - период кадра, с ;

$K_т$ - число тактов в кадре, выделяемое одной ЭВМ.

2.2.3. Число тактов в кадре, выделяемое одной ЭВМ, определяется из соотношения:

$$K_т = \left| \frac{W}{w} \right| \quad , \qquad (3)$$

где W - средний объем информации, передаваемый в кадре одной ЭВМ, бит ;

w - объем информации, передаваемый за один такт, бит ;

$|\ldots|$ - ближайшее большее целое число

$$W = T \cdot b \cdot \lambda \quad , \qquad (4)$$

где T - период кадра с ;

b - длина передаваемого сообщения, бит ;

λ - средняя интенсивность поступления сообщений, $с^{-1}$.

2.2.4. Минимально необходимая пропускная способность канала определяется по формуле:

$$f_к = \| M K_т \| \cdot (w + v) / T \quad , \qquad (5)$$

где M - число ЭВМ, подключенное к магистрали;

$K_т$ - число тактов, выделяемое одной ЭВМ;

$\|\ldots\|$ - ближайшее большее число, являющееся целой степенью двойки;

w - число информационных битов, передаваемое в одном такте, бит ;

T - период кадра, с ;

v - число служебных битов, передаваемое в одном такте, бит

2.3. Пример расчета времени передачи информации тактируемой магистрали с централизованным управлением

2.3.1. Исходные данные:

тактируемая шина имеет период кадра T = 0,4 с;

объем данных, передаваемых за один такт, w = 256 бит;

объем служебной информации, передаваемой в одном такте, v = 64 бит;

количество абонентных ЭВМ, подсоединенных к тактируемому моноканалу, M = 20;

интенсивность сообщений, передаваемых каждой ЭВМ, $\lambda = 2\ с^{-1}$;

средняя длина сообщения b = 1000 бит.

2.3.2. Первоначально определяем средний объем данных, передаваемый каждой ЭВМ в одном кадре по формуле (4)

$$W = T \cdot b \cdot \lambda = 0{,}4 \cdot 1000 \cdot 2 = 800 \text{ бит}.$$

Число тактов в кадре, потребное отдельной ЭВМ для передачи сообщений, определяется по формуле (3):

$$K_T = \frac{W}{w} = \left| \frac{800}{256} \right| = |3{,}13| = 4.$$

Полученное число округляем до ближайшего большего целого, т.е.

$$K_T = 4.$$

Выделяя каждой ЭВМ по четыре такта и полагая, что они равномерно распределены в кадре, среднее время передачи данных определяется по формуле (2):

$$t_K = \frac{T}{K_T} = \frac{0{,}4}{4} = 0{,}1 \text{ с}.$$

2.3.3. Минимально необходимая величина пропускной способности канала, вычисляемая по формуле (5), равна:

$$f_K = \| M K_T \| (b+v)/T = [20{,}4](256+64)/0{,}4 = 128 \cdot 320/0{,}4 = 102{,}4 \text{ Кбит/с}.$$

2.3.4. Если заданным является время передачи $t_к$, то из формулы (2) можно найти требуемое число тактов в кадре для отдельной абонентской ЭВМ и требуемую пропускную способность канала.

Пусть требуемое время передачи $t_к$ = 0,0I с, тогда в соответствии с формулой (2) необходимое число тактов в кадре, выделяемое отдельной ЭВМ, равно:

$$K_т = \frac{T}{t_к} = \left|\frac{0,4}{0,01}\right| = 40.$$

2.3.5. Минимально необходимая величина пропускной способности канала, вычисляемая по формуле (5), в этом случае равна:

$$f_к = \|20 \cdot 40\| \cdot 320/0,4 = 1024 \cdot 320/0,4 = 819,2 \text{ Кбит/с}.$$

2.4. Расчет времени передачи и требуемой пропускной способности магистрали с опросом и централизованным управлением

2.4.I. В системах на базе моноканала с опросом подсоединенные к нему ЭВМ начинают передачу данных только по запросу контроллера моноканала.

Пропускная способность такой магистрали должна равняться сумме пропускных способностей, необходимых для передачи данных от одной ЭВМ к одной или нескольким другим, и пропускной способности, определяемой интенсивностью потока опрашивающих сообщений между контроллером магистрали и ЭВМ.

2.4.2. Требование к пропускной способности моноканала с опросом задается на основе выражения:

$$t_к = t_р + \frac{b}{f_к} \leq \frac{p_{доп.}}{\lambda M}, \qquad (6)$$

где $t_к$ - общее время обслуживания каналом передающей ЭВМ, с ;

$t_р$ - время, затрачиваемое на сигнал опроса, с ;

$f_к$ - пропускная способность моноканала, бит/с ;

b - среднее значение длины сообщения, включая служебную информацию, бит ;

λ - интенсивность сообщений, передаваемых отдельной ЭВМ, c^{-1};

M - число ЭВМ, подсоединенных к магистрали.

$\rho_{доп.}$ - допустимый коэффициент загрузки магистрали (в большинстве случаев принимается, что $\rho_{доп.} = 0{,}7$).

В уравнении (6) t_p включает в себя время прерывания, требуемое ЭВМ для обработки сигнала опроса и обеспечения готовности работы с каналом. В ряде случаев это равно времени обработки прерывания на ввод сообщения.

Отношение $b/f_к$ - это время, необходимое для передачи "b" бит со скоростью $f_к$, бит/с.

2.4.3. Для обеспечения гарантированного установившегося режима и исключения неограниченного роста очередей пропускная способность моноканала должна удовлетворять соотношению:

$$f_к \geqslant \frac{b\lambda_0 M}{\rho_{доп.} - \lambda_0 M t_p} . \qquad (7)$$

В свою очередь, для максимального числа ЭВМ, подсоединяемых к моноканалу с пропускной способностью $f_к$, должно удовлетворяться неравенство:

$$M \leq \frac{\rho_{доп.} f_к}{(t_p f_к + b)\lambda} \qquad (8)$$

2.5. Пример расчета времени передачи информации, централизованно управляемой магистралью с опросом

2.5.I. Исходные данные:

пропускная способность шины с побитным обменом, $f_к$ = I Мбит/с;

количество ЭВМ, подсоединенных к шине, M = 20;

интенсивность сообщений, передаваемых каждой ЭВМ, λ = 20 c^{-I};

время, затрачиваемое контроллером шины на сигнал опроса,

t_p = 20 мкс;

средняя длина передаваемого сообщения, b = I000 бит.

2.5.2. Первоначально определяем среднее время передачи канала по формуле (6):

$$t_к = t_p + \frac{b}{f_к} = 20 \text{ мкс} + \frac{\text{I000 бит}}{\text{I Мбит/с}} = \text{I,02 мс}.$$

Определяем среднее время между поступлением сообщений:

$$\frac{1}{\lambda \cdot M} = \frac{I}{20 \cdot 20} = 2{,}5 \text{ мс}.$$

Полученные значения удовлетворяют неравенству (6). Кроме того, из них следует, что сообщения обслуживаются со скоростью примерно в два с половиной раза превышающей скорость их поступления.

2.5.3. Минимально необходимая величина пропускной способности канала, вычисляемая по формуле (7), равна:

$$f_к = \frac{b\lambda M}{\rho_{доп} - \lambda M t_p} = \frac{I000 \cdot 20 \cdot 20}{0{,}7 - 20 \cdot 20 \cdot 0{,}00002} = 570 \text{ Кбит/с}.$$

2.5.4. Максимально допустимое количество абонентных ЭВМ, подсоединяемых к каналу, определяется по формуле (8):

$$M = \frac{\rho_{доп} f_к}{(t_p f_к + b)\lambda} = \frac{0{,}7 \cdot I0^6}{(0{,}00002 \cdot I0^6 + I000) \cdot 20} = 35.$$

2.6. Расчет времени передачи и требуемой пропускной способности магистрали, управляемой по прерываниям

2.6.I. Системы на базе моноканала, управляемого по прерываниям, аналогичны системам с опрашиваемой магистралью. Вместо того, чтобы посылать по этим линиям сигналы опроса каждой ЭВМ, контроллер моноканала принимает по ним и ставит в очередь сигналы готовности начать передачу от различных ЭВМ.

Такая процедура предпочтительнее посылки опроса только в том случае, если в течение некоторого интервала времени число ЭВМ, готовых передать сообщения, составляет малый процент от их

общего числа, так как это не связано с опросом не готовых к передаче ЭВМ.

Как и в предыдущем случае, $t_к$ определяется по формуле (6).

2.6.2. Максимальная пропускная способность контроллера моноканала достигается при удовлетворении соотношения:

$$f_r = 2me M\lambda_0, \qquad (9)$$

где e - натуральное число, равное 2,7I828;

λ_0 - интенсивность поступления сообщений (сообщений / секунду);

M - число ЭВМ;

m - длина запроса, бит ;

f_r - пропускная способность управляющих линий для запроса, бит/с .

2.6.3. Соответственно оптимальное число ЭВМ, подключаемых к моноканалу, определяется из выражения:

$$M = \frac{f_r}{2me\lambda_0} \quad ; \qquad (I0)$$

$$f_r = \frac{m}{t_з} \quad , \qquad (II)$$

где $t_з$ - длительность запроса в секундах.

Приведенные уравнения позволяют определить максимальное число ЭВМ на шине, при котором на заданной полосе пропускания - f_r можно избежать серьезных конфликтных ситуаций - прерываний запросов. Следует иметь ввиду, что уравнения (9), (I0) основываются на предположении о существовании отдельного канала для посылки запросов на передачу к центральному контроллеру.

За меру использования такой распределенной системы принимается коэффициент загрузки шины ρ, рассчитываемый по формуле:

$$\rho = \lambda \cdot t_к \ . \qquad (I2)$$

Если $\rho > 1$, то запросы поступают быстрее, чем они могут быть обслужены, что приводит к неограниченному росту очередей. С другой стороны, при $\rho \leq 1$ очередь остается конечной, а система устойчивой.

2.7. Пример расчета времени передачи информации магистрали, управляемой по прерываниям

2.7.1. Исходные данные:

пропускная способность шины $f_к$ = I Мбит/с;

средняя длина сообщения b = I000 бит;

количество ЭВМ, подсоединенных к шине M = 20;

длина сообщений-запросов m = I0 бит;

время обработки прерываний $t_р$ = 0,002 мс;

интенсивность сообщений, поступающих от каждой ЭВМ λ = 20 $с^{-I}$.

Среднее время передачи данных определяем по формуле (6):

$$t_к = t_р + \frac{b}{f_к} = 0{,}002 + \frac{\text{I000 бит}}{\text{I Мбит/с}} = \text{I,002 мс}.$$

2.7.2. Максимальная пропускная способность контроллера шины по обработке сообщений-запросов на передачу достигается при следующей длительности запроса, определяемой из формулы (9):

$$t_з = \frac{1}{2eM\lambda} = \frac{I}{2 \cdot 2{,}71828 \cdot 20 \cdot 20} = 0{,}46 \text{ мс}.$$

Для I0-битовых сообщений запросов необходимая пропускная способность определяется в соответствии с формулой (II), как

$$f_т = \frac{m}{t_з} = \frac{\text{I0 бит}}{0{,}46 \text{ мс}} = 2\text{I740 бит/с}.$$

Из уравнения (I2) получаем:

$$\rho = \lambda \cdot t_к = 20 \ с^{-I} \cdot 0{,}00I002 \text{ с} = 0{,}02.$$

Поскольку $\rho \ll 1$ сообщения в такой системе будут обслуживаться практически с временем передачи $t_к$.

2.8. Расчет производительности многомашинных распределенных вычислительных систем на базе тактируемой магистрали с централизованным управлением

2.8.I. Одной из основных целей создания современных МРВС является увеличение производительности за счет распараллеливания процессов обработки данных.

Наиболее простой способ создания МРВС обеспечивается на базе периодически тактируемой магистрали с централизованным управлением.

В этом случае каждой абонентской ЭВМ выделяется некоторый постоянный интервал времени $t_к$, в течение которого ей предоставляется возможность занятия канала.

Программное обеспечение (ПО) таких МРВС требует одновременного выполнения нескольких задач. Вполне естественно, что достигаемое при этом увеличение производительности зависит от того, на какое число параллельных процессоров может быть расчленена заданная постановка задачи.

2.8.2. Функционирование данной МРВС в общем случае происходит следующим образом.

Введением сведений о заданиях, которые через систему ввода-вывода или из ведущей ЭВМ поступают к остальным ЭВМ, МРВС сообщается, какой процесс и с какими данными должен обрабатываться. Данные о результатах выполнения заданий поступают обратно в ведущую ЭВМ. Задания принимаются без адресации, так как все ЭВМ имеют идентичную структуру, а необходимые программы и данные для обработки содержатся в каждой ЭВМ. Выбор ЭВМ осуществляется посредством специальной схемы выбора или ведущей ЭВМ. Как только ведущая ЭВМ обнаруживает, что одна из подчиненных ЭВМ свободна, в последнюю поступают сведения о следующем требующем выполнения задании.

На черт.I приведена модель МРВС с периодически тактируемой магистралью. Магистраль периодически на постоянный промежуток времени занимается ЭВМ. В течение этого времени принимаются данные о заданиях, а результаты обработки предшествующего задания посылаются обратно на устройство приема заданий.

Постоянно пополняемый буфер заданий представлен на черт.I очередью заданий. К свободной ЭВМ (I - M) по принципу "первым пришел - первым обслужен" подключается магистраль через переключатель - $П_2$. Во время этого подсоединения имеющийся в ЭВМ результат посылается по магистрали и по ней же к той же ЭВМ передается новое задание. Распределение на ввод задания и выдачу результата происходит в переключателе $П_I$.

2.8.3. Аналитические выражения характеристик вышеописанной многомашинной распределенной вычислительной системы представляются выражениями (I3) и (I4).

Время выполнения заданий в МРВС, представленной моделью на черт.I, определяется по формуле:

$$\tau_c = (M-1)t_к + Mt_к \exp\left[-(M-1)t_к/t_{обр}\right] \times \times\left[1-\exp(-Mt_к/t_{обр})\right]^{-1}. \qquad (I3)$$

Пропускная способность такой многомашинной распределенной вычислительной системы, выражаемая в числе заданий в единицу времени, равна:

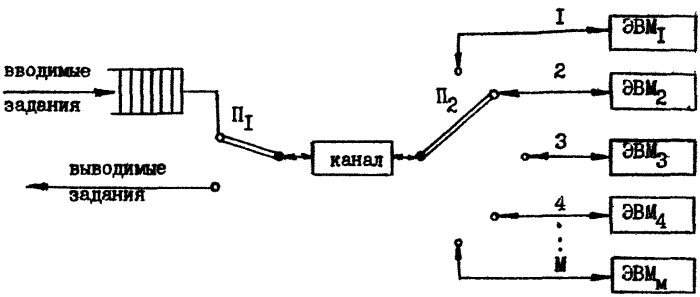
$$\Lambda(M) = M\left[1-\exp(-Mt_к/t_{обр})\right]\left\{t_к(M-1)\times \times\left[1-\exp(-Mt_к/t_{обр})\right]+Mt_к\exp\left[-(M-1)t_к/t_{обр}\right]\right\}^{-1}, \qquad (I4)$$

где M - число ЭВМ;

$t_к$ - квант времени канала, выделяемый ЭВМ , с ;

$t_{обр}$ - время обработки задания в ЭВМ , с .

Модель функционирования МРВС на базе ЛС
с детерминированным методом доступа



— очередь вводимых заданий;

$П_I$, $П_2$ – переключатели

Черт.I

2.9. Расчет времени реакции магистрали со случайным методом доступа и децентрализованным управлением

2.9.I. Наиболее адекватной моделью описания таких систем является такая модель, в которой время обслуживания магистралью общее и применяется дисциплина очереди, разделяющая магистраль. Разделяющая общий канал дисциплина очереди предполагает, что мощность обслуживания канала равномерно распределена между всеми запросами.

Модель, представленная сетью систем массового обслуживания (СМО) с конечной совокупностью интерактивных систем, приведена на черт.2.

Первая СМО моделирует поток требований от М ЭВМ, а вторая - обслуживание этих требований общим каналом.

Требования в сети СМО, представленной на черт.2, могут находиться в любой момент времени в одном из трех состояний: обработка заданий (сообщений) в ЭВМ (это время называется временем обработки, $t_{обр.}$), ожидание в очереди к общему каналу, обслуживание каналом (это время называется "время передачи", $t_к$).

2.9.2. Среднее время реакции канала для нетактируемой одноканальной магистрали в этом случае определяется по формуле:

$$\tau_р = \frac{Mt_к}{(1-P_0)} - t_{обр} , \qquad (I5)$$

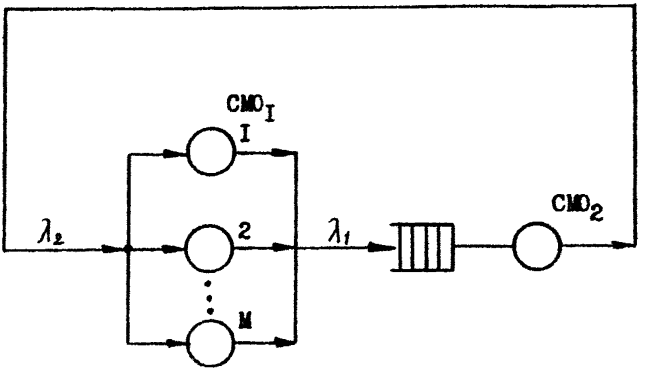
где М - число ЭВМ в сети;

$t_к$ - время передачи , с ;

P_0 - вероятность отсутствия требований на взаимодействие с каналом;

$t_{обр}$ - время обработки (с)определяется в соответствии с методикой, изложенной в РТМ 25 2I2-86, часть 2 (при этом $t_{обр}$ соответствует принятому в этом РТМ понятию времени ответа). Если абонентами сети выступают терминалы, то это время равно интервалам

Представление локальной вычислительной сети со случайным методом доступа сетью систем массового обслуживания



— очередь к каналу ЛВС;

$СМО_I$ - абоненты ЛВС (с источниками требований I, ..., M);

$СМО_2$ - канал ЛВС;

λ_1, λ_2 - интенсивности потоков заявок соответственно в $СМО_I$ и $СМО_2$

Черт.2

времени, через которые вводятся сообщения с терминала. В общем случае P_0 (вероятность, что канал свободен) обычно зависит от вида распределения как времени обработки, так и времени обслуживания каналом. Для использованной нами модели (черт.2) P_0 вычисляется по формуле:

$$P_0 = \left[\sum_{m=0}^{M} \frac{M!}{(M-m)!} \left(\frac{t_к}{t_{обр.}} \right)^m \right]^{-1}, \qquad (16)$$

где M - число станций сети (ЭВМ);

$t_к$ - время передачи данных, с ;

$t_{обр.}$ - время обработки, с ;

m - текущее число обслуживаемых станций сети.

Среднее число ЭВМ (станций) в очереди на передачу пакетов

$$z = \frac{1 - P_0}{t_к} \tau_р . \qquad (17)$$

2.9.3. Количество станций (ЭВМ) сети, начиная с которого дальнейшее увеличение их числа приведет к насыщению канала, определяется по формуле:

$$M^* = \frac{t_к + t_{обр.}}{t_к} . \qquad (18)$$

Количество ЭВМ, равное M^*, является максимальным числом, при котором еще существует возможность составления графика их работы, исключающего взаимное влияние друг на друга. При этом для $M \ll M^*$ взаимное влияние станций сети практически отсутствует, $\tau_р$ приближается к $t_к$, а для $M \gg M^*$ добавление к сети одной ЭВМ приводит к увеличению времени реакции канала $\tau_р$ на $t_к$.

2.9.4. Для S - канальной магистрали, общей для M ЭВМ, время реакции определяется по формуле:

$$\tau_р = \frac{\sum_{n=0}^{S-1} \frac{n(t_к/t_{обр})^n}{n!\,(M-n)!} + \sum_{n=S}^{M} \frac{n(t_к/t_{обр})^n}{S!\,(M-n)!\,S^{n-S}}}{\sum_{n=0}^{S-1} \frac{(t_к/t_{обр})^n}{n!\,(M-n-1)!} + \sum_{n=S}^{M} \frac{(t_к/t_{обр})^n}{S!\,(M-n-1)!\,S^{n-S}}} t_{обр.}, \qquad (19)$$

где n - текущее число обслуживаемых станций сети.

При больших значениях M, когда P_0 стремится к нулю, время отклика S -канальной магистрали достаточно точно определяется по формуле:

$$\tau_p = \frac{Mt_к}{S} - t_{обр}, \qquad (20)$$

где S - число каналов;

M - число ЭВМ;

$t_к$ - время передачи данных, с ;

$t_{обр}$ - время обработки, с .

Пропускная способность сети, выраженная в числе заданий (взаимодействиях с каналом) в единицу времени, определяется по формуле:

$$\Lambda(M) = \frac{M}{\tau_p + t_{обр.}} = \frac{M}{\tau_c}, \qquad (21)$$

где τ_p - время реакции канала , с ;

$t_{обр}$ - время обработки в ЭВМ (интервал времени, через который абоненты сети взаимодействуют с каналом);

M - число ЭВМ (абонентов сети);

τ_c - суммарное время нахождения требования в системе.

2.10. Расчет времени реакции тактируемой магистрали со случайным методом доступа и децентрализованным управлением

2.10.1. В рассматриваемых системах конфликты могут возникать только в том случае, если два или несколько пакетов поступают к приемнику в течение одного и того же такта. Поскольку пакеты из смежных интервалов могут и не пересекаться, время реакции тактируемой магистрали в два раза меньше, чем в системах без тактирования. Столь существенное уменьшение времени реакции достигается большой сложностью тактируемых систем, так как все передающие ЭВМ должны быть синхронизированы с принимающими.

В таких системах каждая передающая ЭВМ при занятии канала действует по алгоритму.

Источник проверяет занятость канала. Если канал свободен, то источник выполняет п.2, иначе повторяет п.I.

Источник передает пакет и одновременно отслеживает положение разрядов в канале. При обнаружении наложения источник прекращает передачу пакета и выполняет п.3.

Источник отсчитывает интервал длительности $X2\Delta\tau$ и выполняет п.I. Здесь X - случайное целое число, равномерно распределенное на интервале со средним 2^i, где i - порядковый номер конфликта, в который попадает пакет.

Существенной особенностью приведенного алгоритма является использование эвристической пороговой процедуры управления (п.3) для обеспечения устойчивости системы.

Одной из наиболее хорошо себя зарекомендовавшей и получившей широкое распространение систем на базе тактируемой магистрали со случайным множественным доступом является система "Ethernet". Во избежание повторения конфликта контроллеры соперничающих станций системы Ethernet осуществляют повторную передачу в случайные интервалы времени. Чтобы обеспечить оптимальное использование канала при изменении нагрузки в сети, интервалы повторной передачи пакетов вычисляются как функции от предистории конфликтов, в соответствии с процедурой управления, описанной в п.3 вышеприведенного алгоритма.

Контроллер этой сети начинает передачу каждого нового пакета в среднем через один такт длительностью $\Delta\tau$. Всякий раз, когда попытка передачи приводит к конфликту, контроллер приостанавливается на интервал времени случайной длины, в среднем в два раза больший предыдущего интервала, ждет, пока пройдут передаваемые пакеты, и затем пытается повторить передачу. Поскольку станции

сети, прежде чем начать передачу, ожидают прохождения текущих пакетов, такты синхронизируются по концу предшествующего интервала. Если на такт претендует только один пакет, происходит занятие магистрали на время его передачи.

Момент занятия канала характеризует конец интервала соперничества и начало интервала передачи.

2.I0.2. Время реакции в таких системах складывается из времени соперничества и времени передачи пакета и вычисляется по формуле:

$$\tau_p = \frac{b}{f_к} + K_т \cdot \tilde{\tau} \quad , \qquad (22)$$

где b - длина пакета, бит ;

$f_к$ - максимальная пропускная способность канала, бит/с ;

$\tilde{\tau}$ - длительность такта или время до обнаружения конфликта после начала передачи сообщения, с ;

$K_т$ - среднее число тактов, прошедших в интервале "соперничества", пока станция не захватит канал для передачи сообщения.

$$K_т = \frac{(1-P)}{P} \quad , \qquad (23)$$

где P - вероятность того, что в течение такта ровно одна ЭВМ (станция) попытается передать пакет и захватить канал

$$P = \left(1 - \frac{1}{\varkappa}\right)^{(\varkappa-1)} \quad , \qquad (24)$$

где $\varkappa$ - число ЭВМ (станций) в очереди на передачу пакетов, определяемое по формуле (I7).

2.II. Расчет времени реакции магистрали с пропорциональным методом доступа и децентрализованным управлением

2.II.I. Одним из распространенных методов пропорционального метода доступа в канал является эстафетная передача маркера. Этот метод разработан в основном для сети с топологией замкнутого

кольца. Однако он также применим для сетей с моноканальной и древовидной структурой и позволяет использовать преимущества гарантированного доступа.

Для этого по моноканалу передается короткий пакет, содержащий адрес абонента, которому предоставляется возможность занятия канала. Если при этом абонент не имеет готового пакета для передачи данных, он изменяет адрес в полученном маркере и передает его обратно в моноканал. При наличии готового пакета эта операция выполняется после передачи данных. Обычно адрес в пакете эстафетного маркера изменяется путем инкрементирования, т.е. очередность сети является циклической.

В кольцевой сети циклически продвигается сам маркер. Станция, в которую поступает маркер, изымает его из кольца и передает сообщение в канал в виде адресуемого блока данных, называемого кадром. Станция формирует кадр, снабжая его адресом интерфейса станции-приемника и передает этот кадр в кольцо.

Другие станции, расположенные по кольцу за передатчиком, получив кадр, проверяют указанный в нем адрес и, в случае несовпадения с соответствующим адресом, ретранслируют его дальше в кольцо. Таким образом, посланное от одного узла сообщение проходит по кольцу,пока не дойдет до станции-адресата или не вернется в предыдущую станцию. В некоторых системах сообщение удаляется передающей станцией, тогда как в других - станцией-приемником. В первом случае передающая станция может сравнить переданное сообщение с тем же сообщением после его прохождения по всему кольцу и осуществить контроль ошибок.

После передачи требуемого сообщения станция-источник запускает в кольцо задержанный ею маркер, предоставляя тем самым возможность занятия кольца следующим абонентам.

Изъятие маркера из кольца осуществляется разными способами.

Фактически маркер - это код, передаваемый в коротком пакете. Каждый источник, получая маркер, использует его для синхронизации начала передачи пакета данных и изменяет разряд кода маркера на соответствующий данной станции. Тем самым другим станциям предоставляется возможность идентифицировать источник передачи.

2.II.2. Цифровая передача по кольцу осуществляется с временным уплотнением. При этом пропускная способность канала определяется наборами временных тактов. При постоянной длительности пакета его среднее время пребывания в сети в соответствии с моделью, приведенной на черт.I, задается формулой:

$$\tau_c = (M-1)\left(\frac{b}{f_к}\right) + M\left(\frac{b}{f_к}\right)\exp\left[-(M-1)(b/f_к)/t_{обр}\right] \times \times \left\{1-\exp\left[-M(b/f_к)/t_{обр}\right]\right\}^{-1}, \quad (25)$$

где M - число абонентов сети (ЭВМ);

$f_к$ - пропускная способность канала, бит/с;

b - длина пакета, бит;

$t_{обр}$ - время обработки в ЭВМ (интервалы времени, через которые абоненты сети взаимодействуют с каналом).

2.II.3. Пропускная способность сети, выраженная в единицах сообщений (заданий с временем обработки - $t_{обр}$) за определенный интервал, определяется по формуле:

$$\Lambda(M) = M\left[1-\exp\left[-M(b/f_к)/t_{обр}\right]\right]\left\{(b/f_к)(M-1) \times \times\left[1-\exp\left[-M(b/f_к)/t_{обр}\right]+t_к M\exp\left[-(M-1)(b/f_к)/t_{обр}\right]\right\}^{-1}, \quad (26)$$

где обозначения аналогичны приведенным в (25).

2.I2. Определение конфигурации, расчет пропускной способности и времени реакции многомашинных распределенных вычислительных систем на базе локальных сетей

2.I2.I. Исходными данными для расчета являются:

топология сети и метод доступа к каналу;

пропускная способность магистрали - $f_к$, бит/с ;

размеры передаваемых сообщений - b, бит ;

интервалы времени, через которые абоненты сети осуществляют взаимодействие с каналом (время обработки в ЭВМ или время работы за терминалом) - $t_{обр}$, с ;

интенсивности получения запросов на обработку в источниках сообщений (заданий) - λ_i, $с^{-1}$;

количество источников - К;

время передачи - $t_к$ с .

2.12.2. Первоначально рассчитывается суммарный поток требований в системе по формуле:

$$\lambda_{бл} = \sum_{i=1}^{K} \lambda_i , \qquad (27)$$

где К - количество источников;

λ_i - интенсивность запросов в i -м источнике.

2.12.3. Вычисляется минимально необходимое число узлов (ЭВМ или терминалов) сети из выражения:

$$M = \left| \lambda_{бл} \cdot (t_{обр} + t_к) \right| , \qquad (28)$$

где $t_{обр}$ - непосредственное время обработки;

$t_к$ - время передачи по каналу;

$|\cdots|$ - знак округления до ближайшего большего целого.

Вычисляется время передачи данных по одной из формул (2), (6) в зависимости от метода доступа к каналу.

Подставляя полученные значения М, $t_к$, $t_{обр}$ в выражения (13), (14), (15), (21), (22), (25), (26), вычисляются время реакции и пропускная способность МРВС, построенных соответственно на базе: централизованно управляемой тактируемой магистрали с детерминированным методом доступа; магистрали со случайным множественным методом доступа; тактируемой магистрали со случайным множест-

венным методом доступа; децентрализованно управляемой кольцевой магистрали.

2.I3. Пример расчета производительности многомашинной вычислительной системы на базе тактируемой сети с централизованным управлением

2.I3.I. Интенсивность потока сообщений i-го источника, $\lambda_i = 0{,}0I\ c^{-I}$;

количество источников, К = 20;

среднее время обработки сообщений, $t_{обр} = 20$ с;

среднее время передачи, $t_к = 5$ с.

Рассчитываем суммарную интенсивность входных сообщений по формуле (27):

$$\lambda_{вх} = K \cdot \lambda_i = 20 \cdot 0{,}0I = 0{,}2\ c^{-I}$$

По формуле (27) определяем минимально необходимое число узлов сети:

$$M = \lambda_{вх} \cdot (t_{обр} + t_к) = 0{,}2 \cdot 25 = 5.$$

Принимаем М = 5.

2.I3.2. Вычисляем по формуле (I3) среднее время пребывания требования в системе:

$$\tau_c = (M-1)t_к\left[1-e^{-(M-1)t_к/t_{обр}}\right] + Mt_к e^{-(M-1)t_к/t_{обр}}\left[1/(1-e^{-Mt_к/t_{обр}})\right] =$$

$$= 4 \cdot 5\ (I - e^{-4 \cdot 5/20}) + \frac{5 \cdot 5e^{-4 \cdot 5/20}}{I - e^{-5 \cdot 5/20}} = 20 \cdot (I - 0{,}368) +$$

$$+ \frac{25 \cdot 0{,}368}{I - 0{,}25} = I2{,}6 + I2{,}3 = 24{,}9\ c \cdot$$

Пропускная способность системы, определяемая по формуле (I4), равна:

$$\Lambda(M) = \frac{M}{\tau_c} = \frac{5}{24{,}9} = 0{,}2\ c^{-I}.$$

2.I4. Пример расчета производительности многомашинной вычислительной системы на базе сети с децентрализованным управлением и случайным методом доступа

2.I4.I. Расчет произведем для тех же данных, что и в подразделе 2.I2.

Из уравнения (I6) вычисляем вероятность того, что канал свободен:

$$P_0 = \left[\sum_{m=0}^{M} \frac{M!}{(M-m)!}\left(\frac{t_к}{t_{обр}}\right)^m\right]^{-1} = \left[\sum_{m=0}^{5} \frac{5!}{(5-m)!}\cdot\left(\frac{5}{20}\right)^m\right]^{-1} =$$

$$= \left[1 + \frac{1\cdot2\cdot3\cdot4\cdot5}{1\cdot2\cdot3\cdot4}\cdot\left(\frac{1}{4}\right) + \frac{1\cdot2\cdot3\cdot4\cdot5}{1\cdot2\cdot3}\cdot\left(\frac{1}{4}\right)^2 + \frac{1\cdot2\cdot3\cdot4\cdot5}{1\cdot2}\cdot\left(\frac{1}{4}\right)^3 +\right.$$

$$\left. + \frac{1\cdot2\cdot3\cdot4\cdot5}{1}\cdot\left(\frac{1}{4}\right)^4 + 1\cdot2\cdot3\cdot4\cdot5\cdot\left(\frac{1}{4}\right)^5\right]^{-1} =$$

$$= \frac{1}{1 + 1{,}25 + 1{,}25 + 0{,}937 + 0{,}469 + 0{,}117} = \frac{1}{5{,}023} = 0{,}199.$$

Среднее время реакции канала в соответствии с уравнением (I5) равно:

$$\tau_р = \frac{Mt_к}{(1-P_0)} - t_{обр} = \frac{5\cdot5}{1-0{,}199} - 20 = 11{,}2 \text{ с}.$$

Среднее время пребывания сообщения в системе равно:

$$\tau_c = \tau_р + t_{обр} = 11{,}21 + 20 = 31{,}21 \text{ с}.$$

Пропускная способность системы равна:

$$\Lambda(M) = \frac{M}{\tau_c} = \frac{5}{25{,}21} = 0{,}160, \text{с}^{-1}.$$

2.I4.2. Среднее число ЭВМ в очереди на передачу, определяемое по формуле (I7), равно:

$$\mathcal{L} = \frac{1-P_0}{t_к}\tau_р = \frac{1-0{,}199}{5}\cdot 11{,}21 = \frac{0{,}801}{5}\cdot 11{,}21 = 1{,}8.$$

Оптимальное число ЭВМ, начиная с которого дальнейшее увеличение их числа начинает насыщать канал, определяется по формуле (I8):

$$M^{*} = \frac{t_к + t_{обр.}}{t_к} = \frac{5 + 20}{5} = 5.$$

2.I4.3. Если увеличить число абонентов локальной сети до 8 (M=8), тогда с помощью используемых выше формул получим следующие результаты:

$P_0 = 0{,}0307;$

$T_р = 2I{,}5$ с;

$t_с = 4I{,}5$ с;

$\Pi_м = 0{,}193\ с^{-I};$

$\mathcal{L} = 4{,}2.$

Таким образом, увеличение на 60% количества абонентов сети увеличивает пропускную способность канала только на I8%, в то время как увеличение времени отклика составляет 96%, а длина очереди - на I3I%.

Полученные характеристики иллюстрируют состояние насыщения системы.

2.I5. Пример расчета производительности многомашинной вычислительной системы на базе тактируемой сети со случайным доступом и децентрализованным управлением

2.I5.I. Пример расчета проиллюстрируем на исходных данных подразд.2.I4, при длительности такта канала сети, τ = I6 мс.

Для расчета времени реакции канала с тактируемой магистрали необходимо дополнительно провести следующие вычисления.

В соответствии с длиной очереди к каналу, рассчитанной в подразд.2.I4, определяем по формуле (24) вероятность P того, что в течение такта ровно одна ЭВМ попытается передать сообщение

$$P = (I - \frac{I}{\chi})^{(\chi-1)} = (I - \frac{I}{I,62})^{0,8} = 0,45^{0,8} = 0,52.$$

Среднее число тактов, проходящих в интервале "соперничества", пока станция сети не захватит для передачи канал, определяем по формуле (22):

$$K_T = (I - P)/P = \frac{I - 0,52}{0,52} = 0,92.$$

2.I5.2. Время реакции канала, определяемое по формуле (22), равно:

$$\tau_p = b/f_к + K_T \cdot \tau = 5 + 0,92 \cdot 0,0I6 \text{ с} \approx 5,0I5 \text{ с}.$$

Здесь принято, что отношение $b/f_к$ в формуле (22) равно времени передачи $t_к$, принятому в подразд.2.I3, равным пяти секундам.

