Перед тем, как абонент сможет использовать ресурсы сети (домашней или визитной), должна быть проведена его регистрация. Для этого проводится процедура аутентификации (Authentication) и процедура корректировки местоположения (Location Update). Процедура аутентификации выполняется для проверки принадлежности абонента к данной сети на основе сравнения специальных данных, прописанных на его SIM карте, с базой данных HLR.

Корректировка местоположения необходима для маршрутизации вызовов к мобильному абоненту и оповещения визитной сети об услугах, доступных абоненту.

Для сетей с централизованной БД HLR процедура аутентификации происходит так же, как и для сетей с распределённой БД HLR. Процедура корректировки существенно отличается, так как в случае совершения роуминга абонентом из сети с центральной БД HLR данные об адресе визитного абонента передаются в HLR регистра визитной сетью.

Абонент, совершающий роуминг из сети с распределённой БД HLR, регистрируется в визитной сети, но данные об адресе визитного регистра передаются в базу данных GVLR (Gateway VLR), который сообщает их в базу данных HLR . На основе анализа домашняя база данных HLR определяет, что абонент поменял местоположение и посылает сигнал в старый VLR для уничтожения данных об абоненте. При успешной регистрации в визитной сети абонент может пользоваться радиоресурсами визитной сети.

Процедура установления исходящего вызова роумингующего абонента одинакова для всех абонентов любой сети.

Рассмотрим возможности установления входящего вызова (Mobile Terminating Call) для различных сетей.

При наборе номера подвижного абонента сети с централизованной БД HLR, вызов маршрутизируется через MSC домашней сети к HLR, где находится информация о его местоположении. HLR пересылает адрес последнего местоположения в MSC, который строит соединение к визитному VLR. Визитный MSC проводит процедуру поиска (paging) абонента и устанавливает соединение.

В случае, когда поступил вызов к абоненту сети с распределённой БД HLR, совершающему роуминг, соединение строится с использованием GVLR, где хранится информация обо всех абонентах, совершающих роуминг.

Входящий вызов к абоненту, совершающему роуминг, строится через его «домашнюю» сеть.

Как было показано выше, из распределённой БД HLR берётся адрес последнего местоположения (адрес GVLR), затем происходит обращение к базе данных GVLR, где отличается адрес визитного роумингового VLR, до которого строится соединение. GVLR обеспечивает выход к другим мобильным сетям и может быть использован для организации роуминга крупных сотовых сетей с РБД HLR.

Использование GVLR позволяет упростить схему сигнализации между распределённой БД HLR и визитными сетями и позволяет представить абонентам полный перечень услуг GSM фазы 2+.

В связи с интенсивным распространением оператора в регионы становится актуальным расссмотрение задачи об использовании шлюзовых VLR (GVLR). Использование GVLR позволяет снизить сигнальную нагрузку между сетевыми элементами и ,тем самым, оптимизировать сеть сложной топологии в случае существенных нагрузок.

О ЗАДАЧАХ ПОИСКА ЦИКЛИЧЕСКИХ МАРШРУТОВ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЯХ.

В.К. Попков

Институт вычислительной математики и математической геофизики СО РАН, Новосибирск, Россия, тел. (383-2)-34-46-43; e-mail: popkov@sscc.ru

В транспортных и коммуникационных сетях довольно часто возникают задачи обхода элементов сети, где в качестве математических моделей рассматриваются графы, а обходами являются гамильтоновы и эйлеровы цепи.

В первом случае речь идет об обходе всех вершин в точности по одному разу, а во втором – обходе всех ребер в точности по одному разу [1].

Естественным обобщением этих задач являются задачи: «О коммивояжере» [1] и «О китайском почтальоне» [1]. В этих задачах требуется найти кратчайшие замкнутые маршруты, проходящие либо через все вершины, либо через все ребра.

В данной работе рассматриваются задачи обхода всех ветвей и ребер в гиперсетях. Так как гиперсети адекватно задают структуры телекоммуникационных сетей, то задача поиска оптимальных SDH – колец в этих сетях сводится к задачам поиска различных обходов в гиперсетях.

