НАЦИОНАЛЬНЫЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ
УКРАИНЫ
"КИЕВСКИЙ ПОЛИТЕХНИЧЕСКИЙ ИНСТИТУТ"

На правах рукописи

ВАТФА ХАЙСАМ
(Сирия)

УДК 681.324

МЕТОД И СРЕДСТВА СТРУКТУРНОГО АНАЛИЗА ГЕТЕРОГЕННЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СЕТЕЙ

Специальность 05.13.08 - Вычислительные машины, системы
и сети, элементы и устройства вычислительной
техники и систем управления

АВТОРЕФЕРАТ
Диссертации на соискание ученой степени
кандидата технических наук

Киев-1995 г.

Диссертацией является рукопись.

Работа выполнена в НТУ Украины "Киевский политехнический институт " на кафедре вычислительной техники.

Научный руководитель: — кандидат технических наук, доцент Кулаков Юрий Алексеевич

Официальные оппоненты: — доктор технических наук, профессор Зайченко Юрий Петрович

— кандидат технических наук, доцент Жуков Игорь Анатольевич

Ведущая организация — Институт проблем моделирования в энергетике НАН Украины

Защита состоится 18.12. 1995 г. в " 14.30 " часов на заседании специализированного совета Д 01.02.06 в НТУ Украины "Киевский политехнический институт ". (г. Киев, пр. Победы, 37, корп. 18, ауд. 306).

Отзывы на автореферат в двух экземплярах, заверенные печатью учреждения, просим направлять по адресу: 252056, г. Киев, пр.Победы, 37, Ученому секретарю КПИ.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке НТУ Украины "Киевский политехнический институт "

Автореферат разослан 17. ноября 1995г.

Ученый секретарь
специализированного совета,
доктор технических наук,
профессор О. В. Бузовский

АННОТАЦИЯ

Целью диссертационной работы является разработка метода и средств анализа топологии и интенсивности информационных потоков в гетерогенных вычислительных сетях.

Для достижения указанной цели в диссертации решаются следующие задачи:

1. Анализ существующих методов структурного анализа вычислительных сетей.

2. Разработка алгоритма декомпозиции слабосвязанного графа структуры вычислительной сети.

3. Разработка алгоритма декомпозиции графа информационных потоков в вычислительных сетях с учетом их интенсивности.

4. Анализ существующих моделей управления потоком данных, разработка стохастической модели для оценки временных задержек в маршрутизаторах с целью оценки эффективности их функционирования.

Автор защищает следующие положения и результаты:

1. Метод декомпозиции структуры вычислительной сети, основанный на формировании подмножества сочленининя слабосвязанного графа

2. Алгоритм определения минимального разреза графа информационных потоков в сетях.

3. Стохастическую модель оценки временных задержек в маршрутизаторах.

ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность темы

В связи с широким внедрением вычислительных сетей в различные сферы деятельности повышаются требования к характеристикам вычислительных сетей. Отдельные локальные вычислительные сети объединяются между собой в сложные гетерогенные сети. Осуществляется интеграция локальных сетей и отдельных абонентов в глобальные вычислительные сети. В свою очередь, глобальные вычислительные сети перестают быть просто информационносправочными сетями, основным видом передаваемой информации которых являются структуры данных. Все чаще вычислительные сети используются для приложений типа мульти-медиа, которые предъявляют свои специфические требования к структуре и характеру передаваемой информации.

В сфере производства особое значение приобретают управляющие вычислительные сети, которые также вносят определенную специфику в теорию и практику построения вычислительных сетей. В первую очередь это касается их абонентских систем, которые принято рассматривать в широком смысле, а именно: сюда относят системы, абонентами которых являются как пользователи, так и различные управляющие системы. Требования, предъявляемые к вычислительным сетям управления производством по ряду параметрам отличаются от требований к другим классам сетей. Это в первую очередь относится к характеру передаваемой информации, времени доступа к передающей среде, надежности передачи данных и др. Все это в целом определяет противоречивые требования к интегрированным сетям и предполагает наличие инструментальных средств анализа и разработки подобных сетей. .

Методы исследований базируются на использовании основных положений теории графов, комбинаторного анализа, теории расписаний, теории построения вычислительных сетей.

Научная новизна заключается в разработке и обосновании комбинаторного метода декомпозиции структур вычислительных сетей, отличающегося от известных более высокой сходимостью, а также в разработке математической модели анализа временных задержек в узлах сопряжения неоднородных сетей дополнительно учитывающей задержки, вносимые межсетевыми протоколами.