Среднее время пребывания сообщения в системе, τ_c, равно:

$$\tau_c = \tau_p + \tau_{обр} = 5,0I5 + 20 = 25,0I5 \text{ с}.$$

Пропускная способность системы равна:

$$\Lambda(M) = \frac{M}{\tau_c} = \frac{5}{25,0I5} = 0,2 \text{ с}^{-I}.$$

Из приведенного примера расчета видно, что пропускная способность тактируемой сети со случайным доступом (здесь $\tau_p = 5,0$ с) в два раза выше, чем нетактируемой сети (τ_p, полученное в подразд.2.I4, равно I4,0I4 с).

3. АНАЛИЗ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СИСТЕМЫ В СОСТАВЕ АБОНЕНТСКОГО И КОММУТАЦИОННОГО УЗЛОВ СЕТИ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

3.I. Определение необходимой производительности процессора абонентского и коммутационного узлов сети

3.I.I. Необходимая производительность процессора абонентского и коммутационного узлов сети (оп/с) находится по формуле:

$$W = \frac{1}{\psi_{доп.}} \cdot \lambda_0 \cdot w, \qquad (29)$$

где $\lambda_0 = \sum_{i=1}^{n} \lambda_i$ - суммарная интенсивность входного потока сообщений (пакетов) в ЭВМ;

λ_i - интенсивность входного потока сообщений с i-го канала связи, сообщений/с;

n - число каналов, подключаемых к узлу коммутации;

$\psi_{доп.}$ - допустимый коэффициент загрузки процессора;

w - количество машинных (процессорных) операций, необходимых для обработки одного сообщения, оп/с.

3.I.2. Количество машинных операций, необходимых для обработки одного сообщения, определяется по формуле:

$$w = H + G = H + Q \cdot h, \qquad (30)$$

где H - количество машинных операций, связанных с обработкой информации в ЭВМ (организация очередей, обращений во внешней памяти и т.д.);

$G = Q \cdot h$ - количество операций процессора, необходимых для передачи (приема) или транзита одного сообщения;

h - количество машинных операций, необходимых для передачи (приема) или транзита одного байта информации;

Q - средняя длина передаваемого сообщения, байт.

3.I.3. Рассмотрим пример оценки необходимой производительности процессора для обработки потока заданий информации.

При обмене блоками информации между мультиплексором передачи данных (МПД) и ЭВМ на обработку прерывания при программном переходе к выполнению макроинструкции телекоммуникационного метода доступа затрачивается G = 2000 оп.

На обработку блока информации с учетом организации очередей, обращений к внешней памяти и другие функции затрачивается H = I000 оп.

Для обеспечения коммутации сообщений центральной ЭВМ с общим потоком V = 5000 байт/с и при длине блока $L_{бл}$ = I20 байт требуемая производительность процессора равна:

$$W = \frac{1}{\psi_{доп}} \cdot \lambda_0 \cdot w = \frac{1}{\psi_{доп}} \cdot \frac{V}{L_{бл}} (H+G) = \frac{I}{0,5} \cdot \frac{5000}{I20} (I000+2000) = 250 \text{ тыс.оп/с},$$

где $\psi_{доп}$ = 0,5 – допустимый коэффициент загрузки процессора с учетом обеспечения необходимого качества обслуживания.

3.2. Загрузка процессора в составе абонентского и коммутационного узлов сети

3.2.I. Загрузка процессора в составе абонентского и коммутационного узлов сети передачи данных определяется типом применяемых средств телеобработки и протоколом сети. В табл.I приведено количество операций процессора (G), необходимых для приема (передачи) (ПП) и транзита (ТР) одного сообщения (блока информации).

Таблица I

Количество операций процессора, необходимых для передачи (приема) и транзита одного сообщения

Категория	Вид узла	Количество операций процессора, тыс.оп.	
		длина сообщения I28 байт	длина сообщения 5I2 байт
I	ПП	46,5	I0с

Продолжение табл.I

Категория	Вид узла	Количество операций процессора, тыс.оп.	
		длина сообщения I28 байт	длина сообщения 5I2 байт
	ТР	92,5	208
2	ПП	30	70
	ТР	47,5	I02
3	ПП	22,5	60
	ТР	3I,25	8I,5
4	ПП	I8,75	33,75
	ТР	22,75	22,75
5	ПП	I0	23,25
	ТР	5,25	5,25

Количество операций процессора соответствует работе с различными адаптерами и мультиплексорами передачи данных из номенклатуры СМ ЭВМ. По набору выполняемых протокольных функций и по наличию средств прямого доступа к оперативной памяти классифицировано 5 категорий адаптеров и мультиплексоров:

категория I - асинхронные адаптеры типа АДС-А (DL-II), ВС АДС СМ 8502, МПД типа СМ 85I4 (DH-II), СМ 852I (DZ-II), СМ 8529;

категория 2 - синхронные адаптеры и МПД, не имеющие прямого доступа в память типа АДС-С (DUP-II), СМ 8507;

категория 3 - адаптеры и МПД, полностью отрабатывающие канальный протокол и не имеющие прямого доступа в память типа СМА-80;

категория 4 - синхронные адаптеры и МПД, имеющие прямой доступ в память типа МПД-ПСА СМ 85I3 (DV-II);

категория 5 - адаптеры и МПД, полностью отрабатывающие канальный протокол, имеющие прямой доступ в память, типа адаптер

межмашинной связи дистанционного АМД-СМ (*DMC*-II).

3.2.2. Определяемая по формуле (29) производительность процессора уточняется путем расчета показателей производительности, загрузки и реактивности вычислительной системы в соответствии с РТМ 25-2I2-86, часть 2.

3.2.3. Асинхронные адаптеры и мультиплексоры представляют собой наиболее простые коммуникационные устройства, ориентированные на посимвольную передачу данных, и предназначаются в основном для использования в локальных терминальных комплексах и терминальных комплексах дальней связи.

В силу независимости сетевого протокола СМ ЭВМ канального уровня от способа передачи (синхронный или асинхронный) эти коммуникационные средства могут применяться также в вычислительных сетях для построения информационных каналов между ЭВМ. Соответствующая программная поддержка асинхронных адаптеров имеется в пакетах программ сетевой телеобработки. Однако применение асинхронных методов передачи для передачи массивов информации снижает эффективность использования канала связи. Кроме того, асинхронные устройства не имеют аппаратных средств выполнения протокольных функций, в результате чего увеличивается загрузка центрального процессора при решении сетевых задач.

3.2.4. Технические характеристики адаптеров, мультиплексоров и аппаратуры передачи данных из номенклатуры ЕС ЭВМ и СМ ЭВМ приведены в РТМ 25 2I2-86, часть I0.

4. АНАЛИЗ И ПРОЕКТИРОВАНИЕ СЕТЕЙ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

4.I. Анализ потоков и задержек в сети передачи данных

4.I.I. Стохастический характер поступления и передачи пакетов в сети передачи данных в условиях режима нормальной загрузки обусловливает использование моделей сетей систем массового обслуживания (СМО) для адекватного описания функционирования информационной сети. Поэтому анализ потоков и задержек в информационной сети, работающей в режиме без перегрузок, сводится к отысканию соответствующих характеристик открытой (разомкнутой) сети СМО.

Обозначим через $\mathcal{T}_{pm}$ путь, по которому передаются пакеты, возникающие в узле p и имеющие в качестве узла-адресата узел m.

Пусть $Q=\|Q_{pm}\|$ - матрица интенсивностей потока пакетов между узлами сети, где Q_{pm} - интенсивность потока пакетов, возникающих в узле p и адресованных в узел m (трафик p-m).

4.I.2. Интенсивность потока пакетов λ_i (пакетов/с), входящих в i-й канал связи, равна:

$$\lambda_i=\sum_{p}\sum_{m} Q_{pm},\ (p,m): i\in\mathcal{T}_{pm},\ i=\overline{1,M}, \qquad (3I)$$

где $i\in\mathcal{T}_{pm}$ - обозначает, что сообщение, идущее по пути (p,m), проходит через i-й канал;

M - число каналов в сети.

4.I.3. Среднее время задержки пакетов (с) в пути (p,m) и в целом по сети имеют, соответственно, вид:

$$t_{pm}=\sum_{\forall i\in\mathcal{T}_{pm}} t_i\ ; \qquad (32)$$

$$t=\sum_{i=1}^{M}\frac{\lambda_i}{\gamma}\cdot t_i, \qquad (33)$$

где γ - интенсивность общего потока пакетов, пакетов/с,

поступающих в сеть:

$$\gamma = \sum_{p=1}^{L} \sum_{m=1}^{L} Q_{pm} \; ; \qquad (34)$$

t_i - среднее время пребывания пакетов в i-м канале, с ;

L - число узлов в сети.

4.I 4. Среднее время задержки (с) в предположении о пуассоновском потоке поступления пакетов в каждый канал и экспоненциальном распределении длины сообщений со средним значением $V = \frac{1}{\mu}$ (бит) определяется по формуле:

$$t = \sum_{i=1}^{M} \frac{\lambda_i}{\gamma} t_i = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^{M} \frac{\lambda_i}{\mu W_i - \lambda_i} \; , \qquad (35)$$

где W_i - пропускная способность i-го канала, $i = \overline{1,M}$;

$$t_i = \frac{1}{\mu W_i - \lambda_i} .$$

4.I.5. В формуле (35) предполагается, что среднее время обработки в узле T = 0, т.к.этим временем обычно можно пренебречь. В общем случае, если учитывать время обработки в узле T, среднее время задержки определяется по формуле:

$$t = T + \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^{M} \left(\frac{\lambda_i}{\mu W_i - \lambda_i} + T \right) . \qquad (36)$$

В формуле (36) дополнительное слагаемое T возникло из-за того, что сообщения при их движении по сети проходят число узлов на один больше, чем число каналов.

Расчет среднего времени обработки T в узле (среднего времени ответа) выполняется с учетом данных табл.I в соответствии с РТМ 25-2I2-86, часть 2.

4.2. Задача выбора пропускных способностей каналов сети передачи данных

4.2.I. При проектировании сетей передачи данных возникает задача оптимального выбора пропускных способностей каналов из

конечного набора их возможных значений. Решение задачи дискретной оптимизации (при большом числе вариантов структуры сети) является трудоемким. Поэтому задача синтеза структуры сети может решаться вначале в постановке нелинейного программирования. Предполагается, что искомые производительности каналов связи являются непрерывными переменными, в то время как в действительности эти переменные являются дискретными. Затем может следовать дискретный поиск (более ограниченной размерности), т.е.выбор вариантов структуры из нескольких возможных, наиболее близких к непрерывному оптимуму.

4.2.2. Под стоимостью сети понимается стоимость каналов связи, а также средств передачи данных (мультиплексоров, адаптеров, модемов).

Зависимость стоимости сети от пропускных способностей каналов выглядит следующим образом:

$$F=\sum_{i=1}^{M} K_i \cdot W_i^{a_i}, \qquad (37)$$

где K_i - стоимостной коэффициент в i -м канале;

a_i - коэффициент нелинейности, имеющий значение в пределах $0 \le a_i \le 1$, $i=\overline{1,M}$.

Величины K_i и a_i определяются путем регрессионного анализа зависимостей пропускных способностей канала от его стоимости (в соответствии со справочным приложением I РТМ 25-2I2-86, часть 2).

4.2.3. Постановка задачи минимизации среднего времени задержки пакетов при ограничении на стоимость сети формулируется следующим образом:

$$\min t=\sum_{i=1}^{M} \frac{\lambda_i}{\gamma} \cdot t_i=\sum_{i=1}^{M} \frac{\lambda_i}{\gamma} \cdot \frac{1}{\mu W_i-\lambda_i} \qquad (38)$$

при ограничениях:

$$F=\sum_{i=1}^{M} K_i \cdot w_i^{a_i} \le S, \quad w_1>0,\dots,w_M>0. \qquad (39)$$

Оптимальное решение, найденное методом неопределенных множителей Лагранжа, находится из системы нелинейных уравнений с M + I неизвестным $w_1,\dots,w_M,\beta$:

$$w_i - w_i^{(1-a_i)/2}\sqrt{\lambda_i/\mu \cdot a_i \cdot \beta \cdot \lambda \cdot K_i} = \frac{\lambda_i}{\mu},\ i=\overline{1,M}; \qquad (40)$$

$$\sum_{i=1}^{M} K_i \cdot w_i^{a_i} = S, \qquad (41)$$

где β - вспомогательное неизвестное (неопределенный множитель Лагранжа).

Для частного случая $a_i=1$ $(i=\overline{1,M})$, т.е.при линейной функции стоимости, точное решение имеет вид:

$$w_i=\frac{\lambda_i}{\mu}+\frac{S^*}{K_i}\left(\sqrt{K_i\lambda_i}/\sum_{i=1}^{M}\sqrt{K_i\lambda_i}\right),\ i=\overline{1,M}, \qquad (42)$$

где

$$S^*=S-\sum_{i=1}^{M} K_i\frac{\lambda_i}{\mu},\ S^*>0. \qquad (43)$$

4.2.4. Постановка задачи минимизации стоимости сети при среднем времени задержки пакетов, не превосходящем заданного, формулируется следующим образом:

$$\min F=\sum_{i=1}^{M} K_i w_i^{a_i} \qquad (44)$$

при ограничениях:

$$t=\sum_{i=1}^{M}\frac{\lambda_i}{\gamma}\cdot\frac{1}{\mu w_i-\lambda_i} \le T_{доп}. \qquad (45)$$

Оптимальное решение находится по формуле:

$$w_i=\frac{\lambda_i}{\mu}+\frac{\lambda_0}{\mu\cdot T_{доп}\cdot\gamma},\ i=\overline{1,M}, \qquad (46)$$

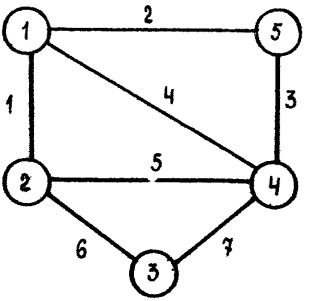
где

$$\lambda_0=\sum_{i=1}^{M}\lambda_i. \qquad (47)$$

4.3. Пример расчета сети передачи данных

4.3.I. Задана сеть, изображенная на черт.3.

Пример сети передачи данных



Черт.3

Сеть связи имеет $M = 7$ каналов и $L = 5$ узлов. Средняя длина пакета составляет $V = \frac{1}{\mu} = 1000$ бит. Табл. 2 содержит матрицу интенсивностей потока пакетов между узлами сети $Q = \|Q_{pm}\|$, $p,m = \overline{1,5}$.

Таблица 2

Матрица интенсивностей потока пакетов между узлами сети

P	Q_{pm}, пакетов/мин. при m, равном				
	I	2	3	4	5
I	-	40	I0	20	30
2	40	-	30	20	I0
3	I0	30	-	20	I0
4	20	20	20	-	I0
5	30	I0	I0	I0	-

Управление обменом таково, что между двумя узлами выбираются кратчайшие пути. Обмен между узлом I и узлом 3 проходит через узел 2, а обмен между узлами 2 и 5 - через узел 4. С учетом это-

го положения получены приведенные в табл.3 интенсивности потока пакетов по отдельным каналам.

Таблица 3

Интенсивности потока пакетов по отдельным каналам

Номер канала	1	2	3	4	5	6	7
λ_i, пакетов/мин	100	60	60	40	60	80	60

Величины λ_i (i=1,7) в соответствии с формулой (31) находятся следующим образом:

$\lambda_1 = Q_{12} + Q_{21} + Q_{31} + Q_{13}$ = 40+40+10+10=100 пакетов/мин;

$\lambda_2 = Q_{15} + Q_{51}$ = 30+30=60 пакетов/мин;

$\lambda_3 = Q_{45} + Q_{54} + Q_{25} + Q_{52} + Q_{35} + Q_{53}$ = 10+10+10+10+10+10=60 пакетов/мин;

$\lambda_4 = Q_{14} + Q_{41}$ = 20+20=40 пакетов/мин;

$\lambda_5 = Q_{24} + Q_{42} + Q_{25} + Q_{52}$ = 20+20+10+10=60 пакетов/мин;

$\lambda_6 = Q_{23} + Q_{32} + Q_{13} + Q_{31}$ = 30+30+10+10=80 пакетов/мин;

$\lambda_7 = Q_{34} + Q_{43} + Q_{35} + Q_{53}$ = 20+20+10+10=60 пакетов/мин.

Величины γ и λ_0 находятся соответственно по формулам (34) и (47):

$$\gamma = \sum_{p=1}^{5} \sum_{m=1}^{5} Q_{pm} = 400 \text{ пакетов/мин};$$

$$\lambda_0 = \sum_{i=1}^{7} \lambda_i = 460 \text{ пакетов/мин}.$$

Для упрощения задачи стоимостные коэффициенты K_i и коэффициенты нелинейности a_i полагаем равными единице.

4.3.2. Выполним расчет при условии, что среднее время задержки в сети должно быть равно: $T_{доп}$ = 5 с.

По формуле (46) находим пропускные способности каналов:

$$W_1 = \frac{\lambda_1}{\mu} + \frac{\lambda_0}{\mu \cdot T_{доп} \cdot \gamma} = 100 \text{ пакетов/мин} \cdot 1000 \text{ бит} +$$

$$+ \frac{1000 \text{ бит}}{5 \text{ с}} \cdot \frac{460}{400} = \frac{100 \cdot 1000}{60} + \frac{1000 \cdot 460}{5 \cdot 400} = 1896 \text{ бит/с};$$

$$W_2 = W_3 = W_5 = W_7 = \frac{\lambda_2}{\mu} + \frac{\lambda_0}{\mu \cdot T_{доп} \cdot \gamma} = \frac{60 \cdot 1000}{60} + \frac{1000 \cdot 460}{5 \cdot 400} =$$

$$= 1230 \text{ (бит/с)};$$

$$W_4 = \frac{\lambda_4}{\mu} + \frac{\lambda_0}{\mu \cdot T_{доп} \cdot \gamma} = \frac{40 \cdot 1000}{60} + \frac{1000 \cdot 460}{5 \cdot 400} = 896 \text{ бит/с};$$

$$W_6 = \frac{\lambda_6}{\mu} + \frac{\lambda_0}{\mu \cdot T_{доп} \cdot \gamma} = \frac{80 \cdot 1000}{60} + \frac{1000 \cdot 460}{5 \cdot 400} = 1563 \text{ бит/с}.$$

Индивидуальные времена задержки, определяемые по формуле (46), равны:

$$t_1 = \frac{1}{\mu W_1 - \lambda_1} = \frac{1}{\frac{1}{1000 \text{ бит}} \cdot 1896 \text{ бит/с} - \frac{100}{60} \text{ с}^{-1}} = 4{,}96 \text{ с};$$

$$t_2 = t_3 = t_5 = t_7 = \frac{1}{\mu W_2 - \lambda_2} = \frac{1}{\frac{1}{1000} \cdot 1230 - \frac{30}{60}} = 4{,}348 \text{ с};$$

$$t_4 = \frac{1}{\mu W_4 - \lambda_4} = \frac{1}{\frac{1}{1000} \cdot 896 - \frac{40}{60}} = 4{,}36 \text{ с};$$

$$t_6 = \frac{1}{\mu W_6 - \lambda_6} = \frac{1}{\frac{1}{1000} \cdot 1563 - \frac{80}{60}} = 4{,}354 \text{ с}.$$

Сумма затрат в соответствии с формулой (37) равна:

$$F = \sum_{i=1}^{M} K_i \cdot W_i^{a_i} = 9275 \text{ руб.}$$

4.3.3. Выполним расчет при условии, что задано ограничение на стоимость сети S = I0000 руб.

По формуле (43), учитывая, что K_i=I ($i=\overline{1,M}$), находим величину S^*:

$$S^* = S - \sum_{i=1}^{M} K_i \frac{\lambda_i}{\mu} = 10000 - \sum_{i=1}^{M} 1 \cdot \frac{\lambda_i}{\mu} = 10000 - \frac{\lambda_\Sigma}{\mu} =$$

$$= 10000 - 1000 \cdot \frac{460}{60} = 2333{,}33 \text{ руб.}$$

По формуле (42) находим пропускные способности каналов:

$$W_1 = \frac{\lambda_1}{\mu} + \frac{S^*}{K_1}\left(\sqrt{K_1\lambda_1} \Big/ \sum_{i=1}^{M}\sqrt{K_i\lambda_i}\right) = \frac{100}{60}\cdot 1000 +$$

$$+ \frac{2333{,}33}{1}\left(\sqrt{1\cdot 160}/56{,}253\right) = 2081 \text{ бит/с},$$

где $$\sum_{i=1}^{M}\sqrt{K_i\lambda_i} = \sqrt{100} + \sqrt{60} + \sqrt{60} + \sqrt{40} + \sqrt{60} + \sqrt{60} + \sqrt{60} =$$

$$= 56{,}253;$$

$$W_2 = W_3 = W_5 = W_7 = \frac{\lambda_i}{\mu} + \frac{S^*}{K_i}\left(\sqrt{K_i\lambda_i} \Big/ \sum_{i=1}^{M}\sqrt{K_i\lambda_i}\right) = \frac{60}{60}\cdot 1000 +$$

$$+ \frac{2333{,}33}{1}\left(\sqrt{1\cdot 60}/56{,}253\right) = 1321 \text{ бит/с};$$

$$W_4 = \frac{\lambda_4}{\mu} + \frac{S^*}{K_4}\left(\sqrt{K_4\lambda_4} \Big/ \sum_{i=1}^{M}\sqrt{K_i\lambda_i}\right) = \frac{40}{60}\cdot 1000 +$$

$$+ \frac{2333{,}33}{1}\left(\sqrt{1\cdot 40}/56{,}253\right) = 929 \text{ бит/с};$$

$$W_6 = \frac{\lambda_6}{\mu} + \frac{S^*}{K_6}\left(\sqrt{K_6\lambda_6} \Big/ \sum_{i=1}^{M}\sqrt{K_i\lambda_i}\right) = \frac{80}{60}\cdot 1000 +$$

$$+ \frac{2333{,}33}{1}\left(\sqrt{1\cdot 60}/56{,}253\right) = 1704 \text{ бит/с}.$$

Индивидуальные времена задержки, определяемые по формуле (46), равны:

$$t_1 = \frac{1}{\mu w_1 - \lambda_1} = \frac{1}{\frac{1}{1000} \cdot 2081 - \frac{100}{60}} = 2{,}41 \text{ с};$$

$$t_2 = t_3 = t_5 = t_7 = \frac{1}{\mu w_2 - \lambda_2} = \frac{1}{\frac{1}{1000} \cdot 1321 - \frac{60}{60}} = 3{,}12 \text{ с};$$

$$t_4 = \frac{1}{\mu w_4 - \lambda_4} = \frac{1}{\frac{1}{1000} \cdot 929 - \frac{40}{60}} = 3{,}79 \text{ с};$$

$$t_6 = \frac{1}{\mu w_6 - \lambda_6} = \frac{1}{\frac{1}{1000} \cdot 1704 - \frac{80}{60}} = 2{,}70 \text{ с}.$$

Среднее время задержки пакетов в соответствии с формулой (35) равно:

$$t = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^{M} \lambda_i \cdot t_i = \frac{1}{400} (100 \cdot 2{,}41 + 4 \cdot 60 \cdot 3{,}12 + 40 \cdot 3{,}79 + 80 \cdot 2{,}70) = 3{,}39 \text{ с}.$$

Пропускные способности каналов и соответствующие им индивидуальные времена задержки сведены в табл.4.

Таблица 4

Пропускные способности каналов и соответствующие им индивидуальные времена задержки

i	λ_i, пакетов/мин	w_i, бит/с	t_i, с	W_i, бит/с	t_i, с
1	100	1896	4,36	2081	2,41
2	60	1230	4,348	1321	3,12
3	60	1230	4,348	1321	3,12
4	40	896	4,36	929	3,79

Продолжение табл. 4

i	λ_i, пакетов/мин	W_i, бит/с	t_i, с	W_i, бит/с	t_i, с
5	60	1230	4,348	1321	3,12
6	80	1563	4,354	1704	2,70
7	60	1230	4,348	1321	3,12
По формулам		(46)	(35)	(42)	(35)

4.3.4. В табл. 4 приведены результаты решения задачи выбора пропускных способностей каналов сети передачи данных в следующих постановках:

минимизация стоимости сети при ограничении на среднее время задержки;

минимизация среднего времени задержки пакетов при ограничении на стоимость сети.

Возможны и другие методы расчета, основанные на иных предпосылках и имеющие другую целевую функцию и другие ограничения, например, производительность.

Решение задачи максимизации производительности сети при ограничении на стоимость совпадает с решением задачи минимизации среднего времени задержки сети при ограничении на стоимость. Способ определения W_i по формуле (42) соответствует выбору пропускных способностей по правилу "квадратного корня", так как выражение для W_i содержит член, пропорциональный $\sqrt{\lambda_i}$.

4.3.5. Приведенные в табл.4 значения W_i являются непрерывным оптимумом решения задачи синтеза структуры сети передачи данных. Дискретные значения подбираются в соответствии с пропускными способностями конкретных коммуникационных устройств. Технические характеристики адаптеров, мультиплексоров и аппаратуры передачи данных из номенклатуры ЕС ЭВМ и СМ ЭВМ приведены в РТМ 25 212-86, часть 10.

5. ПРОЕКТИРОВАНИЕ СЕТЕЙ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ В УСЛОВИЯХ БОЛЬШОЙ НАГРУЗКИ

5.I. Задача выбора пропускных способностей каналов в условиях большой нагрузки

5.I.I. Задача проектирования сети передачи данных (сети связи) в условиях большой нагрузки представляет наибольший практический интерес. В случае перегрузки сети наблюдается резкое снижение пропускной способности и увеличение времени передачи данных. Адекватной моделью, позволяющей исследовать рабочие характеристики сети в условиях большой нагрузки, является модель замкнутой сети СМО. Ниже приведен метод расчета пропускных способностей каналов сети передачи данных, основанный на решении задачи синтеза структуры сети на моделях замкнутых сетей СМО. При большой размерности сети передачи данных рекомендуется машинный счет по приведенным алгоритмам. Соответствующее программное обеспечение разработано в ЦНИИТУ и реализовано на языке ПЛ/I в составе пакета "Структурный анализ вычислительных систем и сетей".

5.I.2. Задача синтеза оптимальной структуры сети в терминах нелинейного программирования может быть сформулирована в одной из следующих постановок:

постановка I - минимизировать стоимость сети при среднем времени задержки, не превышающем допустимой;

постановка 2 - минимизировать среднее время задержки при стоимости сети, не превосходящей заданной;

постановка 3 - минимизировать стоимость сети при производительности сети, не ниже заданной;

постановка 4 - максимизировать производительность сети при стоимости, не превосходящей заданной.

Под стоимостью сети в дальнейшем понимается стоимость кана-

лов связи, а также средств передачи данных (мультиплексоров, адаптеров, модемов).

5.2. Определение входных параметров модели синтеза структуры сети передачи данных

5.2.I. Решение задачи синтеза оптимальной структуры сети передачи данных (сети связи) основано на применении в качестве модели функционирования (анализа) сети связи замкнутой сети СМО с M узлами и N требованиями (пакетами).

Входными параметрами модели синтеза структуры сети являются:

M – число каналов в сети;

N – число требований в сети, соответствующих максимально возможному числу пакетов, находящихся в сети;

$\|P_{ij}\|$ – матрица переходных вероятностей, где P_{ij} – вероятность перехода из i-го в j-й канал сети;

$$\forall i: \sum_{j=0}^{M} p_{ij}=1, \quad 0 \le p_{ij} \le 1 \quad ; \qquad (48)$$

V_i – средняя длина сообщения (пакета) в i-м канале, бит, $i = \overline{1,M}$;

K_i – стоимостной коэффициент в i-м канале, руб/бит/с;

a_i – коэффициент нелинейности в i-м канале;

$T_{доп}$ – ограничение на среднее время задержки, с (используется при решении задачи синтеза в постановке I);

S – ограничение на стоимость сети, руб. (используется при решении задачи синтеза в постановках 2 и 4);

Λ – ограничение на производительность сети, пакетов/с (используется при решении задачи синтеза в постановке 3).

5.2.2. Для вычисления переходных вероятностей в замкнутой сети СМО, помимо каналов связи $i = \overline{1,M}$, вводится дополнительный 0-й канал (источник).

Вероятности переходов из 0 -го в i-й канал ($i = \overline{1,M}$) определяются по формуле

$$P_{0i} = \frac{\lambda_i}{\lambda_0}, \quad i = \overline{1,M}, \tag{49}$$

где λ_i- интенсивность потока пакетов, входящих в i-й канал, определяемая по формуле (3I),

Вероятности переходов из i -го канала в j-й ($i,j \neq 0$) находятся по формуле.

$$P_{ij} = \frac{\lambda_{ij}}{\lambda_i}, \tag{50}$$

где $\lambda_{ij} = \sum_p \sum_m Q_{pm}$, (p,m): $i,j \in \mathcal{T}_{pm}$, (5I)

$\mathcal{T}_{pm}$ - путь, по которому передаются пакеты, возникающие в узле p и имеющие в качестве узла адресата узел m;

Q_{pm}- интенсивность потока пакетов, возникающих в узле p и адресованных в узел m;

$i,j \in \mathcal{T}_{pm}$- обозначает множество путей (p,m), проходящих через i-й и в дальнейшем через j -й каналы.

Вероятности переходов из i -го в 0-й канал-источник (вероятности завершения обслуживания в i-м канале связи) находятся по формуле:

$$P_{i0} = \frac{\lambda_{i0}}{\lambda_i}, \tag{52}$$

где $\lambda_{i0} = \sum_p \sum_0 Q_{p0}$, $(p,0)$: $i \in \mathcal{T}_{p0}$, (53)

$(p,0)$: $i \in \mathcal{T}_{p0}$ - обозначает множество путей $(p,0)$, завершающих обслуживание в i -м канале.

5.2.3. Функция стоимости сети определяется следующим образом:

$$F = \sum_{i=1}^{M} K_i W_i^{a_i} = \sum_{i=1}^{M} C_i \rho_i^{a_i} = \sum_{i=1}^{M} C_i' x_i^{-a_i} \tag{54}$$

$$C_i = K_i V_i^{a_i}; \quad C_i' = C_i e_i^{a_i}, \tag{55}$$

где W_i - пропускная способность i-го канала, бит/с;

K_i - стоимостной коэффициент в i-м канале, определяется путем регрессионного анализа зависимостей пропускной способность канала от его стоимости (в соответствии со справочным приложением I РТМ 25-2I2-86, часть 2), руб/(бит/с);

μ_i - интенсивность обслуживания в i-м канале (пакетов/с), определяемая по формуле:

$$\mu_i = \frac{W_i}{V_i}, \tag{56}$$

e_i - решение системы линейных уравнений:

$$e_i = \sum_{j=0}^{M} e_j p_{ij} \quad , \quad i = \overline{0, M} \; ; \tag{57}$$

x_i - относительные коэффициенты использования каналов:

$$x_i = \frac{e_i}{\mu_i} \; , \quad i = \overline{1, M} . \tag{58}$$

5.2.4. Вектор длины сообщений $\bar{V} = (V_1, \ldots, V_M)$ определяет параметры рабочей нагрузки. Вектор пропускных способностей узлов (каналов связи) $\bar{W} = (W_1, \ldots, W_M)$ составляет M переменных. Решив задачу оптимизации относительно $\bar{\mu}$, переход к переменным $\bar{W}$ осуществляется с помощью формулы (56).

5.3. Минимизация стоимости сети передачи данных при ограничении на среднее время задержки

5.3.I. Постановка задачи формулируется следующим образом:

$$\min F = \sum_{i=1}^{M} c_i \mu_i^{a_i} \tag{59}$$

при ограничениях:

$$t = \left[\lambda(N) \sum_{i=1}^{M} \lambda_i(N)\right] \sum_{i=1}^{M} t_i \le T_{доп}, \mu_1 > 0, \ldots, \mu_M > 0 , \tag{60}$$

где $t_i = L_i(N)/\lambda_i(N)$ - среднее время пребывания требований

в i-м канале;

$\lambda_i(N)$ - производительность i-го канала для сети, содержащей N требований:

$$\lambda_i(N) = e_i\, G(N-1)/G(N)\ , \tag{6I}$$

$G(N)$ - нормализующая константа замкнутой сети с N требованиями, определяемая в соответствии с алгоритмом, изложенным в РТМ 25-2I2-86, часть 2;

$L_i(N)$ - средняя длина очереди (с учетом обслуживаемых требований) в i-м канале сети с N требованиями, определяется по формуле:

$$L_i(N) = \sum_{K=1}^{N} x_i^K\, G(N-K)/G(N)\ ,\ i=\overline{1,M}. \tag{62}$$

Используя соотношение:

$$\frac{\lambda_i(N)}{e_i} = \frac{\lambda_j(N)}{e_j} = const \quad (i,j=\overline{1,M})\ , \tag{63}$$

ограничение (60) преобразуется к виду:

$$t = \sum_{i=1}^{M}\left[e_i/\sum_{i=1}^{M} e_i\right] t_i = \sum_{i=1}^{M}\left[e_i/\sum_{i=1}^{M} e_i\right]\frac{L_i(N)}{\lambda_i(N)} = \left[e_1/\sum_{i=1}^{M} e_i\right]\frac{N}{\lambda_1(N)} \leqslant T_{don} \tag{64}$$

5.3.2. Оптимальное решение задачи минимизации стоимости сети при ограничении на среднее время задержки, найденное методом неопределенных множителей Лагранжа, имеет вид:

$$\begin{cases} \mu_1 = \left[e_1/\sum_{i=1}^{M} e_i\right]\dfrac{N}{U_1(N)\cdot T_{don}}\ ; & (65) \\ \mu_i^{a_i} = \dfrac{c_1 a_1}{c_i a_i}\,\mu_1^{a_1}\,\dfrac{L_i(N)-L_i(N-1)}{L_1(N)-L_1(N-1)}\ ,\ i=\overline{2,M} & (66) \end{cases}$$

где $U_i(N)$ - среднее число занятых приборов обслуживания в i-м узле, определяется по формуле

$$U_i(N) = x_i\, G(N-1)/G(N)\ ,\ i=\overline{1,M}\ . \tag{67}$$

5.4. Минимизация среднего времени задержки при ограничении на стоимость сети

5.4.I. Постановка задачи формулируется следующим образом:

$$\min t = \sum_{i=1}^{M} [\lambda_i(N) / \sum_{i=1}^{M} \lambda_i(N)] \cdot t_i = [e_1 / \sum_{i=1}^{M} e_i] \frac{N}{\lambda_1(N)} \qquad (68)$$

при ограничениях:

$$F = \sum_{i=1}^{M} C_i \mu_i^{a_i} \leq S, \quad \mu_1 > 0, \ldots, \mu_M > 0. \qquad (69)$$

5.4.2. Оптимальное решение задачи минимизации среднего времени задержки при ограничении на стоимость сети имеет вид:

$$\begin{cases} \mu_1^{a_1} = \dfrac{S}{C_1} \left\{ 1 + \dfrac{1}{L_1(N) - L_1(N-1)} \sum\limits_{i=2}^{M} \dfrac{a_1}{a_i} [L_i(N) - L_i(N-1)] \right\} & (70) \\ \mu_i^{a_i} = \dfrac{C_1 a_1}{C_i a_i} \cdot \mu_1^{a_1} \dfrac{L_i(N) - L_i(N-1)}{L_1(N) - L_1(N-1)}, \quad i = \overline{2, M}. & (71) \end{cases}$$

5.5. Минимизация стоимости сети при производительности не ниже заданной

5.5.I. Так как производительности каналов в замкнутой экспоненциальной сети пропорциональны друг другу, то производительность сети можно определить через производительность одного из каналов, например, через производительность I-го канала - $\lambda_1(N)$.