1. Основные определения

Пусть заданы:

- связный граф PS=(X,V), в которой $X = (x_1, x_2, \dots, x_n)$ – вершины, $V = (V_1, V_2, \dots, V_n)$ – ветви;
- граф WS = (X,R), в котором $X=(x_1, x_2, \dots, x_n)$ – вершины, а $R=(r_1, r_2, \dots, r_n)$ – ребра.

Тогда отображение $WS \rightarrow PS=S\ (X,V,R)$ назовем гиперсетью, если вершины графов PS и WS совпадают, а каждому ребру $(x,y) = r\in R$ графа WS соответствует простая (x,y)- цепь в PS. Более подробно о гиперсетях можно прочитать в [2].

Очевидно, что отображение $R\rightarrow V$, вообще говоря, задает гиперграф FS=(V,R). Таким образом, гиперсеть S задается шестеркой (X, V, R; P,W,F), где P - отношение инцидентности в PS, W - отношение инцидентности в WS, а F - отношение инцидентности в гиперграфе FS. Иными словами, вершина $x\in X$ инцидентна ветви $v\in V$ тогда и только тогда, когда $x\in P(v)$; ветвь $v\in V$ инцидентна ребру $r\in R$ тогда и только тогда, когда $v\in F(r)$; ребро $r\in R$ инцидентно вершине $x \in X$ тогда и только тогда, когда $x\in W(r)$. Важными понятиями являются отношения слабой инциденции элементов гиперсети. А именно, два элемента из различных множеств слабо инцидентны, если найдется элемент из третьего множества, инцидентный им обоим.

Например, вершина $x \in X$ слабо инцидентна ребру $r\in R$, если и только если существует элемент $v\in V$, такой, что $x\in P(v)$ и $v\in F(r)$, то есть $x\in P(F(r))$. Ясно, что слабо инцидентные элементы могут быть также инцидентными, обратно неверно.

Для элементов гиперсетей можно определить шесть понятий смежности элементов. Действительно, по аналогии с графами и гиперграфами два элемента из одного множества смежные тогда и только тогда, когда найдется элемент из другого множества, инцидентный им обоим. Но так как в гиперсетях для элемента из любого множества могут быть найдены инцидентные элементы из двух различных множеств, то соответственно имеем два понятия смежности.

Например, вершины x_1 и x_2 из X V- смежные, если $\exists\ v\in V;\ x_1 \in P(v)$ и $x_2 \in P(v)$, и эти вершины r- смежны, если $\exists\ r\in R\ x_1 \in W(r)$ и $x_2 \in W(r)$. Аналогичным образом определяется смежность других элементов S.

Степень элементов S также определяется двояко, то есть вычисляется на соответствующих графах PS, WS и гиперграфах ES.

Маршрутом в гиперсети S=(X,V,R) называется конечная последовательность $\mu= (x_1, r_1, x_2,\dots,x_{k-1}, r_{k-1}, r_k)$ составленная из элементов X,R таким образом, что вершины и ребра чередуются, а всякие два соседних элемента инцидентны.

Квазимаршрутом в гиперсети S=(X,V,R) называется конечная последовательность μ, в которой пара соседних элементов (x_i, r_i) инцидентны, а (r_i, x_i) слабо инцидентны.

Если в определении маршрута заменить «инцидентность» на «слабую инцидентность», то получим определение слабого маршрута.

Длиной ребра (или его части) называется число ветвей, инцидентных этому ребру (части ребра). Длина ρ_μ маршрута μ (квазимаршрута, слабого маршрута) равна суммарной длине ребер (частей ребер), входящих в маршрут μ.

Расстояние (квазирасстояние, слабое расстояние) между вершинами $x,y \in X$ в гиперсети S равно длине кратчайшего маршрута (квазимаршрута, слабого маршрута), соединяющего эти вершины, и обозначается через $\rho(x,y)$ ($\bar{\rho}(x,y)$, $\tilde{\rho}(x,y)$). Расстояние и слабое расстояние удовлетворяют аксиомам метрики, а квазирасстояние – аксиомам орметрики.

2. Обходы ребер

Гиперсеть S=(X,V,R) называется R-эйлеровой (квазиэйлеровой, слабой эйлеровой), если в ней существует замкнутый маршрут (квазимаршрут, слабый маршрут), содержащий все элементы $r\in R$ в точности по одному разу для всех ребер. Такой маршрут назовем R-эйлеровым.