Практическая ценность результатов диссертационной работы определяется тем, что на основе предложенного метода и средств анализа сетевых топологий расширяется область применения и эффективность известных средств анализа и синтеза вычислительных сетей.

Достоверность теоретических результатов подтверждается доказательствами основных положений, выводов и рекомендаций, их экспериментальной проверкой, а также результатами внедрения.

Реализация работы. Основные результаты диссертационной работы использованы при выполнении научно - исследовательских работ кафедры вычислительной техники , а также в учебном процессе на данной кафедре в дисциплине " Вычислительные машины, комплексы, системы и сети.

Публикации По теме диссертации опубликовано 3 печатных работы.

Структура и объем работы Диссертационная работа состоит из введения, четырех глав, заключения и приложения. Объем диссертационной работы без приложения содержит 120 страниц машинописного текста, 26 рисунков, список литературы из 21 наименования.

Во введении обосновывается актуальность темы диссертационной работы, формируется цель и задачи исследований, основные положения, выносимые на защиту.

В первой главе рассматривается область и объект исследования, определяются основные топологические особенности гетерогенных вычислительных сетей, обосновывается целесообразность использования методов декомпозиции на этапе структурного анализа и синтеза гетерогенных вычислительных сетей, в терминах взаимодействующих процессов дается морфологическое описание вычислительной сети.

Во второй главе в качестве одной из основных топологических особенностей современных вычислительных сетей отмечается неоднородность ее структуры, что определяет целесообразность решения задачи декомпозиции структуры сети как составляющей части анализа и синтеза сетевых структур. Задача декомпозиции графа сводится к задаче определения минимального подмножества сочленения, определяются условия существования данного подмножества и алгоритм его формирования.

В третьей главе рассматриваются вопросы декомпозиции графа информационных потоков с учетом их интенсивности, используя для этого понятие минимального разреза и предлагая алгоритм его формирования. Данная задача сводится к задаче анализа матрицы интенсивности потоков, в которой выделяются характерные подматрицы, определяющие поток через разрез графа.

В четвертой главе рассматриваются вопросы взаимодействия локальных сетей в рамках единой гетерогенной сети, предложена математическая модель оценки временных задержек в коммутационной среде, позволяющая оценить эффективность управления потоками в сетях.

В приложении приведены алгоритмы программ и примеры решения задачи анализа топологии сетей.

ОСНОВНОЕ СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

Современные крупномасштабные вычислительные сети относятся к классу гетерогенных вычислительных сетей. Причем неоднородность выражается как в разнообразии подключаемых вычислительных машин, так и средств коммуникации. В настоящее время объективно существует тенденция объединения различных вычислительных сетей в крупномасштабные сети того или иного уровня. Это в конечном итоге приводит к неоднородности вычислительной сети. Кроме того, и в рамках локальных сетей, наметилась тенденция перехода от однородных к неоднородным сетевым структурам.

Наличие локальных областей с высокой интенсивностью обмена является характерным и для вычислительных сетей промышленных предприятий и объединений. В последнем случае в качестве локальных областей вычислительной сети могут выступать как отдельные подразделения предприятия, так и само предприятие в целом.

Становление и развитие высокоскоростных неоднородных вычислительных сетей в качестве одного из важнейших критериев эффективности выдвигает параметр доступа к сети и задержку в передачи сообщений, минимизация которых возможна за счет выбора оптимальной топологии сети и интенсивности обмена информацией между ее элементами.

Учитывая достаточно высокую размерность данной задачи, целесообразно на первом этапе структурного анализа определить степень связности графа и наличие зон с повышенной интенсивностью потоков.

Для несвязного графа формирование локальных зон осуществляется относительно просто и может быть сведено, например, к комбинаторной задаче разложения на минимальные непересекающиеся подсоты. Однако все эти алгоритмы эффективны лишь при условии несвязности графа, которое в теории графов определяется следующим образом:

$$0{,}5\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n} S_{i,j} \le N-1 ,$$

где: $S_{i,j}$ - определяет ребро между вершинами a_i и a_j .

Заметим, что данное условие является предельным и не охватывает всей области существования несвязных графов. Например, для графа $G\{A,S\}_m$, состоящего из двух полных несвязных между собой подграфов, величина $0{,}5\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n} S_{i,j} = 12$, что больше числа его вершин.

В связи с этим в настоящей работе на основе анализа матрицы инцидентности графа формулируется необходимое и достаточное условие его связности.