Постановка задачи формулируется следующим образом:

$$\min F = \sum_{i=1}^{M} C_i \mu_i^{a_i} \qquad (72)$$

при ограничениях:

$$\lambda_0 = \frac{1}{\alpha_1} \lambda_1(N) = \frac{1}{\alpha_1} e_1 \frac{G(N-1)}{G(N)} \geq \Lambda, \quad \mu_1 > 0, \ldots, \mu_M > 0, \qquad (73)$$

где λ_0 - производительность сети, пакетов/с;

$\lambda_1(N)$ - производительность 1-го канала, пакетов/с;

α_1 - среднее число прохождений по 1-му каналу на одно сообщение (пакет), определяется по формуле:

$$\alpha_1 = \frac{e_1}{e_0}, \tag{74}$$

где e_0 и e_1 определяются из системы линейных уравнений (57).

5.5.2. Оптимальное решение задачи минимизации стоимости сети при производительности, не ниже заданной, имеет вид:

$$\begin{cases} \mu_1 = \dfrac{\alpha_1 \Lambda}{U_1(N)} & (75) \\ \mu_i^{a_i} = \dfrac{c_1 a_1}{c_i a_i} \cdot \mu_1^{a_1} \cdot \dfrac{L_i(N) - L_i(N-1)}{L_1(N) - L_1(N-1)}, \; i = \overline{2, M}. & (76) \end{cases}$$

5.6. Максимизация производительности сети при ограничении на стоимость

5.6.I. Постановка задачи формулируется следующим образом:

$$\max \lambda_0 = \frac{1}{\alpha_1} e_1 \cdot G(N-1)/G(N) \tag{77}$$

при ограничениях

$$F = \sum_{i=1}^{M} c_i \mu_i^{a_i} \le S, \quad \mu_1 > 0, \ldots, \mu_M > 0. \tag{78}$$

Критерием оптимальности при решении задачи синтеза является обеспечение максимальной производительности сети, измеряемой в количестве передаваемых в единицу времени пакетов (сообщений).

5.6.2. Оптимальное решение задачи максимизации производительности сети при ограничении на стоимость определяется из системы уравнений (70), (7I).

5.7. Пример решения задачи выбора оптимальной структуры сети передачи данных

5.7.I. Задана сеть, изображенная на черт.3. Матрица интенсивностей потока пакетов между узлами сети соответствует табл.2.

Число каналов в сети $M = 7$;

число требований в сети $N = 50$;

средняя длина пакета $V = I000$ бит;

стоимостные коэффициенты в узлах сети: $K_i = II3$ руб/бит/с, $i = \overline{I,M}$;

коэффициенты нелинейности в узлах сети: $a_i = 0,54$, $i = \overline{I,M}$;

ограничение на стоимость сети $S = I00$ тыс.руб.

5.7.2. Для вычисления переходных вероятностей в замкнутой сети СМО, помимо каналов $i = \overline{I,M}$, вводится дополнительный 0-й канал (источник).

Вероятности переходов из 0-го в i-й канал ($i = \overline{I,7}$) определяются по формуле (49):

$$P_{01} = \frac{\lambda_1}{\lambda_0} = \frac{I00}{460} = 0,2I7;$$

$$P_{02} = \frac{\lambda_2}{\lambda_0} = \frac{60}{460} = 0,I305;$$

$$P_{03} = \frac{\lambda_3}{\lambda_0} = \frac{60}{460} = 0,I305;$$

$$P_{04} = \frac{\lambda_4}{\lambda_0} = \frac{40}{460} = 0,087;$$

$$P_{05} = \frac{\lambda_5}{\lambda_0} = \frac{60}{460} = 0,I305;$$

$$P_{06} = \frac{\lambda_6}{\lambda_0} = \frac{80}{460} = 0,I74;$$

$$P_{07} = \frac{\lambda_7}{\lambda_0} = \frac{60}{460} = 0,I305,$$

где величины λ_i ($i = \overline{I,7}$) и λ_0 рассчитаны в подразд.4.3.

5.7.3. Вероятности переходов из i-го в j-й канал-источник (вероятности завершения обслуживания в i-м канале) находятся по формуле (52):

$$P_{10} = \frac{Q_{12}+Q_{21}+Q_{31}}{\lambda_1} = \frac{40+40+10}{100} = 0,9;$$

$$P_{20} = \frac{Q_{15}+Q_{51}}{\lambda_2} = \frac{60}{60} = 1;$$

$$P_{30} = \frac{Q_{54}+Q_{45}+Q_{25}+Q_{35}}{\lambda_3} = \frac{10+10+10+10}{60} = 0,666;$$

$$P_{40} = \frac{Q_{14}+Q_{41}}{\lambda_4} = \frac{20+20}{40} = 1;$$

$$P_{50} = \frac{Q_{24}+Q_{42}+Q_{52}}{\lambda_5} = \frac{20+20+10}{60} = \frac{50}{60} = 0,833;$$

$$P_{60} = \frac{Q_{13}+Q_{23}+Q_{32}}{\lambda_6} = \frac{10+30+30}{80} = \frac{70}{80} = 0,875;$$

$$P_{70} = \frac{Q_{34}+Q_{43}+Q_{53}}{\lambda_7} = \frac{20+20+10}{60} = \frac{50}{60} = 0,833.$$

5.7.4. Ненулевые вероятности переходов из i-го в j-й канал ($i,j = \overline{1,7}$) существуют только для путей, которые проходят через два канала (см.черт.3) и определяются по формуле (50):

$$P_{16} = \frac{Q_{13}}{\lambda_1} = \frac{10}{100} = 0,1;$$

$$P_{35} = \frac{Q_{52}}{\lambda_3} = \frac{10}{60} = 0,167;$$

$$P_{37} = \frac{Q_{53}}{\lambda_3} = \frac{10}{60} = 0,167;$$

$$P_{53} = \frac{Q_{25}}{\lambda_5} = \frac{10}{60} = 0,167;$$

$$P_{61} = \frac{Q_{31}}{\lambda_6} = \frac{10}{80} = 0,125;$$

$$P_{73} = \frac{Q_{35}}{\lambda_7} = \frac{10}{60} = 0,167.$$

Матрица переходных вероятностей имеет вид:

$$P = \begin{Vmatrix} 0 & 0,217 & 0,1305 & 0,1305 & 0,087 & 0,1305 & 0,174 & 0,1305 \\ 0,9 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0,1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0,666 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0,167 & 0 & 0,167 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0,833 & 0 & 0 & 0,167 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0,875 & 0,125 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0,833 & 0 & 0 & 0,167 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{Vmatrix}$$

5.7.5. Решается система линейных уравнений (57), которая в матричном виде записывается следующим уравнением баланса потоков: $\bar{e}P = \bar{e}$, где $\bar{e} = (e_0, \ldots, e_M)$ - вектор относительных интенсивностей потоков требований.

Система линейных уравнений (57) в матричном виде записывается следующим образом:

$$D'\bar{e} = 0,$$

где D' - транспонированная матрица динамической матрицы D, определяемой из выражения:

$$D = P - I \ ;$$

I - единичная матрица порядка M+1.

Транспонированная матрица D' имеет вид:

$$D' = \begin{Vmatrix} -1 & 0,9 & 1 & 0,666 & 1 & 0,833 & 0,875 & 0,833 \\ 0,217 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0,125 & 0 \\ 0,1305 & 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0,1305 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0,167 & 0 & 0,167 \\ 0,087 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 0 \\ 0,1305 & 0 & 0 & 0,167 & 0 & -1 & 0 & 0 \\ 0,174 & 0,1 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 \\ 0,1305 & 0 & 0 & 0,167 & 0 & 0 & 0 & -1 \end{Vmatrix}$$

Пользуясь матрицей D' запишем систему уравнений:

$$\begin{cases} -e_0 + 0{,}9e_1 + e_2 + 0{,}666e_3 + e_4 + 0{,}833e_5 + 0{,}875e_6 + 0{,}833e_7 = 0 \\ 0{,}217e_0 - e_1 + 0{,}125e_6 = 0 \\ 0{,}1305e_0 - e_2 = 0 \\ 0{,}1305e_0 - e_3 + 0{,}167e_5 + 0{,}167e_7 = 0 \\ 0{,}087e_0 - e_4 = 0 \\ 0{,}1305e_0 + 0{,}167e_3 - e_5 = 0 \\ 0{,}174e_0 + 0{,}1e_1 - e_6 = 0 \\ 0{,}1305e_0 + 0{,}167e_3 - e_7 = 0. \end{cases}$$

Полагая $e_0 = 1$, находим $e_1 = 0{,}2418$, $e_2 = 0{,}1305$, $e_3 = 0{,}1844$, $e_4 = 0{,}087$, $e_5 = 0{,}1613$, $e_6 = 0{,}1982$, $e_7 = 0{,}1613$.

По формуле (74) находим среднее число прохождений по I-му каналу на одно сообщение (пакет):

$$\alpha_1 = \frac{e_1}{e_0} = 0{,}2418.$$

В табл.5 представлены результаты решения задачи оптимизации среднего времени задержки (производительности) при ограничении на стоимость сети S = I00 тыс.руб. Результаты соответствуют различному числу требований (пакетов) в сети (N=I0, N=20, N=30 и N=50) и получены путем решения системы нелинейных уравнений (70), (7I).

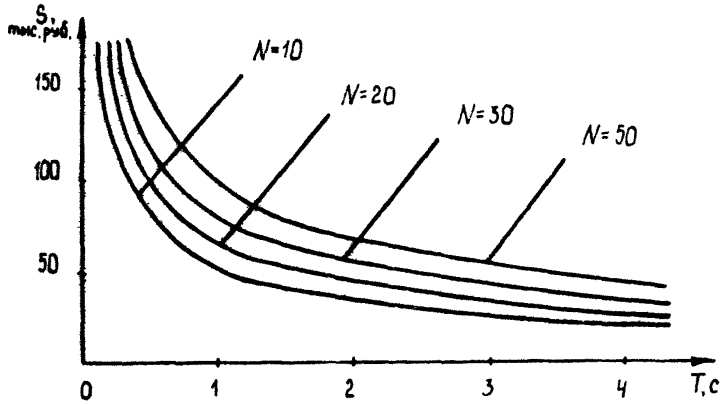
На черт.4 и 5 приведены зависимости стоимости сети соответственно от среднего времени задержки и производительности при различном числе требований.

5.8. Сравнение результатов решения задачи синтеза оптимальной структуры сети передачи данных на моделях разомкнутых и замкнутых сетей систем массового обслуживания

5.8.I. Задана сеть, изображенная на черт.3.

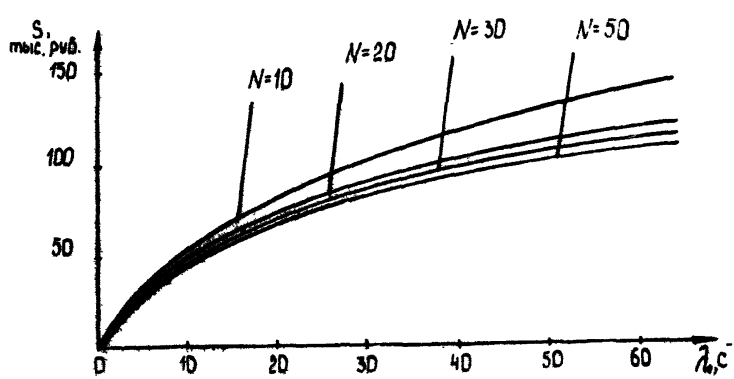
Матрица интенсивностей потока пакетов между узлами сети со-

Зависимость стоимости сети от среднего времени задержки при различном числе требований и нелинейных стоимостных коэффициентах



Черт. 4

Зависимости стоимости сети от производительности при различном числе требований и нелинейных стоимостных коэффициентах



Черт.5

ответствует табл.2.

Число каналов в сети M=7.

Число требований в сети N =50.

Средняя длина пакета V =1000 бит.

Стоимостные коэффициенты в узлах сети: K_i = 1 руб/бит/с, $i = \overline{1,M}$.

Коэффициенты нелинейности в узлах сети a_i =1, $i = \overline{1,M}$.

Ограничение на стоимость сети S =10 тыс.руб.

Данный пример носит иллюстративный характер и предназначен для сравнения с результатами разд. 4.3.

5.8.2. Матрица переходных вероятностей P и среднее число прохождений по I-му каналу на одно сообщение определены в разд.5.7.

На черт. 6 и 7 приведены зависимости стоимости сети соответственно от среднего времени задержки и производительности при различном числе требований и линейных стоимостных коэффициентах.

В табл.6 представлены результаты решения задачи оптимизации среднего времени задержки (производительности) при ограничении на стоимость сети S = 10 тыс.руб. Результаты для числа требований N = 10,20,30 и 50 получены путем решения системы нелинейных уравнений (70), (71) и соответствуют решению задачи синтеза оптимальной структуры сети передачи данных на моделях замкнутых сетей СМО.

Результаты для числа требований $N = \infty$ (число требований в сети не ограничивается - открытая сеть) получены в разд. 4.3 и соответствуют решению задачи синтеза оптимальной структуры сети передачи данных на моделях открытых сетей СМО. Эти результаты согласуются с уточненными оценками на моделях замкнутых сетей СМО: относительная погрешность для оптимальных пропускных способностей каналов составляет порядка 5-10%, а для среднего времени задержки порядка 30-40%

Таблица 5

Оптимальное среднее время задержки (производительность) при ограничении на стоимость сети S = 100 тыс.руб.

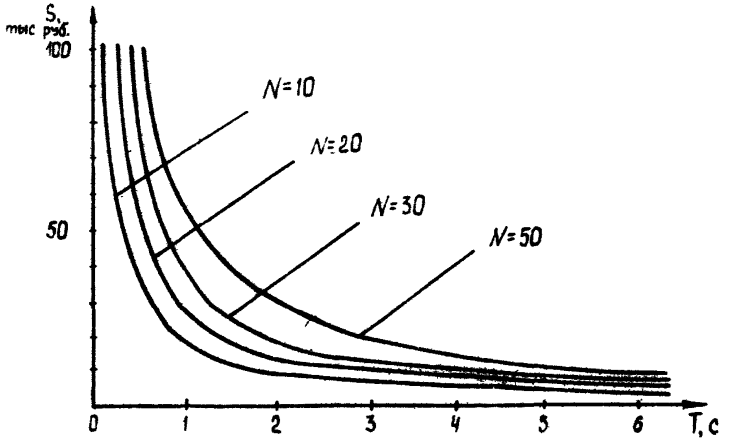
Число требований в сети, N	Оптимальная производительность, λ_0, с$^{-1}$	Оптимальное среднее время задержки, t, с	Оптимальные пропускные способности каналов, бит/с						
			w_1	w_2	w_3	w_4	w_5	w_6	w_7
10	29,87	0,29	10933	6433	8638	4553	7712	9220	7715
20	36,89	0,47	11212	6383	8746	4412	7738	9344	7725
30	39,94	0,64	11312	6339	8767	4341	7729	9382	7731
50	42,60	1,00	11364	6286	8756	4258	7699	93с0	7692

Таблица 6

Оптимальное среднее время задержки (производительность) при ограничении на стоимость сети S = 10 тыс.руб.

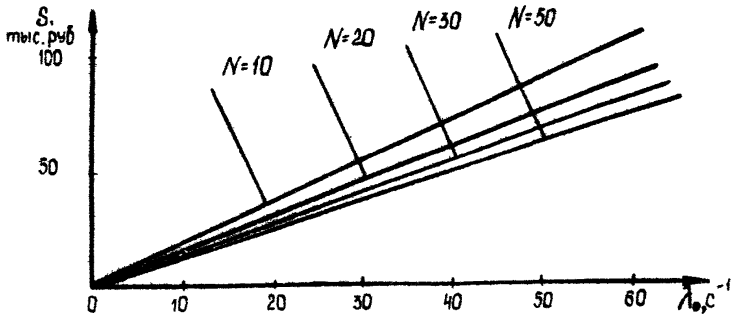
Число требований в сети, N	Оптимальная производительность, λ_0, с$^{-1}$	Оптимальное среднее время задержки, t, с	Оптимальные пропускные способности каналов, бит/с						
			w_1	w_2	w_3	w_4	w_5	w_6	w_7
20	6,67	2,58	19с1	1171	1571	65с	1403	1671	1400
30	7,17	3,59	2002	1152	1568	607	1392	1674	1392
50	7,67	5,60	2028	1140	1572	785	1388	16с2	1388
∞	7,67	8,39	20с1	1321	1321	929	1321	1704	1321

Зависимости стоимости сети от среднего времени задержки при различном числе требований и линейных стоимостных коэффициентах



Черт.6

Зависимости стоимости сети от производительности при различном числе требований и линейных стоимостных коэффициентах



Черт.7

6. АЛГОРИТМ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧИ СИНТЕЗА ОПТИМАЛЬНОЙ СТРУКТУРЫ СЕТИ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

6.1. Общие замечания

6.1.1. В разд.5 решение задачи синтеза оптимальной структуры сети в постановках I-4 сводится к системе нелинейных уравнений, для решения которой используется алгоритм многомерной минимизации (обобщенной функции Лагранжа оптимизируемого функционала). Недостаточная сходимость такого алгоритма и требуемое большое число итерации делают его неэффективным для синтеза сетей большой размерности.

6.1.2. В данном разделе приводится эффективный алгоритм решения задачи синтеза оптимальной структуры сети в постановках I-4. Скорость сходимости разработанного алгоритма по сравнению с решениями, получаемыми на основе метода неопределенных множителей Лагранжа, возрастает более чем на порядок. Решение дано на множестве относительных коэффициентов использования каналов сети $\bar{X} = \{ X_i, i = \overline{1,M} \}$. Переход к оптимальным значениям интенсивностей обслуживания осуществляется по формуле (58).

6.2. Алгоритм минимизации среднего времени задержки при ограничении на стоимость сети

6.2.1. Зафиксируем один из каналов сети, так называемый зависимый j-й канал. Относительный коэффициент использования канала j определяется через относительные коэффициенты использования остальных каналов из условия ограничения на стоимость сети (69) по формуле:

$$X_j = (S_j / C'_j)^{-\frac{1}{a_j}} , \qquad (79)$$

где S_j - часть стоимости сети S, приходящаяся на j-й канал:

$$S_j = S - \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{M} c_i' x_i^{-a_i}, \quad j = \overline{1,M}. \tag{80}$$

6.2.2. Оптимальное решение задачи минимизации среднего времени задержки при ограничении на стоимость для $i = \overline{1,M}, i \neq j$ каналов сети определяется при помощи итерационной процедуры:

$$\bar{x}_{m+1} = \bar{x}_m - \alpha \, grad\, t(\bar{x}_m),$$
$$\bar{x}_m = \{x_i, i = \overline{1,M}, i \neq j\}, \; m = 1,2,\ldots, \tag{81}$$

где $grad\, t(\bar{x}_m)$ - градиент функции $t(\bar{x})$ в точке $\bar{x}_m$;

α - коэффициент при антиградиенте.

6.2.3. $grad\, t(\bar{x}_m)$ и α определяются следующим образом:

$$grad\, t(\bar{x}_m) = \{t_i^{(1)}(\bar{x}_m) + t_j^{(1)}(\bar{x}_m) x_i^{(1)}(\bar{x}_m), \; i = \overline{1,M}, \; i \neq j\}; \tag{82}$$

$$\alpha = 2 / \{M \cdot max\{t_{iK}^{(2)}(\bar{x}_m) + t_j^{(1)}(\bar{x}_m) x_{iK}^{(2)}(\bar{x}_m) + t_{ij}^{(2)}(\bar{x}_m) x_K^{(1)}(\bar{x}_m) + t_{jK}^{(2)}(\bar{x}_m) x_i^{(1)}(\bar{x}_m) + t_{jj}^{(2)}(\bar{x}_m) x_i^{(1)}(\bar{x}_m) x_K^{(1)}(\bar{x}_m), \; i,K = \overline{1,M}, \; i,K \neq j\}\}, \tag{83}$$

где $x_i^{(1)}$ - градиент функции $x_j\{x_i\}$, $i = \overline{1,M}$, $i \neq j$;

$x_{iK}^{(2)}$ - матрица Гессе функции $x_j\{x_i\}$, $i,K = \overline{1,M}$, $i,K \neq j$;

$t_i^{(1)}$ - градиент функции $t\{x_i\}$, $i = \overline{1,M}$;

$t_{iK}^{(2)}$ - матрица Гессе функции $t\{x_i\}$, $i,K = \overline{1,M}$.

6.2.4. Значение $x_i^{(1)}$ вычисляется по формуле:

$$x_i^{(1)} = -\frac{1}{a_j} c_j' \delta_j^{\frac{1}{a_j}} S_j^{-(\frac{1}{a_j}+1)} a_i c_i' x_i^{-(a_i+1)}, \quad i = \overline{1,M}, \; i \neq j. \tag{84}$$

6.2.5. Матрица $x_{iK}^{(2)}$ вычисляется по формуле:

$$x_{iK}^{(2)} = \begin{cases} \frac{1}{a_j} c_j' \delta_j^{\frac{1}{a_j}} [(\frac{1}{a_j}+1) S_j^{-(\frac{1}{a_j}+2)} (a_i c_i' x_i^{-(a_i+1)})^2 + S_j^{-(\frac{1}{a_j}+1)} a_i (a_i+1) c_i' x_i^{-(a_i+2)}], \\ \qquad i = \overline{1,M}, \; i \neq j; \\ \frac{1}{a_j} c_j' \delta_j^{\frac{1}{a_j}} (\frac{1}{a_j}+1) S_j^{-(\frac{1}{a_j}+2)} a_i c_i' x_i^{-(a_i+1)} \cdot a_K c_K' x_K^{-(a_K+1)}, \\ \qquad i,K = \overline{1,M}, \; i,K \neq j, \; i \neq K. \end{cases} \tag{85}$$

6.2.6. Значение $t_i^{(1)}$ и матрица $t_{ik}^{(2)}$ вычисляются по формулам:

$$t_i^{(1)} = \frac{c_i}{\sum_{i=1}^{M} c_i} \cdot \frac{N}{\lambda_i(\bar{x})} \cdot \frac{Y_i}{x_i}, \quad i = \overline{1,M}. \tag{86}$$

$$t_{ik}^{(2)} = \begin{cases} \left(c_i / \sum_{i=1}^{M} c_i\right) \frac{N}{\lambda_i(\bar{x})} \left(Y_i(Y_i - 1) + D_i(N) - D_i(N-1)\right) / x_i^2, & i = \overline{1,M}; \\ \left(c_i / \sum_{i=1}^{M} c_i\right) \frac{N}{\lambda_i(\bar{x})} \left(Y_i Y_k / x_k + \partial Y_i / \partial x_k\right) / x_i, & i,k = \overline{1,M},\ i \neq k, \end{cases} \tag{87}$$

где

$$Y_i = L_i(N) - L_i(N-1), \quad i = \overline{1,M}; \tag{88}$$

$$-\frac{D_k(N)}{x_k} \leq \frac{\partial Y_i}{\partial x_k} \leq \frac{D_k(N-1)}{x_k};$$

$D_i(N)$ - дисперсия числа требований, находящихся в i-м канале:

$$D_i(N) = \sum_{n=1}^{N} [n - L_i(N)]^2 P_i(n), \quad i = \overline{1,M}. \tag{89}$$

6.2.7. В качестве начального приближения на первом шаге ($m = 1$) итерационной процедуры выбирается значение вектора $\bar{x}_1 = \{x_i, i = \overline{1,M}, i \neq j\}$, удовлетворяющее (69).

6.2.8. Критерием завершения итерационной процедуры является равенство: $grad\, t(\bar{x}_m) = 0$ или достижение требуемого значения погрешности по функционалу.

6.3. Алгоритм максимизации производительности при ограничении на стоимость сети

6.3.1. Решение данной задачи совпадает с решением задачи минимизации среднего времени задержки при ограничении на стоимость сети, алгоритм нахождения которого описан в разд.6.2.

6.4. Алгоритм минимизации стоимости сети при ограничении на среднее время задержки

6.4.1. Относительный коэффициент использования зависимого

j-го канала сети определяется (из условия ограничения на среднее время задержки (60)) как неявная функция вида:

$$x_j = f^{-1}[t(\bar{x}) - t_{зад}]. \qquad (90)$$

6.4.2. Оптимальное решение для $i=\overline{1,M}$, $i \neq j$ каналов сети определяется итерационной формулой:

$$\bar{x}_{m+1} = \bar{x}_m - \beta\, grad\, F(\bar{x}_m),$$

$$\bar{x}_m = \{x_i,\ i=\overline{1,M},\ i \neq j\},\ m = 1,2\ldots, \qquad (91)$$

где $grad\, F(\bar{x}_m)$ - градиент функции стоимости сети $F(\bar{x})$ в точке $\bar{x}_m$;

β - коэффициент при антиградиенте.

6.4.3. $grad\, F(\bar{x}_m)$ и β определяются выражениями:

$$grad\, F(\bar{x}_m) = \{F_i^{(1)}(\bar{x}_m) + F_j^{(1)}(\bar{x}_m)\, x_i^{(1)}(\bar{x}_m),\ i=\overline{1,M},\ i \neq j\}; \qquad (92)$$

$$\beta = 2/\{M \max\{F_{iK}^{(2)}(\bar{x}_m) + F_j^{(1)}(\bar{x}_m)\, x_{iK}^{(2)}(\bar{x}_m) + F_{ij}^{(2)}(\bar{x}_m)\, x_K^{(1)}(\bar{x}_m) + F_{jK}^{(2)}(\bar{x}_m)\, x_i^{(1)}(\bar{x}_m) + F_{jj}^{(2)}(\bar{x}_m)\, x_i^{(1)}(\bar{x}_m)\, x_K^{(1)}(\bar{x}_m),\ i,K=\overline{1,M},\ i,K \neq j\}\}, \qquad (93)$$

где $x_i^{(1)}$ - градиент функции $x_j\{x_i\}$, $i=\overline{1,M}$, $i \neq j$;

$x_{iK}^{(2)}$ - матрица Гессе функции $x_j\{x_i\}$, $i,K=\overline{1,M}$, $i,K \neq j$;

$F_i^{(1)}$ - градиент функции $F\{x_i\}$, $i=\overline{1,M}$;

$F_{iK}^{(2)}$ - матрица Гессе функции $F\{x_i\}$, $i=\overline{1,M}$.

6.4.4. Значения $x_i^{(1)}$ и $x_{iK}^{(2)}$ вычисляются по формулам:

$$x_i^{(1)} = -t_i^{(1)}/t_j^{(1)},\ i=\overline{1,M},\ i \neq j; \qquad (94)$$

$$x_{jK}^{(2)} = -t_{iK}^{(2)}/t_j^{(1)},\ i,K=\overline{1,M},\ i,K \neq j, \qquad (95)$$

где $t_i^{(1)}$, $i=\overline{1,M}$ и $t_{iK}^{(2)}$, $i,K=\overline{1,M}$ определяются из формул (86), (87).

6.4.5. Значение $F_i^{(1)}$ вычисляется по формуле:

$$F_i^{(1)} = -C_i' x_i^{-(a_i+1)} \cdot a_i, \quad i = \overline{1,M}. \tag{96}$$

6.4.6. Матрица $F_{iK}^{(2)}$ вычисляется по формуле:

$$F_{iK}^{(2)} = \begin{cases} C_i x_i^{-(a_i+2)} a_i(a_i+1), & i = \overline{1,M} \\ 0, & i,K = \overline{1,M}, \ i \neq K. \end{cases} \tag{97}$$

6.4.7. В качестве начального приближения на первом шаге (m=1) итерационной процедуры выбирается значение вектора $\bar{x}_1 = \{x_i, i = \overline{1,M}, i \neq j\}$, удовлетворяющее (60).

6.4.8. Критерием завершения итерационной процедуры является равенство: $grad\, F(\bar{x}_m) = 0$ или достижение требуемого значения погрешности по функционалу.

6.5. Алгоритм минимизации стоимости сети при производительности не ниже заданной

6.5.1. Решение данной задачи совпадает с решением задачи минимизации стоимости сети при ограничении на среднее время задержки, алгоритм нахождения которого описан в разд.6.4, с тем лишь отличием, что относительный коэффициент использования канала j определяется из условия ограничения на производительность (73) как неявная функция вида:

$$x_j = f^{-1}[\lambda_0(\bar{x}) - \Lambda]. \tag{98}$$

6.6. Пример решения задачи минимизации среднего времени задержки при ограничении на стоимость сети

6.6.1. Входными параметрами задачи синтеза оптимальной структуры сети являются:

число каналов $M=4$;

число требований $N=8$;

матрица переходных вероятностей -

$$P = \begin{Vmatrix} 0,02 & 0,52 & 0,31 & 0,15 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \end{Vmatrix}$$

средняя длина сообщения V = 1000 бит;

стоимостные коэффициенты - $K_1 = 5,75985 \cdot 10^6$; $K_2=K_3=K_4= 7,767 \cdot 10^5$;

коэффициенты нелинейности в узлах - $a_1 = 0,527$; $a_2=a_3=a_4= 0,646$;

ограничение на стоимость сети S = 2 млн.руб.

6.6.2. Вычисляется значение вектора относительных интенсивностей потока требований как решение системы (57): $e_1=6,66$; $e_2=3,46$; $e_3=2,06$; $e_4=1,0$.

6.6.3. По формуле (55) вычисляются стоимостные коэффициенты C_i и C'_i, $i = \overline{1,M}$:

$C_1=K_1 V^{a_1} = 5,75985 \cdot 10^6 \cdot 0,001^{0,527} = 1,5152 \cdot 10^5$;

$C_2=K_2 V^{a_2} = C_3=C_4=7,767 \cdot 10^5 \cdot 0,001^{0,646} = 8,982 \cdot 10^3$;

$C'_1=C_1 e_1^{a_1} = 1,5152 \cdot 10^5 \cdot 6,66^{0,527} = 4,106 \cdot 10^5$;

$C'_2=C_2 e_2^{a_2} = 8,982 \cdot 10^3 \cdot 3,46^{0,646} = 2,008 \cdot 10^4$;

$C'_3=C_3 e_3^{a_3} = 8,982 \cdot 10^3 \cdot 2,06^{0,646} = 1,438 \cdot 10^4$;

$C'_4=C_4 e_4^{a_4} = 8,982 \cdot 10^3 \cdot 1,0^{0,646} = 8,982 \cdot 10^3$.

6.6.4. Зафиксируем $j=1$ - зависимый узел сети. В качестве начального приближения X_1 для вектора относительных коэффициентов использования $i = \overline{2,M}$ каналов сети на первом ($m=1$) шаге итерационной процедуры (81) выбирается значение единичного вектора: $X_2=X_3=X_4=1,0$.

По формуле (79) вычисляется относительный коэффициент использования канала j =I.

$$S_1 = S - \sum_{i=2}^{M} C_i' x_i^{-a_i} = 2{,}0 \cdot 10^6 - (2{,}008 \cdot 10^4 + 1{,}438 \cdot 10^4 + 8{,}962 \cdot 10^3) =$$

$$= 1{,}956558 \cdot 10^6;$$

$$X_1 = (S_1 / C_1)^{-\frac{1}{a_1}} = (1{,}956558 \cdot 10^6 / 4{,}106 \cdot 10^5)^{-1/0{,}527} =$$

$$= 5{,}174 \cdot 10^{-2}.$$

6.6.5. Нормализующая константа $G(n)$, $n=\overline{0,N}$ вычисляется в соответствии с РТМ 25-2I2-86, часть 2 табличным способом (табл.7).

