

УДК 621.391

*В.Т. Дмитриев, Д.А. Кулясова***РАЗРАБОТКА МЕТОДИКИ ПРОЕКТИРОВАНИЯ СЕТЕЙ
IP-ТЕЛЕФОНИИ**

Разработана единая методика проектирования сетей IP-телефонии. Данная методика может применяться при проектировании реальных сетей или использоваться при дипломном и курсовом проектировании студентами направления «Телекоммуникации».

Введение. Интернет фундаментально изменяет наши представления и о телефонии и о способах коммуникации. Хотя телефонные сети и сети передачи данных сосуществовали в течение десятилетий, они развивались независимо друг от друга. IP-телефония объединяет их в единую коммуникационную сеть, которая предлагает мощное и экономичное средство связи. Десятки компаний по всему миру предлагают решения для IP-телефонии. Решения IP-телефонии комбинируют голос и данные в одной сети и предлагают дешевые международные и междугородные звонки и целый набор коммуникационных услуг любому пользователю [1...3].

Таким образом, разработка сетей IP-телефонии на данный момент является, несомненно, актуальной. В то же время разработка данных сетей требует создания единой эффективной методики проектирования для реальных сетей и разработки дипломных и курсовых работ студентами по направлению «Телекоммуникации».

Цель работы. Разработка единой методики проектирования сетей IP-телефонии, эффективной при проектировании реальных сетей, а также дипломном и курсовом проектировании студентами по направлению «Телекоммуникации».

Методика проектирования. Для разработки сети IP-телефонии требуется:

1. Определить оптимальное расположение районной АТС, при котором затраты на абонентскую сеть минимальны.
2. Указать трассы прокладки абонентского кабеля.
3. Произвести оптимальную трассировку магистрального фидера.
4. Произвести выбор подходящей аппаратуры, устанавливаемой в узлах сети.

Исходными данными являются:

1. Численность населения микрорайонов, тыс. чел.
2. Коэффициент телефонизации (на данный момент он составляет 25%).
3. Расстояние между перекрестками улиц, км.

Для определения оптимального варианта реализации проектируемой сети с учетом характера планировки улиц для организации линии связи схеме города сопоставляется граф $G=(A,B)$. Вершинам A соответствуют перекрестки улиц и допустимые места расположения АТС, а ребра из множества B проходят по участкам улиц и образуют возможные пути прокладки кабелей [4]. Последовательность решения сформулированной задачи включает в себя следующие этапы [4, 5].

1. Элементам полученного графа G приписываются количественные характеристики (веса): m_i - вес вершины $a_i \in A (i = \overline{1, n})$; l_{ij} - вес ребра b_{ij} , соединяющего вершины a_i и a_j . Для каждого ребра из множества $B = \{b_{ij}\}$ значение l_{ij} равно длине соответствующего участка улицы и определяется непосредственно по схеме развития города. Весом любой вершины графа является емкость распределительного шкафа, который предусматривается в соответствующем месте на плане города. Вычисления указанных весовых значений производятся с помощью следующей процедуры:

а) для получения количества абонентов в k -м микрорайоне (C_k) численность населения этого микрорайона N_k перемножается с коэффициентом телефонизации:

$$C_k = \alpha_{\text{тел}} N_k;$$

б) число абонентов для k -го микрорайона делится на количество вершин, расположенных по его периметру (n'_k):

$$m'_k = C_k / n'_k ;$$

в) вес m_i определяется суммированием значений m'_k для всех микрорайонов, которые граничат с вершиной a_i .

2. Задача данного этапа заключается в определении кратчайших расстояний между любыми вершинами графа G , что необходимо при выборе оптимального расположения АТС с учетом минимизации затрат на построение линейных сооружений телефонной сети.

Понятие расстояния в графе связано с длиной некоторого пути между заданными вершинами. Путь между вершинами a_s и a_t - это упорядоченная последовательность ребер, которая начинается в a_s , заканчивается в a_t , не проходит более одного раза через какие-либо вершины и удовлетворяет следующему требованию: конец каждого предыдущего ребра совпадает с началом последующего ребра в некоторой промежуточной вершине. Для записи пути используется перечень ребер, образующих данный путь:

$$\mu_{st}^k = b_{st} b_{ij} \dots b_{rt} ,$$

где k - порядковый номер пути (маршрута).

Рангом пути будем называть число ребер, принадлежащих рассматриваемому пути.