Пусть задан произвольный несвязный граф $G\{A,S\}_n$, состоящий из двух подграфов $G_1\{A_1,S_1\}_m$ и $G_2\{A_2,S_2\}_k$, которому соответствует матрица инцидентности $|M|_{n\times n}$. Далее, определим номера вершин для первого графа начиная с 1 до m, а второго - начиная с номера (m+1) до n. В этом случае матрица инцидентности исходного графа может быть представлена в

$$\text{виде блочной матрицы } M = \begin{array}{|c|c|} \hline M_{11} & M_{12} \\ \hline M_{21} & M_{22} \\ \hline \end{array}$$

Здесь, подграфу $G_1\{A_1,S_1\}_m$ соответствует блочная подматрица инцидентности $|M_{11}|_{m\times m}$, а подграфу $G_2\{A_2,S_2\}_k$ соответствует блочная подматрица $|M_{22}|_{k\times k}$, где: $m+k=n$. В свою очередь, блочные подматрицы $|M_{12}|_{m\times k}$ и $|M_{21}|_{k\times m}$ определяют связи между подграфама $G_1\{A_1,S_1\}_m$ и $G_2\{A_2,S_2\}_k$. Каждый $s_{i,j}$ элемент данных подматриц определяет связь между вершинами a_i и a_j, при этом для подматрицы $|M_{12}|_{m\times k}$ индексы $i \in \{1,2,...m\}$ и $j \in \{m+1, m+2, ...,n\}$. Соответственно, для подматрицы $|M_{21}|_{k\times m}$ индексы $i \in \{m+1, m+2, ...,n\}$. и $j \in \{1,2,...m\}$ Отсюда следует, что a_i является вершинами подграфа $G_1\{A_1,S_1\}_m$, а вершина a_j - подграфа $G_2\{A_2,S_2\}_k$. Так как по условию подграфы $G_1\{A_1,S_1\}_m$ и $G_2\{A_2,S_2\}_k$ не связаны, то соответствующие значения $s_{i,j}=0$. Заметим, что для неориентированного графа $G\{A,S\}_n$ выполняется условие $|M_{12}|^T_{m\times k} = |M_{21}|_{k\times m}$, что при анализе связности позволяет рассматривать только одну из этих подматриц, например, $|M_{12}|_{m\times k}$.

Таким образом можно утверждать, что необходимым и достаточным условием существования несвязного графа является наличие в его матрице инцидентности нулевой подматрицы размера $m\times k$, где $m+k=n$ - размерность исходной матрицы. Решение этой задачи возможно путем эквивалентных перестановок строк и столбцов исходной матрицы таким образом, чтобы, в конечном итоге, строки и столбцы с меньшими номерами содержали меньшее число единиц. Эквивалентность предлагаемых перестановок основана на том, что топология неориентированного графа не меняется при одновременной перестановке между собой i и j строк и столбцов матрицы инцидентности исходного графа. Это приводит только к перенумерации соответствующих вершин.

Далее, любой граф, в том числе и слабосвязанный, может быть представлен в виде двух подграфов и некоторого подмножества их сочленения. В этом случае задача декомпозиции графа может быть представлена как задача определения минимального подмножества сочленения, которую в свою очередь можно сформулировать следующим образом:

- для произвольных вершин a_i и a_j графа $G = (A, S)$, входящих в подмножество $a_i \subset A_1$ и $a_j \subset A_2$, найти подмножество **B**, обеспечивающее выполнение условий: 1) $A_1 \cap B = \varnothing$; 2) $A_2 \cap B = \varnothing$; 3) $A_1 \cap A_2 = \varnothing$; 4) $A_1 \cup A_2 \cup B = A$; 5) $B = \min$.

Соотношение между рассматриваемыми подмножествами определяется выражением: $B = A - (A_1 \cup A_2)$. Очевидно, подмножество **B** будет минимальным при максимальных подмножествах A_1 и A_2. Таким образом, задача определения минимального подмножества **B** может быть сведена к определению максимальных подмножеств A_1 и A_2.

При наличии подмножества сочленения матрица инцидентности может быть представлена в виде:

$$\mathbf{M} = \begin{array}{|c|c|c|} \hline M_{11} & M_{12} & M_{13} \\ \hline M_{21} & M_{22} & M_{23} \\ \hline M_{31} & M_{32} & M_{33} \\ \hline \end{array}$$