Таблица 7

Число требований	Номер канала I	2	3	4
	$X_1=5{,}174 \cdot 10^{-2}$	$X_2=1{,}0$	$X_3=1{,}0$	$X_4=1{,}0$
0	I	I	I	I
I	$5{,}174 \cdot 10^{-2}$	I,05I74	2,05I74	3,05I7
2	$2{,}677 \cdot 10^{-3}$	I,0544I	3,I0615	6,I578
3	$1{,}385 \cdot 10^{-4}$	I,05457	4,I6069	I0,3I8
4	$7{,}166 \cdot 10^{-6}$	I,05458	5,2I528	I5,533
5	$3{,}708 \cdot 10^{-7}$	I,05458	6,26987	2I,803
6	$1{,}918 \cdot 10^{-8}$	I,054587	7,32445	29,I2[illegible]
7	$9{,}926 \cdot 10^{-10}$	I,054587	8,37904	37,507
8	$5{,}I36 \cdot 10^{-11}$	I,054587	9,43363	46,940

6.6.6. По формуле (6I) вычисляется производительность в каналах сети:

$$\lambda_1(N) = e_1 \cdot G(N-1)/G(N) = 6{,}65 \cdot 37{,}507/46{,}940 = 5{,}327;$$

$$\lambda_2(N) = e_2 \cdot G(N-1)/G(N) = 3{,}46 \cdot 37{,}507/46{,}940 = 2{,}770;$$

$$\lambda_3(N) = e_3 \cdot G(N-1)/G(N) = 2{,}06 \cdot 37{,}507/46{,}940 = I{,}65I;$$

$$\lambda_4(N) = e_4 \cdot G(N-1)/G(N) = I{,}0 \cdot 37{,}507/46{,}940 = 0{,}799.$$

6.6.7. По формуле (62) вычисляется средняя длина очереди в каналах сети, содержащей $N=8$ и $N-1=7$ требований:

$$L_i(N)=\sum_{k=1}^{N} x_i^k G(N-k)/G(N),\quad i=\overline{1,M};$$

$$L_1(8)=(5,174\cdot10^{-2}\cdot37,507+(5,174\cdot10^{-2})^2\cdot29,128+(5,174\cdot10^{-2})^3\times$$
$$\times21,803+(5,174\cdot10^{-2})^4\cdot15,533+(5,174\cdot10^{-2})^5\cdot10,318+(5,174\cdot10^{-2})^6\times$$
$$\times6,157+(5,174\cdot10^{-2})^7\cdot3,051\cdot(5,174\cdot10^{-2})^8\cdot1,0)/46,940=0,043;$$

$$L_2(8)=L_3(8)=L_4(8)=(37,507+29,128+21,803+15,333+10,318+6,157+$$
$$+3,051+1,0)/46,940=2,652;$$

$$L_1(7)=(5,174\cdot10^{-2}\cdot29,128+(5,174\cdot10^{-2})^2\cdot21,803+(5,174\cdot10^{-2})^3\times$$
$$\times15,533+(5,174\cdot10^{-2})^4\cdot10,318+(5,174\cdot10^{-2})^5\cdot6,157+(5,174\cdot10^{-2})^6\times$$
$$\times3,051+(5,174\cdot10^{-2})^7\cdot1,0)/37,507=0,042;$$

$$L_2(7)=L_3(7)=L_4(7)=(29,128+21,803+15,333+10,318+6,157+3,051+$$
$$+1,0)/37,507=2,319.$$

6.6.8. По формуле (69) вычисляется дисперсия числа требований, находящихся в каналах сети, содержащей $N=8$ и $N-1=7$ требований:

$$D_i(N)=\sum_{n=1}^{N}[n-L_i(N)]^2P_i(n)=\sum_{n=1}^{N}[n-L_i(N)]^2\frac{x_i^n}{G(N)}\left[G(N-n)-x_iG(N-n-1)\right],$$
$$i=\overline{1,M};$$

$$D_1(8)=\left[(1-0,043)^2\cdot5,174\cdot10^{-2}\cdot(37,507-5,174\cdot10^{-2}\cdot29,128)+\right.$$
$$+(2-0,043)^2\cdot(5,174\cdot10^{-2})^2\cdot(29,128-5,174\cdot10^{-2}\cdot21,803)+$$
$$+(3-0,043)^2\cdot(5,174\cdot10^{-2})^3\cdot(21,803-5,174\cdot10^{-2}\ 15,533)+$$
$$+(4-0,043)^2\cdot(5,174\cdot10^{-2})^4\cdot(15,533-5,174\cdot10^{-2}\cdot10,318)+$$
$$+(5-0,043)^2\cdot(5,174\cdot10^{-2})^5\cdot(10,318-5,174\cdot10^{-2}\cdot6,157)+$$
$$+(6-0,043)^2\cdot(5,174\cdot10^{-2})^6\cdot(6,157-5,174\cdot10^{-2}\cdot3,051)+$$
$$+(7-0,043)^2\cdot(5,174\cdot10^{-2})^7\cdot(3,051-5,174\cdot10^{-2}\cdot1,0)+$$
$$\left.+(8-0,043)^2\cdot(5,174\cdot10^{-2})^8\cdot(1-5,174\cdot10^{-2}\cdot1,0)\right]/46,940=0,045;$$

$$D_2(8)=D_3(8)=D_4(8)=\sum_{n=1}^{8}[n-L_2(8)]^2\frac{x_2^n}{G(8)}\left[G(8-n)-x_2G(8-n-1)\right]=4,88;$$

$$D_1(7)=\sum_{n=1}^{7}[n-L_1(7)]^2\frac{x_1^n}{G(7)}\left[G(7-n)-x_1G(7-n-1)\right]=0,043;$$

$$D_2(7)=D_3(7)=D_4(7)=\sum_{n=1}^{8}[n-L_2(7)]^2\frac{x_2^n}{G(7)}\left[G(7-n)-x_1G(7-n-1)\right]=3,85,$$

6.6.9. По формуле (88) вычисляется значение вектора $\overline{Y}$:

$$Y_i=L_i(N)-L_i(N-1),\ i=\overline{1,M},$$

$$Y_1=0,043-0,042=0,001;$$

$$Y_2=Y_3=Y_4=2,652-2,319=0,333.$$

6.6.10. По формуле (84) вычисляется значение вектора $x_i^{(1)}$:

$$x_i^{(1)}=-\frac{1}{a_j}C_j'^{\frac{1}{a_j}}S_j^{-\left(\frac{1}{a_j}+1\right)}a_iC_i'x_i^{-(a_i+1)},\quad i=\overline{2,M},\ j=1;$$

$$x_2^{(1)}=-\frac{1}{0,527}(4,106\cdot10^5)^{\frac{1}{0,527}}\cdot(1,956558\cdot10^6)^{-\left(\frac{1}{0,527}+1\right)}\times$$

$$\times0,646\ 2,008\ 10^4\ 1,0=-6,505\ 10^{-4};$$

$$x_3^{(1)}=-\frac{1}{a_1}C_1'^{\frac{1}{a_1}}S_1^{-\left(\frac{1}{a_1}+1\right)}a_3C_3'x_3^{-(a_3+1)}=-4,650\cdot10^{-4};$$

$$x_4^{(1)}=-\frac{1}{a_1}C_1'^{\frac{1}{a_1}}S_1^{-\left(\frac{1}{a_1}+1\right)}a_4C_4'x_4^{-(a_4+1)}=-2,915\cdot10^{-4}.$$

6.6.11. По формуле (85) вычисляется матрица $x_{iK}^{(2)}$:

$$x_{iK}^{(2)}=\begin{cases}\frac{1}{a_j}C_j'^{\frac{1}{a_j}}\left[\left(\frac{1}{a_j}+1\right)S_j^{-\left(\frac{1}{a_j}+2\right)}\left(a_iC_i'x_i^{-(a_i+1)}\right)^2+S_j^{-\left(\frac{1}{a_j}+1\right)}a_i(a_i+1)C_i'x_i^{-(a_i+2)}\right],\\ i=\overline{2,M},\ j=1;\\ \frac{1}{a_j}C_j'^{\frac{1}{a_j}}\left(\frac{1}{a_j}+1\right)S_j^{-\left(\frac{1}{a_j}+2\right)}a_iC_i'x_i^{-(a_i+1)}a_KC_K'x_K^{-(a_K+1)},\ i,K=\overline{2,M},\ i\neq K,\ j=1;\end{cases}$$

$$x_{22}^{(2)}=\frac{1}{0,527}(4,106\cdot10^5)^{\frac{1}{0,527}}\cdot\left[\left(\frac{1}{0,527}+1\right)(1,956558\cdot10^6)^{-\left(\frac{1}{0,527}+2\right)}\times\right.$$

$$\left.\times(0,646\ 2,008\ 10^4\ 1,0)^2+(1,956558\ 10^6)^{-\left(\frac{1}{0,527}+1\right)}\times\right.$$

$\times 0{,}646\cdot(0{,}646+1)\cdot 2{,}00\cdot 10^{4}\cdot 1{,}0\Big]=0{,}166;$

$$x_{33}^{(2)}=\frac{1}{a_1}c_1'^{\frac{1}{a_1}}\Big[\Big(\frac{1}{a_1}+1\Big)S_1^{-\left(\frac{1}{a_1}+2\right)}\big(a_3c_3'x_3^{-(a_3+1)}\big)^2+S_1^{-\left(\frac{1}{a_1}+1\right)}\cdot a_3(a_3+1)c_3'x_3^{-(a_3+2)}\Big]=0{,}119;$$

$$x_{44}^{(2)}=\frac{1}{a_1}c_1'^{\frac{1}{a_1}}\Big[\Big(\frac{1}{a_1}+1\Big)S_1^{-\left(\frac{1}{a_1}+2\right)}\big(a_4c_4'x_4^{-(a_4+1)}\big)^2+S_1^{-\left(\frac{1}{a_1}+1\right)}\cdot a_4(a_4+1)c_4'x_4^{-(a_4+2)}\Big]=0{,}075;$$

$$x_{23}^{(2)}=x_{32}^{(2)}=\frac{1}{a_1}c_1'^{\frac{1}{a_1}}\Big(\frac{1}{a_1}+1\Big)S_1^{-\left(\frac{1}{a_1}+2\right)}\cdot a_2c_2'x_2^{-(a_2+1)}\cdot a_3c_3'x_3^{-(a_3+1)}=8{,}945\cdot 10^{6};$$

$$x_{24}^{(2)}=x_{42}^{(2)}=\frac{1}{c_4'}c_1'^{\frac{1}{a_1}}\Big(\frac{1}{a_1}+1\Big)S_1^{-\left(\frac{1}{a_1}+2\right)}\cdot a_2c_2'x_2^{-(a_2+1)}\cdot a_4c_4'x_4^{-(a_4+1)}=5{,}597\cdot 10^{6};$$

$$x_{34}^{(2)}=x_{43}^{(2)}=\frac{1}{a_1}c_1'^{\frac{1}{a_1}}\Big(\frac{1}{a_1}+1\Big)S_1^{-\left(\frac{1}{a_1}+2\right)}\cdot a_3c_3'x_3^{-(a_2+1)}\cdot a_4c_4'x_4^{-(a_4+1)}=4{,}008\cdot 10^{6}.$$

6.6.I2. По формуле (86) вычисляется значение вектора $t_i^{(1)}, i=\overline{1,M}$:

$$t_i^{(1)}=\Big(e_i/\sum_{i=1}^{M}e_i\Big)\frac{N}{\lambda_i(N)}\cdot\frac{Y_i}{x_i},\quad i=\overline{1,M};$$

$$t_1^{(1)}=\frac{6{,}66}{6{,}66+3{,}46+2{,}06+1{,}0}\cdot\frac{8}{5{,}327}\cdot\frac{0{,}001}{5{,}174\ 10^{-2}}=0{,}019;$$

$$t_2^{(1)}=t_3^{(1)}=t_4^{(1)}=\Big(e_2/\sum_{i=1}^{M}e_i\Big)\frac{8}{\lambda_2(N)}\cdot\frac{Y_2}{x_2}=0{,}253.$$

6.6.I3. По формуле (87) вычисляется матрица $t_{iK}^{(2)}$:

$$t_{iK}^{(2)}=\begin{cases}\Big(e_i/\sum_{i=1}^{M}e_i\Big)\frac{N}{\lambda_i(N)}\big(Y_i(Y_i-1)+D_i(N)-D_i(N-1)\big)/x_i^2, & i=\overline{1,M}\\ \Big(e_i/\sum_{i=1}^{M}e_i\Big)\frac{N}{\lambda_i(N)}\big(Y_iY_K/x_K+\partial Y_i/\partial x_K\big)/x_i, & i,K=\overline{1,M},\ i\neq K\end{cases}$$

$$t_{11}^{(2)}=\frac{6{,}66}{6{,}66+3{,}46+2{,}06+1{,}0}\cdot\frac{8}{5{,}327}\Big[0{,}001\cdot(0{,}001-1)+$$

$$+(0{,}045-0{,}043)\Big]/(5{,}174\ 10^{-2})^2=1{,}23;$$

$$t_{22}^{(2)}=t_{33}^{(2)}=t_{44}^{(2)}=\Big(e_2/\sum_{i=1}^{4}e_i\Big)\frac{8}{\lambda_2(N)}\big(Y_2(Y_2-1)+D_2(8)-D_2(7)\big)/x_2^2=5{,}009;$$

$$t_{12}^{(2)}=t_{13}^{(2)}=t_{14}^{(2)}=\Big(e_1/\sum_{i=1}^{4}e_i\Big)\frac{8}{\lambda_1(N)}\big(Y_1Y_2/x_2+\partial Y_1/\partial x_2\big)/x_1=5{,}654;$$

$$t_{21}^{(2)}=t_{31}^{(2)}=t_{41}^{(2)}=\left(e_2/\sum_{i=1}^{4}e_i\right)\frac{\delta}{\lambda_2(N)}\left(Y_2Y_1/x_1+\partial Y_2/\partial x_1\right)/x_{\cdot}=0{,}645;$$

$$t_{23}^{(2)}=t_{24}^{(2)}=t_{32}^{(2)}=t_{34}^{(2)}=t_{42}^{(2)}=t_{43}^{(2)}=\left(e_2/\sum_{i=1}^{4}e_i\right)\frac{\delta}{\lambda_2(N)}\left(Y_2Y_4/x_4+\partial Y_2/\partial x_4\right)/x_2=3{,}009.$$

6.6.I4. По формуле (62) вычисляется градиент минимизируемой функции:

$$grad_2\, t(\bar{x}_1)=t_2^{(1)}(\bar{x}_1)+t_1^{(1)}(\bar{x}_1)x_2^{(1)}(\bar{x}_1)=$$

$$=0{,}253+0{,}0I9(-6{,}505\cdot I0^{-4})=0{,}252496;$$

$$grad_3\, t(\bar{x}_1)=t_3^{(1)}(\bar{x}_1)+t_1^{(1)}(\bar{x}_1)x_3^{(1)}(\bar{x}_1)=$$

$$=0{,}253+0{,}0I9(-4{,}656\cdot I0^{-4})=0{,}252499;$$

$$grad_4\, t(\bar{x}_1)=t_4^{(1)}(\bar{x}_1)+t_1^{(1)}(\bar{x}_1)x_4^{(1)}(\bar{x}_1)=$$

$$=0{,}253+0{,}0I9(-2{,}9I5\cdot I0^{-4})=0{,}252503.$$

6.6.I5. По формуле (63) вычисляется коэффициент α при антиградиенте:

$$\alpha=2/\left\{4\cdot max\left[t_{iK}^{(2)}(\bar{x}_1)+t_i^{(1)}(\bar{x}_1)x_{iK}^{(2)}(\bar{x}_1)+t_{i1}^{(2)}(\bar{x}_1)x_K^{(1)}(\bar{x}_1)+\right.\right.$$
$$\left.\left.+t_{1K}^{(2)}(\bar{x}_1)x_i^{(1)}(\bar{x}_1)+t_{11}^{(2)}(\bar{x}_1)x_i^{(1)}(\bar{x}_1)x_K^{(1)}(\bar{x}_1),\ \ i,K=\overline{2,4}\right]\right\}=0{,}166.$$

6.6.I6. Вычисляется новое значение вектора относительных коэффициентов использования узлов сети - для узлов $i=\overline{2,4}$ - по формуле (8I), для узла $i=I$ - по формуле (79):

$$x_2=x_2-\alpha\, grad_2\, t(\bar{x}_1) \quad =I{,}0-0{,}I66\cdot 0{,}252496=9{,}57636\cdot I0^{-I};$$

$$x_3=x_3-\alpha\, grad_3\, t(\bar{x}_1) \quad =I{,}0-0{,}I66\cdot 0{,}252499=9{,}57636\cdot I0^{-I};$$

$$x_4=x_4-\alpha\, grad_4\, t(\bar{x}_1) \quad =I{,}0-0{,}I66\cdot 0{,}252503=9{,}57635\cdot I0^{-I};$$

$$S_1=S-\sum_{i=2}^{4}c_i'x_i^{-a_i} \quad =2{,}0\cdot I0^6-(2{,}005\cdot I0^4(9{,}57636\cdot I0^{-I})^{-0{,}646}+$$
$$+I{,}438\cdot I0^4(9{,}57636\cdot I0^{-I})^{-0{,}646}+8{,}982\cdot I0^3(9{,}57635\cdot I0^{-I})^{-0{,}646})=$$
$$=I{,}95733I\cdot I0^6;$$

$$x_1 = (S_1 / C_1')^{-\frac{1}{\alpha_1}} = (1{,}95731 \cdot 10^6 / 4{,}106 \cdot 10^5)^{-1/0{,}527} =$$

$$= 5{,}179 \cdot 10^{-2}.$$

6.6.17. В результате выполнения итерационной процедуры (81), при m=50 получены следующие значения относительных коэффициентов использования каналов сети:

x_1 =7,066 10^{-2}; x_2 =4,332 10^{-2}; x_3 =4,087 10^{-2}; x_4=3,813 10^{-2}.

Погрешность решения по функционалу определяется как норма вектора $\bar{x}_m - \bar{x}_{m-1}$:

$$\Delta = \|\bar{x}_m - \bar{x}_{m-1}\| = [(7{,}066 \cdot 10^{-2} - 7{,}055 \cdot 10^{-2})^2 + (4{,}332 \cdot 10^{-2} -$$

$$-4{,}333 \cdot 10^{-2})^2 + (4{,}087 \cdot 10^{-2} - 4{,}089 \cdot 10^{-2})^2 + (3{,}813 \cdot 10^{-2} - 3{,}817 \cdot 10^{-2})^2]^{0{,}5} =$$

$$= 1{,}0 \cdot 10^{-4}.$$

6.6.18. По формуле (58) вычисляются приближенные оптимальные значения интенсивностей потоков требований в каналах сети:

$\mu_1 = e_1 / x_1$ =6,66/7,066 $\cdot 10^{-2}$=94,254;

$\mu_2 = e_2 / x_2$ =3,46/4,332 $\cdot 10^{-2}$=84,659;

$\mu_3 = e_3 / x_3$ =2,06/4,087 $\cdot 10^{-2}$=50,404;

$\mu_4 = e_4 / x_4$ =1,0/3,813 $\cdot 10^{-2}$=26,226.

6.6.19. По формуле (56) вычисляются приближенные оптимальные значения пропускных способностей каналов сети:

$W_1 = \mu_1 V$ =94,254 $\cdot$ 0,001=0,094;

$W_2 = \mu_2 V$ =84,659 $\cdot$ 0,001=0,085;

$W_3 = \mu_3 V$ =50,404 $\cdot$ 0.001=0,050;

$W_4 = \mu_4 V$ =26,226 $\cdot$ 0,001=0,026.

6.6.20. По формулам (61), (62), (60) вычисляются приближенные производительность, средняя длина очереди и среднее время пребывания требований в каналах сети:

$\lambda_1(N) = e_1 G(N-1)/G(N) = 0{,}899$; $\lambda_2(N) = e_2 G(N-1)/G(N) = 0{,}468$;

$\lambda_3(N) = e_3 G(N-1)/G(N) = 0{,}279$, $\lambda_4(N) = e_4 G(N-1)/G(N) = 0{,}135$;

$L_1(N) = \sum_{K=1}^{N} x_1^K G(N-K)/G(N) = 4{,}588$; $L_2(N) = \sum_{K=1}^{N} x_2^K G(N-K)/G(N) = 1{,}279$;

$L_3(N) = \sum_{K=1}^{N} x_3^K G(N-K)/G(N) = 1{,}138$; $L_4(N) = \sum_{K=1}^{N} x_4^K G(N-K)/G(N) = 0{,}996$;

$t_1 = L_1(N)/\lambda_1(N)$ $= 4{,}588/0{,}899 = 5{,}103$;

$t_2 = L_2(N)/\lambda_2(N)$ $= 1{,}279/0{,}468 = 2{,}733$;

$t_3 = L_3(N)/\lambda_3(N)$ $= 1{,}138/0{,}279 = 4{,}079$;

$t_4 = L_4(N)/\lambda_4(N)$ $= 0{,}996/0{,}135 = 7{,}378$.

6.6.21. По формуле (64) вычисляется среднее время задержки требований в сети:

$$t = \sum_{i=1}^{4} \left(e_i / \sum_{i=1}^{4} e_i\right) \cdot t_i = \frac{6{,}66}{6{,}66+3{,}46+2{,}06+1{,}0} \cdot 5{,}103 +$$

$$+ \frac{3{,}46}{6{,}66+3{,}46+2{,}06+1{,}0} \cdot 2{,}733 + \frac{2{,}06}{6{,}66+3{,}46+2{,}06+1{,}0} \cdot 4{,}079 +$$

$$+ \frac{1{,}0}{6{,}66+3{,}46+2{,}06+1{,}0} \cdot 7{,}378 = 4{,}493 \text{ с.}$$

7. АНАЛИЗ И ПРОЕКТИРОВАНИЕ СЕТЕЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ МАШИН

7.1. Понятие логической и физической структуры сетей ЭВМ

7.1.1. Технической основой распределенных интегрированных систем управления являются сети вычислительных машин, представляющие собой совокупность территориально рассредоточенных ЭВМ, терминалов и средств передачи данных.

Сети ЭВМ представляют ряд новых возможностей как в вопросах сбора, хранения и распределения информации, так и коллективного использования ЭВМ. Коллективное использование дает возможность многим пользователям, имеющим терминалы, работать на мощных ЭВМ с развитым программным обеспечением, решая одновременно

проблему загрузки и более эффективного использования быстродействующих ЭВМ. Объединение ряда мощных ЭВМ и устройств, расположенных на обширной территории, в единую сеть позволяет осуществлять обмен информацией и программами между ЭВМ и пользователями сети, создавать доступные многим пользователям распределенные банки данных, перераспределять (в случае необходимости) вычислительные мощности и т.д.

7.I.2. Перечисленные достоинства способствовали быстрому развитию этого перспективного направления развития вычислительной техники и техники связи. В настоящее время в СССР проектируется или находится в стадии эксплуатации значительное количество распределенных автоматизированных систем управления, базирующихся на сетях ЭВМ. В разд.7.3 приводится пример реализации логической и физической структуры одной из крупнейших действующих в СССР АСУ подобного типа - автоматизированной системы продажи и бронирования авиабилетов "Сирена".

7.I.3. В структуре сети ЭВМ можно выделить следующие компоненты:

главные ЭВМ (HOST-ЭВМ), являющиеся ядром сети, где сосредоточены основные информационные ресурсы;

сеть передачи данных (базовая сеть или сеть связи ЭВМ), обеспечивающая надежную оперативную связь между удаленными абонентами;

терминальную сеть, ориентированную на HOST-ЭВМ или узлы коммутации базовой сети.

7.I.4. HOST-ЭВМ обеспечивает выполнение различных функций обработки информации, включая вычисления, поиск информации, деловые операции, хранение данных и т.д. Они представляют собой однопроцессорный или многопроцессорный вычислительный комплекс, включающий в свой состав ЭВМ универсального назначения, ориентирован-

ные на выполнение информационно-поисковых операций в базах данных. Для реализации своих функций HOST-ЭВМ должны обладать развитыми языковыми средствами и программным обеспечением, поддерживающим одновременный интерактивный режим многих удаленных пользователей.

7.I.5. Терминалы пользователей через терминальную сеть передачи данных могут подключаться либо к HOST-ЭВМ, либо к узлам коммутации базовой сети передачи данных. Структура терминальной сети, включающей терминалы, телефонные и (или) телеграфные каналы связи и концентраторы (обычно реализуемые на мини- или микро-ЭВМ), может представлять собой кольцо, дерево или обладать сложной распределенной конфигурацией. Распределенная структура терминальной сети обычно используется при необходимости подключения большого количества территориально рассредоточенных терминалов и обеспечения высоких требований к надежности.

7.I.6. HOST-ЭВМ и терминалы являются абонентами базовой сети передачи данных, назначение которой состоит в принятии данных от абонентов, выборе маршрута дальнейшей передачи и надежной доставке данных до адресата. Основными компонентами базовой сети передачи данных, реализующими эти функций, являются узлы коммутации (УК) и выделенные телефонные каналы связи. В топологически распределенной базовой сети используют различные методы коммутации: коммутация каналов, сообщений и пакетов.

7.I.7. При коммутации каналов для связи двух абонентов сети организуется составной канал, состоящий из отдельных транзитных участков, закрепленных за парой абонентов на все время сеанса связи. После окончания сеанса связи составной канал распадается на отдельные участки, которые могут быть использованы для организации других составных каналов. Существенным недостатком этого типа коммутации является невозможность использования временно закреп-

ленных за конкретным соединением участков для связи между другой парой абонентов. Коммутация каналов особенно неэффективна для диалогового режима, характеризующегося передачей коротких порций информации и значительными интервалами времени между ними. Указанных недостатков лишен метод коммутации сообщений, в соответствии с которым сообщение передается от одного УК к другому, пока не достигнет адресата. При использовании этого метода сообщение в каждый момент времени занимает только один канал связи на пути между источником и адресатом или ожидает в очереди освобождения канала, находясь в буферном поле УК.

7.I.8. Коммутация пакетов в общих чертах совпадает с коммутацией сообщений, за исключением того, что сообщение разбивается на части, называемые пакетами. Пакеты нумеруются, снабжаются адресом (как при коммутации сообщений) и независимо передаются по сети. Таким образом, пакеты одного и того же сообщения могут одновременно передаваться по сети, существенно снижая тем самым общее время доставки сообщения и эффективно используя пропускную способность каналов связи. Другое важное преимущество метода коммутации пакетов по сравнению с коммутацией сообщений состоит в сокращении необходимых для промежуточного хранения объемов буферов в УК (так как пакеты имеют ограниченную максимальную длину). Указанные преимущества предопределили использование коммутации пакетов в качестве основного метода коммутации базовой сети передачи данных.

7.I.9. В сети пакетной коммутации обычно реализуется один из двух методов доставки пакетов: метод датаграмм или метод виртуальных соединений. В первом случае пакеты одного и того же сообщения независимо (по разным путям) передаются от источника к адресату, что позволяет эффективно использовать коммутационные ресурсы сети и сокращает время доставки сообщения. Однако в силу

независимой передачи по сети пакетов они могут поступать в адресат не в той последовательности, в какой были отправлены. Это усложняет процедуру сборки сообщения, осуществляемую по номерам пакетов, составляющих сообщение.

7.I.I0. Применение метода виртуального соединения гарантирует поступление всех пакетов сообщения без нарушения порядка. В этом смысле виртуальное соединение обладает одним из основных свойств реального физического канала - сохранения последовательности передаваемой информации. При этом очевидно, что один и тот же физический канал связи доступен для одновременного использования во многих виртуальных соединениях.

7.I.II. Организация виртуального соединения требует выполнения функций его установления и ликвидации и состоит из фазы вызова, фазы обмена пакетами и фазы окончания. Первый пакет "запрос вызова" в соответствии с принятым в сети алгоритмом маршрутизации (используя адрес заголовка пакета, алгоритм маршрутизации по таблице маршрутов, хранящейся в каждом УК, определяет соответствующий входной канал для доставки пакета в адресат по кратчайшему пути) передается адресату, который может принять или отклонить вызов. Если вызов принят, то источнику передается пакет согласия на соединение, после чего по установленному пути отправляются пакеты данных. Окончание сеанса связи реализуется обменом между источником и адресатом пакета ликвидации соединения и пакетом подтверждения рассоединения.

7.I.I2. Виртуальное соединение может устанавливаться также на определенный промежуток времени (такое виртуальное соединение называют постоянным). При этом отличие от коммутируемого виртуального соединения процедуры установления и ликвидации постоянного соединения реализуются соответственно только в начале и конце указанного периода времени. При использовании постоянных вирту-

альных соединений в сети пакетной коммутации обычно применяется фиксированная маршрутизация, в соответствии с которой между каждой парой источник-адресат заранее выбирается оптимальный по некоторому критерию путь. Пример такого выбора будет приведен в разд.9.

7.2. Сетевые протоколы

7.2.1. Реализация описанных в предыдущем разделе способов согласованного взаимодействия абонентов в сети ЭВМ осуществляется с помощью строго формализованных правил и системы специальных процедур, называемых протоколами. В настоящее время широкое применение получила семиуровневая модель Международной организации по стандартизации (МОС), определяющая основные направления разработки протоколов и включающая физический, канальный, сетевой, транспортный, сессионный, представительный и прикладной уровни. Практическое использование семиуровневой структуры в значительной мере зависит от согласования требований МОС и Международного консультативного комитета по телефонии и телеграфии (МККТТ). До настоящего времени согласованы и вошли в рекомендации МККТТ первые три уровня. Активно ведется разработка четвертого транспортного уровня, и можно ожидать, что в ближайшее время этот уровень также войдет в рекомендации МККТТ.

7.2.2. Рассмотрим кратко основные функции перечисленных выше уровней. Нижним уровнем иерархии является физический уровень, определяющий электрические и механические характеристики подключения к физическим каналам связи. Физический уровень обеспечивает сервис для канального уровня, определяющего функции управления передачей информации по каналу связи. К ним в первую очередь относятся упаковка передаваемой информации в кадры определенной длины. Формирование проверяющих символов и проверка содержимого

кадров после их передачи, передача и прием подтверждений о приеме кадров, повторная передача неподтвержденных кадров и т.д. Таким образом, основные функции управления каналом связи состоят в установлении, поддержании и разъединении канала. При этом методы управления существенно зависят от типа канала связи (телефонный, телеграфный, спутниковый и т.д.). Канальный уровень обеспечивает сервис для сетевого уровня, выполняющего функции маршрутизации пакетов, управления потоками, адресации, организации и поддержания транспортных соединений. Единицей информации протоколов сетевого уровня является пакет, поэтому часто этот уровень называют пакетным. Сетевой уровень обеспечивает сервис для транспортного уровня.

7.2.3. Транспортный уровень предназначен для транспортировки массивов из одного порта в другой. Под портом понимается конец логического канала сети передачи данных, где фактически завершаются операции транспортировки данных и начинаются операции между вычислительными процессами. Транспортный уровень обеспечивает установление и разъединение транспортных соединений, управление информационными потоками от порта до порта, сборку и разборку пакетов, принадлежащих передаваемому в сеансе связи массиву. В связи с тем, что транспортный уровень предназначен для пересылки данных из источника адресату, протоколы данного уровня часто называют межконцевыми или сквозными. Транспортный уровень является последним в иерархии уровней, обеспечивающих транспортный сервис; он освобождает более высокие уровни от организации передачи данных.

7.2.4. Основным назначением сеансового уровня является организация, поддержание и окончание сеансов между прикладными процессами (организация и поддержание логической связи между распределенными работами). Сеансы устанавливаются через представительский уровень. Целью представительского уровня является преобразо-

вание данных в форму, удобную для прикладной программы. На представительском уровне происходят преобразования форматов данных и преобразования команд. Прикладной уровень представляет собой процесс обработки информации - прикладные процессы. Он обеспечивает работу прикладной программы также, как если бы она выполнялась не через базовую сеть передачи данных, а автономно в вычислительной машине.

7.2.5. Из всех рассматриваемых уровней базовая сеть обычно охватывает первые три уровня протоколов, которые реализуются в узлах коммутации. Протоколы остальных четырех уровней, как правило, реализуются в HOST-ЭВМ. Интенсивно развивающийся процесс стандартизации протоколов привел к появлению рекомендации X-25 МККТТ, которая охватывает первые три уровня: протокол X-21 для физического уровня; протокол управления каналом HDLC и протокол X-25/3 сетевого уровня. Следует отметить, что рекомендация X-25 определяет интерфейс между абонентами и сетью передачи данных и, вообще говоря, не регламентирует процедуры взаимодействия внутри базовой сети. Поэтому внутри базовой сети передачи данных наряду с X-25 часто используют и другие типы протоколов (например, рекомендацию X-75).

7.2.6. Несмотря на различные функции протоколов четырех нижних уровней, обеспечивающих транспортный сервис, они обладают некоторыми общими характерными чертами. В первую очередь, это касается способов подтверждения правильности доставки информации. Надежная передача пакетов (на сетевом уровне) или кадров (на канальном уровне) осуществляется с помощью передачи подтверждений (квитанций) об успешной доставке и использовании механизмов окна и „time-out". При этом источник может послать не более N пакетов (кадров), не дожидаясь подтверждения от адресата (N - размер окна). Получение квитанции, подтверждающей прием адресатом,

разрешает передачу следующего пакета (продвигает окно). В протоколах, предусматривающих передачу очередного пакета (кадра) только после получения квитанции на предыдущий пакет, очевидно, размер окна равен единице. Время ожидания подтверждения об успешной доставке ограничивается некоторой величиной „time-out". В случае непоступления квитанции за время „time-out" (это может произойти из-за искажения кадра или квитанции в канале или отсутствия свободного буферного пространства в принимающем УК) осуществляется повторная передача пакета (кадра).

7.3. Пример реализации АСУ с сетевой структурой. Сеть ЭВМ "Сирена"

7.3.1. Сеть ЭВМ "Сирена" является одним из первых крупных Общесоюзных проектов создания сетей ЭВМ, который в настоящее время реализован и успешно развивается. По состоянию на конец 1985 г. в сети функционируют HOST-ЭВМ, расположенные в городах Москва, Ленинград, Киев, Минск, Рига, Ростов, Куйбышев, Свердловск и порядка 1000 терминалов.

7.3.2. В структуре сети ЭВМ "Сирена" (как и в любой информационно-вычислительной сети) можно выделить терминальные сети, базовую сеть передачи данных и технологические центры (HOST-ЭВМ).

7.3.3. HOST-ЭВМ представляют собой многомашинные вычислительные комплексы на базе ЕС ЭВМ или совокупности ЭВМ СМ-2М. Количество ЭВМ СМ-2М в комплексе определяется требованиями производительности и надежности. Например, HOST-ЭВМ, расположенная в г.Куйбышеве, включает одну ЭВМ СМ-2М, а в крупном Московском комплексе реализована 4-х машинная конфигурация (одна ЭВМ является резервной).

7.3.4. Терминальные сети системы "Сирена-2" охватывают крупные географические регионы страны, совпадающие обычно с территориальными управлениями гражданской авиации. Передача информации в

терминальной сети происходит по принципу коммутации сообщений и осуществляется по выделенным телефонным и телеграфным каналам связи. В качестве узлов коммутаций сообщений и концентрации терминалов используются управляющие вычислительные телекомплексы информации (УВТК-КИ). Для подключения к УВТК-КИ, реализованного на микро-ЭВМ "Электроника-60", аппаратуры передачи данных АПД-МА в составе УВТК-КИ имеются адаптеры, реализующие стык С3, а для подключения модемов - адаптеры, реализующие стык С2. С целью выполнения требований надежности в терминальной сети реализуется принцип дву-связности. В соответствии с этим принципом каждый УВТК-КИ соединен с узлом коммутации базовой сети, на который ориентируется терминальная сеть, по крайней мере, двумя непересекающимися путями.

7.3.5. В базовой сети "Сирена", включающей узлы коммутации и выделенные телефонные каналы связи, используется принцип коммутации пакетов. Узлы коммутации пакетов реализуются на базе одной или нескольких ЭВМ серии СМ-2 и размещаются в непосредственной близости от HOST-ЭВМ. Предусмотрена также возможность совмещения функций узла коммутации и HOST-ЭВМ в одной ЭВМ ЕС или СМ-2 (такой вариант реализован в г.Куйбышеве).

7.3.6. Транспортная служба сети "Сирена" включает набор программ транспортного, сетевого и канального уровня. Абонентами транспортной службы являются задачи сеансового уровня узлов коммутации. Информация между абонентами и транспортной службой передается с помощью примитивов транспортного сервиса. Набор примитивов и фазы их взаимодействия реализованы в соответствии со стандартами МСС и с учетом особенностей, связанных с обменом информацией через устройство межзадачного обмена ЭВМ СМ-2.

7.3.7. Транспортный протокол также соответствует рекомендации МСС. Функции этого протокола делятся на 5 классов (0÷4). По

мере увеличения номера класса расширяется набор функций протокола, а следовательно, и сервис, представляемый транспортному пользователю. В первой версии базовой сети передачи данных "Сирена" реализован 0-й класс, обеспечивающий функции, необходимые для установления соединения, передачи данных с сегментацией и сообщений об ошибках. Класс 0 обеспечивает транспортные соединения с управлением потоком, основанным на сетевом уровне (управление потоком в рамках X.25/3), и разъединение, основанное на разъединении виртуальных каналов на сетевом уровне.

7.3.8. Сетевой протокол, реализованный на базе интерфейса X.25/3, предусматривает использование постоянных виртуальных каналов при передаче пакетов в базовой сети "Сирена". Размер пакета равен сумме размера транспортного блока и шапки данных транспортного протокола, и не превосходит 131 байта. На сетевом уровне используется управление потоком пакетов данных по логическому анализу. Инициализация логического канала и вхождение его в работу осуществляется с помощью процедуры сброса, которая имеет глобальный характер (от одного конца логического канала до другого). Межузловой протокол, обеспечивающий установление соединения между двумя соседними узлами и управление потоком данных, контролирующее перегрузку физических каналов на межузловом уровне, реализует надежную доставку данным между узлами базовой сети передачи данных.

7.3.9. В базовой сети "Сирена" (также, как и в терминальной сети) используется принцип двусвязности, в соответствии с которым каждая пара узлов источник-адресат соединена не менее чем двумя физическими путями. При этом фиксированная маршрутизация пакетов осуществляется в нормальном режиме по основному маршруту, а обходные (резервные) маршруты используются только при отказе основного (описание алгоритмов выбора оптимальных маршрутов в базовой сети передачи данных приведено в разд.9).

7.4. Последовательность проектирования сети связи ЭВМ. Автоматизация процесса проектирования

7.4.I. Выбор технических средств и системы протоколов (включая способы коммутации и доставки данных в терминальной и базовой сети) является важным первым этапом проектирования сети ЭВМ.

7.4.2. Второй этап проектирования требует решения большой совокупности сложных взаимосвязанных задач. К этим задачам относятся: оптимизация пропускной способности каналов связи; выбор маршрутов; оптимизация топологической структуры; выбор методов управления потоками и определение параметров управления; анализ объемов буферной памяти узлов коммутации и выбор стратегии буферизации при перегрузках и т.д.

7.4.3. Средством решения списанной общей задачи проектирования является создание комплекса математических моделей и программ проектирования сети ЭВМ. При этом высокое качество проектирования может быть достигнуто только в том случае, когда отдельные методы и модели объединены на основе системного подхода в единую систему проектирования, охватывающую все или большую часть задач проектирования. Необходимость создания многоуровневой иерархии моделей, объединенной в единую систему автоматизации проектирования, диктуется также практической невозможностью совместного решения всего комплекса задач проектирования, определяющего логическую, физическую и программную структуру сети.

7.4.4. Наличие трудно формализуемых факторов и ограничений, приближенность некоторых исходных данных и многокритериальный характер общей задачи проектирования вызывают необходимость использования интерактивного (диалогового) режима проектирования. Такой режим позволяет объединить в едином процессе современные математические методы и алгоритмы оптимизации с опытом и интуицией про-

ектировщика. Это обеспечивает проектировщику возможность контроля за ходом проектирования и активного вмешательства в процесс поиска оптимальных решений.

7.4.5. Разработанная в Институте проблем управления система автоматизации проектирования сетей ЭВМ представляет собой совокупность взаимосвязанных глобальных и локальных моделей вычислительных сетей, реализованных в виде единого программного комплекса. Она включает в себя следующие подсистемы: блок исходных данных, подсистемы выбора топологии, маршрутов и пропускных способностей каналов связи, подсистему анализа потоков и задержек в сети с межконцевым механизмом управления потоком и выбора параметров управления; подсистему анализа надежности; подсистему анализа буферной памяти; подсистему анализа протоколов; подсистему имитационного моделирования вычислительных сетей; блоки анализа и выбора алгоритма проектирования.

7.4.6. Каждая из перечисленных подсистем базируется на соответствующих библиотеках программ, реализующих как известные, так и оригинальные точные и приближенные методы исследования моделей сетей ЭВМ. Выбор метода решения осуществляется на основании параметров сложности модели сети и формализованных характеристик метода.