Иными словами, при обходе гиперсети маршрутами все ребра участвуют в циклическом маршруте ровно один раз.

При прохождении ребер квазимаршрутами или слабыми маршрутами некоторые ребра могут быть полностью пройдены по частям так, чтобы все ребра были покрыты циклическим маршрутом.

Если гиперсеть $S=(X,V,R)$ R- эйлерова, то она, очевидно, и квазиэйлерова, и слабая эйлерова, обратно неверно.

Теорема 1. Для существования в гиперсети $S= (X,V,R)$ R-эйлерового (квазиэйлерового, слабого эйлерового) маршрута необходимо и достаточно, чтобы:

- в графе вторичной сети WS каждая вершина имела четную степень; (1)
- гиперсеть S была связной (квазисвязной, слабо связной). (2)

Доказательство. Очевидно, что гиперсеть S будет R-эйлеровой тогда и только тогда, когда граф $WS = (X, R)$ эйлеровый, и, следовательно, утверждение теоремы для R- эйлерового маршрута справедливо.

Утверждение теоремы для слабого R-эйлерового маршрута можно доказать, если перейти от гиперсети $S=(X,V,R)$ к графу $PS^*=(X,U)$.

Пусть задан граф первичной сети $PS=(X,V)$, каждую пару смежных вершин x,y в PS соединим множеством ребер в количестве $|\{r_k\}|$, где $\{r_k\} = F^{-1}(v)$, $P(v)=\{x; y\}$.

В полученном графе PS* эйлеровый цикл будет соответствовать слабому R-эйлерову циклу в S , и наоборот. Но в графе PS* все вершины имеют четную степень тогда и только тогда, когда в графе WS все вершины имеют четную степень. Очевидно также, что PS* связен тогда и только тогда, когда гиперсеть S слабо связана.

Теперь перейдем к доказательству теоремы для случая обхода гиперсети квазимаршрутами.

Очевидно, что если гиперсеть $S=(X,V,R)$ R-квазиэйлерова, то она квазисвязна и любая вершина из графа WS имеет четную степень.

Обратно. Пусть гиперсеть S квазисвязна и вершины WS имеют четную степень.

Так как граф WS имеет четную степень для любой вершины, а гиперсеть S-квазисвязна, то в S существует циклический простой квазимаршрут μ_1. Из определения квазимаршрута следует, что ребра или их части, принадлежащие μ_1, можно ориентировать, начиная с ребра (части ребра), инцидентного некоторой вершине $x \in X$.

Пусть вершине x инцидентно ребро r_1 и слабо инцидентно ребро r_2,. то есть $r_2 \Rightarrow (v^2_1, v^2_2, \ldots, v^2_i ; v^2_{i+1}, \ldots, v^2_k)$ разделяется на две части $r'_2 \Rightarrow (v^2_1, v^2_2, \ldots, v^2_i)$ и $r''_2 \Rightarrow (v^2_{i+1} ; v^2_{i+2}, \ldots, v^2_k)$.

Пусть в μ_1 входит r_2, тогда в μ_1 часть r'_2 ребра r_2 ориентирована от v^2_1 до. v^2_2 . Часть r''_2 ориентируем от v^2_k к v^2_{i+1}. Сделаем вершину x (инцидентную v^2_i , v^2_{i+2} и слабо инцидентную ребру r_2) инцидентной r''_2. Аналогичную процедуру проделаем для всех вершин μ_1, в которых существуют ребра из μ_1 , слабо инцидентные x.

Из гиперсети S удалим ребра и части ребер (если они имеются) квазимаршрута μ_1. В полученной гиперсети для каждой вершины x, которой инцидентна часть оставшегося ребра, входящего в эту вершину, найдем инцидентное ребро r_Z (это всегда можно сделать, так как эта вершина имеет четную степень в WS) и ориентируем его, то есть, сделаем исходящим из x в y_1. В вершине y_1 найдем ребро r_{Z1}, инцидентное y_1 и ориентируем его, от вершины y_1 до вершины y_2. Будем проделывать аналогичную процедуру до тех пор, пока не найдется вершина y_Z , из которой выходит часть ребра, например, r''_2, соединяющая y_Z и вершину $x \in \mu_1$. Очевидно, в силу четности вершин WS, такую циклическую ориентацию ребер графа WS (следовательно, и ребер гиперсети S) всегда можно сделать

Получим гиперсеть S^1, в которой некоторые ребра ориентированы. В S^1 вершины WS^1 имеют четную степень, и, кроме того, каждому входящему ребру в точности соответствует выходящее ребро. Таким образом, в S^1 содержится хотя бы один ориентированный циклический простой квазимаршрут μ_2.