Здесь подматрицы $|\mathbf{M}_{11}|_{m\times m}$ и $|\mathbf{M}_{33}|_{k\times k}$ определяют подграфы $G_1\{A_1,S_1\}_m$ и $G_3\{A_3,S_3\}_k$, а подматрица $|\mathbf{M}_{22}|_{l\times l}$ соответствует подмножеству сочленения исходного графа. Величина l определяется из соотношения: $l = n-(m+k)$. В свою очередь, подматрица $|\mathbf{M}_{12}|_{m\times l}$ определяет ребра между подграфом $G_1\{A_1,S_1\}_m$ и подмножеством сочленения, совокупность которых образует соответствующий разрез графа. Аналогично, подматрица $|\mathbf{M}_{23}|_{l\times k}$ определяет связи и разрез между подмножеством сочленения и подграфом $G_3\{A_3,S_3\}_k$. Подматрица $|\mathbf{M}_{13}|_{m\times k}$ определяет связи между подграфами $G_1\{A_1,S_1\}_m$ и $G_3\{A_3,S_3\}_k$ не вошедшие в подмножество сочленения, а так как по условию они отсутствуют, то рассматриваемая матрица является нулевой. Таким образом можно утверждать, что для подграфа размерностью m и подграфа размерностью k в матрице инцидентности исходного графа может быть выделена нулевая подматрица размером $m\times k$ и две подматрицы сочленения размером соответственно $(m\times l)$ и $(l\times k)$, где: $l = n - (m+k)$. При $l = 0$ граф распадается на два несвязных подграфа. Таким образом, оптимальным разбиением графа G на два подграфа G_1 и G_2, следует считать такое разбиение при котором множество сочленения $B \to \min$, при $k \to m$ и $m+k \to n$.

При определении минимального подмножества сочленения в комбинаторном анализе используют понятие "покрытия" булевой матрицы, под которым понимаются множество полных матриц, покрывающее все единичные элементы исходной матрицы. В работе предлагается и обосновывается приведение задачи формирования минимального подмножества сочленения к задаче определения основной подматрицы, то есть не входящей ни в какие другие подматрицы. Известные методы решения этой задачи основаны на выборе произвольного покрывающего подмножества полных подматриц. Затем методом последовательного перебора осуществляется попарное объединение полных подматриц. Процесс объединения полных подматриц осуществляется до получения минимального покрытия исходной матрицы ее основными подматрицами. Естественно, при увеличении размеров исходной матрицы значительно возрастают затраты на перебор всех вариантов, заметим, что наиболее эффективный из известных алгоритмов требует $(n+1)\times n/2$ операций сравнения и $n\times(n-1)^2$ операций перестановок матриц. Поэтому в настоящей работе предлагается решать данную задачу путем направленного перебора, используя эквивалентные матричные преобразований над исходной матрицей. В отличии от известных методов, при которых рассматриваются единичные подматрицы, задачу формирования полной подматрицы будем решать относительно " полных" нулевых подматриц. Целесообразность такого подхода определяется особенностью структуры матрицы инцидентности несвязного графа.

В настоящей работе предложен следующий алгоритм определения максимальной полной нулевой подматрицы, основанный на том, что полная нулевая подматрица определяет два непосредственно несвязных между собой подмножеств. Выбирается *i*- я строка с min $\sum_{j=1}^{n} a_{i,j}$, что соответствует строке с максимальным числом нулевых элементов. Затем данная строка переставляется с первой строкой, соответственно переставляются и одноименные столбцы. После чего выбирается *к* -ая строка по условию:

$$\begin{cases} a_{1,k} = 1, \\ \min \sum_{j=1}^{n} (a_{i,j} \cup a_{k,j}). \end{cases}$$

Эта строка меняется со второй строкой, при наличии нескольких строк с одинаковой суммой выбирается строка с max $\sum_{j=1}^{n} a_{k,j}$. При этом формируется вспомогательный вектор $B = \{b_j \mid b_j = a_{1,j} \cup a_{k,j},\ j=1,2,..., n\}$. На следующем шаге выбирается очередная строка по условию :

$$\begin{cases} a_{1,k} \cup a_{2,k} = 1, \\ \min \sum_{j=1}^{n} (b_j \cup a_{k,j}). \end{cases}$$

Аналогичным образом формируется третья и последующие строки. В результате работы данного алгоритма исходная матрица смежности приводится к блочному виду, при этом в верхнем правом углу матрицы формируется максимально возможная полная подматрица. Однако, работа с матрицами большой размерности требует существенных затрат памяти.

Исключить операции перестановки строк и столбцов можно за счет представление строк матрицы в виде множеств и выполняя операции над множествами. В самом деле, следуя описанию Бержа, граф можно рассматривать как пару $G(A,\Gamma)$, где $A=\{a_i \mid i=1,2,...,n\}$, - множество вершин графа, Γ - соответствие между подмножествами множества A, которое в данном случае определим следующим образом: $\Gamma(a_i) = (j \mid \forall S_{i,j} =1,\ j\neq i,\ j=1,2,...,n)$, для всех $i=1,2,...,n$. $\Gamma(a_i)$ - определяет подмножество отсутствующих ребер, которое обозначим как подмножество A_i .