7.4.7. Диалоговая процедура проектирования сети, основанная на многоуровневой иерархии моделей, представляет собой сходящийся итерационный процесс. Модели каждого последующего уровня учитывают большее количество характерных черт проектируемой сети при фиксации параметров, определенных на предыдущих уровнях. Если полученные на определенном этапе проектирования параметры сети не удовлетворяют требованиям технического задания, то осуществляется повторный расчет на предыдущих этапах с изменением соответствующих ограничений.

7.4.8. Система автоматизации проектирования является открытой, что позволяет автономно использовать отдельные подсистемы и их совокупности, а также подключать новые подсистемы. С целью облегчения работы пользователей предусматривается диалоговый режим и использование машинной графики.

7.4.9. Следует отметить, что проектирование сетей небольшой размерности с помощью предлагаемой методики может осуществляться традиционным (ручным) способом. В общем случае при проектировании сетей большой размерности необходимо использование разработанного в Институте проблем управления пакета прикладных программ, написанного на языке ПЛ/I.

7.5. Методика проектирования базовой и терминальной сетей передачи данных

7.5.I. Итерационная процедура проектирования базовой и терминальных сетей совпадает за исключением некоторых специфических этапов, поэтому ниже подробно рассматривается только алгоритм проектирования базовой сети передачи данных.

Указанный алгоритм включает следующие основные этапы.

7.5.2. Этап I. Анализ исходных данных для проектирования сети. Такими данными являются: матрица интенсивности входных потоков информации (матрица тяготения) $\Lambda = \| \lambda_{ij} \|$; географические координаты мест расположения узлов коммутации; технико-экономические характеристики аппаратуры передачи данных, узлов коммутации и каналов передачи данных (включая стоимость аренды каналов, заданной в приложении I); распределение длины сообщений и максимальный размер передаваемых пакетов; вероятность искажения элементарного разряда в канале связи; ограничение на время задержки сообщений T_c или пакетов $T_п$; ограничение на число независимых путей из узла-источника в узел-адресат и на число переприемов пакетов

при передаче по сети (или на диаметр сети).

7.5.3. Этап 2. Анализ линейного звена передачи данных с целью отыскания эффективной скорости передачи с учетом искажений и зависимости среднего времени передачи пакета от величины потока информации, передаваемого по линейному звену. Выбор максимального потока информации, который можно передавать по линейному звену передачи данных при сформулированных требованиях на среднее или максимальное время передачи пакета по линейному звену. Найденные данные о среднем времени передачи пакета по линии связи и ограничение на максимальную величину потока, передаваемого по линейному звену передачи данных, используются при синтезе базовой сети и анализе ее характеристик.

7.5.4. Этап 3. Выбор метода для синтеза топологической структуры сети исходя из размерности проектируемой сети.

7.5.5. Этап 4. Решение задачи синтеза топологической структуры выбранным методом на основе исходных данных и зависимости стоимости каналов от расстояния.

7.5.6. Этап 5. Оценка проектировщиком полученной сети с учетом неформальных требований. В случае необходимости корректировка структуры сети или изменение некоторых ограничений, используемых в качестве исходных данных и возврат к этапу 4.

7.5.7. Этап 6. Анализ характеристик сети при различных режимах нагрузки и выбор метода расчета оптимальных параметров управления потоками пакетов для защиты сети от перегрузок.

7.5.8. Этап 7. Нахождение параметров управления потоками на сети и отыскание характеристики сети (производительности сети, времени задержки и вероятности связности) при различных режимах нагрузки.

7.5.9. Этап 8. Сравнение полученных характеристик сети с соответствующими ограничениями в исходных данных. Если указанные

ограничения не выполняются, то следует уменьшить величину максимального потока, передаваемого по линейному звену передачи данных или уменьшить максимальное число переприемов, допускаемое при передаче пакета по сети и вернуться к этапу 4.

7.5.10. Этап 9. Оценка буферных накопителей в узлах коммутаций и выбор стратегии буферизации при перегрузках.

7.5.11. Этап 10. Анализ уточненных характеристик базовой сети с помощью уточненной аналитической или имитационной модели. Окончательная оценка проекта сети с точки зрения выполнения требований технического задания. В случае необходимости внесение необходимых изменений в исходные данные для синтеза сети и переход к этапу 4, изменение параметров управления и переход к этапам 7, 9, внесение изменений в проект сети и переход к этапу 10.

7.5.12. Этап 11. Завершение процедуры. Представляется целесообразным на основе измерений функционирующей сети уточнять исходные данные, использованные для проектирования сети (например, потоки информации, передаваемые по сети, искажения в линиях связи), и характеристики сети. На основании полученной информации можно осуществлять совершенствование сети, предварительно анализируя предлагаемые изменения на модели сети. Информация о характеристиках реальной сети является также средством уточнения моделей и методов, использованных при проектировании магистральной сети, выявления их недостатков и оценки границ их применения.

8. СИНТЕЗ ТОПОЛОГИЧЕСКОЙ СТРУКТУРЫ БАЗОВОЙ СЕТИ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ ПО КРИТЕРИЯМ СТОИМОСТИ И НАДЕЖНОСТИ

8.I. Постановка задачи выбора топологической структуры, пропускной способности каналов связи и оптимальной маршрутизации

8.I.I. Задача топологической оптимизации распределенных и централизованных сетей передачи данных является одной из основных при разработке сетей ЭВМ. Алгоритмы решения этой задачи эффективно используются на всех этапах проектирования и развития сети ЭВМ.

8.I.2. В качестве критерия при проектировании топологии сети передачи данных используется обобщенный экономический критерий - приведенные затраты, включающий стоимость годовой аренды каналов связи и приведенную стоимость узлов коммутации пакетов. Другие критерии (среднее время задержки, надежность и т.д.) используются как ограничения при решении задачи оптимизации топологии.

8.I.3. Учет требований надежности осуществляется путем введения ограничений на количество узлов коммутации в маршруте от источника к адресату (длина маршрута) и на количество независимых маршрутов $k_{сб}$ от источника до адресата. Для многих отечественных и зарубежных сетей передачи данных характерно требование двусвязности ($k_{сб}=2$), т.е.наличие между каждой парой узлов сети не менее двух независимых маршрутов передачи пакетов.

8.I.4. Временные ограничения вводятся на задержку пакетов в виртуальных соединениях или в сети в целом, либо на среднее время доставки многопакетного сообщения. Ограничение на время доставки сообщений характерно для диалоговых вычислительных сетей, работающих в реальном масштабе времени.

8.I.5. Задача топологической оптимизации состоит в выборе оптимальной схемы соединения узлов коммутации, определении пропускных способностей каналов связи (или числа каналов в пучке),

распределении потоков в сети и выборе оптимальных маршрутов передачи информации так, чтобы суммарная стоимость сети была минимальной при условии выполнения ограничений на задержку и надежность.

6.1.6. Формально указанная задача формулируется следующим образом: найти число каналов связи между каждой парой (i, j) узлов сети - y_{ij} ($y_{ij}=0,1,2,\dots$) и величин потоков в каналах связи f_{ij} ($i,j=\overline{1,W}$, где W - число узлов сети), так, чтобы

$$\sum_{i=1}^{W}\sum_{j=1}^{W} C_{ij}\cdot y_{ij} \rightarrow \min \qquad (99)$$

при условиях:

матрица потоков $F=\|f_{ij}\|$ удовлетворяет матрице тяготения H; (100)

среднее время доставки сообщения (пакета) в каждом виртуальном канале не превосходит заданной величины T_c ($T_п$); (101)

количество независимых маршрутов между каждой парой узлов сети не меньше величины $k_{сб}$; (102)

длина маршрутов между каждой парой узлов не превосходит величины D_1 в основном и D_2 в обходных маршрутах. (103)

6.1.7. Сформулированная задача топологического синтеза структуры сети передачи данных является сложной задачей дискретной оптимизации, для которой в настоящее время известны лишь эвристические алгоритмы решения. Ниже дано описание новых комбинаторных алгоритмов решения задачи (99) и ее частных случаев.

6.1.8. К достоинствам предложенных алгоритмов относятся: возможность отыскания точного решения задачи топологической оптимизации для сетей малой и средней размерности, что дополнительно позволяет оценить качество известных и вновь разрабатываемых приближенных алгоритмов; возможность простого эвристического расши-

рения предлагаемых алгоритмов для исследования сетей большой размерности.

8.I.9. Разработанные алгоритмы программно реализованы в пакете прикладных программ синтеза топологии сетей передачи данных, который включает:

точный и приближенный алгоритмы конструктивного перечисления графов для решения задачи топологического синтеза сети минимальной стоимости при наличии ограничений на надежность. Указанные алгоритмы эффективно используются на этапе предпроектного исследования сети;

комбинаторные алгоритмы точного и приближенного решения задачи синтеза топологии, выбора пропускных способностей и маршрутов, применяемые на этапе технического проектирования и в процессе развития сети ЭВМ;

алгоритм "насыщения сечения";

алгоритмы решения задачи топологического синтеза сетей с повышенными требованиями к надежности (проектирование сетей с количеством независимых путей между каждой парой узлов большим двух);

эвристические алгоритмы решения задач синтеза топологии сетей ЭВМ большей размерности.

8.2. Описание упрощенной постановки задачи синтеза топологической структуры базовой сети передачи данных

8.2.I. В ряде случаев представляет интерес более простая задача топологического проектирования, в постановке которой снимаются ограничения (I00), (I0I), т.е. не учитываются требования к информационным потокам, проходящим по сети.

Такая задача решается на предпроектной стадии создания вычислительной сети в условиях отсутствия подробной информации о сетевых протоколах, матрице интенсивности входных потоков и т.д.

Эта же задача решается в том случае, если информационные потоки невелики по сравнению с пропускной способностью каналов связи.

6.2.2. Пусть $a_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если существует связь между узлами } i \text{ и } j \\ 0, & \text{в противном случае.} \end{cases}$

Тогда задача ставится следующим образом:

$$\sum_{i=1}^{W} \sum_{j=1}^{W} c_{ij}\, a_{ij} \to min \qquad (104)$$

при условиях:

связность сети $\geqslant k_{cb}$; (105)

длина основного маршрута между каждой парой узлов $\leqslant D_1$; (106)

длина всех обходных маршрутов между каждой парой узлов $\leqslant D_2$. (107)

Даже в такой "облегченной" постановке задача топологической оптимизации является сложной задачей дискретной оптимизации.

6.3. Определение нижней оценки стоимости сети

6.3.1. Обозначим через M число ребер сети. Ставится задача нахождения нижней оценки стоимости сети с M ребрами ($M \geqslant W$).

6.3.2. Для определения нижней оценки используется следующий прием: условия (105) и (106) не учитываются, а условие (105) заменяется на более простое:

$$\sum_{j=1}^{M} a_{ij} \geqslant k_{cb} \quad \text{для всех} \quad i = \overline{1, W}. \qquad (108)$$

6.3.3. Условие, состоящее в том, что сеть содержит M ребер, записывается в виде:

$$\sum_{i=1}^{M} \sum_{j=1}^{W} a_{ij} = 2M. \qquad (109)$$

6.3.4. Таким образом, для определения нижней оценки стоимости сети с M ребрами необходимо решить следующую задачу:

$$\sum_{i=1}^{W}\sum_{j=1}^{W} c_{ij}a_{ij} \to min \qquad (110)$$

при условии:

$$\sum_{j=1}^{M} a_{ij} \geq k_{cb}, \text{ для всех } i=1,2,\ldots,W; \qquad (111)$$

$$\sum_{i=1}^{W}\sum_{j=1}^{W} a_{ij} = 2M. \qquad (112)$$

8.3.5. Решение этой задачи дает следующий алгоритм:

Шаг 1. Сортировка строк матрицы $\|c_{ij}\|$. Строки матрицы $\|c_{ij}\|$ сортируются в порядке возрастания. Таким образом, для каждого узла i в i-й строке матрицы $\|\tilde{c}_{ij}\|$ содержатся стоимости соединения i-го узла с остальными узлами в порядке возрастания.

Шаг 2. Для каждой строки матрицы $\|\tilde{c}_{ij}\|$ выбрать первые k_{cb} элементов (для выполнения условия (III)), т.е.положить

$$c_1^* = \sum_{i=1}^{W}\sum_{j=1}^{k_{cb}} \tilde{c}_{ij} .$$

Шаг 3. Оставшиеся $W^2 - Wk_{cb}$ элементов матрицы $\|c_{ij}\|$ расположить в порядке возрастания стоимостей

$$\hat{C} = \|\tilde{c}_{ij}\| \to \bar{C} = \{\bar{c}_K\}, \; K=1,2,\ldots, W(W-k_{cb}).$$

Шаг 4. Суммируются первые $2M - k_{cb}\cdot W$ элементов вектора $\bar{C}$ (для выполнения условия (112)):

$$c_2^* = \sum_{K=1}^{2M-k_{cb}W} c_K .$$

Шаг 5. Вычисляется нижняя оценка стоимости сети с M ребрами:

$$c^* = (c_1^* + c_2^*)/2.$$

Шаг 6. Конец работы алгоритма.

6.4. Генерация помеченных графов с заданными свойствами

6.4.I. Для решения задачи (I04) удобно представить сеть передачи данных в виде помеченного неориентированного графа, вершины которого соответствуют узлам сети и ребра - линиям связи.

6.4.2. Матрица $A = \|a_{ij}\|$ представляет собой матрицу смежности помеченного графа, являющегося решением задачи.

6.4.3. Таким образом, задачу (I04) можно решить, если исследовать множество $\{G\}$ всех помеченных графов с заданными свойствами (I05) - (I07) и выбрать среди них граф минимальной стоимости, т.е.граф с матрицей смежности $A^* = \|a^*_{ij}\|$ такой, что

$$\sum_{i=1}^{W}\sum_{j=1}^{W} a^*_{ij} c_{ij} = \min_{A\in\{G\}} \sum_{i=1}^{W}\sum_{j=1}^{W} a_{ij} c_{ij} .$$

6.4.4. Обычно $k_{cв}=2$, поэтому в дальнейшем речь будет идти о двусвязных графах. Предполагается, что число M - фиксировано.

6.4.5. Свойства (I06), (I07) на языке теории графов формулируются следующим образом. Пусть граф G принадлежит $\{G\}$ Пусть X - множество вершин G $(|X|=W)$ и E - множество ребер G $(|E|=M)$. Пусть $D(G)$ - диаметр G.

Тогда условия (I06), (I07) перепишутся в виде:

$$D(G) \le D_1 ; \qquad (II3)$$

$$D(G-x) \le D_2 , \ \forall x \in X ; \qquad (II4)$$

$$D(G-e) \le D_2 , \ \forall e \in E.$$

6.4.6. Ниже приводится алгоритм порождения всех графов, принадлежащих множеству $\{G\}$.

Шаг I. Формирование списка допустимых ребер LE. Вначале LE содержит список всех возможных ребер графа $G-LE_0$, которые расположены в порядке возрастания стоимостей.

Шаг 2. Инициализация необходимых параметров

$$\forall x \in X:$$
$$0 \to DEG(x);\quad 0 \to R(x);$$
$$i \to SET(x,i);\quad i = 1,2,\ldots,W;$$
$$1 \to SIZE(x,i);\quad i = 1,2,\ldots,W.$$

Шаг 3. Выделение двусвязного помеченного графа из списка LE. Список LE последовательно просматривается, и для каждого ребра e выполняются следующие действия.

Подсчитывается степень вершин X, Y, инцидентных ребру e

$$DEG(x)+1 \to DEG(x);$$
$$DEG(y)+1 \to DEG(y).$$

Для всех $x \in X$ подсчитывается число циклов графов $G-x$: если ребро e является циклическим в графе $G-x$, то

$$R(x)+1 \to R(x).$$

Проверяется условие двусвязности : если $DEG(x)+R(x)>M-W+2$, то ребро e недопустимо (оно исключается из списка LE). Таким способом из списка LE выделяется M ребер.

8.4.7. Для определения условия, является ли ребро e циклическим, реализована проверка, основанная на использовании операций объединения подмножеств $UNION$ и отыскания подмножества, содержащего заданный элемент $FIND$.

Процедура $UNION(a,b)$ по номерам двух подмножеств производит объединение подмножеств.

Процедура $FIND(x)$ выдает номер подмножества, содержащего x.

8.4.8. Процедура проверки цикличности ребра выглядит так:

$FIND(x) \to a$ (номер подмножества, содержащего x);

$FIND(y) \to b$ (номер подмножества, содержащего y);

Если $a=b$, то e - циклическое, иначе: $UNION(a,b)$.

Описание алгоритмов процедур FIND и UNION приведены в справочном приложении 3.

Шаг 4. Анализ условий (II3), (II4).

Для проверки условий (II3), (II4) используется следующий алгоритм:

для $\forall x \in X$ проверить, что $D(G-x) \leq D_2$,

если $D_2 > D_1$, то:

вычислить $D(G)$,

проверить, что $D(G) \leq D_1$;

если $D_2 \geqslant 2D_1$, то проверка завершена;

для каждого ребра $e = xy$ такого, что: $D(G-x) = D(G-y) = D_2$ вычислить расстояние между вершинами x, y в графе $G - e$ и проверить, что это расстояние не превосходит D_2. Алгоритм вычисления диаметра графа приведен в справочном приложении 4.

Шаг 5. Корректировка списка допустимых ребер.

6.4.9. Пусть $LE(G)$ - список ребер последнего выделенного двусвязного графа G. Тогда список допустимых ребер LE для следующей итерации получается следующим образом.

Определяется ребро e_S, которое удаляется из списка $LE(G)$ (S - номер ребра в списке LE_0).

Список $LE = \{e_t : e_t \in LE(G);\ t < S\} \cup$

$\{e_\tau : e_\tau \in LE_0;\ \tau > S\}$.

6.4.10. Ребро e_S определяется из решения следующей задачи:

$$S \to max;$$

$$deg\, x > kcb = 2,$$

для $\forall x \in$ графу G', определяемого списком LE, нижняя оценка стоимости G' меньше достигнутого оптимального решения.

6.4.11. Если такого ребра e_S не существует, это означает, что все возможные двусвязные помеченные графы с заданным числом

ребер выделены (возможно, их не существует вообще). Работа алгоритма завершается. В противном случае происходит переход к шагу 2.

8.4.12. Генерируемые графы лексикографически упорядочены по возрастанию стоимостей их ребер.

8.5. Алгоритм решения задачи

8.5.1. Для решения задачи (104) используется следующий комбинаторный алгоритм.

Шаг 1. $M := M_{min}$, M_{min} - минимальное допустимое число ребер в графе с заданными ограничениями.

M_{min} определяется по следующей формуле:

$$M_{min} = \begin{cases} W, \text{ если } W \le 2 \cdot D_1 + 1 \\ \left] \frac{D_1(N-2)-1}{D_1-1} \right[, \text{ если } W > 2D_1 + 1, \end{cases}$$

где $]V[$ - минимальное число, большее или равное V.

Шаг 2. $C_{опт} := \infty$

Шаг 3. Определяется нижняя оценка стоимости для графа с M ребрами.

Шаг 4. Если $C_{опт} \le C_{min}$, то STOP.

Шаг 5. Генерация очередного графа с M ребрами.

Шаг 6. Если стоимость $G < C_{опт}$, то $C_{опт} := C$; $G \to G_{опт}$

Шаг 7. Если все графы с M ребрами рассмотрены или $C_{опт} = C_{min}$, то переход к шагу 8; иначе к шагу 5.

Шаг 8. M:= M+1; если $M \le W(W-1)/2$, то переход к шагу 3.

8.5.2. Предлагаемый алгоритм дает точное решение задачи (104). Для больших W он приводит к значительным вычислительным затратам и поэтому необходимо использовать приближенный вариант данного алгоритма.

8.5.3. Возможны два способа получения приближенного решения.

Во-первых, условие: $C_{опт} \leq C_{min}$ и $C_{опт} = C_{min}$ в шагах 4 и 7 заменяются на условие: $C_{опт} - C_{min} \leq \varepsilon \cdot C_{min}$, где ε - заданная погрешность решения.

Во-вторых, вычислительные эксперименты показали, что при генерируемой данным алгоритмом последовательности решений для получения оптимального решения требуется не более 5-I0% от общего числа итераций.

8.5.4. Таким образом, условие генерации всех дву-связных графов с M ребрами на шаге 7 можно заменить на условие генерации заданного числа графов K которое приближенно можно определить следующим образом:

$$K \cong C_M^W \cdot \delta, \qquad \text{где } \delta = 5 - I0\%.$$

8.6. Пример выбора топологической структуры сети по критериям стоимости и надежности

8.6.1. Для иллюстрации описанного выше алгоритма рассматривается пример синтеза топологической структуры фрагмента базовой сети передачи данных системы "Сирена" с $W = 5$ узлами коммутации, расположенными в городах Москва, Ленинград, Киев, Свердловск, Минск.

8.6.2. Исходя из таблицы расстояний (табл.8) и зависимости стоимости годовой аренды телефонных каналов связи от расстояния (справочное приложение 2), строится матрица стоимостей С.

Таблица 8

№ пп.	Название города	Расстояние между городами в соответствии с их порядковым номером, км				
		I	2	3	4	5
I.	Москва	-	6I4	730	I460	690
2.	Ленинград	I4	-	I000	I853	692
3.	Киев	730	I000	-	2087	393

Продолжение табл.8

№ пп.	Название города	Расстояние между городами в соответствии с их порядковым номером, км				
		I	2	3	4	5
4.	Свердловск	I460	I853	2087	-	2I48
5.	Минск	690	692	393	2I48	-

$$C = \begin{Vmatrix} - & 13I400 & 13I400 & I57680 & 13I400 \\ 13I400 & - & 13I400 & I57680 & 13I400 \\ 13I400 & 13I400 & - & I57680 & 78840 \\ I57680 & I57680 & I57680 & - & I57680 \\ 13I400 & 13I400 & 78840 & I57680 & - \end{Vmatrix}$$

8.6.3. Предлагаемый алгоритм работает следующим образом.

$M_{min} = W = 5$.

M=5 (генерируются все помеченные графы с пятью вершинами и пятью ребрами);

нижняя оценка стоимости для пяти ребер равна 630720;

список ребер состоит из I0-ти ребер: (3,5), (I,2), (I,3), (I,5), (2,3), (2,5), (I,4), (2,4), (3,4), (4,5);

I-й двусвязный граф с 5-ю ребрами состоит из ребер: (3,5), (I,2), (I,3), (2,4), (4,5). Его стоимость: 657000. Заметим, что это больше нижней оценки. Однако, если необходимо получить приближенное решение с погрешностью 50, то 657000-630720=26280<630720× ×5%=31536.

Таким образом, уже I-е решение является оптимальным с погрешностью, меньшей 5%.

8.6.4. Для перехода к следующей итерации удаляется ребро (I,3) и список допустимых ребер LE состоит из 9-ти ребер (все ребра являются допустимыми (кроме (I,3)).

2-й двусвязный граф состоит из ребер: (3,5), (I,2), (I,5), (2,4), (3,4). Его стоимость 657000.

Удаляется ребро (I,2) и получается 3-й граф: (3,5), (I,3), (2,3), (I,4), (2,4). Его стоимость 657000.

Дальнейшее удаление ребер невозможно, поэтому итерация графов с 5-ю ребрами завершается (сгенерировано всего 3 графа, тогда как для пяти вершин и пяти ребер существует I2 помеченных двусвязных графов). Следует отметить, что уже первое решение является оптимальным.

Число ребер увеличивается на I, т.е.предполагается рассмотреть все двусвязные графы с 5-ю вершинами и 6-ю ребрами.

Нижняя оценка C_{min} = 657000. Таким образом, рассмотрение графов с 6-ю и большим числом ребер не имеет смысла. Оптимальная стоимость сети 657000 (для всех генерируемых графов выполняются ограничения).

8.6.5. Данный пример показывает следующие свойства алгоритма.

Оптимальное решение находится довольно быстро (в примере уже I-е решение является оптимальным).

Алгоритм исследует относительно незначительную область допустимых решений (было исследовано лишь 3 решения, тогда как существует 238 двусвязных помеченных графов с заданными свойствами)

Если решать поставленную задачу полным перебором всех допустимых сочетаний из $W(W-1)/2$ ребер по M, где $W \leq M \leq W(W-1)/2$, то пришлось бы исследовать 638 графов с анализом двусвязности каждого из них.

9. ВЫБОР ПРОПУСКНЫХ СПОСОБНОСТЕЙ КАНАЛОВ СВЯЗИ И РАСПРЕДЕЛЕНИЕ ПОТОКОВ

9.I. Постановка задачи

9.I.I. Проблема выбора пропускных способностей и оптимального распределения потоков является одной из ключевых задач при решении общей задачи топологической оптимизации.

9.I.2. Данную задачу можно сформулировать следующим образом:

Даны:

топология сетей;

матрица информационных потоков $\Lambda = \|\lambda_{ij}\|$,

матрица стоимостей аренды каналов между каждой парой узлов сети $C = \|C_{ij}\|$.

Требуется найти:

количество каналов связи в каждом соединении y_{rs}

$$r, s = \overline{1, w};$$

величины потоков в каждом соединении f_{rs} $(r, s = \overline{1, w})$, так, чтобы:

$$\sum_{r} \sum_{s} C_{rs} y_{rs} \to min \qquad (II5)$$

при следующих ограничениях:

$F = \|f_{rs}\|$ удовлетворяет матрице $\Lambda = \|\lambda_{ij}\|$; (II6)

задержка T_{ij} сообщения в любом виртуальном соединении (i, j) не превосходит заданной величины T_c:

$$T_{ij} \le T_c ; \qquad (II7)$$

величина потока в каждом соединении f_{rs} не должна превосходить пропускной способности данного соединения:

$$f_{rs} \le B y_{rs} , \qquad (II8)$$

где B - пропускная способность канала;

в каждой вершине, в которую направлен некоторый поток, должно быть выбрано единственное направление, по которому он выйдет из вершины (условие II9).

9.I.3. Под выбором пропускных способностей в данной постановке понимается выбор количества каналов связи в каждом соединении (z,s). Условие (II6) означает условие сохранения потока в сети, т.е.сумма всех потоков, входящих в каждый узел, равна сумме всех потоков, выходящих из данного узла.

9.I.4. Вместо условия (II7) обычно используется ограничение на среднюю задержку по всем виртуальным соединениям в сети. Однако ограничение на каждое виртуальное соединение более полно отражает требование ко времени реакции в системах реального времени.

9.I.5. Ограничение (II8) означает, что величина потока в каждом соединении (z,s) не превосходит суммарной пропускной способности соединения, т.е.если B - пропускная способность канала, то $f_{zs} < B \cdot y_{zs}$.

9.I.6. Условие (II9) означает, что в сети используется маршрутизация (способ выбора маршрута) с постоянными виртуальными соединениями, т.е.для каждой пары узлов сети должен быть выбран единственный маршрут, по которому будет производиться передача пакетов каждого сообщения. Принцип виртуальных соединений в силу ряда объективных причин в последнее время получает все большее распространение, поэтому представляется необходимым включение условия (II9) в постановку задачи выбора пропускных способностей и распределения потоков.

9.2. Алгоритм решения задачи выбора пропускных способностей и оптимального распределения потоков

9.2.I. Как уже отмечалось, для решения данной задачи не существует алгоритмов с полиномиальным временем решения. Поэтому

используются различные эвристические подходы.

9.2.2. Алгоритмы решения задачи (115)-(119) должны удовлетворять следующим требованиям:

достаточная эффективность с точки зрения затрат машинного времени на реализующую данный алгоритм программу, т.к.задача выбора пропускных способностей и оптимального распределения потоков решается на каждом шаге общего алгоритма решения задачи топологической оптимизации;

легкая адаптация к изменениям функциональных зависимостей, отражающих поведение задержки;

обеспечение достаточно хорошего решения с точки зрения близости к оптимальному.

9.2.3. Анализ известных алгоритмов решения задачи (115)-(119) показал, что наиболее подходящим, с позиции перечисленных требований, является алгоритм насыщения загруженных линий.

9.2.4. Ниже дано описание модификации данного алгоритма.

Шаг 1. Для всех пар (i,j), имеющих прямой маршрут, распределить потоки по этим маршрутам. Полученные потоки в линиях связи обозначим через $F^{(0)}$.

Шаг 2. Определить минимальное число каналов связи так, чтобы:

$$y_{ij} b \geq f_{ij}^{(0)}.$$

Шаг 3. Пары (i,j), для которых нет прямого маршрута, расположить в порядке убывания потоков λ_{ij}; обозначить полученный список пар через Ω.

Шаг 4. Взять очередную пару $(i,j) \in \Omega$ и выбрать кратчайший маршрут с наименьшей загрузкой.

Шаг 5. Направить весь поток λ_{ij} по выбранному маршруту.

Шаг 6. Если все пары из Ω рассмотрены, то перейти к шагу 7, иначе к шагу 4.

Шаг 7. Для каждой пары (i,j) выбрать число каналов так, чтобы: $T_{ij} \leq T_c$.

Остановимся более подробно на содержании некоторых шагов.

9.2.5. Для описания кратчайших путей в графе могут быть использованы известные алгоритмы Флойда, Данцига, Форда, Дейкстры. Анализ алгоритмов показал, что наиболее подходящим для решения задачи маршрутизации является алгоритм Дейкстры. Во-первых, этот алгоритм является наилучшим по количеству операций. Во-вторых, структура алгоритма позволяет легко адаптировать его для того, чтобы учесть различные особенности задачи маршрутизации.

9.2.6. Описание алгоритма. Топология сети задана в виде связного неориентированного графа, каждому ребру которого сопоставлено положительное число, называемое длиной ребра (или несколько таких чисел). Длина пути из вершины i в вершину j – это сумма длин ребер, входящих в путь. Путь, имеющий минимальную длину, называется кратчайшим. Если длина ребра задается вектором, то длина пути также является векторной величиной. Тогда путь $\mathcal{T}_{ij}$ из i в j называется кратчайшим, если его длина лексикографически меньше, чем длина любого пути из i в j.

Рассмотрим задачу определения кратчайшего пути, если каждое ребро графа задается двумя параметрами: единичной длиной; загрузкой ρ_{nv}. Путь из i в j считается кратчайшим, если он состоит из наименьшего числа ребер; если существует несколько таких путей, то кратчайшим считается тот, для которого $\max\limits_{(n,v)\in\mathcal{T}_{ij}} \rho_{nv} = \min$

Представим описание алгоритма нахождения такого кратчайшего пути из i в j. В этом описании $LABEL(V)$ – массив, в котором содержатся длины путей из i в V (число ребер). Вначале $LABEL(i)=0$; $LABEL(V)=\infty$ для $V \neq i$. Массив $RES(v)$ содержит $\max \rho_{nv}$, $(n,V)\in\mathcal{T}_{iV}$. Массив $PRED$ содержит номера вершин, входящих в кратчайший путь, т.е. вершины $j, PRED(j), (PRED(y)), \ldots i$

составляют кратчайший путь из i в j. Перейдем к списанию алгоритма.

Шаг I. Положить для всех $V \neq i$:

$LABEL(L) = \infty$, $PRED(V) = V$, $RES(V) = 0$;

$LABEL(i) = 0$

Шаг 2. Пусть $\ell = 0$ и $u = i$

Шаг 3. Положить $\ell = \ell + 1$. Для всех вершин V таких, что $LABEL(V) > \ell$ и u смежна с V, выполнить следующие действия:

$S = max(RES(u), P(i,V))$;

если $LABEL(V) > \ell$ или $RES(V) > S$, то

$LABEL(V) = \ell$, $RES(V) = S$; $PRED(V) = u$.

Шаг 4. Среди всех вершин, для которых $LABEL(V) > 0$ найти вершину w с наименьшим значением $LABEL$.

Положить $LABEL(w) = -\ell$ и $u = w$.

Шаг 5. Если $u = j$ то $STOP$ (кратчайший путь найден). Иначе переход к шагу 3.

9.2.7. Вычисление задержки сообщения в виртуальном соединении T_{ij}. Если сообщение состоит из одного пакета, то $T_{ij} = \sum_{K=1}^{n_{ij}} T_{ij}^{(K)}$, где n_{ij} - длина виртуального соединения, $T_{ij}^{(K)}$ - задержка пакета на K-м участке. В реальных сетях передачи данных сообщение состоит из нескольких пакетов, поэтому для вычисления T_{ij} необходимо использовать более адекватную формулу.

Многопакетное сообщение состоит из L пакетов ($L \geq 2$), причем первые $(L-1)$ пакетов полные (имеют максимальную длину) и последний пакет имеет длину, меньшую максимальной.

Время пребывания полного пакета на K-м участке $T_K^{(1)} = W_K + T^{(1)}$, где W_K - время ожидания на K-м участке (одинаково для пакетов любой длины); $T^{(1)}$ - время передачи полного пакета (не зависит от номера участка). Время пребывания последнего (неполного) пакета

на K-м участке $T_K^{(2)} = W_K + T^{(2)}$. Пусть K_0- номер участка виртуального канала, для которого справедливо неравенство:

$$W_{K_0} - W_{n_{ij}} \geqslant (n_{ij} - K_0)\cdot(T^{(1)} - T^{(2)}),$$

тогда задержка многопакетного сообщения определяется следующим образом:

$$T_{ij} = \sum_{K=1}^{n_{ij}} W_K + (L-1)W_{K_0} + (L+K_0-2)T^{(1)} + (n_{ij} - K_0 + 1)\cdot T^{(2)}.$$

Среднее время задержки сообщения находится по формуле:

$$T_{ij} = \sum_{K=1}^{n_{ij}} W_K + T_S n_{ij}\beta_1 + \left[W_{K_0}(L_c - 1) + T^{(1)}(L_c + K_0 - 2) + (n_{ij} - K_0 + 1)T^{(2)}\right]\cdot\beta_2,$$

где β_1 - доля однопакетных сообщений;

$(1 - \beta_1)$ - доля многопакетных сообщений;

L_c - среднее число пакетов в многопакетном сообщении;

T_S - время передачи пакета со средней длиной.

9.3. Нижняя оценка стоимости решения задачи выбора пропускных способностей и распределения потоков

9.3.1. Сняв некоторые ограничения в постановке задачи (II5)-(II9), можно перейти к следующей постановке, которая позволяет получить аналитическое выражение оптимальной стоимости.

Даны:

$\{C_K\}$- стоимость канала в к-м соединении;

$\Lambda = \|\lambda_{ij}\|$- матрица информационных потоков;

B- пропускная способность канала связи;

топология сети;

$\frac{1}{\mu}$ - средняя длина пакета.

Требуется найти:

количество каналов в к-м соединении $\{y_K\}$;

величины потоков в к-м соединении $\{f_k\}$

так, чтобы:

$$\sum_{k=1}^{M} C_k y_k \to min; \qquad (120)$$

$$\sum_{k=1}^{N} f_k = f; \qquad (121)$$

$$\frac{1}{\sum_{ij}\lambda_{ij}} \cdot \sum_{k=1}^{M} \frac{f_k}{B y_k - f_k \mu} \leqslant T_{max}. \qquad (122)$$

Как видно из постановки (120)-(122), здесь снято условие сохранения потоков и условие целочисленности y_k.

Используя метод множителей Лагранжа и учитывая, что $f = \lambda \cdot \bar{n}$, где $\bar{n} = \left(\sum_{ij} \lambda_{ij} n_{ij}\right) / \sum_{ij} \lambda_{ij}$, n_{ij} - длина кратчайшего пути из i в j, получим:

$$C_{min} = \frac{\lambda \cdot \bar{n}}{\mu} \cdot \beta_2,$$

где β_2 является решением следующего уравнения:

$$\sum_{k} \frac{C_k}{B\beta_2 \cdot C_k} = \lambda T_{max}. \qquad (123)$$

Величина β_2 может быть найдена любым методом одномерного поиска, например, методом Фибоначи.