Длина пути - это сумма длин всех ребер, входящих в путь:

$$\rho_{st}^k = \rho(\mu_{st}^k) = l_{s_1} + l_{ij} + \dots + l_{rt} .$$

Длину кратчайшего пути между вершинами a_s и a_t примем за расстояние между этими вершинами в графе G :

$$d_{st} = \min_k \rho_{st}^k .$$

Матрица $D = [d_{st}; s = \overline{1, n}; t = \overline{1, n}]$ содержит в себе информацию о расстоянии для любой пары вершин.

В основу расчета расстояний между вершинами графа G положим матрицу $L = [l_{ij}; i = \overline{1, n}; j = \overline{1, n}]$, где принимаем $l_{ij} = 0$, а $l_{ij} = \infty$, если ребро b_{ij} отсутствует. При проведении вычислений необходимо использовать специальную операцию Δ . В результате применения этой операции к двум квадратным матрицам $E = [\alpha_{ij}]$ и $F = [\beta_{ij}]$, имеющим порядок n , получается матрица $H = E \Delta F = [\gamma_{ij}]$ с такой же размерностью, где

$$\gamma_{ij} = \min(\alpha_{i1} + \beta_{2j}, \alpha_{i2} + \beta_{2j}, \dots, \alpha_{in} + \beta_{nj}) . \quad (1)$$

Если с использованием указанной операции вычислить матрицу $L^{2\Delta} = L \Delta L$, то в соответствии с формулой (1) ее элемент $l_{ij}^{2\Delta}$ будет равен длине кратчайшего пути между вершинами a_i и a_j , причем ранг такого пути не превышает 2. Дальнейшее возведение матрицы L в степень $z\Delta$ при $z > 2$ соответствующим образом расширяет совокупность путей, рассматриваемых при нахождении кратчайших расстояний в графе. В частности, элементы матрицы $L^{3\Delta} = L \Delta L^{2\Delta}$ будут получены с учетом путей, имеющих ранг не выше 3, а множество путей, которые берутся во внимание при определении матрицы $L^{4\Delta} = L \Delta L^{3\Delta} = L^{2\Delta} \Delta L^{2\Delta}$, объединяет пути с рангами от 1 до 4. Вычисления заканчиваются при некотором $z \leq n - 1$, когда матрицы $L^{(z-1)\Delta}$ и $L^{z\Delta}$ ничем не отличаются друг от друга. Это означает, что получена матрица расстояний:

$$D = L^{(z-1)\Delta} = L^{z\Delta} .$$

3. На данном этапе производится выбор одной из вершин графа G для размещения районной АТС на плане города. Критерием оптимальности являются наименьшие затраты на построение абонентской сети. Эти затраты пропорциональны суммарному количеству каналоклометров, и если АТС располагается в вершине a_s , то они будут выражаться величиной

$$\sigma(a_s) = \sum_{i=1}^n m_i d_{is} . \quad (2)$$

Задача заключается в минимизации записанного функционала, и вершина a_x , для которой выполняется условие $\sigma(a_x) = \min_s \sigma(a_s)$, называется медианой графа G . Для поиска медианы графа существует ряд эмпирических алгоритмов, однако точное решение обеспечивает только метод прямого перебора, когда по формуле (2) последовательно для всех $s = \overline{1, n}$ вычисляются значения $\sigma(a_s)$, среди которых наименьшее соответствует медианной вершине.

При вычислениях удобно к матрице D добавить снизу еще одну строку $M = \{m_i; i = \overline{1, n}\}$, содержащую веса вершин графа G . Если каждый элемент этой строки умножить на соответствующий элемент s -й строки матрицы D и полученные произведения просуммировать, то результатом будет величина $\sigma(a_s)$.

4. На данном этапе в графе G выделяются кратчайшие пути от медианной вершины a_x ко всем остальным вершинам. Именно эти пути соответствуют оптимальным трассам прокладки абонентского кабеля для подключения распределительных шкафов к районной АТС.

В теории графов указанная задача называется задачей построения дерева кратчайших путей для заданной вершины (где планируется установка АТС). При этом используется алгоритм Дейкстры [4], который основан на следующем факте: если известен кратчайший путь из вершины a_s в вершину a_j и вершина a_k принадлежит этому пути, то кратчайший путь из a_s в a_k является частью указанного пути, который заканчивается в вершине a_j . С учетом приведенного соображения формальное описание алгоритма Дейкстры включает в себя следующие действия:

А) помечается исходная (корневая) вершина a_x и ей присписывается вес $h_x=0$. остальные вершины первоначально не помечены и их веса $h_i = \infty$ ($i \neq x$). Для хранения номера последней из помеченных вершин предусматривается переменная k и на данном шаге $k=x$;