В этом случае процесс формирования полной нулевой подматрицы может быть заменен на формирование двух непересекающихся подмножеств, соответствующих блочной матрице $M_{1,3}$ исходной матрице инцидентности.

Алгоритм формирования подграфов слабосвязанного графа может быть представлен в виде:

1. Начало
2. Для $i=1$ с шагом 1 до n сформировать $A_i = (j \mid \forall S_{i,j} =0,\ j\neq i,\ j=1,2,...,n)$;
3. Присвоить $K = 1$;
4. Присвоить $A_0 = A_i$, при $m = max$;
5. Выполнить $i \in A_M$;
6 Для $i=1$ с шагом 1 до $((k+m)<n) \cup (i<n)$ выполнить $A_i = (A_0 \cap A_i)$,

присвоить $A_0 = A_i$, при $m = max$;

7. Вывод A_0, A_M;

8. Конец.

Основной операцией данного алгоритма является последовательное объединение множеств A_i между собой. В качестве исходного множества A_0 выбирается множество A_i с максимальным количеством элементов. Затем из оставшихся множеств выбирается множество A_i, образующееся путем объединения с A_0 максимальное множество $A_M = (A_0 \cap A_i)$. Определяется число $(r_1 = k + m)$, здесь k - количество объединенных множеств, m- размер множества A_M. После первого шага величина $r = 2 + m$.

На втором и последующих шагах осуществляется объединение аналогичным образом множества A_M с остальными $A_M = (A_0 \cap A_i)$. На каждом i-ом шаге вычисляется соответствующее значение r_i. Процесс объединения заканчивается при $(k + m) = n$ или $i = n$.

В этом случае исходный граф представляет собой два подграфа, первый из которых содержит k, а второй - m вершин. Вершины второго графа определяются множеством A_M, а первого множеством A_0.

Число операций данного алгоритма определяется следующим образом. Во первых, учитывая, что на каждом шаге вычисления формируются одновременно два подграфа G_1 и G_2., то достаточно n/2 шагов, где n - число вершин графа. Во вторых, так как формирование подмножества A_M начинается с вершины, имеющей минимальное число ребер, то количество операций пересечений множества на каждом шаге вычислений не превышает среднего числа (r) ребер графа. В этом случае можно считать, что общее число данных операций не превышает величины $(n \times r)/2$, что меньше по сравнению с известными

Данный алгоритм может быть использован и при анализе топологий сильно связанных графов, при этом в качестве дополнительных условий рассматривается ограничение на число вершин подмножества или расстояние между вершинами.

Характерным признаком в гетерогенных сетях является неоднородность распределения информационных потоков, т.е. имеются области интенсивность обмена внутри которых выше, чем с внешними вершинами. В этом случае задачи декомпозиции графа информационных потоков сводится к задаче выявления подмножеств с минимальной интенсивностью обмена между собой или минимальным разрезом.

Определение минимального разреза как правило осуществляется так называемым методом насыщенного разреза. Известные методы насыщенного разреза основаны на сортировке всех дуг исходного графа в порядке уменьшения коэффициента использования каналов передачи данных и, как все алгоритмы данного типа, обладают низкой сходимостью. В связи с этим в настоящей работе предлагается рассматривать задачу определения оптимального разреза, как задачу определения минимального подмножества сочленения с последующим определением насыщенного разреза.

Существует определенное соответствие между минимальным подмножеством сочленения графа и его минимальным разрезом , что делает правомочным использовать одинаковые подходы к формированию минимального подмножества сочленения и минимального разреза.

В самом деле, пусть для произвольного графа G(A,S) существует некоторое минимальное подмножество сочленения B, разделяющее исходный граф на два подграфа $G_1(A_1,S_1)$ и $G_2(A_2,S_2)$. Далее, пусть между подграфами G_1 и G_2 существует минимальный поток L_0. Рассмотрим произвольное сечение, не проходящее через подмножество сочленения, это возможно только в том случае, когда данное сечение проходит через внутренние ребра одной или нескольких граничных вершин. Учитывая условия $L_i^+ \geq L_i^-$ имеем, что поток (L), приходящий через произвольное сечение больше или равен потоку L_0, проходящему через подмножество сочленения.

Далее рассмотрим подматрицу $|\Lambda_{22}|_{l\times l}$. Размер этой матрицы определяется величиной $l = n-(m+k)$, где k - величина подмножества M_1 , а m - величина подмножества M_2. Данная матрица является матрицей подмножества сочленения исходного графа.

