

6. Чилинских С. Е. Поразительные доминантные многосвязные системы и их анализ // Изв. вузов СССР. Электромеханика, — 1988 — № 4. — С. 95 — 96.
7. De La Sen M., Marco J. L., Lopez-Abadía C. Multirate adaptive control with applications to linear dynamics of electrical net. J. Control. — 1989. — V. 45. № 1 — P. 749 — 778.

ИИИЭлектромаш

14. IV. 1990

Изв. АН Армении (сер. ТП), т. XLIV, № 5 — 6, 1991, с. 232 — 235.

ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА

УДК 681.324

И. П. ХАЧИЯН, А. Г. ТАРХАНИЯ

ОПРЕДЕЛЕНИЕ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОСТИ ВКЛЮЧЕНИЯ ТРАНСПОРТНЫХ СТАНЦИЙ В КОЛЬЦЕВУЮ ЛОКАЛЬНУЮ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНУЮ СЕТЬ

Предлагается способ решения задачи определения последовательности включения транспортных станций (ТС) в локальную вычислительную сеть, архитектура которой соответствует международному стандарту 8802.7. Задача сведена к построению минимального цикла (ПЦ) графа, вершинами которого являются ТС. Разработаны и исследованы алгоритмы построения ПЦ. Способ позволяет обеспечить наибольшую пропускную способность сети и минимизировать ее стоимость. Оценка пропускной способности производится на основе имитационной модели сети. Способ используется при синтезе топологии локальных вычислительных сетей.

Табл. 1. Библиогр.: 2 назв.

Ստացարկված է 8802.7 միջազգային ստանդարտին համապատասխանող տեղային հաշվարկային ցանցի արանձգորտային կայանների միացման հաջորդականության որոշման խնդիրը լուծման միջոցով: Խնդիրը վեր է ածված ափսոսելի համախոսական ցիկլի կառուցմանը, որի գաղափարները հերկայանում են արանձգորտային կայանները մշակված և նետարտված են համախոսական ցիկլի կառուցման ավարտի մեթոդը: Ստացարկված միջոցը թույլ է տալիս ապահովել հաշվարկային ցանցի մեծագույն արագագործությունը և միաժամանակ նվազեցնել նրա արժեքը: Հաշվարկային ցանցի արագագործությունը որոշվում է ցանցի նմանակման մոդելի օգնությամբ: Միջոցը օգտագործվում է տեղային հաշվարկային ցանցերի տուրքերի համալիրման ժամանակ:

В связи с массовым использованием локальных вычислительных сетей (ЛВС) задачи, возникающие при их проектировании, являются актуальными. Особое место среди них занимает задача синтеза топологии ЛВС. В [1] приводится описание метода синтеза топологии кольцевой ЛВС. Метод применим для ЛВС конкретного типа, соответствующего международному стандарту 8802.7. Согласно методу на одном из этапов синтеза топологии решается задача определения последовательности включения транспортных станций (ТС) в ЛВС. В работе предлагается способ решения этой задачи. Исходными данными указанной задачи являются: число ТС и координаты мест их расположения; возможные способы соединения ТС между собой; допустимое время выполнения совокупности задач T_{Σ} .

Введем в рассмотрение граф $G(V, E)$, где V — множество вершин графа, каждая из которых соответствует одной из ТС ЛВС, а E — множество ребер графа, каждое из которых соответствует одному из возможных способов соединения ТС. Граф G является полностью связным. Каждый из способов соединения ребер графа получается на основе исследования конкретных условий на объекте внедрения ЛВС. Каждое ребро графа имеет вес, который представляет собой длину кабеля, соединяющего ТС. Граф G является взвешенным, а в общем случае может быть многосвязным.

Определение последовательности включения ТС в ЛВС заключается в нахождении гамильтонова цикла на графе G , которому соответствует минимальная стоимость ЛВС при условии выполнения ограничения

$$T_c \leq T_{\text{доп}}, \quad (1)$$

где T — среднее время реализации совокупности задач, решаемых в ЛВС.

Способ определения последовательности включения ТС в ЛВС состоит из двух этапов. На первом этапе из графа G выделяется подграф $G_1(V, E_1)$, где $E_1 \subset E$. Он отличается от G тем, что он не является многосвязным. Множество E_1 включает в себя лишь те ребра множества E , которые имеют наибольшую длину для любой из пар вершин. На графе G_1 строится гамильтонов цикл (ГЦ) максимальной длины, причем ГЦ существует, т. к. граф G_1 является полностью связным. Для построения ГЦ максимальной длины графа G_1 используются три алгоритма.

В соответствии с алгоритмом 1 в качестве исходной вершины ГЦ выбирается та вершина графа G_1 , которой инцидентно ребро с максимальным весом. ГЦ строится путем последовательного включения вершин графа G_1 . На каждом шаге в ГЦ включается та из вершин графа G_1 , которая еще не включена в цикл и которая связана с текущей вершиной ГЦ ребром с максимальным весом. Текущей вершиной ГЦ является последняя включенная в цикл вершина. Выполнение алгоритма 1 завершается, если в G_1 не существует вершин, не включенных в ГЦ.

В соответствии с алгоритмом 2 в качестве начальной части ГЦ выбираются те две вершины графа G_1 , которые связаны ребром максимального веса. На каждом шаге построения ГЦ в его состав последовательно включается та из вершин графа G_1 , для которой выполняются следующие условия: 1) вершина не включена в ГЦ; 2) вершина связана с одной из конечных вершин ГЦ ребром с максимальным весом. Конечными вершинами ГЦ являются две крайние вершины построенной части ГЦ. Выполнение алгоритма 2 завершается, если в G_1 не существует вершин, не включенных в ГЦ.