9.3.2. Полученная оценка может быть улучшена, если учесть, что $y_i \geqslant 1$. В этом случае способ определения нижней оценки стоимости состоит из 2-х шагов. На первом шаге определяется максимальная производительность сети, если число каналов задано. Убрав условие сохранения потоков и используя метод множителей Лагранжа, получим, что максимальная производительность сети равна:

$$\bar{\lambda} = M \cdot \left(\frac{\mu B}{\bar{n}} - \frac{1}{T_{max}}\right).$$

Если $\bar{\lambda} \geqslant \lambda$, то $C_{min} = \sum_{k=1}^{M} C_k$. Если $\bar{\lambda} < \lambda$, то нижняя оценка стоимости $C_{min} = \sum_{k=1}^{M} C_k + \frac{(\lambda - \bar{\lambda}) \cdot \bar{n}}{\mu} \cdot \beta_2$, где

B_2 вновь определяется по формуле (I23).

I0. РЕШЕНИЕ ОБЩЕЙ ЗАДАЧИ НАХОЖДЕНИЯ ОПТИМАЛЬНОЙ ТОПОЛОГИИ, ВЫБОРА ПРОПУСКНЫХ СПОСОБНОСТЕЙ И РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ПОТОКОВ

I0.I. Постановка задачи

I0.I.I. Приведем формальную постановку задачи топологической оптимизации в следующем виде. Известны:

матрица стоимостей аренды каналов $C = \|c_{ij}\|$, $i,j = \overline{1,N}$;

N – число узлов сети;

матрица интенсивностей информационных потоков $\Lambda = \|\lambda_{ij}\|$;

ограничения на связность сети – K;

ограничения на длину маршрутов (прямого и обходных) – D_1, D_2;

пропускная способность канала связи – B.

Требуется найти:

топологию сети, т.е. граф G_0 с матрицей смежности $A^0 = \|a_{ij}^0\|$;

количество каналов связи в каждом соединении (z, s) $Y = \|y_{zs}\|$;

величины потоков в каждом соединении (z, s) $F = \|f_{zs}\|$

такие, что

$$\sum_{i=1}^{N}\sum_{j=1}^{N} c_{ij} a_{ij} y_{ij} \longrightarrow \min \qquad (I24)$$

при ограничениях:

$G_0 - K$ – связей; (I25)

$D(G_0) \leq D_1$; (I26)

$D(G_0 - x) \leq D_2$ и $D(G_0 - e) \leq D_2$; (I27)

$F = \|f_{zs}\|$ удовлетворяет матрице $\Lambda = \|\lambda_{ij}\|$; (I28)

$f_{zs} \leq B y_{zs}$; (I29)

в каждой вершине, в которую направлен поток, должно быть выбрано единственное направление, по которому он выйдет из вершины (условие I30);

задержка сообщения в любом виртуальном соединении (i, j) не превосходит заданной величины: $T_{ij} \leq T_c$. (I3I)

I0.2. Метод декомпозиции

I0.2.I. Наиболее простым подходом к решению задачи (I24)-(I3I) является последовательное применение алгоритмов для решения задач (I04)-(I07) и (II5-II9). В общем случае такой подход может привести к весьма приближенным решениям. Однако можно выделить ситуации, в которых применение этого способа имеет смысл. Во-первых, если после решения задачи топологической оптимизации таким способом, число каналов γ_{ij} =I для всех (i, j), то полученное решение, очевидно, является оптимальным. Во-вторых, как уже отмечалось на ранних этапах создания сети, подробная информация о матрице информационных потоков может отсутствовать. Тогда полученное решение является вполне приемлемым. В любом случае данный подход дает верхнюю оценку стоимости сети, что в совокупности с нижней оценкой стоимости (способ ее получения указан в разд.6) является чрезвычайно полезным на предпроектной стадии создания сети.

I0.3. Комбинаторный подход

I0.3.I. Комбинаторный алгоритм решения общей задачи топологической оптимизации аналогичен алгоритму решения задачи синтеза топологической структуры по критериям стоимости и надежности.

Здесь также вначале определяется нижняя граница числа ребер M_{min}. Для заданного числа узлов N и ребер $M = M_{min}$

исследуются все графы, удовлетворяющие ограничениям (I25) - (I3I). Для каждого такого графа решается задача выбора пропускных способностей и распределения потоков. Граф G_0, для которого эта задача дает наименьшую стоимость, запоминается в качестве оптимального решения. Затем число ребер M увеличивается на I и процесс продолжается.

В этом алгоритме вновь большую роль играет нижняя оценка стоимости графа, на основе которой построены критерии прекращения работы алгоритма и пропуска областей "неперспективных" решений.

I0.3.2. Остановимся более подробно на способе получения нижней оценки стоимости. Оценка, полученная способом, описанным в разд.8, является в данном случае заниженной, так как она не учитывает проходящих по сети информационных потоков, и, поэтому, эффективность критериев остановки алгоритма и пропуска решений будет невысокой.

Определение нижней оценки стоимости сети из N узлов и M ребер осуществляется в соответствии с разд.9. Эти результаты получены в предположении, что топология сети задана, тогда как в данном случае топология не известна. Для того, чтобы использовать выражение (I23) для вычислений нижней оценки определим, какие топологические свойства используются в задаче (I20)-(I22). Во-первых, необходимой информацией для этой задачи являются стоимости каналов связи. Однако эти данные не связаны с топологией сети. Единственным параметром, зависящим от топологии, является средняя длина пути $\bar{n}$. При отсутствии матрицы смежности, описывающей топологию, величину $\bar{n}$ вычислить невозможно, однако, можно определить нижнюю оценку $\bar{n}$.

Расположим все потоки λ_{ij} в порядке убывания. Обозначим через δ сумму первых $2M$ потоков. По определению,

$\bar{n}=\sum_i\sum_j \lambda_{ij} n_{ij} / \lambda$. Для любого графа из N вершин и M ребер для $2M$ пар (i,j) $n_{ij}=1$ и для остальных $\frac{N(N-1)}{2}-2M$ пар $n_{ij}\geq 2$. Тогда

$$\bar{n} \geq 2-6/\lambda . \qquad (132)$$

Нижняя граница стоимости сети с M ребрами с учетом информационных потоков может быть получена в результате работы следующего алгоритма.

Шаг I. Определяют $2M$ ребер с наименьшей стоимостью. Для этого решается задача (110)-(112).

Шаг 2. Определяется нижняя оценка $\bar{n}^*$:

$$\bar{n}^* = 2-6/\lambda .$$

Шаг 3. Определяется решение задачи (120)-(122)(см.п.9.3.2).

10.3.3. Остановимся на способе первоначального расположения ребер. При решении задачи (104)-(107) все ребра ранжируются в порядке убывания потоков λ_{ij} и, если разница между потоками незначительна, то в порядке возрастания стоимостей.

10.4. Свойства алгоритма и способы повышения его быстродействия

10.4.1. Эксперименты, проведенные с комбинаторным алгоритмом для числа узлов $N=6,7,8$, показали, что для получения оптимального решения требуется не более 5% от общего числа итераций. Остальные итерации тратятся на доказательство оптимальности решения.

При просмотре допустимых решений целевая функция, как правило, резко ухудшается. Эти свойства алгоритма можно использовать для повышения его быстродействия, не снижая при этом точности подхода. Для этой цели после нахождения локального оптимума, меняется порядок проверки ограничений (126)-(131). Теперь,

при исследовании очередной структуры, вначале определяется нижняя оценка стоимости; если эта оценка хуже текущего значения оптимума, то данная структура отвергается; тем самым не тратятся вычислительные ресурсы на проверку условий (I26)-(I3I).

I0.4.2. Эвристический подход. На основе комбинаторного алгоритма можно использовать приближенные алгоритмы, использующие эвристические правила прекращения поиска решений.

Во-первых, можно установить заданное число итераций $\mathcal{K}$, используя свойство нахождения оптимального решения в 5% области допустимых решений: $\mathcal{K} = C_M^N \ 5\%$

Во-вторых, можно использовать правило останова: поиск заканчивается, если за n шагов поиска $S(n) \leq \xi$, где ξ - выбранный порог, а $S(n)$ - определяется по формуле:

$$S(n) = (|C_{i+n} - C_i| / C_i) \cdot 100, \text{ где}$$

C_i - оптимальная стоимость на i-й итерации; C_{i+n} - оптимальная стоимость на $(i+n)$-й итерации. Выбор n производится в зависимости от выделенного на поиск времени, и, наконец, условие поиска абсолютно-минимального решения можно заменить на условие поиска приближенно-оптимального решения. Решение C_i является приближенно оптимальным, если $|c_i - c_0| \leq \varepsilon \cdot c_i$, где ε - заданная погрешность решения.

I0.5. Пример реализации

I0.5.I. Рассмотрим результаты использования комбинаторного алгоритма для синтеза топологической структуры, выбора маршрутов и пропускной способности каналов связи фрагмента сети передачи данных системы "Сирена".

I0.5.2. Исходные данные, приведенные в разд.8.6., в рассматриваемом случае необходимо дополнить ограничением на сред-

нее время доставки пакетов $T_{\text{п}} \leqslant$ 2,3 с и матрицей входных потоков в соответствии с табл. 9.

Таблица 9

Матрица входных потоков (байт/с)

	Москва	Ленинград	Киев	Свердловск	Минск
1.Москва	-	27,33	63,96	27,29	14,54
2.Ленинград	15,10	-	8,84	4,20	3,70
3.Киев	39,40	9,59	-	3,39	10,90
4.Свердловск	29,75	3,73	3,98	-	0,53
5.Минск	6,14	5,56	7,16	0,53	-

10.5.3. В результате работы алгоритма получена топологическая структура сети, представленная на черт.8, и список оптимальных основных и резервных маршрутов (табл.10).

10.5.4. Суммарная стоимость годовой аренды каналов связи найденного оптимального варианта топологической структуры сети составляет 972360 руб/год, что на 315360 руб/год превышает стоимость оптимальной сети, полученной в разд.8.6 без учета ограничения на время задержки потоков.

11. РАСЧЕТ БУФЕРНОЙ ПАМЯТИ В УЗЛАХ СЕТИ КОММУТАЦИИ ПАКЕТОВ

11.1. Буферная память в сети коммутации пакетов. Общие положения

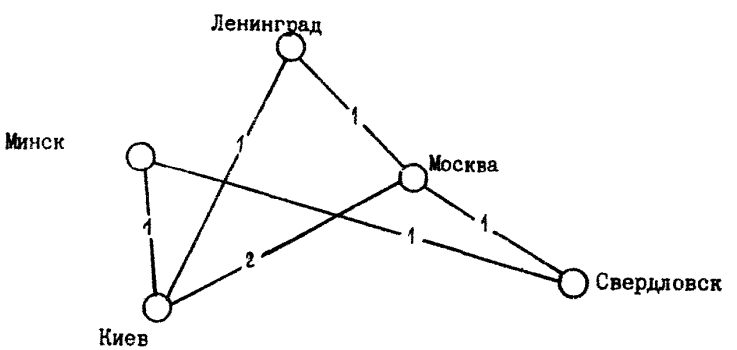
11.1.1. Среди многочисленных проблем создания сетей ЭВМ важное место занимают вопросы буферизации. Передача информации осуществляется в таких сетях с промежуточным накоплением в узлах коммутации (УК), используя, как правило, метод коммутации пакетов (сообщений). Такой принцип передачи информации опира-

Таблица 10

Основные и резервные маршруты передачи информации

Основные маршруты	Резервные маршруты
I - 3	I - 4 - 2 - 5 - 3
I 2-4	I - 3 - 5 - 2 - 4
I - 4 - 2	I - 3 - 5 - 2
I - 3 - 5	I - 4 - 5 - 2
2 - 5 - 3	2 - 4 - I - 3
3 - 5	3 - I - 4 - 2
2 - 5	2 - 4 - I - 3
2 - 4	2 - 5 - 3 - I
3 - I - 4	3 - 5 - 2 - 4
4 - 2 - 5	4 - I - 3 - 5

Топологическая структура сети



Стоимость аренды каналов - 972360 руб/год

Средняя задержка пакета в сети - 2,I с

Черт. 8

ется, прежде всего, на наличие буферной памяти в каждом УК сетевой сети передачи.

II.I.2. В современных УК на базе мини- или микро-ЭВМ для буферизации используется весьма ограниченная область оперативной памяти, поскольку последняя является дефицитным ресурсом, необходимым для программного обеспечения УК - операционным и рабочим программам, программам, реализующим многочисленные сетевые процедуры, измерения, диагностику неисправностей и т.п.

II.I.3. Процессы приема и передачи сообщений в УК существенно зависят от объема буферной памяти, структуры ее организации и режимов использования. Как правило, применяются структуры, в которых буферная память, разделенная на участки (буфера), является общим ресурсом для всех каналов передачи УК, а поиск свободного буфера осуществляется лишь в момент появления запроса на него.

II.I.4. Размер буфера может определяться максимальной длиной пакета (сообщения) или быть меньше ее. В первом случае пакет полностью размещается в одном буфере. Во втором - для приема информации сообщений динамически выделяется цепочка буферов, и, при большом разбросе длин сообщений, память используется эффективнее. В узлах сетей коммутации пакетов (КП) традиционно используется первый способ организации памяти в виде пула идентичных равнодоступных буферов, каждый размером на пакет.

II.2. Упрощенный предпроектный расчет буферной памяти

II.2.I. Для предварительной оценки необходимой буферной памяти в узлах сети КП может быть использована модель сети в предположении неограниченного числа мест для ожидания в УК.

II.2.2. Сеть характеризуется топологией каналов связи с заданным набором V маршрутов и соотьетствующими интенсивностями потоков поступления $\lambda_v (v = \overline{1,V})$ в сеть.

II.2.3. Анализ, основанный на предположении о независимости распределений длин пакетов, передаваемых различными каналами

сети, использует представление каждого канала передачи в виде системы массового обслуживания типа M/M/I с пуассоновским потоком поступления пакетов и экспоненциальным распределением времени передачи пакета по каналу.

II.2.4. Интенсивность пуассоновского потока в i – й канал, пропускной способности C_i (пакет/сек.), определяется потоками набора $V_i \subset V$ маршрутов, проходящих через данный канал и равна:

$$\gamma_i = \sum_{r \in V_i} \lambda_r \,. \qquad (I33)$$

II.2.5. Среднее число пакетов в очереди к i -му каналу (включая передаваемый по каналу) определяется выражением:

$$\bar{n}_i = \rho_i / (1 - \rho_i), \qquad (I34)$$

где $\rho_i = \gamma_i T_i$, $T_i = L_n / C_i$, L_n – средняя длина пакета передаваемого в сети КП.

II.2.6. Упрощенная оценка требуемой буферной памяти в j – м УК сети КП с H_j выходящими каналами связи может быть получена в виде:

$$O_j = \left(\sum_{i=1}^{H_j} n_i \right) L_B, \qquad (I35)$$

где L_B – размер буфера, определяемый максимальной длиной передаваемых по сети пакетов.

II.2.7. Оценка (I35) носит ориентировочный характер и должна уточняться на дальнейших стадиях проектирования сети КП представлением каждого УК сети в виде модели массового обслуживания с ограниченным числом одновременно существующих в УК пакетов.

II.3. Процесс буферизации в узле коммутации пакетов

II.3.I. В узле коммутации с большим числом каналов связи ограниченная буферная в виде пула идентичных буферов обеспечивает параллельное обслуживание нескольких пакетов различных маршрутов, проходящих через УК.

II.3.2. Процесс буферизации пакета в УК носит многоэтапный характер. Входящий в узел пакет записывается в буферную память

со скоростью канала передачи данных. Затем обрабатывается процессором узла, выполняющим требуемое обслуживание пакета и определяющим направление выдачи, и передается по каналу в выходящем из УК направлении.

II.3.3. Копия принятого в УК пакета хранится в буферной памяти до получения квитанции АСК (*acknowlegment* - логическое подтверждение) о безошибочной доставке пакета адресату или промежуточному узлу.

II.3.4. Отсутствие АСК в течение определенного интервала времени ТО (*time-out*) или получение отрицательной квитанции *N*АСК о неудачной передаче вынуждает повторить передачу сообщения по выходящему каналу в направлении адресата.

II.3.5. При отсутствии места в буферной памяти входящий в УК пакет получает отказ, что приводит к изменению маршрута или периодическому повторению запроса. Следовательно, поступивший в узел пакет занимает буфер в течение следующих интервалов времени:

ввод в УК - запись в буферную память со скоростью канала;

ожидание в очереди на обработку в процессоре;

обработка в процессоре;

ожидание освобождения канала связи в направлении выхода из УК;

передача из УК по выходящему каналу связи;

ожидание квитанции АСК об удачной доставке с возможным повторением этапа 5 по истечении интервала ТО или получении отрицательной квитанции *N*АСК.

II.3.6. Пакет освобождает занятую им память после выполнения всей последовательности этапов. Многоэтапный процесс прохождения пакета через УК порождает многофазность соответствующих моделей массового обслуживания для анализа характеристик узла.

II.4. Модель узла коммутации

II.4.1. Учитывая все стадии процесса буферизации в узле коммутации пакетов, расчет буферной памяти требует анализа многофазной системы обслуживания.

II.4.2. Основываясь на предположении о независимости узлов сети, пуассоновском характере входящих в УК потоков пакетов, узел с ограниченной буферной памятью может быть формально представлен в виде открытой сети СМО с отказами, блокировкой и пуассоновскими потоками поступления пакетов V маршрутных классов с интенсивностями λ_v ($v = \overline{1,V}$) (черт.9). Интенсивности общего потока поступлений в УК $\lambda = \sum_{v=1}^{V} \lambda_v$.

II.4.3. Маршрут v представляет вероятности перехода $P_{ij}(v)$ пакетов класса v в сети СМО после обслуживания в центре i в центр j. Вероятность входа пакета класса v в сеть СМО через центр i:

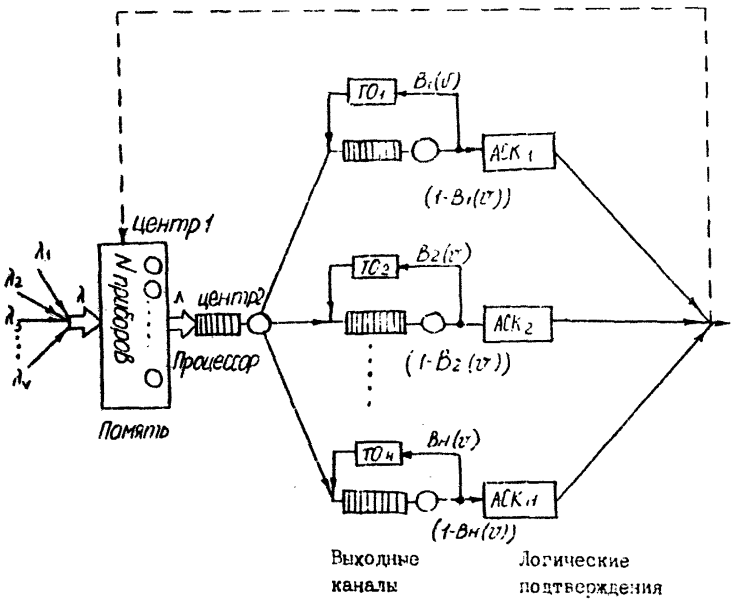
$$P_{0i}(v) = \begin{cases} 1, & \text{для } i = 1, \\ 0, & \text{иначе} \end{cases}$$

II.4.4. Первым в сети является многолинейный центр обслуживания "Память". Число приборов здесь равно числу идентичных буферов памяти N; очередь отсутствует. Время обслуживания прибором в этом центре равно времени передачи входящего по каналу связи пакета.

II.4.5. Во втором однолинейном центре "Процессор" время обслуживания равно времени обработки пакета в процессоре УК. Дисциплина обслуживания очереди здесь: первым пришел – первым обслужен (FCFS).

II.4.6. Выделим группу из H центров, формализующих работу H выходящих каналов УК. Пакет маршрута v, обслуженный во втором центре с вероятностью $P_{2j}(v)$ ($j = \overline{1,H}$) поступает на обработку в j-й центр группы выходящих каналов ($\sum_{j=1}^{H} P_{2j}(v) = 1$).

Модель узла коммутации



— — → отмена блокировки приборов центра "Память"

Черт.9

Дисциплина обслуживания очередей в центрах этой группы - FCFS.

II.4.7. Пакеты маршрута v, прошедшие обслуживание в j-м центре упомянутой группы с вероятностью $(1 - B_j(v))$ поступают в соответствующий центр "АСК", формализующий ожидание логического подтверждения передачи по каналу j. Число приборов в центре "АСК" равно N, очередь отсутствует, среднее время обслуживания пакета класса v - $\tau^j_{Ack}(v)$.

II.4.8. В противном случае с вероятностью $B_j(v)$ эти пакеты поступают в центр "ТО", формализующий задержку "time-out", после которой осуществляется повторное обслуживание пакета в j-м центре группы выходящих каналов. Число приборов здесь также равно N; очередь отсутствует, средняя задержка пакета класса v – $\tau^j_{TO}(v)$.

II.4.9. Прибор центра "Память" после окончания обслуживания пакета блокируется (не освобождается) до тех пор, пока не завершится обслуживание пакета в одном из центров "АСК". Пакеты, поступающие в сеть СМО, могут получать отказ, если в момент их появления все приборы центра "Память" заняты обслуживанием или блокированы.

II.4.10. Для анализа характеристик УК используется модель узла в виде локально-сбалансированной сети СМО. При этом вся сеть включает лишь два типа центров: с дисциплиной обслуживания очереди FCFS и без очереди. Время обслуживания в центрах с очередью FCFS подчинено экспоненциальному распределению с единым средним для всех классов пакетов.

II.4.11. Центры второго типа эквивалентны центрам с бесконечным числом приборов. В них время обслуживания имеет произвольное распределение с конечным средним, допускающее рациональное преобразование Лапласа.

II.4.I2. Стационарные вероятности состояний такой сети СМО имеют мультипликативную форму, позволяющую эффективно вычислять разнообразные характеристики УК.

II.5. Характеристики узла коммутации и выбор буферной памяти в узлах сети

II.5.I. Для эффективных вычислений характеристик узла коммутации укрупненные состояния сети СМО модели УК из M центров обслуживания могут быть описаны вектором $\underline{n}=(n_1,\dots,n_M)$, где $n_i \geqslant 0$ – общее число пакетов всех маршрутных классов в центре i. Допустимое множество состояний сети СМО

$$D_{\underline{n}} = \Big\{\underline{n} : n_i \geqslant 0, \sum_{i=1}^{M} n_i \leqslant N\Big\}.$$

II.5.2. Стационарные вероятности локально-сбалансированной сети СМО имеют мультипликативную форму:

$$P(\underline{n}) = G^{-1}(N) \prod_{i=1}^{M} F_i(n_i),$$

где $F_i(n_i)=\dfrac{\rho_i^{n_i}}{\alpha(n_i)}$ для $h_i \leq N$ приборов обслуживания в центре i.

$$\alpha(n_i)=\begin{cases} n_i! & \text{при } n_i \leq h_i \\ h_i!\, h_i^{n_i-h_i} & \text{при } n_i > h_i \end{cases},$$

$\rho_i=\sum\limits_{v=1}^{V}\rho_{iv}$, $\rho_{iv}=e_i(v)\,\lambda_v/\mu_{iv}$ (μ_{iv} – интенсивность обслуживания пакетов маршрутного класса v в центре i).

II.5.3. Значения $e_i(v)$ определяются из системы уравнений:

$$e_i(v)=\sum_{j=1}^{M} e_j(v)\,P_{ji}(v)+P_{0i}(v), \quad i=\overline{1,M},\ v=\overline{1,V};$$

Нормализующая константа определяется выражением:

$$G(N)=\sum_{\underline{n}\in D_{\underline{n}}}\prod_{i=1}^{M}F_i(n_i).$$

II.5.4. Отказ приема пакета в буферную память УК определяется занятостью всех N приборов центра "Память" сети СМО модели УК. Вероятность отказа выражается через нормализующую константу $G(N)$ в виде:

$$P_{отк}(N)=1-\frac{G(N-1)}{G(N)}. \qquad (136)$$

II.5.5. Зависимость вероятности отказа от количества буферов N в локально-сбалансированной модели УК позволяет оценить сверху требуемый объем буферной памяти при допустимой вероятности отказа $P^{D}_{отк}$ приема пакета в память УК.

II.5.6. Основные расчетные соотношения для УК с ограниченной буферной памятью легко выражаются через нормализующую константу $G(N)$, табл. II. В табл. II введено обозначение $G_i(\eta)$ - нормализующая константа сети МО без центра i с η приборами центра "Память". Для вычисления $G_i(\eta)$ полезно использовать рекуррентные соотношения:

$$G_i(\eta)=G(\eta)-\sum_{n=1}^{\eta}F_i(n)\,G_i(\eta-n)$$

при начальном условии $G_i(0)=1$.

II.5.7. Выбор требуемой буферной памяти в узлах сети КП осуществляется для допустимой вероятности отказа $P^{D}_{отк}$ приема пакета в узлы сети. Для каждого УК сети последовательным изменением N отыскивается минимальное N^{*}, удовлетворяющее неравенству $P_{отк}(N^{*})\le P^{D}_{отк}$.

Таблица II

Основные расчетные соотношения для узла коммутации с ограниченной буферной памятью

Характеристика	Однолинейный центр	Многолинейный центр
Распределение числа сообщений в центре модели УК	$P_i(n)=\frac{\rho_i^n}{G(N)}\left[G(N-n)-\rho_i G(N-n-1)\right]$	$P_i(n)=G^{-1}(N)F_i(N)G_i(N-n)$
Среднее число сообщений в центре модели УК	$\bar{n}_i=G^{-1}(N)\sum_{n=1}^{N}\rho_i^n G(N-n)$	$\bar{n}_i=\sum_{n=1}^{N} n P_i(n)$
Пропускная способность центра модели УК	$\gamma=\frac{G(N-1)}{G(N)}\sum_{v=1}^{V}\lambda_v e_i(v)$	
Среднее время пребывания пакета в центре модели УК	$\bar{T}_i=\bar{n}_i/\gamma_i$	
Пропускная способность УК	$\gamma=\lambda\cdot G(N-1)/G(N)$	
Среднее время пребывания пакета в УК	$\bar{T}=\sum_{i=1}^{M} n_i/\gamma$	

12. ХАРАКТЕРИСТИКИ СЕТЕЙ КОММУТАЦИИ ПАКЕТОВ С ОГРАНИЧЕННОЙ БУФЕРНОЙ ПАМЯТЬЮ В УЗЛАХ

12.1. Способы квитирования передачи в сетях коммутации пакетов

12.1.1. Надежная передача данных в сетях КП обеспечивается протоколами различных уровней. Причинами неудачной передачи пакетов на линейном, сетевом и транспортном уровнях могут быть сбои в каналах связи, узлах коммутации, в программном обеспечении, реализующем соответствующие протокольные уровни, а также ограниченность буферной памяти в узлах коммутации.

12.1.2. Для повышения надежности передачи в сетях используют механизм квитирования, предусматривающий, в частности, возможность повторной передачи недоставленной информации. Различают локальные повторения - из смежных УК сети, и сквозные - из HOST ЭВМ (главных вычислительных машин) сети.

12.1.3. В первом случае копия пакета сохраняется в передающем УК до получения положительной квитанции АСК об успешной доставке пакета соседнему узлу. При сквозных повторениях копии пакетов или целиком сообщений хранятся в HOST ЭВМ, не занимая памяти в УК сети.

12.1.4. Повторная передача инициируется либо при получении отрицательной квитанцией NACK о недоставке пакета, либо по окончании времени ожидания TO (time-out) положительной квитанции АСК.

12.1.5. Протокол сквозных повторений отличает простота реализации, исключение блокировок передачи из-за занятости буферной памяти УК, отсутствие копий пакетов в УК и предотвращение распространения перегрузки на соседние узлы сети. Времена доставки пакетов в сети с небольшим числом переприемов для локальных и сквозных повторений практически не отличаются. С увеличе-

низм длины маршрутов более сложный в реализации протокол локальных повторений дает меньшие задержки по сравнению со сквозными повторениями.

12.1.6. Выбор типа повторений недоставленных пакетов определяется особенностями сети КП и осуществляется на основе анализа характеристик сети с учетом ограниченности буферной памяти в узлах.

12.2. *Модель базовой сети передачи данных*

12.2.1. Для анализа характеристик сетей КП с локальными и сквозными повторениями рассматривается модель сети из W узлов коммутацией с заданной топологией каналов связи между ними. Сеть обеспечивает передачу пакетов между HOST ЭВМ, используя V виртуальных соединений (маршрутов), определяемых парой HOST : отправитель-адресат.

12.2.2. С каждым УК связана одна обслуживаемая им HOST, поэтому маршрутный класс может быть задан в виде $r=[s,t]$, где s,t - номера соответственно HOST (УК) - источника и HOST (УК) - адресата ($s,t=\overline{1,W}$, $s\neq t$).

12.2.3. Узел i ($i=\overline{1,W}$) в качестве основных элементов включает в себя процессор, обслуживающий подключенные к УК каналы передачи, и N_i равнодоступных буферов, каждый размером на пакет. Модель сети КП определяется следующими допущениями.

12.2.4. Каналы связи абсолютно надежны и помехоустойчивы. Канал между узлами k и i, определяемый парой (k,i), имеет пропускную способность C_{ki}, $k,i=\overline{0,W}$. Канал ввода в i-й УК из HOST - $(0,i)$, соответственно вывода из i-го УК в HOST $(i,0)$.

12.2.5. Время передачи пакета по каналу (k,i) имеет

экспоненциальное распределение со средним $t_{K,i} = L_п / C_{Ki}$, где $L_п$ - единая для всех маршрутов средняя длина пакета.

I2.2.6. Справедливо предположение Клейнрока о независимости длин пакетов, передаваемых по различным каналам сети.

I2.2.7. HOST ЭВМ (включая канал связи с УК) представляется однолинейным центром обслуживания типа M/M/1 с неограниченной очередью на входе и средним временем обслуживания $\frac{1}{\mu_{oi}} = L_п / C_{oi}$, $i = \overline{1,W}$.

I2.2.8. Пуассоновский поток пакетов класса v (внешний поток в сеть) поступает в S -ю ГВМ с интенсивностью λ_v $(v = \overline{1,V})$. Все внешние потоки статистически независимы. Интенсивность суммарного внешнего потока в сеть $\lambda = \sum_{v=1}^{V} \lambda_v$.

I2.2.9. Маршрутизация пакетов класса v $(v = \overline{1,V})$ задается марковской неразложимой матрицей $P(v) = \|P_{Ki}(v)\|$ $(K = \overline{1,W}, i = \overline{0,W})$ где $P_{Ki}(v)$ - вероятность передачи пакета класса v из узла K в узел i $(\sum_{i=0}^{W} P_{Ki}(v) = 1)$. Пакет класса v завершает обслуживание в сети, покидая ее из $K = t$ i-го УК по каналу $(t, 0)$ в HOST - адресат. Такая матрица описывает различные методы маршрутизации. В частности, при фиксированной маршрутизации вероятности $P_{Ki}(v)$ состоят из 0 и I для всех K, i, v .

I2.2.I0. Потоки пакетов класса v в S -ю HOST и i -й УК с интенсивностями соответственно λ_{vo} и λ_{iv} $(i = \overline{1,W}, v = \overline{1,V})$ считаются пуассоновскими. Для локальных и сквозных повторений потоки в УК образуются суперпозицией потоков от смежных УК и от своей HOST . Потоки в HOST для локальных повторений - суперпозиция внешнего потока и повторения непринятых в сеть КП пакетов, для сквозных - внешний поток и повторения недоставленных сетью пакетов.

I2.2.II. Задержки, связанные с передачей АСК, не учитываются, так как АСК могут включаться в пакеты данных образного направления.

I2.2.I2. Допущение п. I2.2.I0 модели сети дает аппроксимацию, необходимую для выполнения математического анализа, сети КП с учетом многоэтапного процесса буферизации в УК (см.раздел II). Анализ основан на декомпозиции сети на отдельном УК с последующим объединением результатов в балансе интенсивностей потоков. Характеристики каждого УК определяются из анализа мультипликативной сети СМО модели УК (раздел II.5) для маршрутных классов пакетов, проходящих через данный узел. Такой подход дает наиболее точные результаты при малых вероятностях занятости памяти УК.

I2.3. Анализ сети с локальными повторениями недоставленных пакетов

I2.3.I. Уравнения баланса интенсивностей потоков для сети КП с локальными повторениями имеют вид:

$$\lambda_{iv}=\sum_{v=1}^{V}\lambda_{Kv}\pi_K(\lambda_K)\,P_{Ki}(v)+\delta_i(v)\left[\lambda_v+\lambda_{iv}\left(1-\pi_i(\lambda_i)\right)\right], \quad (137)$$

$i=\overline{1,W}$, $v=\overline{1,V}$, $v\equiv[s,t]$,

где λ_{iv} - интенсивность потока пакетов маршрутного класса v в i-й УК, $\underline{\lambda}_K=(\lambda_{K1},\lambda_{K2},\ldots\lambda_{KV})$,

$$\delta_i(v)=\begin{cases}1 \text{ для } i=s\\ 0 \text{ иначе}\end{cases}$$

$\pi_K(\underline{\lambda}_K)$ - стационарная вероятность наличия свободного буфера в K-м узле коммутации.

I2.3.2. Вероятность:

$$\pi_K(\underline{\lambda}_K)=1-P_{OTK,K}=G_K(N_K-1)/G_K(N_K)$$

определяется из формулы (I38). Здесь N_K - число буферов узла;

κ, $G_k(N_k)$- нормализующая константа сети СМО модели этого УК. Влияние локальных повторений из-за занятости смежных УК учитывается при вычислении $G_K(N_K)$ условием $B_j(v)=1-\mathcal{F}_j(\lambda_j)$ $(j=\overline{1,W}, j\neq K, v=\overline{1,V})$ определяющим вероятности перехода в сети СМО модели К-го УК.

I2.3.3. Стационарность очереди в i-й $HOST$ определяется условием:

$$\lambda_{0i} < \mu_{0i} \quad (i=\overline{1,W}), \tag{I38}$$

где $\lambda_{0i}=\sum_{v=1}^{V}\lambda_{v0}\delta_i(v)$, $\lambda_{v0}=\lambda_v+\lambda_{sv}(1-\mathcal{F}_s(\lambda_s))$.

I2.3.4. Система нелинейных уравнений (I37) решается методом простых итераций с подстановкой при начальном условии: $\underline{\lambda}_i^{(0)}=(\lambda_{i1}^{(0)},\dots,\lambda_{iV}^{(0)})$, где $\lambda_{iv}^{(0)}=\lambda_v\delta_i(v)$. Допустимость исходных $\lambda_v(v=\overline{1,V})$ для конкретной сети КП проверяется сходимостью итераций к решению $\lambda_{iv}^{*}(i=\overline{1,W}, v=\overline{1,V})$ и выполнением условия (I38) для решения λ^{*}_{iv}. Интенсивности $\lambda_{iv}^{*}(i=\overline{1,W}, v=\overline{1,V})$ позволяют получить требуемые характеристики сети КП.

I2.4. Анализ сети со сквозными повторениями недоставленных пакетов

I2.4.I. Уравнения баланса интенсивностей потоков с сохранением обозначений раздела I3.3 в этом случае имеют вид:

$$\lambda_{iv}=\sum_{k=1}^{W}\lambda_{kv}\mathcal{F}_k(\lambda_k)P_{ki}(v)+\delta_i(v)\left[\lambda_v+\sum_{k=1}^{W}\lambda_{kv}(1-\mathcal{F}_k(\underline{\lambda}_k))\right]. \tag{I39}$$

I2.4.2. Стационарность очереди i -ой $HOST$ определяется условием: $\lambda_{0i}<\mu_{0i}$, $(i=\overline{1,W})$, (I40)

где $\lambda_{0i}=\sum_{v=1}^{V}\lambda_{v0}\delta_i(v)$, $\lambda_{v0}=\lambda_v+\sum_{K=1}^{W}\lambda_{Kv}(1-\mathcal{F}_K(\underline{\lambda}_K))$.

I2.4.3. Система (I2I) решается методом простых итераций с

подстановкой при начальном условии $\lambda_i^{(0)}=(\lambda_{i1}^{(0)},\dots,\lambda_{iV}^{(0)})$, $\lambda_{iv}^{(0)}=\lambda_v\delta_i(v)$. Допустимость исходных λ_v ($v=\overline{1,V}$) проверяется, как и ранее, сходимостью итераций к решению λ_{iv}^{*} $(i=\overline{1,W}, v=\overline{1,V})$ и выполнением условия (140) для решения λ_{iv}^{*}.