Подматрица $|\Lambda_{12}|_{m\times l}$ определяет интенсивность потока через разрез L_1 между подграфом G_1 и подмножеством сочленения B.
Соответственно, подматрица $|\Lambda_{23}|_{l\times m}$ определяет интенсивность потока через разрез L_2 между подграфом G_2 и подмножеством сочленения B. Обратим внимание, что в общем случае потоки L_1 и L_2 могут быть различными.

Таким образом, задачу оптимизации информационного потока можно рассматривать как задачу формирования полной подматрицы $|\Lambda_{13}|_{m\times k}$, максимального размера с минимальным потоком L_1 или L_2.

В свою очередь, размерность и структура полной нулевой подматрицы $|\Lambda_{13}|_{m\times k}$ и подматриц потоков через разрез: $|\Lambda_{12}|_{m\times l}$ $|\Lambda_{23}|_{l\times m}$ взаимосвязаны между собой и определяются структурой графа. При этом добавление или удаление отдельных ребер графа может по разному влиять на его связность. В частности добавление внутренних ребер в подграфе не изменит структуру связности исходного графа. Наибольший интерес с точки зрения анализа связности графа представляют внешние ребра подмножества сочленения, определяющие разрез графа, добавление которых также не влияет на структуру связности графа, однако, как правило, приводит к увеличению потока через разрез.

Из вышесказанного можно заключить, что определение областей связности во многом зависит от общего числа ребер графа и его топологии. В качестве одного из критериев оценки связности графа используется понятие среднего значения степени вершины, которое для неориентированного графа без петель может быть определено следующим образом: $D_{cp} = \frac{\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n-1} S_{i,j}}{2n}$.

Далее для каждой вершины a_i определим квадрат разность между относительной степенью данной вершины и средним значением степени вершин, т.е. $\delta_l = | D(a_i) - D_{cp} |^2$. Соответственно, среднее значение δ_{cp} для всех вершин графа: $\delta_{cp} = \frac{\sum_{i=1}^{n}\delta_i}{n}$.

Определим величину δ_{cp} для наиболее характерных (с точки зрения анализа связности) топологий. Так для полносвязного графа у которого степень каждой вершины a_i , ($i = 1, 2, ..., n$) равна D_{cp} , а $\delta_i = | D(a_i) - D_{cp} |^2 = 0$, соответственно и $\delta_{cp} = 0$.

Аналогичное значение получаем и для любого регулярного графа. Другой характерной особенностью регулярной структуры является то, что любой разрез, определяющий одинаковое подмножество вершин будет проходит через равное число ребер. В этом случае минимальным разрезом следует считать разрез с минимальным потоком.

Следующей характерной топологией, формирующей центр графа локальный сети является одноуровневое дерево для которого среднее значение степени вершин равно: $D_{cp} = \frac{(n-1)}{n}$.

В этом случае значение δ_i для корневой вершины равно:

$\delta_1 = \frac{(n-1)^4}{n^2}$.

Величины δ_i для висячих вершин равны: $\delta_l = \frac{1}{n^2}$, отсюда следует, что для одноуровневого дерева δ_{cp} определяется из соотношения:

$$\delta_{cp} = \left(\frac{(n-1)^4}{n^2} + \frac{(n-1)}{n^2} \right) / n = \frac{(n-1)(n^2-3n=3)}{n^2}.$$

Как и для δ_i при $n=2$ δ становится равным нулю, что соответствует регулярной структуре графа.

Таким образом величины δ_i и δ_{cp} могут быть использованы для предварительной оценки топологии графа и служить исходной точкой для выбора стратегии декомпозиции графа.

Рассмотрим алгоритм декомпозиции графа информационных потоков с учетом их интенсивности.

Как и в рассмотренных выше алгоритмах в данном случае вместо операций над матрицами будем использовать операции над множествами, образованными на основании строк исходной матрицы инцидентности. При этом, дополнительно сформируем вспомогательные подматрицы $\lceil C_1^i \rceil_{2xm}$, в которых первая строка указывает на номер столбца матрицы $|\Lambda|_{n\times n}$ на пересечении с которым i-ой строки той же матрицы $|\Lambda|_{n\times n}$ находится значение $\lambda_{i,j}$, а ее вторая строка определяет само значение этой величины.