Для μ_2 проделаем аналогичную процедуру, что и для μ_1.В результате гиперсеть S будет покрыта непересекающимися по ребрам (частям ребер) циклическими квази-маршрутами.

Циклический R- квазиэйлеровый маршрут строится следующим образом.

Обходим ребра (части ребер), начиная с вершины $x_1 \in X$. Двигаемся по μ_1 (с учетом ориентации) до вершины x_2, инцидентной ребру r_i^1, принадлежащему циклическому квазимаршруту со значением индекса $k > 1$. Двигаемся по μ_k (с учетом ориентации) до вершины x_3, инцидентной ребру $r_i^2 \in \mu_l$, где $l > k$.

На конец наступит момент, когда циклический квазимаршрут μ_c с наибольшим значением индекса будет весь пройден, то есть, обойдя ребра из вершины x_Z циклического квазимаршрута μ_c, вернемся в вершину x_Z и продолжим обход по предыдущему циклическому маршруту μ_y (очевидно, $y \le c-1$).

Процесс продолжаем до тех пор, пока не будут пройдены все ребра непосредственно или по частям. Теорема доказана.

Потребуем прохождения не всего ребра, а только его части, то есть считается, что ребро пройдено циклическим квазимаршрутом, если этому маршруту принадлежит любая часть ребра. В этом случае возникают четыре задачи на обход всех ребер:

а) найти циклический квазимаршрут (слабый маршрут), содержащий (в выше указанном смысле) все ребра гиперсети S;

б) найти циклический квазимаршрут (слабый маршрут) с наименьшей длиной и содержащий все ребра гиперсети S.

Задача а) сводится к поиску R- эйлеровых маршрутов в ультраграфе US=(X, R; f,g) и гиперграфе HS=(X,R) , соответственно.

3. Обходы ветвей

Маршрут (квазимаршрут, слабый маршрут) называется V-эйлеровым в гиперсети S тогда и только тогда, когда все ветви S содержатся в этом маршруте в точности один раз. Циклический V- эйлеровый маршрут назовем V-эйлеровым циклом, а гиперсеть S, обладающую V-эйлеровым циклом, назовем V-эйлеровой (квазиэйлеровой, слабо эйлеровой).

В работе [3] теоремы 5 и 6 сформулированы были неверно, поэтому, рассмотрим задачи поиска V-эйлеровых циклических маршрутов (квазимаршрутов и слабых маршрутов).

Теорема 2. В гиперсети S=(X,V,R) существует V-эйлеровый цикл, если в S=(X,R) найдется суграф WS ‘ (X, R’) такой, что он является эйлеровым и $\forall\ v \in V$ и существует единственное ребро $r \in V'$, что $v \in F(r)$.

Доказательство очевидно, так как из наличия эйлерового цикла в WS’ и условия теоремы следует, что данный цикл будет V-эйлеровым для S.

Однако из этой теоремы следует возможный подход к решению задачи «О поиске кратчайшего замкнутого маршрута в гиперсети S, проходящего через все ветви этой гиперсети. (Аналог задачи « О китайском почтальоне» [1]) для гиперсетей.

Рассмотрим приближенный алгоритм поиска кратчайшего замкнутого маршрута во взвешенной гиперсети.

Эта задача может иметь применение для поиска SDH-колец в сетях электросвязи. Для выбора системы маршрутов в транспортных сетях, покрывающих все дороги и т.д.

Алгоритм К1.

Пусть задана взвешенная гиперсеть S=(X,V,R) такая, что $\forall\ v \in V$ сопоставлена длина l(v) и, следовательно, $l(2)=\sum_{v_i \in F(r)} l(V_i)$

Шаг 1. Упорядочим ребра R гиперсети S=(X,V,R) по убыванию веса

Шаг 2. Из гиперсети S убрать очередное ребро $r \in R$, если $\forall\ v \in W(r),\ W^-(v) \neq 0$ (3)

$$\forall\ x \in X \subset WS = (X, R'-r),\ \sigma(x) \geq 2 \quad (4)$$

Шаг 2. продолжается пока не будет просмотрены все ребра WS.