Б) для каждой непомеченной вершины a_i делается попытка уменьшить ее вес: $h_i = \min(h_i, h_k + l_{ki})$, где l_{ki} – вес ребра b_{ki} . Если после этих операций окажется, что $h_i = \infty$ у всех непомеченных вершин a_i , то к ним отсутствуют пути из a_k и работа алгоритма заканчивается;

В) пусть из всех h_i , относящихся к непомеченным вершинам, наименьшим является значение h_r . В этом случае необходимо пометить вершину a_r и то ребро, ведущее к a_r , вес которого определяет значение h_r ; значение r присвоить переменной k , т.е. теперь $k=r$. При наличии нескольких непомеченных вершин с одинаковым весом, величина которого является минимальной, произвольно выбирается одна из них и только для нее выполняются указанные операции;

Г) если осталась хотя бы одна непомеченная вершина, то переходим в пункту Б, иначе процедура завершается и ее результатом является дерево кратчайших путей, которое образуется помеченными ребрами;

В качестве примера на рис. 1 приведен условный план района города, для которого проведено проектирование сети IP-телефонии. В результате всех расчетов получается дерево кратчайших расстояний, которое отображает топологию сети.

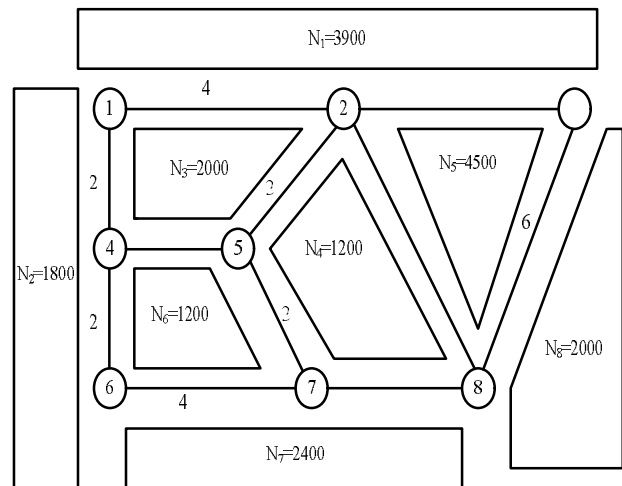


Рис. 1. План района города с обозначением численности микрорайонов и расстояний между перекрестками улиц в км

5. На последнем этапе производится выбор оборудования, расположенного в узлах IP-сети. В настоящее время рынок оборудования чрезвычайно разнообразен и велик и требует тщательного подхода. Поэтому необходимо сводить характеристики наиболее подходящего для каждого случая оборудования в таблицы. В таблицах указываются такие параметры, как емкость, поддержка всех возможных протоколов, цены и т.п. Таким образом, возможно легко сравнить все комплекты оборудования и выбрать более эффективный по одному или нескольким параметрам вариант.

Результатом моделирования, согласно предложенной методике, будет спроектированная сеть IP-телефонии, показанная на рис. 2.

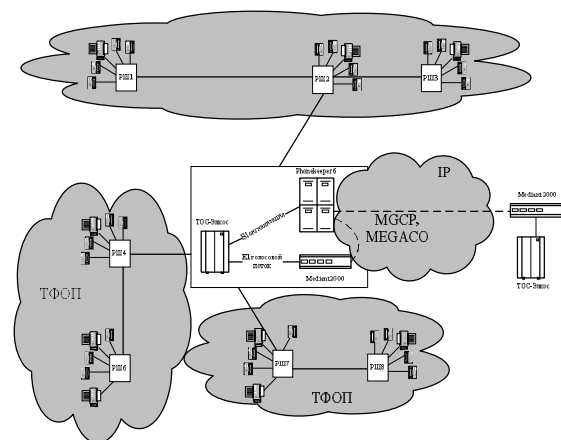


Рис. 2. Спроектированная сеть IP-телефонии

Выводы. Таким образом, разработана единая эффективная методика проектирования сетей IP-телефонии, предназначенная как для ре-

альных сетей, так и для разработки дипломных и курсовых работ студентами по направлению «Телекоммуникации».

Библиографический список

1. Росляков А.В., Самсонов М.Ю., Шibaева И.В. IP-телефония. - М.: Эко-Трендз, 2001.

2. Гольдштейн Б.С., Пинчук А.В., Суховицкий А.Л. IP-телефония. - М.: Радио и связь, 2006.

3. Жданов А.Г., Рассказов Д.А., Смирнов Д.А., Шипилов М.М. Передача речи по сетям с коммутацией пакетов (IP-телефония). - СПб, 2001.

4. Корнеев В.А. Введение в теорию сетей связи. - Рязань: РРТИ, 1984.

5. Теория сетей связи: учебник для вузов связи / Под ред. В.Н. Рогинского - М.: Радио и связь, 1981.