12.4.4. Анализ большой сети КП (большое число УК, каналов передачи и маршрутов) ограничивается ее размерностью. Это ограничение наиболее существенно для сетей с альтернативными маршрутами, когда зависимость числа путей передачи от количества узлов сети имеет экспоненциальный характер. Для ориентировочной оценки характеристик сети в этом случае может быть использована модель сети КП со случайной маршрутизацией однородных пакетов.

12.4.5. Пакеты из внешнего пуассоновского источника с интенсивностью λ_0 распределены по $HOST$ с вероятностью $P_{0i}>0$ $\left(i=\overline{1,W}, \sum_{i=1}^{W} P_{0i}=1\right)$. Пакет, принятый в узел K, передается в узел i с вероятностью P_{Ki} $\left(K\neq i, i=\overline{1,W}, \sum_{i=1}^{W} P_{Ki}<1\right)$ или завершает обслуживание в сети, покидая ее из данного УК в связную с ним ГВМ по каналу $(K,0)$ с вероятностью $P_{K0}=1-\sum_{i=1}^{W} P_{Ki}$.

12.4.6. Пакеты, получившие отказ в приеме в K - й УК, передаются на вход сети для повторной передачи, поступая вновь в очередь i - й $HOST$ с вероятностью q_{Ki} $\left(\sum_{i=1}^{W} q_{Ki}=1\right)$. В остальном все допущения модели сети (раздел 12.2) сохраняются и в данном случае.

12.4.7. Уравнения баланса интенсивностей потоков для сети с однородными пакетами имеют вид:

$$\lambda_i=\lambda_0 P_{0i}+\sum_{K=1}^{W}\lambda_K\pi_K(\lambda_K)P_{Ki}+\sum_{K=1}^{W}\lambda_K\left(1-\pi_K(\lambda_K)\right)q_{Ki}, \qquad (141)$$

12.4.8. Стационарность очереди в i - й $HOST$ определяется условием: $\lambda_{0i}<\mu_{0i}$ $(i=\overline{1,W})$, (142)

где $\lambda_{0i}=\lambda_0 P_{0i}+\sum_{K=1}^{W}\lambda_K\left(1-\pi_K(\lambda_K)\right)q_{Ki}$.

I2.4.9. Система (I4I) решается простыми итерациями с подстановкой при начальном условии $\lambda_i^{(0)} = \lambda_0 \rho_{0i}$ и допустимой нагрузке на сеть:

$$\lambda_0 < \sum_{k=1}^{W} a_k \left(1 - \sum_{i=1}^{W} \rho_{ki}\right) < \infty,$$

где $a_k = \lim_{\lambda_k \to \infty} \lambda_k \mathcal{F}_k(\lambda_k) = G(N_k - 1)/G(N_k)$,

$G(N_k)$ - нормализующая константа замкнутой сети СМО, полученная из исходной сети СМО модели K-го УК при постоянной очереди на входе. Допустимость λ_0 проверяется также выполнением условия (I42) для решения λ_i^* ($i = \overline{1,W}$).

I2.5. Расчет характеристик сети

I2.5.I. Анализ сетей КП с фиксированной буферной памятью в узлах включает два основных этапа. Первый - определение интенсивностей потоков в сети λ_{iv}^* ($i = \overline{1,W}$, $v = \overline{1,V}$) решением уравнений (I37) для локальных повторений и (I39),или (I4I) для сквозных повторений недоставленных пакетов. Второй - вычисление показателей эффективности сети КП с использованием интенсивностей λ_{iv}^* ($i = \overline{1,W}$, $v = \overline{1,V}$). Определим несколько показателей эффективности сети.

I2.5.2. Средняя задержка T доставки пакетов адресату, определяемая средним временем ввода в сеть из $HOST$ (с учетом повторений) и пребывания в ней, имеет вид:

$$\overline{T} = \frac{1}{\lambda} \sum_{v=1}^{V} \lambda_v \overline{T}_v, \qquad (I43)$$

где T_v - средняя задержка пакетов маршрутного класса.

Здесь $T_v = \frac{1}{\lambda_v} \left[\overline{T}_{0S}^{\,v} \lambda_{v0}^* + \sum_{i=1}^{W} \lambda_{iv}^* \mathcal{T}_i(\underline{\lambda}_i^*) \overline{T}_{iv} \right]$, где

$\overline{T}_{iv}$ - средняя задержка пакета маршрута v в i-м УК после ввода пакета в буферную память, $\overline{T}_{0S}^{\,v}$ - среднее время пребывания в S - й $HOST$ (ожидание в очереди и передача в S - й УК) пакета маршрута v.

I2.5.3. Величина $\bar{T}_{os}^{v}$ выражается в виде:

$$\bar{T}_{os}^{v} = g_{os}^{*} / \lambda_{os}^{*} (1-\rho_{os}^{*}),$$

где $\rho_{os}^{*} = \lambda_{os}^{*} / \mu_{os}$, $\lambda_{os}^{*} = \sum_{u=1}^{V} \delta_i(u) \lambda_{uo}^{*}$;

λ_{uo} определяется для локальных повторений в (I38), для сквозных повторений-в (I40).

I2.5.4. При инициировании повторных передач пакетов маршрута по истечении тайм-аута TO_v, гарантирующего, что за это время уже произойдут возможные отказы пакетам класса v, величина $\bar{T}_{os}^{v}$ имеет вид:

$$\bar{T}_{os}^{v} = \frac{\lambda_{vn}^{*}}{\lambda_{vo}} TO_v + \frac{\rho_{os}^{*}}{\lambda_{os}^{*}(1-\rho_{os}^{*})},$$

где $\lambda_{vn}^{*} = \lambda_{vo}^{*} - \lambda_v$

I2.5.5. Квадратный коэффициент вариации сквозных задержек определяется в виде:

$$F = \frac{1}{\bar{T}^2} = \sum_{v=1}^{V} \frac{\lambda_v}{\lambda} \left(\bar{T} - \bar{T}_v\right)^2. \qquad (I44)$$

I2.5.6. Загрузка канала связи (K,i) между K - м и i - м УК сети определяется в виде: $\rho_{Ki} = \gamma_{Ki} \cdot t_{Ki}$; (I45)

где $\gamma_{Ki} = \sum_{v=1}^{V} \lambda_{Kv}^{*} \mathcal{F}_K(\lambda_K) P_{Ki}$;

$t_{K,i}$ - среднее время передачи пакета по каналу (K,i), определенное в п. I2.2.5.

I3. УТОЧНЕННЫЕ ХАРАКТЕРИСТИКИ СЕТИ КОММУТАЦИИ ПАКЕТОВ С УЧЕТОМ ПРОТОКОЛОВ КВИТИРОВАНИЯ

I3.I. Оценка эффективности сетей коммутации пакетов с ограниченнной буферной памятью в узлах

I3.I.I. Ограниченность буферной памяти в узлах коммутации пакетов, как отмечалось в разд. I2.I, является одной из сущест-

венных причин , определяющих необходимость повторной передачи представленных пакетов при квитировании передаваемой информации.

I3.I.2. Выбор требуемой буферной памяти в УК сети с локальными или сквозными повторениями требует рассмотрения сетевых показателей эффективности. Расчет буферной памяти в УК определяется допустимыми отклонениями показателей эффективности от заданного уровня, определяемого в виде ограничения при проектировании сети.

I3.I.3. Наиболее общим показателем эффективности сети является средняя задержка $\overline{T}$ доставки пакетов адресату, формула (I43). Ограничения, накладываемые на допустимые значения средней задержки $\overline{T}_{\text{д}}$ $(\overline{T} \leq T_{\text{д}})$ являются основными требованиями при проектировании сети (разд.7).

I3.I.4. Назначение буферной памяти в узлах сети по допустимой вероятности занятости (отказа в приеме) в каждом УК (разд. I2.5) носит приближенный оценочный характер, поскольку при этом не учитывается задержка доставки пакетов в сети в целом. Далее рассматривается итерационная процедура расчета требуемой буферной памяти в узлах по критерию допустимой средней задержки $\overline{T}_{\text{д}}$ и уточненный расчет характеристик сети.

I3.2. Итерационная процедура выбора буферной памяти и расчета характеристик сети

I3.2.I. Процедура уточненного расчета характеристик сети коммутации пакетов с ограниченной буферной памятью в узлах включает два основных этапа:

выбор требуемой буферной памяти в каждом УК сети;

уточненный расчет характеристик сети для выбранной памяти в узлах.

I3.2.2. При выборе требуемой памяти в узлах сети коммута-

ции пакетов необходимо минимизировать суммарное число буферов (буфер на пакет) по всем узлам сети при ограничении на выбранный показатель эффективности. Эта задача в общем случае относится к трудноразрешимой проблеме дискретной оптимизации и решается, как правило эвристическими методами.

13.2.3. Рассмотрим эвристический алгоритм выбора буферной памяти в УК сети КП, обеспечивающий расчет минимально необходимой памяти при заданном ε отклонении средней задержки доставки пакетов $\bar{T}$ от допустимой $\bar{T}_{\text{п}}$ $(\bar{T}_{\text{п}} - \bar{T} < \varepsilon)$. Эвристический алгоритм, варьируя идентичной для всех УК сети допустимой вероятностью занятости памяти $P_{доп}$, дает сбалансированные решения в том смысле, что с учетом повторений недоставленных пакетов вероятности занятости памяти в узлах приблизительно одинаковы.

13.2.4. Опишем кратко основные шаги эвристического алгоритма выбора памяти. Для фиксированных значений $P_{доп}^{(0)}$ и $0<\varepsilon<1$ алгоритм выполняет следующее:

Шаг 1. $P_{доп} = P_{доп}^{(0)}$.

Шаг 2. Определение интенсивностей потоков $\lambda_{iv}\,(i=\overline{1,W},\ v=\overline{1,V})$ в УК сети из систем уравнений: (137) - для локальных повторений, (139) - для сквозных повторений; при $\mathcal{T}_i(\lambda_i) = 1 - P_{доп}$.

Шаг 3. Определение для i -го УК ($i=\overline{1,W}$) изолированного от сети КП, минимального N_i, удовлетворяющего неравенству $P_{отк}(N_i) \le P_{доп}$. Для вычисления $P_{отк}(N_i)$ используется выражение (136).

Шаг 4. Отыскание интенсивностей $\lambda_{iv}\,(i=\overline{1,W},\ v=\overline{1,V})$ из системы уравнений (137) или (139) в сети КП с учетом повторов при выбранной памяти $\underline{N} = (N_1, N_2, \ldots, N_W)$.

Шаг 5. Вычисление относительного отклонения средней задержки доставки пакетов в сети $\Delta\bar{T} = (\bar{T}_{\text{п}} - \bar{T})/\bar{T}_{\text{п}}$.

Шаг 6. При $\Delta\bar{T} > \varepsilon$ уменьшение $P_{доп}$ и переход к шагу 2.

Шаг 7. В противном случае проверка возможности уменьшения суммарного числа буферов в сети $N=\sum_{i=1}^{V} N_i$ и при ее наличии увеличение P_{gon} с переходом к шагу 2, иначе решение $N^*=\sum_{i=1}^{V} N_i^*$ получено.

I3.2.5. Уточненный расчет характеристик сети КП при выбранной буферной памяти в узлах (помимо средней задержки доставки $\overline{T}$) основан на методике анализа характеристик сетей КП с ограниченной памятью в УК, изложенной в разделе I2 для различных методов квитирования передачи информации. При фиксированной буферной памяти в узлах уточняются следующие характеристики:

$\overline{T}_v$ - средняя сквозная задержка пакетов виртуального маршрута $v(v=\overline{1,V})$ (формула (I43);

F - квадратный коэффициент вариации сквозных задержек (формула (I44);

P_{hi} - загрузка каналов в сети.

I3.3. Пример расчета уточненных характеристик сети

I3.3.I. В качестве иллюстрации методики уточненного расчета характеристик сети рассмотрим расчет 5-узловой сети коммутации пакетов, структура и параметры которой приведены в разд. I0.5.

I3.3.2. В данной сети используются сквозные повторения недоставленных пакетов, инициируемые по истечении тайм-аута TO_v для $v=\overline{1,20}$ виртуальных маршрутов в сети. Величина TO_v принята равной удвоенной средней задержке доставки пакетов в предположении неограниченной буферной памяти в узлах (табл.I2).

I3.3.3. Выбор требуемой буферной памяти осуществлем по методике раздела I3.2 при допустимом относительном отклонении в I% средней задержки доставки $\overline{T}$ от допустимой $\overline{T}_n=2{,}3$ с$_v$. Результаты расчета требуемой буферной памяти (число буферов в

узлах) совместно с результатами упрощенного предпроектного расчета памяти (разд.12.2) приведены в табл. 13.

13.3.4. Уточненные средние времена доставки пакетов $Y = 20$ виртуальных маршрутов в сети с выбранной буферной памятью приведены в табл. 12. Увеличение средних времен доставки в рамках допустимого среднего $\overline{T}_п = 2,3\,с$ обеспечивает возможность использования небольшой буферной памяти в узлах коммутации сети.

Таблица 12

Номер маршрута	Маршрут	Средняя задержка при неограниченной памяти	Уточненная средняя задержка
1	1 - 3	1,6045	2,1062
2	3 - 1	1,6045	1,9323
3	1 - 4	2,2227	2,2227
4	4 - 1	2,2227	2,3626
5	1 - 2	2,1626	2,1626
6	2 - 1	2,1626	2,1626
7	1-2-5	3,8799	3,8799
8	5-2-1	3,8799	3,8799
9	2 - 3	1,1289	1,1289
10	3 - 2	1,1289	1,1289
11	3-2-5	2,8462	2,8462
12	5-2-3	2,8462	2,8462
13	2 - 5	1,7173	1,7173
14	5 - 2	1,7173	1,7173
15	2-5-4	2,4776	2,4776
16	4-5-2	2,4776	2,4776
17	3-1-4	3,8272	3,8272
18	4-1-3	3,8272	3,8272

Продолжение табл.12

Номер маршрута	Маршрут	Средняя задержка при неограниченной памяти	Уточненная средняя задержка
19	4 - 5	0,7603	0,7603
20	5 - 4	0,7603	0,7603

Таблица 13

Количество буферов в узлах коммутации

Варианты расчета	Номер узла сети				
	1	2	3	4	5
Упрощенный расчет	3	5	2	1	2
Уточненный расчет	7	10	6	4	4

14. МЕТОДИКА ВЫБОРА КОЛИЧЕСТВА ПУНКТОВ РАЗМЕЩЕНИЯ И НЕОБХОДИМОЙ ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ КОМПЛЕКСОВ В РАСПРЕДЕЛЕННОЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СИСТЕМЕ

14.1. Задача проектирования распределенной вычислительной системы

14.1.1. В данном разделе рассматривается задача выбора структуры распределенной вычислительной системы (ВС), которая предназначена для обработки в интерактивном режиме запросов территориально рассредоточенных пользователей. Проектируемая ВС должна отвечать по уровню производительности нагрузке, оказываемой на нее задачами обслуживаемой автоматизированной системы (АС). Соответствие нагрузке означает, что коэффициенты использования каналов связи и вычислительных комплексов не должны превышать предельно допустимые значения. При этом исключается чрезмерное увеличение длины очередей заявок к каналам связи и вычислительным комплексам (ВК), а также среднего времени задержки запроса в системе.

При соблюдении указанных ограничений приведенные затраты на систему должны быть минимальными.

14.1.2. Приведенные затраты (З) на ВС определяются соотношением:

$$З = С + E_н К, \qquad (145)$$

где С – эксплуатационные затраты за год, руб.; К – капитальные затраты на создание ВС, руб.; $E_н = 0,15$ – нормативный коэффициент эффективности капитальных затрат.

В состав эксплуатационных затрат входят затраты на аренду каналов связи и эксплуатационные затраты на ВК. В состав капитальных затрат входят затраты на средства вычислительной техники и связи, монтаж и наладку оборудования, строительство или реконструкцию помещений.

I4.I.3. Пользователи АС располагаются в различных географических пунктах. ВК могут устанавливаться только в тех географических пунктах, где имеются пользователи АС. Для каждого географического пункта предполагается заданным количество и расположение одиночных и групповых терминальных устройств. Таким образом, приведенные затраты на терминальное оборудование известны до начала решения задачи. Поэтому далее они не учитываются в выражении для приведенных затрат, так как не влияют на выбор оптимального решения.

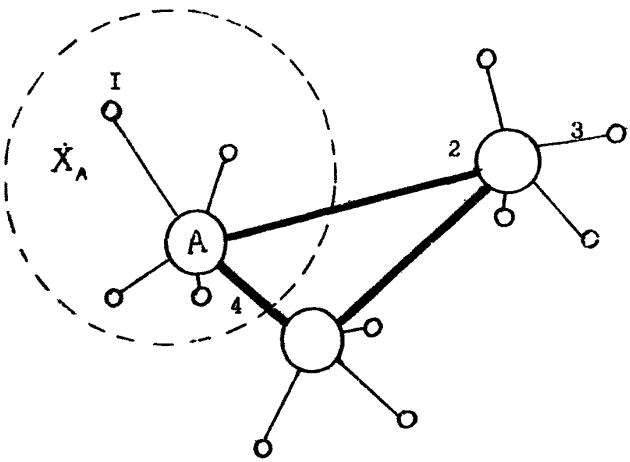
Арендная плата за каналы связи зависит от их протяженности, поэтому она учитывается в расчетах по данной методике.

Для краткости далее все терминальное оборудование одного географического пункта называется терминальным комплексом (ТК), хотя, как указано выше, на самом деле это может быть совокупность из нескольких одиночных и (или) групповых устройств отображения информации (например, типа ЕС-7920).

Если ТК какого-либо географического пункта подключается каналами связи к ВК в том же пункте, то арендная плата за каналы связи принимается равной нулю, так как она пренебрежимо мала по сравнению с арендной платой за междугородние каналы связи.

I4.I.4. Каждый ТК может подключаться каналами связи только к одному ВК. Все ВК соединяются каналами связи по принципу "каждый с каждым". В общем виде структура распределенной ВС имеет вид, представленный на черт.I0. При решении задачи выбора структуры распределенной ВС необходимо: I) выбрать количество и пункты размещения ВК; 2) найти для каждого ВК перечень ТК, подключенных к ВК абонентскими каналами связи; 3) определить необходимую производительность ВК (в случае, если допускается

Структура распределенной вычислительной системы



I – терминальный комплекс; 2 – вычислительный комплекс; 3 – абонентский канал связи; 4 – магистральный канал связи; X_A – зона терминальных комплексов, подключенных абонентскими каналами связи к ВК в пункте A

Черт.10

использование ВК с различной производительностью);4) определить количество абонентских каналов связи для подключения ТК каждого географического пункта к одному ВК; 5) определить количество магистральных каналов связи между каждой парой ВК.

Подмножество географических пунктов, подключенных абонентскими каналами связи к одному ВК, называется зоной, а указанный ВК - зональным ВК.

I4.I.5. В распределенной ВС используются выделенные полудуплексные телефонные каналы связи, арендуемые у Министерства связи СССР.

I4.I.6. Проектируемая распределенная ВС предназначена для решения в интерактивном режиме задач специализированной АС типа систем распределения ресурсов. Примерами таких АС могут служить автоматизированные системы: I) продажи авиабилетов "Сирена"; 2) продажи билетов на железнодорожном транспорте "Экспресс"; 3) бронирования мест в гостиницах; 4) продажи билетов на зрелищные мероприятия; 5) оперативного распределения материально-технического имущества и т.п.

Состояние производственных процессов каждого абонента (географического пункта) ВС отражается в собственных файлах, которые размещаются в том ВК, к которому данный абонент подключен абонентскими каналами связи (в частном случае используется один абонентский канал связи). В каждом ВК хранится одинаковый набор общесистемных файлов и программ.

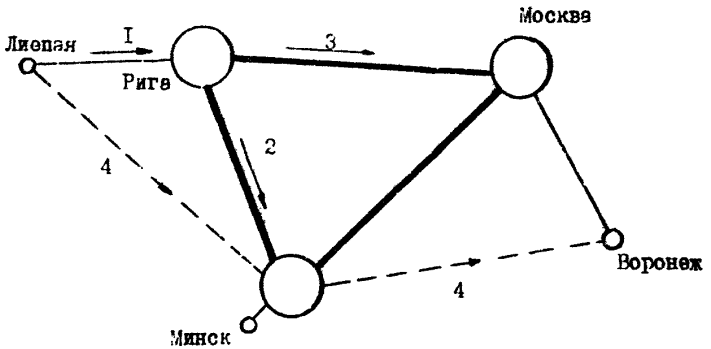
Состав файлов, алгоритмы программ, объемно-временные характеристики запросов, файлов и программ определяются в процессе предпроектного обследования, а также технического проектирования функциональной части и информационного обеспечения АС, для которой предназначена ВС.

I4.2. Технология функционирования распределенной вычислительной системы

I4.2.I. Далее каждый ТК рассматривается как источник, посылающий в случайные моменты времени запросы в ВС. Отдельный запрос может требовать обращений к собственным файлам или к файлам других абонентов. В последнем случае зональный ЗК направляет запросы в другие ЗК, в которых находятся необходимые файлы. После завершения обработки всех файлов зональный ЗК формирует ответ, который передается на источник запроса. Каждый запрос порождает один ответ.

I4.2.2. Технология обработки запросов в распределенной ВС иллюстрируется с помощью черт.II, на котором показан фрагмент автоматизированной системы продажи авиабилетов. Пассажир в городе Лиепая желает приобрести авиабилет от Лиепаи до Воронежа. Кассир агентства аэрофлота с ТК в городе Лиепая посылает первичный запрос (I) в зональный ЗК в г. Рига, так как сведения о местах на самолеты, вылетающие из Лиепаи (собственные файлы), находятся в рижском ЗК. Программа рижского ЗК определяет, что из Лиепаи нет прямых рейсов до Воронежа, находит кратчайший маршрут полета с пересадкой в Минске, бронирует место на рейс Лиепая - Минск и посылает вторичный запрос (2) в минский ЗК. Последний бронирует место на рейс Минск - Воронеж и сообщает об этом в рижский ЗК, откуда на ТК кассира в г. Лиепая посылается ответ с указанием дат вылета, номеров рейсов и мест. Эти сведения автоматически печатаются на бланке авиабилета.

Технология обработки запросов
в распределенной ВС



I – первичный запрос в зональный ВК; 2, 3 – вторичные запросы в другие ВК; 4 – маршрут движения пассажира

Черт. II

Если пассажир одновременно просит оформить и билет на обратный маршрут, то рижский ВК посылает также вторичный запрос (3) в московский ВК, так как места на рейсы из Воронежа (в том числе в Минск) хранятся в московском ВК.

Вторичные запросы и соответствующие ответы создают нагрузку на магистральные каналы связи между ВК. Объем информационного обмена (тяготение) между двумя ВК зависит от состава зон каждого ВК.

В качестве второго примера распределенной ВС с информационным обменом между различными ВК может служить система, предоставляющая справки о наличии материально-технического имущества. Абонентами такой системы могут быть предприятия, имеющие склады с тем или иным имуществом. Если в ВС используется несколько ВК, то в каждом из них можно разметить одинаковые файлы данных о наличии и движении имущества на всех складах. Тогда запрос-справка о наличии какой-либо номенклатуры направляется от абонента в зональный ВК, где сразу же формируется ответ. При изменениях в наличии какой-либо номенклатуры абонент посылает информацию в зональный ВК, откуда она должна быть послана во все остальные ВК для синхронного внесения изменений в файлы.

14.3. Порядок выполнения работ при проектировании распределенных вычислительных систем

14.3.1. Расчеты на основе данной методики могут выполняться при разработке: 1) среднесрочных и долгосрочных прогнозов развития распределенных ВС, создаваемых в общесоюзных и (или) республиканских министерствах и ведомствах; 2) технико-экономических обоснований и технических заданий на системы; 3) технических проектов отдельных систем. На этапе рабочего

проектирования систем могут быть выполнены расчеты по уточненным исходным данным. Кроме того, на этапах технического и рабочего проектирования могут выполняться согласно другим руководящим документам (РД) расчеты с целью оптимизации зональных и магистральной сетей связи. При этом количество и пункты размещения ВК, а также состав зоны каждого ВК остаются неизменными.

I4.3.2. Порядок выполнения работ согласно данной методике в общем виде представлен на черт. I2.Блок 2 алгоритма представляет проектные работы, определяемые другими РД данного сборника (см. раздел I4.6).

I4.3.3. В ряде случаев возможны отступления от указанного выше порядка работ, а именно:

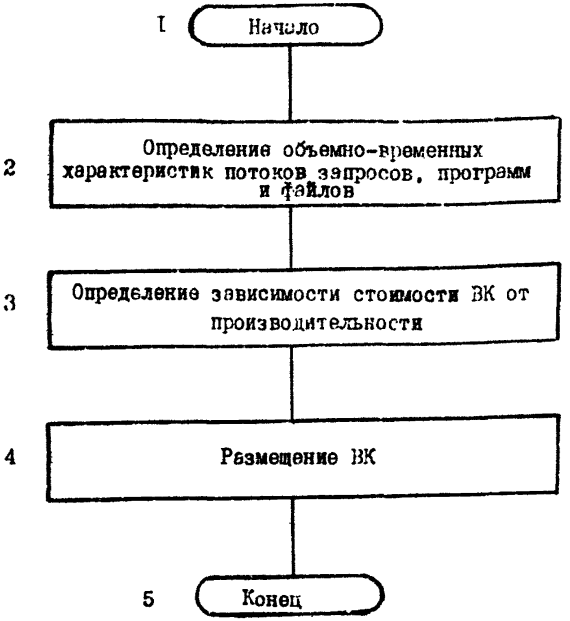
предварительные расчеты или другие соображения показали, что в ВС должны быть либо один ВК, либо ВК в каждом географическом пункте;

зависимость от стоимости приведенных затрат на ВК от его производительности определена в проекте централизованной ВС для АС данного типа,например, экспериментальным путем либо с помощью статистической обработки характеристик существующих аналогов.

В первом случае блок 4 определяет только необходимую производительность ВК и суммарные приведенные затраты на ВС, а во втором – исключается блок 3.

I4.4. Методические аспекты определения зависимости стоимости вычислительного комплекса от производительности

I4.4.I. В результате проектирования и (или) внедрения централизованных ВС для АС рассматриваемого типа, могут быть



Порядок выполнения работ при определении количества и пунктов размещения ВК, их производительности и обслуживаемых зон

Черт.11

определены типовые конфигурации ВК с различной производительностью и приведенными затратами.

Так, например, в системе продажи авиабилетов "Сирень" средний центр системы с одной обрабатывающей ЭВМ типа СМ-2 и коммуникационной системой на базе такой же ЭВМ имеет производительность 2 запроса в секунду и приведенные затраты около 500 тыс.руб. Более крупный центр на базе СМ-2 с производительностью 4-5 запросов в секунду характеризуется приведенными затратами I млн.руб. Предварительная оценка показывает, что с одной обрабатывающей ЭВМ типа ЕС-I046 и коммуникационной системой на базе ЭВМ типа СМ-I2I0 может быть создан ВК с производительностью I2,5 запросов в секунду. Приведенные затраты на такой ВК составят 750 тыс.руб. Крупный центр с производительностью 25 запросов в секунду характеризуется приведенными затратами I,5 млн.руб.

В описанном случае зависимость приведенных затрат на ВК от пропускной способности имеет кусочно-постоянный неубывающий характер и задается табличным способом. В частном случае для производительности ВК может быть задано одно значение.

I4.4.2. В случае, когда данные, указанные в п.I4.4.I., отсутствуют, для определения эксплуатационных и капитальных затрат на ВК можно воспользоваться соотношениями:

$$C = 1{,}185\ \Pi^{0,82} + 0{,}1118\ \Pi^{0,2} + 0{,}388\ \Pi^{0,5} + \alpha \quad ; \quad (146)$$

$$K = 4{,}875\ \Pi^{0,82} + 0{,}14\ \Pi^{0,2} + 0{,}488\ \Pi^{0,5} + \beta \quad , \quad (147)$$

где $\alpha = 0{,}0073\ \Pi^{0,5}$, если $\Pi < 25$;

$0{,}0034\ \Pi^{0,786}$, если $\Pi \geqslant 25$,

$$\beta = \begin{cases} 0{,}27\ П^{0{,}5}, & \text{если } П < 25, \\ 0{,}126\ П^{0{,}786}, & \text{если } П \geq 25, \end{cases}$$

П - производительность ВК, млн. операций/с.

Необходимая производительность ВК определяется соотношением:

$$П = \Lambda f / \rho \quad , \qquad (148)$$

где Λ - суммарная интенсивность запросов, поступающих в ВК от абонентов своей зоны и других ВК; f - среднее количество операций центрального процессора ВК, необходимое для обработки одного запроса; ρ - коэффициент использования (загрузки) центрального процессора. Значение ρ =0,7. Значение f определяется на основе данных о каждой из задач, решаемых в интерактивном режиме, и вероятностей (частоты) решения этих задач (в соответствии с РТМ 25-212-86, часть 2).

I4.4.3. Третий способ получения функции приведенных затрат $G(\sigma)$ на ВК в зависимости от его производительности σ описан в приложении 5 справочном.

I4.5. Исходные данные для проектирования распределенной вычислительной системы

I4.5.I. Перечень исходных данных, необходимых для применения данной методики, приведен в табл.I4.

I4.5.2. Объемно-временные характеристики информационных потоков необходимо получать из материалов обследования объекта управления и документов технического проекта информационного обеспечения АС.

I4.5.3. Объемно-временные характеристики задач управления необходимо получать и рассчитывать по методикам, входящим в

составе сборника РТМ 25 2I2-86 "ИАСУ. Методические указания по разработке технического обеспечения", которые определяют общую методику проектирования комплексов технических средств каждого конкретного вида систем управления (АСУП, АСУ ТП, АСУ ГПС).

Таблица I4

Перечень исходных данных для определения количества и пунктов размещения ВК

Наименование исходных данных	Источник данных
I. Топология абонентов	
I.I. Множество (список) источников запросов (пунктов ВС)	Техническое задание на проектируемую АС
I.2. Подмножество пунктов, в которых ВК уже имеются или должны быть установлены директивно	То же
I.3. Подмножество пунктов, в которых допускается размещение ВК	То же
I.4. Матрица расстояний между источниками запросов	Географическая карта
II. Объемно-временные характеристики запросов, обрабатываемых в АС	
2.I. Матрица интенсивностей запросов источников	Техническое задание на АС
2.2. Средняя длина сообщений (запроса и ответа)	То же
2.3. Среднее количество операций центрального процессора для обработки одного запроса	Постановки задач проектируемой АС или характеристики задач аналогов, опре-

Продолжение табл. 14

Наименование исходных данных	Источник данных
	деленные в ТЗ, или документ ТП "Постановка и алгоритмы решения задач".
2.4. Среднее количество обращений центрального процессора к накопителям на магнитных дисках при обработке одного запроса	То же
III. Технико-экономические характеристики каналов связи	
3.1. Скорость передачи данных по каналу связи	П.14.5.4.
3.2. Предельно-допустимое значение коэффициента использования канала связи	То же
3.3. Матрица затрат на аренду одного канала связи между пунктами ВС	То же
3.4. Количество каналов связи для подключения источников запросов абонентскими каналами к ВК	Документ технического проекта на АС "Описание комплекса технических средств", п.1.6.5.
IУ. Технико-экономические характеристики ЭВМ	Каталоги, проспекты, паспортные данные, технические описания

Продолжение табл. 14

Наименование исходных данных	Источник данных
У. Функция приведенных затрат на ВК в зависимости от интенсивности обрабатываемых запросов	Техническая документация на типовые ВК для централизованных ВС, раздел I.4, приложение

Кроме того, объемно-временные характеристики задач управления могут быть получены от разработчиков функциональной части АС, которые на предпроектной стадии создания АС определяют их с применением метода экспертных оценок, отраслевых стандартов, либо из проектов внедренных систем аналогичного назначения. На этапах технического и рабочего проектов объемно-временные характеристики задач определяются путем анализа алгоритмов и блок-схем программ либо с помощью прогона последних на ЭВМ и использования системных мониторных программ.

I4.5.4. Все каналы связи предполагаются выделенными телефонными полудуплексными со скоростью передачи данных U=I200 бит/с.

Предельно допустимое значение коэффициента использования (загрузки) канала связи $\eta^{*} = 0{,}7$.

Стоимость аренды телефонных каналов за год представлена в табл. I справочного приложения 2.

I4.5.5. Количество каналов связи для подключения i -го ТК абонентскими каналами связи к любому ВК определяется соотношением:

$$m_i = \left] \frac{2\lambda_{ii} d}{\eta^* v} \right[,$$

где $]x[$ - наименьшее число такое, что $]x[\geq x$;

λ_{ii} - интенсивность сообщений (первичных запросов и ответов) между ТК и зональными ВК; d - средняя длина сообщения (бит);

η^* - предельно допустимое значение коэффициента использования канала связи; v - скорость передачи данных по каналу связи (бит/с).

I5. ВЫБОР КОЛИЧЕСТВА И ПУНКТОВ РАЗМЕЩЕНИЯ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ КОМПЛЕКСОВ

I5.I. Условные обозначения

Сводка условных обозначений дана в табл.I5.

Таблица I5

Обозначение	Единица измерения	Наименование
I. Топология пунктов сети		
$A = \{1, 2, \ldots n\}$		Множество источников запросов (пунктов ВС).
B		Подмножество пунктов, в которых допускается размещение ВК.
B^*		Подмножество пунктов, в которых ВК уже имеются или должны быть размещены директивно
l_{ij}		Расстояние между пунктами $i, j \in A$

Продолжение табл. 15

Обозначение	Единица измерения	Наименование
II. Объемно-временные характеристики запросов		
λ_{ij}	$с^{-1}$	Интенсивность запросов к файлам j -го пункта, которые возникают в зональном ВК при обработке первичных запросов i -го пункта
d	бит	Средняя длина сообщений (запроса и ответа)
III. Характеристики каналов связи		
v	бит/с	Скорость передачи данных
η^*		Предельно допустимое значение коэффициента использования канала связи
g_{ij}	руб.	Арендная плата за один канал связи между пунктами $i,j \in A$
IУ. Параметры функции приведенных затрат на ВК		
σ	$с^{-1}$	Интенсивность запросов, обрабатываемых в ВК
$G(\sigma)$	руб.	Функция приведенных затрат на ВК
a	руб.	Константа
b	руб./с	Константа
У. Неизвестные		
$У$		Подмножество пунктов, в которых должны размещаться ВК
A_j		Подмножество пунктов $i \in A$, обслуживаемых ВК в пункте $j \in У$ (зона j -го ВК)

Продолжение табл. 15

Обозначение	Единица измерения	Наименование
УI. Расчетные величины		
Λ_i		Суммарная интенсивность запросов всех абонентов к файлам i-го абонента
σ_j		Суммарная интенсивность запросов, поступающих на обработку к ВК в пункте $j \in Y$
M_{jk}		Количество каналов связи между ВК в пунктах $j, k \in Y$
F	руб.	Приведенные затраты на ВС

15.2. Расчетные соотношения

15.2.1. Суммарная интенсивность запросов всех абонентов к файлам i-го абонента $(i \in A)$

$$\Lambda_i = \sum_{j=1}^{n} \lambda_{ij} \quad . \qquad (149)$$

15.2.2. Суммарная интенсивность запросов, поступающих на обработку в ВК в пункте $j \in Y$, к которому подключены абонентскими каналами связи пункты $i \in A_j$ $(j \in Y \subseteq B;\ j \in A_j \subseteq A;$ A_j - зона абонентов, обслуживаемых ВК в пункте $j \in Y)$

$$\sigma_j = \sum_{i \in A_j}' \Lambda_i \quad . \qquad (150)$$

15.2.3. Количество каналов связи между ВК в пункте $j \in Y$, к которому подключены абоненты в пунктах $i \in A_j$, и ВК в пункте $k \in Y$, $(k > j)$, к которому подключены абоненты в пунктах $s \in A_k$,

$$M_{jk} = \left\lceil \frac{2d}{p^* v} \sum_{i \in A_j}' \sum_{s \in A_k} (\lambda_{is} + \lambda_{si}) \right\rceil . \qquad (151)$$

15.2.4. Приведенные затраты на ВС, в которой ВК размещены в пунктах $j \in Y \subseteq B$, и все абоненты распределены в подмножества A_j таким образом, что $A_j \neq \emptyset (j \in Y); A_j \cap A_k = \emptyset (j \neq k; j, k \in Y)$; $\bigcup_{j \in Y} A_j = A$ определяется соотношением:

$$F = \sum_{j \in Y} G(\sigma_j) + \sum_{j \in Y} \sum_{i \in A_j} m_i q_{ij} + \sum_{j \in Y} \sum M_{jk} q_{jk} .$$

В выражении для F первое слагаемое характеризует приведенные затраты на ВК, размещенные в пунктах из подмножества $Y \subseteq B$; второе – на аренду абонентских каналов связи; третье – на аренду магистральных каналов связи.