Величина m определяет общее число $\lambda_{i,j}$ в i-ой строке матрицы $|\Lambda|_{n\times n}$. Учитывая, что для большинства сетевых технологий $\delta_{cp} \ll n$ подобное представление матрицы требует меньших затрат памяти по сравнению с использованием исходной матрицы $|\Lambda|_{n\times n}$

После формирования подмножеств A_i $(I=1, 2, \ldots n)$ и вспомогательных матриц $\lceil C^i \rceil_{2xm}$ осуществляется последовательное объединение множеств A_i между собой. В качестве исходного множества A_0 выбирается множество A_i с максимальным количеством элементов. Затем из оставшихся множеств выбирается множество A_i, образующиеся путем объединения с A_0 максимальное множество $A_м = (A_0 \cap A_i)$. Определяется число $(r=k+m)$, где k - количество объединенных множеств, m - размер множества $A_м$. После первого шага величина $r=2+m$.

Обратим внимание, что элементы множества A_0 определяют строки подматрицы $|\Lambda_{1,3}|_{n\times n'}$; а элементы множества $A_м$ определяют ее столбцы.

Для определения внешних потоков полученных подграфов формируем подмножество сочленения M_c. Затем на основании множеств A_0, $A_м$, M_c и матриц $\lceil C^i \rceil_{2xm}$ определяем интенсивность протоков относительно подграфов M_1 и M_2.

На втором и последующих шагах осуществляется объединение аналогичным образом множества $A_м$ с остальными $A_м = (A_0 \cap A_i)$. На каждом i-ом шаге вычисляется соответствующее значение r_i Процесс объединения заканчивается при $(k+m)=n$ или $i=n$. В первом случае исходный граф является несвязным, во втором случае разделение исходного графа на подграфы определяется соотношением подмножеств A_0, $A_м$, M_c Проведенный на множестве наиболее характерных структур сравнительный анализ подтвердил преимущества предлагаемого алгоритма перед известными.

В гетерогенных вычислительных сетях существенное влияние на эффективность обмена данными оказывают задержки в устройствах межсетевого соединения, потому что отдельные сети, шлюзы (или маршрутизаторы) и подключенные ЭВМ имеют различные скорости и пропускные способности. В связи с этим достаточно актуальной задачей анализа и синтеза сетевых топологий является разработка средств оценки времени задержки пакетов при передачи их через межсетевые соединения. В связи с этим, в настоящей работе предлагается аналитическая модель управления потоком данных, которая рассматривается совместно с регулированием межсетевого трафика на определенном логическом соединении точка-точка между двумя ЭВМ, расположенными в различных сетевых структурах и использующие протоколы транспортного уровня как организацией логического соединения так и без него.

Основным предположением нашего анализа является то, что задержки передач в локальных сетях незначительны по сравнению с задержками в глобальных вычислительных сетях. Предполагая фиксированными межсетевые маршруты и незначительную узловую задержку, путь связи в каждой сети (то есть часть логического соединения точка-точка) может быть смоделирована как тандем сети с очередями. Как правило, часть определенного логического соединения в сети состоит из K каналов связи, поэтому целесообразно использовать теорему Нортона. На каждом этапе теорема Нортона частично применяется только к подцепи внутренних пакетов.

Во внутренней модели первого этапа пространство сотояний внутренних пакетов можно определить как:

$$\Omega(n) = \left\{ S \middle| \sum_{i=1}^{L} n_i = n \text{ и } n_i \geq 0 \text{ для } \forall i \right\} \qquad (1)$$

где n_i - число внутренних пакетов i - й очереди. Пусть m_i будет числом внешних пакетов i - й очереди. Обозначим X_i относительное использование внутренних пакетами i - й очереди, которое является константой, пропорциональной $1/\mu_{ij}$, и $\rho_i = \lambda_{2i}/\mu_{2i}$. Тогда равномерное состояние вероятности распределения получим из:

$$P(S) = \frac{1}{G(n)} \prod_{i=1}^{L} \frac{(n_i! + m_i)!}{n_i! m_i!} X_i^{n_i} \rho_i^{m_i} (1 - \rho) \qquad (2)$$

В уравнении (2) нормализованная константа G(n) представляется в виде:

$$G(n) = \sum_{S \in \Omega(n)} \prod_{i=1}^{L} X_i^{*n_i} \qquad (3)$$

где X^*_i означает эффективное относительное использование внутренних пакетов в очереди i, определённое как $X^*_i = X_i/(1-\rho_i)$. Из вероятности распределения уравнения (2) мы можем получить граничные значения вероятности:

$$P(n_i = k) = \frac{X^{*k}}{G(n)} \left(G(n-k) - X^*_i G(n-k-1)\right) \qquad (4)$$

и

$$P(m_i = l) = \sum_{k=0}^{n} \frac{(k+l)!}{k!\,l!} \rho_i^l (1-\rho_i)^{k+1} P(n_i = k) \qquad (5)$$