Алгоритмы 1 и 2 являются субоптимальными и имеют полиномиальную вычислительную сложность. Сложность алгоритма 1 равна $n^2 - 2n$, а алгоритма 2 — $2(n^2 - 2n)$. В отличие от алгоритмов 1 и 2,

алгоритм 3 позволяет получить оптимальное решение. В основу алгоритма 3 положен метод ветвей и границ [2]. Алгоритм 3 имеет экспоненциальную вычислительную сложность $(n/2)^4$. В приведенных выражениях оценки вычислительной сложности алгоритмов « n » представляет собой число вершин графа G_1 (размерности графа G_1).

Алгоритмы 1, 2 и 3 реализованы в программы для персонального компьютера типа IBM PC. Сравнительный анализ точности алгоритмов, выраженный в процентах, для различных чисел вершин графа G_1 , приведен в таблице. При этом для каждой размерности графа G_1 выбирались десять различных вариантов веса ребер графа G_1 (веса выбирались с помощью генератора случайных чисел). Расчеты были проведены на персональном компьютере IBM PC/AT с тактовой частотой 16 МГц. При этом для графа G_1 размерностью 10 с помощью алгоритмов 1 и 2 пролонгируется в течение нескольких секунд, а с помощью алгоритма 3—в течение двух часов. В связи с невозможностью получения оптимального решения на основе алгоритма 3 за приемлемое время для графов большой размерности (до 30 вершин) были проведены исследования алгоритмов 1 и 2. Результаты вычислений показывают, что в 70% случаев алгоритм 2 дает лучший результат, чем алгоритм 1. Алгоритмы 1 и 2, имеющие достаточно высокую точность и приемлемое время решения, целесообразно использовать для построения ГЦ максимальной длины графа G_1 размерности больше 10. Для графа меньшей размерности целесообразно использовать алгоритм 3.

Алгоритм	Число вершин графа					
	1	6	7	8	9	10
1	95,46	97,28	93,97	93,48	93,42	92,31
2	96,95	97,63	94,54	95,04	94,69	93,57
3			100			

Для полученного в результате выполнения первого этапа ГЦ необходимо получить значение T_c на основе имитационной модели ЛВС и проверить выполнение условия (1). Если это условие не выполняется, то невозможно выбрать такую последовательность включения ТС в ЛВС, при которой выполнялись бы ограничения на вероятностно-временные характеристики решаемых в ЛВС задач. В противном случае необходимо перейти к выполнению второго этапа.

На втором этапе на основе графов G и G_1 строится граф $G_2(V, E_2)$. Граф G_2 в общем случае является многосвязным. Множество E_2 включает в себя все те ребра графа G , которые параллельны ребрам графа G_1 . Таким образом, ребра графа G_2 соответствуют всем возможным способам соединения ТС, включенных в ЛВС согласно последовательности, определенной на первом этапе. Каждое из ребер

множества E_2 имеет два веса: протяженность и стоимость соединения. При определении стоимости соединения учитываются тип и физическая длина кабеля, число повторителей и сложность прокладки.

Во время второго этапа уменьшается стоимость ЛВС при условии сохранения последовательности включения ТС в ЛВС, определяемой ГЦ. На этапе выполняются следующие шаги.

Шаг 1. Вычисляется стоимость ЛВС, построенной в соответствии с ГЦ максимальной длины. Значение этой стоимости обозначим $C_{L_{max}}$.

Шаг 2. Для существующей последовательности включения ТС в ЛВС, задаваемой ГЦ, выбираются те ребра, которые определяют минимальную стоимость ЛВС. Значение этой стоимости обозначим C_{min} . Для полученной топологии ЛВС проверяется условие (1). Если оно выполняется, то определена последовательность включения ТС в ЛВС. В противном случае выполняется шаг 3.

Шаг 3. Определяется множество E всех тех ребер графа G_2 , для которых выполняется система неравенств (2). Элементы множества E , упорядочиваются по возрастанию стоимости

$$\begin{cases} C_{L_{max}} - C \geq C_{min} \\ L_{max} - l \geq L_{min} \end{cases} \quad (2)$$

В (2) используются следующие обозначения: l, C — длина и стоимость ГЦ при включении в его состав того ребра графа G_2 , для которого проверяется выполнение системы (2); L_{max} — длина ГЦ максимальной длины, полученного на первом этапе; L_{min} — длина того ГЦ, стоимость которого была обозначена ранее C_{min} .

Шаг 4. Ребро наименьшей стоимости множества E включается в ГЦ взамен альтернативного ему ребра и исключается из множества E .

Шаг 5. Для полученной топологии ЛВС проверяется условие (1). Если условие выполняется, то решение получено. В противном случае повторяется выполнение шага 4.

Сходимость приведенного алгоритма обусловлена тем, что множество E является конечным.

Предложенный способ определения последовательности включения ТС в ЛВС реализован в виде комплекса программ на языке Турбо-Паскаль и используется при синтезе топологии ЛВС.

ЛИТЕРАТУРА

1. Хачичян Н. Г., Тарханян А. Г., Маркосян М. В. Синтез топологии локальной вычислительной сети CITNET/15 на Всесоюзном симпозиуме по выч. сетям. Тез. докл. М.—Л., 1990.—Ч. 1.—С. 161—165.
2. Давыдов Б. Комбинаторика для программистов. М.: Мир, 1988.—213 с.