15.3. Алгоритм выбора количества и пунктов размещения вычислительных комплексов

15.3.1. Дополнительные обозначения:

F^* – наилучшее значение критерия оптимальности F (рекорд);

C – текущее подмножество абонентов, не подключенных к ВК;

$\tilde{B}$ – текущее подмножество пунктов $j \in B$, в которых допускается размещение ВК;

$\tilde{A}_j$ – текущие зоны ВК, размещенных в пунктах $j \in Y$;

H_j – весовые коэффициенты, характеризующие относительные приоритеты пунктов $j \in \tilde{B}$ при выборе пункта размещения очередного ВК;

$A_j^{(0)}$ – подмножество абонентов, прикрепление которых к ВК не изменяется в процессе выполнения последующих шагов алгоритма.

15.3.2. Содержательное описание алгоритма следующее.

При фиксированном размещении ВК в пунктах $j \in Y$ все пункты $i \in A$ подключаются абонентскими каналами связи к "ближайшим" по затратам q_{ij} пунктам $j \in Y$. Сначала ВК размещаются

в пунктах $j \in B$, и вычисляется значение рекорда F^*. Затем к размещенным ВК постоянно подключаются только такие абоненты, что арендная плата за абонентский канал связи не может быть уменьшена при добавлении новых ВК. Вычисляются коэффициенты H_j для $j \in (B \setminus B^*)$. Список пунктов $j \in (B \setminus B^*)$ ранжируется по убыванию значений H_j. К подмножеству B^* поочередно добавляются пункты $j \in (B \setminus B^*)$ до тех пор, пока уменьшается значение F^*.

15.3.3. Формализованное описание алгоритма:

Шаг 0. Начало. Положить $F^* := \infty$; $Y := B^*$; $\tilde{B} := B$;

Шаг 1. Если $B^* \neq \emptyset$, найти текущие зоны $\tilde{A}_j$ пунктов $j \in Y$, прикрепляя пункты $i \in A$ к "ближайшим" по затратам g_{ij} пунктам $j \in Y$. Положить $A_j := \tilde{A}_j$ ($j \in Y$). Вычислить F. Положить $F^* := F$, $\tilde{B} := (B \setminus Y)$.

Шаг 2. Проверить, есть ли еще пункты для размещения ВК:

$$\tilde{B} = \emptyset \quad ?$$

Если $\tilde{B} = \emptyset$, перейти к шагу 7.

Шаг 3. Если $Y \neq \emptyset$, для каждого пункта $j \in Y$ найти подмножество $A_j^{(1)}$ пунктов $i \in A$ таких, что $g_{ij} < g_{ij'}$ для всех $j' \in (B \setminus j)$. Положить $C := A \setminus \bigcup_{j \in Y} A_j^{(1)}$. Если $C = \emptyset$, перейти к шагу 7. Если $Y = \emptyset$, положить $C := A$.

Шаг 4. Вычислить для всех пунктов $j \in \tilde{B}$ величины (весовые коэффициенты)

$$H_j = \sum_{i \in C} m_i g_{ij}.$$

Ш а г 5. Разместить ВК в таком пункте $k \in \widetilde{B}$, что $H_k = \max\limits_{j \in \widetilde{B}} H_j$. Положить $\widetilde{B} := \widetilde{B} \setminus k$; $Y := Y \cup k$. Найти текущие зоны $\widetilde{A}_j$ пунктов $j \in Y$, прикрепляя все пункты $i \in C$ к "ближайшим" пунктам $j \in Y$. Положить $A_j := \widetilde{A}_j$. Вычислить F.

Ш а г 6. Проверить соотношение $F < F^*$. Если соотношение не выполняется, положить $A_j := \emptyset$ ($j \in Y$), $Y := Y \setminus k$, найти зоны A_j пунктов $j \in Y$, прикрепляя всех абонентов $i \in A$ к "ближайшим" пунктам $j \in Y$ и перейти к шагу 7. Если соотношение $F < F^*$ выполняется, положить $F^* := F$, $A_j = \emptyset$ ($j \in Y$). Если $\widetilde{B} \neq \emptyset$, перейти к шагу 5.

Ш а г 7. К о н е ц. Найдено подмножество Y пунктов размещения ВК, "зоны" A_j ($j \in Y$), количество каналов связи M_{jk} между каждой парой ВК в пунктах $j, k \in Y$ ($j < k$) и значение критерия оптимальности F^*.

I5.4. Пример расчета (условный)

I5.4.I. Исходные данные:

Заданы следующие множества и величины: $A = \{1,2,3,4,5,6\}$; $B = \{2,3,4,5\}$; $B^* = \emptyset$; $d = 70$; $\eta^* = 0{,}7$; $v = 10000$.

Матрица интенсивностей запросов λ_{ij} задана табл.I6, а матрица значений $g_{ij} = \ell_{ij}$ - табл. I7.

Таблица 16

Матрица интенсивностей запросов λ_{ij}

i \ j	1	2	3	4	5	6
1	20	2	4	0	0	0
2	4	100	4	6	2	2
3	4	6	30	0	0	0
4	2	10	0	50	8	8
5	0	0	2	0	10	0
6	0	2	0	4	0	40
Λ_j	30	120	40	60	20	50

Таблица 17

Матрица значений $g_{ij} = \ell_{ij}$

i \ j	1	2	3	4	5	6
1	0	15	25	40	65	50
2	15	0	10	30	55	45
3	25	10	0	30	50	50
4	40	30	30	0	25	20
5	65	55	50	25	0	25
6	50	45	50	20	25	0

Значения m_i заданы в табл.I8.

Таблица I8

i	I	2	3	4	5	6
m_i	I	2	I	I	I	I

Имеется типовая конфигурация ВК с производительностью 270 запросов в секунду. Стоимость такого ВК $G = G(\sigma)$ =37.

I5.4.2. Описание вычислений

Шаг 0. $F^* = -$, $y = 0$,
$C = \{1,2,3,4,5,6\}$; $\tilde{B} = \{2,3,4,5\}$;
$A_j = 0\ (j \in B)$.

Так как $B^* = 0$, сразу выполняется

Шаг 2. $\tilde{B} \neq 0$, поэтому выполняется следующий шаг.

Так как $y = 0$, выполняется

Шаг 4.

j	2	3	4	5
H_j	I55	I85	I75	275

$H_2 = \sum_{i=1}^{6} m_i g_{i2}$ =I·I5+2·0+I·I0+I·30+I·55+I·45=I55;

$H_3 = \sum_{i=1}^{6} m_i g_{i3}$ =I·25+2·I0+I·0+I·30+I·50+I·50=I85;

$H_4 = \sum_{i=1}^{6} m_i g_{i4}$ =I·40+2·30+I·30+I·0+I·25+I·20=I75;

$H_5 = \sum_{i=1}^{6} m_i g_{i5}$ =I·65+2·55+I·50+I·25+I·0+I·25=275.

Шаг 5. Так как минимальное значение H_j достигается при $j = k = 2$, ВК размещается в пункте 2. $B = \{3,4,5\}$, $y = 2$. Все абоненты прикрепляются к пункту 2, т.е. $A_2 = A$.

Суммарные затраты на абонентские каналы связи определяются соотношением:

$$\sum_{i \in A} m_i g_{i2} = I \cdot I5 + 2 \cdot 0 + I \cdot I0 + I \cdot 30 + I \cdot 55 + I \cdot 45 = I55.$$

Суммарная интенсивность запросов, поступающих в ВК, определяется соотношением:

$\sigma_2 = \sum_{i=1}^{6} \Lambda_i$ =30+120+40+60+20+50=270.

Значение σ_2 меньше предельной производительности ВК. Приведенные затраты на ВК $G(\sigma_2)$=37. Значение F =155+37=192.

Шаг 6. $F < F^*$, поэтому F^*=195, $A_2 = \emptyset$.

Шаг 5. Минимальное значение H_j для $j \in B$ достигается при $j = k$=4. В пункте 4 размещается еще один ВК. Поэтому $\widetilde{B}$ ={3,5}; Y ={2,4}.

К ВК в пункте 2 подключаются абоненты из подмножества A_2 ={1,2,3}, а к ВК в пункте 4 – абоненты из подмножества A_4 ={4,5,6}.

Суммарные затраты на абонентские каналы связи определяются соотношением:

$\sum_{j \in Y} \sum_{i \in A_j} m_i g_{ij}$ =(1·15+2·0+1·25)+(1·0+1·25+1·20)=85.

Затраты на два ВК равны 2 G = 2 · 37 = 74

Количество каналов связи между ВК в пунктах 2 и 4 определяется соотношением:

$$M_{24} = \left\lceil \frac{2 \cdot 70}{0{,}7 \cdot 10000} \sum_{i \in A_2} \sum_{s \in A_4} (\lambda_{is} + \lambda_{si}) \right\rceil = \left\lceil \frac{1}{50} [(\lambda_{14} + \lambda_{41}) + (\lambda_{15} + \lambda_{51}) + (\lambda_{16} + \lambda_{61}) + (\lambda_{24} + \lambda_{42}) + (\lambda_{25} + \lambda_{52}) + (\lambda_{26} + \lambda_{62}) + (\lambda_{34} + \lambda_{43}) + (\lambda_{35} + \lambda_{53}) + (\lambda_{36} + \lambda_{63})] \right\rceil = \left\lceil \frac{1}{50} [(0+2) + (0+0) + (0+0) + (6+2) + (2+0) + (2+0) + (0+0) + (0+2) + (0+0)] \right\rceil = \left\lceil \frac{16}{50} \right\rceil = 1.$$

Затраты на один канал связи между ВК в пунктах 2,4 определяются соотношением:

$M_{24} g_{24}$ =1·30=30.

Значение критерия оптимальности

F =85+74+30=189.

Шаг 6. $F < F^*$ (189<192). Поэтому F^*=189, $A_j = \emptyset$ ($j \in Y$).

Шаг 5. Значение k =3. B ={5}. Y ={2,3,4}, A_2 ={1,2}, A_3 ={3}, A_4 ={4,5,6}.

Затраты на абонентские каналы связи определяются соотношением:

$$\sum_{j\in\bar{y}}\sum_{i\in A_j} m_i g_{ij} = (I\cdot I5+2\cdot 0)+I\cdot 0+(I\cdot 0+I\cdot 25+I\cdot 20)=60.$$

Затраты на ВК определяются соотношением: $F = 3G = 3\cdot 37 = III$.

Расчеты показывают, что между всеми ВК должно быть по одному каналу связи. Затраты на магистральную сеть связи определяются соотношением:

$$g_{23}+g_{34}+g_{42} = I0+30+30=70.$$

$$F = 60+III+70=24I.$$

Шаг 6. $F > F^*$, так как 24I > I89.

Шаг 7. Конец. $= \{2,4\} : A_2 = \{I,2,3\}, A_4 = \{4,5,6\}$, $F^* = I89$.

ПРИЛОЖЕНИЕ I
Справочное

ТЕХНИЧЕСКИЕ ХАРАКТЕРИСТИКИ СЕТЕЙ

I. ЛОКАЛЬНЫЕ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫЕ СЕТИ

I.I. Технические характеристики локальной сети кольцевого типа СЛК СМ

I.I.I. Топология сети - кольцо. Скорость передачи данных: между станцией и присоединенным оборудованием - до I9200 бит/с; по кольцу 500 Кбит/с. Количество абонентов в кольце - I25. Максимальная длина среды - I км. Режим работы с терминалом - асинхронный, дуплексный, полудуплексный. Сопряжение с терминалом - по стыку С2-ИС или ИРПС. Физическая среда - витая пара или коаксиальный кабель.

I.I.2. В состав СЛК СМ входит спецпроцессор с ОЗУ емкостью 2 Кбайт и ППЗУ емкостью 4-8 Кбайт.

I.2. Технические характеристики локальной вычислительной сети "Эстафета"

I.2.I. Топология сети - кольцо. Скорость передачи данных: между станцией и присоединенным оборудованием - до 9600 бит/с; по кольцу - I25 Кбит/с. Количество абонентов в кольце - I25. Максимальная длина среды - I,5 км. Режим работы с терминалом - асинхронный. Сопряжение с терминалом - стыки С2, ИРПС. Возможность одновременной передачи - до I2 виртуальных каналов при скорости 9600 бит/с без перегрузки сети. Физическая среда - витая пара или оптоволоконная линия связи.

I.2.2. В состав ЛВС "Эстафета" входит восьмибитовый микропроцессор со статическим ОЗУ емкостью 4 Кбайт и ПЗУ емкостью 8 Кбайт.

I.2.3. Цепочки сопряжения:

СЛС - ЕС АДС - СМ 4 (СМ I420);

СЛС - СМ 85I4 - СМ 4 (СМ I420);

СЛС - МСМ I800.850I - СМ I800;

СЛС - Искра 226;

СЛС - Искра I030;

СЛС - ВТА 2000-I5;

СЛС - Роботрон I7I5;

СЛС - ЕС I84I

СЛС - Агат-2.

I.3. Технические характеристики локальной вычислительной сети Ethernet

I.3.I. Топология сети - моноканальная. Скорость передачи данных - до I0 Мбит/с. Количество узлов сети - до I023. Максимальная длина среды - I,5 км. Физическая среда - коаксиальный или оптоволоконный кабель.

I.4. Технические характеристики локальной вычислительной сети СПИ-I5А

I.4.I. Топология сети - дерево. Скорость передачи данных - до 240 Кбит/с. Максимальная длина среды - I км. Режим работы по линии связи - асинхронный, дуплексный, последовательный с контролем на четность и с подтверждением приема каждого слова. Количество периферийных ЭВМ, подключаемых к одной центральной - до I5.

ПРИЛОЖЕНИЕ 2

Справочное

ЗАВИСИМОСТЬ СТОИМОСТИ ОТ ДЛИНЫ И ПРОПУСКНОЙ СПОСОБНОСТИ ЛИНИЙ СВЯЗИ

В СССР тарифы на аренду каналов связи дифференцированы в зависимости от длины линий связи (тарифных зон) и пропускной способности линий. Для телефонных каналов предусмотрено 10 зон, для телеграфных - 9. Ступенчатая зависимость стоимости годовой аренды междугородного телефонного канала от расстояния отражена в табл.1, для телеграфного канала - в табл. 2.

Таблица 1

Расстояние (км)	Стоимость (тыс.руб/год)
до 100	26,28
101-600	78,84
601-1200	131,40
1201-3000	157,68
3001-4000	183,96
4001-5000	210,24
5001-6000	236,52
6001-7000	262,80
7001-8000	289,08

Таблица 2

Расстояние	Стоимость (тыс.руб/год)
до 100	5,47
101-200	8,76
201-600	20,80
601-2000	52,19
2001-3000	70,61
3001-4000	78,11
4001-5000	83,22
5001-6000	86,87
6001-7000	88,69

При решении задачи топологического синтеза сетей по заданным координатам мест расположения узлов и терминалов отыскиваются соответствующие матрицы стоимости годовой аренды каналов для соответствующей сети. Нелинейная зависимость стоимости линий связи от расстояния является источником трудностей при решении задач топологической оптимизации. Соответствующие алгоритмы, использующие допущение о линейной зависимсости, в этом случае оказываются непригодными, и, обычно, дают нижнюю оценку стоимости проекта сети.

ПРИЛОЖЕНИЕ 3

Справочное

ОПИСАНИЕ АЛГОРИТМОВ

1. ОПИСАНИЕ АЛГОРИТМОВ ПРОЦЕДУР UNION И FIND

1.1. Процедура $UNION(a,b)$. Процедура $UNION$ по номерам двух подмножеств производит объединение подмножеств.

Если $SIZE(a) < SIZE(b)$, то

$b \longrightarrow FATHER(a)$;

$SIZE(a) + SIZE(b) \longrightarrow SIZE(b)$;

Иначе:

$a \longrightarrow FATHER(b)$;

$SIZE(a) + SIZE(b) \longrightarrow SIZE(a)$.

1.2. Процедура $FIND(X)$. Процедура $FIND(X)$ выдает номер подмножества, содержащего X.

$\amalg\ S$ - пустой стек $\amalg$.

Шаг 1. $X \longrightarrow t$

Шаг 2. Пока $FATHER(t) \neq \Lambda$ (пустой указатель)

выполнить: $t \Rightarrow S$; $FATHER(t) \longrightarrow t$.

Шаг 3. Пока $S \neq$ пусто выполнить:

$S \Rightarrow r$; $t \longrightarrow FATHER(r)$; $1 \longrightarrow SIZE(r)$.

Шаг 4. $t \longrightarrow FIND$.

В каждом из алгоритмов $FIND$ и $UNION$ предполагается, что элемент X представлен узлом в ячейке ℓ, причем узел состоит из полей:

$ELT(\ell) = X$;

$FATHER$ - это ячейка узла, соответствующего предшественнику X;

$SIZE(\ell)$ - число элементов в поддереве с корнем X.

ПРИЛОЖЕНИЕ 4

Справочное

АЛГОРИТМ ВЫЧИСЛЕНИЯ ДИАМЕТРА ГРАФА

Шаг I. Выбрать произвольную вершину в качестве базовой вершины X_0.

Шаг 2. Вычислить все расстояния от X_0 до остальных вершин $d(x_0,y)$ и эксцентриситет $D(X_0)$, т.е. максимальное расстояние от X_0 до всех остальных вершин (алгоритм вычисления $d(x_0,y)$ и $D(X_0)$ приведен ниже).

Шаг 3. $D(X_0) \rightarrow K$
$K \longrightarrow inf$
$K \longrightarrow sup$

Шаг 4. Для $\forall y$ такого, что $d(x_0,y)=X$ выполнить:

а) вычислить $D(y)$;

б) если $D(y) > inf$, то

$D(y) \rightarrow inf$,

если $inf = sup$, то $inf \rightarrow D$ и STOP.

Шаг 5. Если $inf \geqslant SUP-2$, то $inf \rightarrow D$ и STOP, иначе:

$SUP-2 \longrightarrow SUP$;

$K-1 \longrightarrow K$

переход к шагу 4.

Алгоритм вычисления $d(x_0,y)$ и $D(X_0)$ имеет следующий вид:

Шаг I. Вначале ни одна из вершин графа не помечена

$$CO \longrightarrow MARK(y) \quad ; \quad \forall y \in X.$$

Шаг 2. Пометить X_0 $\quad 0 \longrightarrow MARK(X_0)$

Шаг 3. $0 \rightarrow i$.

(i - текущее расстояние от X_0 до остальных вершин)

Шаг 4. Пусть S - множество всех непомеченных вершин, смежных, по меньшей мере, с одной вершины с меткой i. Для всех вершин

Шаг 5. Если S - пустое, то $i \rightarrow D(X_0)$ и STOP.

Шаг 6. Положить $i+1 \rightarrow i$ и переход к шагу 4.

ПРИЛОЖЕНИЕ 5

Справочное

МЕТОДИКА ОПРЕДЕЛЕНИЯ ФУНКЦИИ ПРИВЕДЕННЫХ ЗАТРАТ НА ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫЙ КОМПЛЕКС В ЗАВИСИМОСТИ ОТ ИНТЕНСИВНОСТИ ОБРАБАТЫВАЕМЫХ ЗАПРОСОВ

I. ИСХОДНЫЕ ДАННЫЕ

I.I. Характеристики множества типов (моделей) обрабатывающих ЭВМ

$\mathcal{N}$ – количество типов ЭВМ,

W_i – быстродействие ЭВМ i-го типа, оп/с, ($i=\overline{1,\mathcal{N}}$);

M_i – количество накопителей на магнитном диске (НМД) в составе ЭВМ i-го типа (как правило, $M_i=4$ для всех i);

$\tilde{\tau}$ – среднее время доступа к НМД, с;

ρ_1 – предельно допустимое значение коэффициента использования (загрузки) центрального процессора (ЦП), $\rho_1=0{,}8$;

ρ_2 – предельно допустимое значение коэффициента использования (загрузки) НМД, $\rho_2=0{,}7$;

G_i – приведенные затраты на ЭВМ i-го типа;

I.2. Характеристики коммуникационной ЭВМ (процессора телеобработки данных)

W^* – быстродействие ЦП;

G^* – приведенные затраты;

ρ^* – предельно допустимое значение коэффициента использования ЦП.

I.3. Характеристики потока запросов

f – среднее количество операций ЦП обрабатывающей ЭВМ, приходящееся на I запрос;

$\mathcal{D}$ – среднее количество обращений ЦП обрабатывающей ЭВМ к НМД, приходящееся на I запрос;

f^* - среднее количество операций ЦП коммуникационной ЭВМ, необходимое для приема одного запроса, передачи его в обрабатывающую ЭВМ, приема ответа из обрабатывающей ЭВМ и передачи его на терминал пользователя.

1.4. Характеристики ЭВМ берутся из каталогов, проспектов или паспортных данных; f, D определяются как средневзвешенные величины аналогичных параметров для всех задач проектируемой АС, решаемых в интерактивном режиме. Значения f_j, D_j для каждой j-й задачи определяются разработчиками алгоритмов решения задач; f^* определяется разработчиком программных средств коммуникационной ЭВМ, либо берется из паспортных данных процессора телеобработки.

2. ПРЕДВАРИТЕЛЬНЫЙ АНАЛИЗ КОНФИГУРАЦИЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ КОМПЛЕКСОВ

2.1. Все типы обрабатывающих ЭВМ упорядочиваются по возрастанию быстродействия.

Примечание 1. Предполагаем, что для $i = \overline{1,\pi}$ справедливы соотношения: $W_i < W_{i+1} \longrightarrow G_i < G_{i+1}$.

В каждую типовую конфигурацию ВК входят одна или две однотипных обрабатывающих ЭВМ, а также одна коммуникационная ЭВМ.

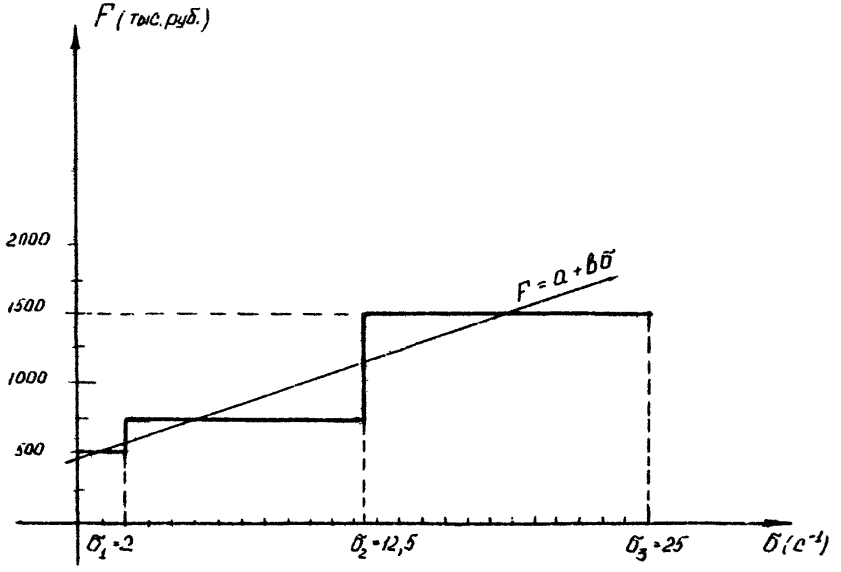
2.2. Определяется максимальное количество N_i обрабатывающих ЭВМ i-го типа, которое может быть в ВК. Значение $N_i = 2$, если одновременно выполняются соотношения:

$2\,W_i < W_{i+1}$ $(i = \overline{1,(\pi-1)})$;

$2\,G_i < G_{i+1}$ $(i = \overline{1,(\pi-1)})$;

Иначе $N_i = 1$.

Функция приведенных затрат F на ВК в зависимости от интенсивности обрабатываемых запросов



Черт. I

3. РАСЧЕТ ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ ТИПОВЫХ КОНФИГУРАЦИЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ КОМПЛЕКСОВ

Для $i = \overline{1,n}$ производительность ВК определяется согласно соотношению:

$$\sigma_i = \min(\sigma_{1i}, \sigma_{2i}, \sigma_3) \quad , \text{где}$$

$$\sigma_{1i} = \frac{1}{t} 0{,}8 N_i W_i \quad ; \quad \sigma_{2i} = \frac{0{,}7 N_i M_i}{D\tau} \quad ;$$

$$\sigma_3 = \frac{1}{t^*} 0{,}8 W^* .$$

4. РАСЧЕТ ПРИВЕДЕННЫХ ЗАТРАТ НА ТИПОВЫЕ КОНФИГУРАЦИИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ КОМПЛЕКСОВ

Для $i = \overline{1,n}$ приведенные затраты на ВК определяются соотношением: $\bar{C}_i = C^* + N_i C_i$.

Функция $F(\sigma)$ приведенных затрат на ВК в зависимости от интенсивности обрабатываемых запросов определяется множеством пар точек $(\sigma_i, \bar{C}_i)$, определенных в пунктах 3,4. Указанное множество точек определяет кусочно-постоянную возрастающую функцию $F(\sigma_i)$, условный пример которой изображен на черт. 1. Функция $F(\sigma_i)$ с помощью метода наименьших квадратов или графическим способом может быть аппроксимирована линейной функцией вида: $F(\sigma) = a + b\sigma$.

ПРИЛОЖЕНИЕ 6
Справочное

ПЕРЕЧЕНЬ УСЛОВНЫХ ОБОЗНАЧЕНИЙ

АСУ - автоматизированная система управления
ВК - вычислительный комплекс
ВС - вычислительная система
КП - коммутация пакетов
КТС - комплекс технических средств
ЛВС - локальная вычислительная сеть
МККТТ - международный консультационный комитет по телефонии и телеграфии
МОС - международная организация по стандартизации
МПД - мультиплексор передачи данных
МРВС - многомашинная распределенная вычислительная система
НМД - накопитель на магнитном диске
ПО - программное обеспечение
РТМ - руководящий технический материал
СМО - система массового обслуживания
ТК - терминальный комплекс
УК - узел коммутации
ЦП - центральный процессор
ЭВМ - электронная вычислительная машина

ССЫЛОЧНЫЕ НОРМАТИВНО-ТЕХНИЧЕСКИЕ ДОКУМЕНТЫ

Обозначение НТД, на который дана ссылка	Номер пункта,подпункта,перечисления, приложения
РТМ 25 2I2-86 ч.2	п.2.I.2, п.2.9.2, п.3.2.2, п.4.I.5, п.4.2.2, п.5.2.3, п.5.3.I, п.6.6.5, п.I4.4.2
РТМ 25 2I2-86 ч.I0	п.3.2.4, п.4.3.5

СОДЕРЖАНИЕ

I. Проектирование локальных вычислительных сетей..... 2
I.I. Общие положения..... 2
I.2. Типы локальных вычислительных сетей..... 3
2. Оценка производительности вычислительных систем на базе локальных сетей с централизованным управлением..... 4
2.I. Исходные данные..... 4
2.2. Расчет времени передачи и требуемой пропускной способности тактируемой магистрали с централизованным управлением..... 5
2.3. Пример расчета времени передачи информации тактируемой магистрали с централизованным управлением..... 7
2.4. Расчет времени передачи и требуемой пропускной способности магистрали с опросом и централизованным управлением..... 8
2.5. Пример расчета времени передачи информации, централизованно управляемой магистралью с опросом.... 9
2.6. Расчет времени передачи и требуемой пропускной способности магистрали, управляемой по прерываниям... I0
2.7. Пример расчета времени передачи информации магистрали, управляемой по прерываниям..... I2
2.8. Расчет производительности многомашинных распределенных вычислительных систем на базе тактируемой магистрали с централизованным управлением..... I3
2.9. Расчет времени реакции магистрали со случайным методом доступа и децентрализованным управлением..... I6

2.I0. Расчет времени реакции тактируемой магистрали со случайным методом доступа и децентрализованным управлением..... I9
2.II. Расчет времени реакции магистрали с пропорциональным методом доступа и децентрализованным управлением..... 2I
2.I2. Определение конфигурации, расчет пропускной способности и времени реакции многомашинных распределенных вычислительных систем на базе локальных сетей..... 23
2.I3. Пример расчета производительности многомашинной вычислительной системы на базе тактируемой сети с централизованным управлением..... 25
2.I4. Пример расчета производительности многомашинной вычислительной системы на базе сети с децентрализованным управлением и случайным методом доступа..... 26
2.I5. Пример расчета производительности многомашинной вычислительной системы на базе тактируемой сети со случайным доступом и децентрализованным управлением..... 27
3. Анализ вычислительной системы в составе абонентского и коммутационного узлов сети передачи данных..... 29
3.I. Определение необходимой производительности процессора абонентского и коммутационного узлов сети..... 29
3.2. Загрузка процессора в составе абонентского и коммутационного узлов сети..... 30
4. Анализ и проектирование сетей передачи данных..... 33
4.I. Анализ потоков и задержек в сети передачи данных..... 33

4.2. Задача выбора пропускных способностей каналов сети передачи данных..... 34
4.3. Пример расчета сети передачи данных..... 37
5. Проектирование сетей передачи данных в условиях большой нагрузки..... 43
5.1. Задача выбора пропускных способностей каналов в условиях большой нагрузки..... 43
5.2. Определение входных параметров модели синтеза структуры сети передачи данных..... 44
5.3. Минимизация стоимости сети передачи данных при ограничении на среднее время задержки..... 46
5.4. Минимизация среднего времени задержки при ограничении на стоимость сети..... 48
5.5. Минимизация стоимости сети при производительности не ниже заданной..... 46
5.6. Максимизация производительности сети при ограничении на стоимость..... 49
5.7. Пример решения задачи выбора оптимальной структуры сети передачи данных..... 50
5.8. Сравнение результатов решения задачи синтеза оптимальной структуры сети передачи данных на моделях разомкнутых и замкнутых сетей систем массового обслуживания..... 53
6. Алгоритм решения задачи синтеза оптимальной структуры сети передачи данных..... 58
6.1. Общие замечания..... 58
6.2. Алгоритм минимизации среднего времени задержки при ограничении на стоимость сети..... 58
6.3. Алгоритм максимизации производительности при ограничении на стоимость сети..... 60

6.4. Алгоритм минимизации стоимости сети при ограничении на среднее время задержки..... 60
6.5. Алгоритм минимизации стоимости сети при производительности не ниже заданной..... 62
6.6. Пример решения задачи минимизации среднего времени задержки при ограничении на стоимость сети..... 62
7. Анализ и проектирование сетей вычислительных машин..... 70
7.1. Понятие логической и физической структуры сетей ЭВМ..... 70
7.2. Сетевые протоколы..... 75
7.3. Пример реализации АСУ с сетевой структурой. Сеть ЭВМ "Сирена"..... 78
7.4. Последовательность проектирования сети связи ЭВМ. Автоматизация процесса проектирования..... 81
7.5. Методика проектирования базовой и терминальной сетей передачи данных..... 83
8. Синтез топологической структуры базовой сети передачи данных по критериям стоимости и надежности..... 86
8.1. Постановка задачи выбора топологической структуры, пропускной способности каналов связи и оптимальной маршрутизации..... 86
8.2. Описание упрощенной постановки задачи синтеза топологической структуры базовой сети передачи данных..... 88
8.3. Определение нижней оценки стоимости сети..... 89
8.4. Генерация помеченных графов с заданными свойствами..... 91

8.5. Алгоритм решения задачи..... 94
8.6. Пример выбора топологической структуры сети по критериям стоимости и надежности..... 96
9. Выбор пропускных способностей каналов связи и распределение потоков..... 98
9.1. Постановка задачи..... 98
9.2. Алгоритм решения задачи выбора пропускных способностей и оптимального распределения потоков..... 99
9.3. Нижняя оценка стоимости решения задачи выбора пропускных способностей и распределения потоков..... 103
10. Решение общей задачи нахождения оптимальной топологии, выбора пропускных способностей и распределения потоков..... 105
10.1. Постановка задачи..... 105
10.2. Метод декомпозиции..... 106
10.3. Комбинаторный подход..... 106
10.4. Свойства алгоритма и способы повышения его быстродействия..... 108
10.5. Пример реализации..... 109
11. Расчет буферной памяти в узлах сети коммутации пакетов..... 110
11.1. Буферная память в сети коммутации пакетов. Общие положения..... 110
11.2. Упрощенный предпроектный расчет буферной памяти.... 112
11.3. Процесс буферизации в узле коммутации пакетов..... 113
11.4. Модель узла коммутации..... 115

II.5. Характеристики узла коммутации и выбор буферной памяти в узлах сети..... 116
12. Характеристики сетей коммутации пакетов с ограниченной буферной памятью в узлах..... 121
12.1. Способы квитирования передачи в сетях коммутации пакетов..... 121
12.2. Модель базовой сети передачи данных..... 122
12.3. Анализ сети с локальными повторениями недоставленных пакетов..... 124
12.4. Анализ сети со сквозными повторениями недоставленных пакетов..... 125
12.5. Расчет характеристик сети..... 127
13. Уточненные характеристики сети коммутации пакетов с учетом протоколов квитирования..... 128
13.1. Оценка эффективности сетей коммутации пакетов с ограниченной буферной памятью в узлах..... 128
13.2. Итерационная процедура выбора буферной памяти и расчета характеристик сети..... 129
13.3. Пример расчета уточненных характеристик сети.... 131
14. Методика выбора количества пунктов размещения и необходимой производительности вычислительных комплексов в распределенной вычислительной системе..... 134
14.1. Задача проектирования распределенной вычислительной системы..... 134
14.2. Технология функционирования распределенной вычислительной системы..... 136
14.3. Порядок выполнения работ при проектировании распределенных вычислительных систем..... 140

I4.4. Методические аспекты определения зависимости стоимости вычислительного комплекса от производительности..... I4I
I4.5. Исходные данные для проектирования распределенной вычислительной системы..... I44
I5. Выбор количества и пунктов размещения вычислительных комплексов..... I48
I5.I. Условные обозначения..... I48
I5.2. Расчетные соотношения..... I50
I5.3. Алгоритм выбора количества и пунктов размещения вычислительных комплексов..... I5I
I5.4. Пример расчета (условный)..... I53
Приложение I. Технические характеристики сетей.. I58
Приложение 2. Зависимость стоимости от длины и пропускной способности линий связи..... I60
Приложение 3. Описание алгоритмов..... I6I
Приложение 4. Алгоритм вычисления диаметра графа..... I62
Приложение 5. Методика определения функции приведенных затрат на вычислительный комплекс в зависимости от интенсивности обрабатываемых запросов..... I63
Приложение 6. Перечень условных обозначений..... I67

ЛИСТ РЕГИСТРАЦИИ ИЗМЕНЕНИЙ

Изменение	Номера листов (страниц)				Номер документа	Подпись	Дата	Срок введения изменения
	измененных	замененных	новых	аннулированных				

Редакторы: Н.Ф.Богданович, И.Ю.Веремейчик
Корректор Г.А.Гончар

Подписано к печати 31.01.87г.Формат 60х84 1/16.Усл.печ.л.10,34. ①
тж 400 экз.Заказ 98. Цена 43 коп.
Ротапринт ЦНИИПУ.Минск,пр.Партизанский,2,корп.4.

gost.e-ecolog.ru