Тогда ожидаемое число внутренних пакетов в очереди i получается из

$$E(n_i) = \sum_{k=1}^{n} X_i^{*k} \frac{G(n-k)}{G(n)} \qquad (6)$$

и ожидаемое число внешних пакетов в очереди i определяется функцией $E(n_i)$, такой что:

$$E(m_i) = \frac{\rho_i}{(1-\rho_i)} \left[1 + E(n_i)\right] \qquad (7)$$

Используя формулы Литтла можно получить ожидаемую полную задержку $E(D) = E(n)/\{\lambda(1-P_l)\}$, где вероятность потерь P_l равна p_{N1}, и $\lambda(1-P_l)$ представляет производительность системы. Полная задержка системы с потерями есть только задержка прохождения системы соединения без учета задержки в пользовательском буфере ввода. шлюзе и сети 2 соответственно. Из тех же соображений что и в случае системы без потерь, мы можем определить ожидаемое значение каждого компонента задержки. Таким образом, полученные формулы позволяют определить параметры задержки в неоднородных вычислительных сетях при передачи информации через межсетевые устройства сопряжения.

<u>Основные результаты работы</u> формулируются следующим образом:

1. Обосновывается целесообразность решения задачи декомпозиции структуры слабосвязанного графа как задачи формирования минимального подмножества сочленения и определены необходимые и достаточные условия его существования.

2. Доказано, что для подграфа размерностью m и подграфа размерностью k в матрице инцидентности исходного графа может быть выделена нулевая подматрица размером $m \times k$ и две подматрицы сочленения размером соответственно ($m \times l$) и ($l \times k$), где: $l = n - (m+k)$. При $l = 0$ граф распадается на два несвязных подграфа.

3. Используя представление графа информационных связей в виде множества вершин графа и заданной на нем функции соответствия между вершинами, разработан комбинаторный метод декомпозиции структуры графа, на основе которого реализован алгоритм декомпозиции структуры вычислительной сети графов, отличающийся от известных более высокой сходимостью.

4 На основе анализа особенностей структуры графа информационных связей и функции соответствия между вершинами, разработан комбинаторный метод определения разреза графа с минимальным потоком через него, на основе которого реализован алгоритм декомпозиции структуры графа с учетом интенсивности потоков в сети.

5. Предложена математическая модель оценки временных задержек в коммутационной среде, отличающаяся от известных возможностью учета задержек подтверждения пакетов и учетом влияния внешних пакетов на задержку передачи внутренних пакетов, позволяющая оценить эффективность управления потоками в вычислительных сетях.

Основные результаты диссертации опубликованы в следующих работах:

1. Кулаков Ю. А., Ватфа Хайсам. Декомпозиция структуры локальных сетей. Киев, 1995.- 3 с. Деп. в ГНТБ Украины. № 1888 -Ук. 95.

2. Кулаков Ю. А., Ватфа Хайсам. Использование метода насыщенного разреза для анализа топологии локальных сетей. Киев, 1995.- 4 с. Деп. в ГНТБ Украины. № 1889 -Ук. 95.

3. Луцкий Г.М., Кулаков Ю. А., Ордынский В. В., Ватфа Хайсам: Распределенный метод определения момента завершения вычислений в МПВС с топологической организацией типа D-мерных замкнутых сетчатых структур. Киев, 1995.- 13 с. Деп. в ГНТБ Украины. № 2210 -Ук. 95.

Ватфа Хайсам

Метод и средства структурного анализа гетерогенных вычислительных сети.

Работа является рукопись на соискание ученой степени кандидата технических наук по специальности 05.13.08- Вычислительные машины, системы и сети, элементы и устройства вычислительной техники и систем управления. г. Киев, 1995 г.

Целью диссертационной работы является разработка метода и средств анализа топологии и интенсивности информационных потоков в гетерогенных вычислительных сетях.

Watfa Haysam

Method and means of structutal analysis of heterogeneous computer networks.

This scientific work is a manuscript to submit one`s thesis for candidate`s scenses in speciality 05.13.08 - Computers, systems and networks, elements and unites of computer technigue and control systems.

The aim of the thesis is to develope the method and means of topology analysis of the information streams intension in heterogeneous computer networks.

Ключові слова : топологія, граф, ступінь, гетерогени, мережи, декомпозиції.

Підп. до друку 15.11.95. Формат 60×84 1/16.
Папір друк. № 2 . Спосіб друку офсетний. Умовн. друк. арк. 0,93 .
Умовн. фарбо-відб. 1,16 . Обл.-вид. арк. 1,0 .
Тираж 100 . Зам. № 5-4847 .

Фірма «ВІПОЛ»
252151, Київ, вул. Волинська, 60.