Шаг 3. С помощью известного алгоритма [1] , путем добавления параллельных ребер в WS’ сделать граф WS’ эйлеровым.

Шаг 4. Эйлеровый цикл в WS’ и дает необходимое решение поставленной задачи.

Ориентированный орграф G=(X,U) назовем симметричным, если для любой вершины x справедливо равенство $\sigma^-(x) = \sigma^+(x)$, т.е. полустепень исхода равна полустепени захода. Известно [1], что симметричный орграф G=(X,U) является эйлеровым.

Смешанный граф G=(X,U) является эйлеровым, если существует такая ориентация ребер, что полученный граф станет ориентированным.

Для формулировки критериев существования V- квазиэйлерового маршрута в гиперсети S=(X,V,R) преобразуем граф WS=(X,R) в смешанный граф $WS'=(X \cup Y,\ D \cup R^1 \cup R^2 \cup \ldots \cup R^k)$ следующим образом.

В каждой вершине $x \in S$ найдем f(x) слабо инцидентных ребер $R^x=\{r_1, r_2, \ldots, r_{f(x)}\}$ и S(x) - инцидентных ребер $u_1, \ldots, u_{S(x)}$. Если S(x)=0, то переходим к просмотру следующей вершины. В противном случае, концам ребер $u_1, \ldots, u_{S(x)}$ в WS’ - сопоставляется вершина x, а каждому ребру r_i из R^x сопоставляется вершина y^x_i, которая подразбивает соответствующее ребро из R^x . Из вершины Y^x_i проводится дуга в вершину x, которая заносится в множество D. После просмотра всех вершин в S и проведения операций подразбиения ребер будет получен смешанный граф WS’, в котором отдельным (x,y)-цепочкам в графе WS соответствовали ребра.

Теорема 3. В гиперсети S=(X,V,R) существует V- квазиэйлеровый цикл, если в смешанном графе $WS'=(X \cup Y,\ D \cup R^1 \cup R^2 \cup \ldots \cup R^k)$ найдется часть графа WS’’ такая, что каждому ребру из R^i сопоставляется единственная инцидентная ветвь из V и в WS’’ существует такая ориентация ребер, что WS’’ становится симметричным орграфом.

Как и в предыдущем случае, доказательство достаточно, очевидно, т.к. практически гиперсеть S сводится к орграфу WS''. Однако такая сводимость является не простой задачей, а в общем случае является NP- полной, т.к. частный случай этой задачи поиск простой цепи NP-полная задача.

Тем не менее, следующий алгоритм поиска кратчайшего замкнутого V-квазимаршрута проходящего через все ветви гиперсети дает неплохой результат.

Так как, любой квазимаршрут может содержать не более двух участков из каждого ребра (т.е. в каждое ребро разрешается вход, только со стороны инцидентной вершины), то при модификации графа WS' в WS'' этот факт необходимо учитывать.

Алгоритм К2.

Пусть задана взвешенная гиперсеть $S=(X,V,R)$ такая, что $\forall\ v\in V \rightarrow l(v) \neq 0 \quad \forall\ r\in R$

$$l(r)=\sum_{v_i\in F(r)} l(v_i)$$

Шаг 1. Построим граф $WS'=(X\cup Y, D\cup R^1\cup R^2 \cup \ldots \cup R^k = R^*)$ с помощью предыдущей процедуры.

Шаг 2. Ребра из R^* взвесим учитывая длины ветвей инцидентным этим ребрам.

Шаг 3. Упорядочим ребра по убыванию веса.

Шаг 4. Очередное ребро выбрасывается, если учитывается замечание приведенное перед алгоритмом и при этом нарушается связность WS' и инцидентная этому ребру ветвь не остается «голой» (т.е. данной ветви инцидентно, по крайней мере, еще одно ребро)

Шаг 5. Шаг 4 продолжается пока не будут просмотрены все ребра WS'. На шаг 6.

Шаг 6. В полученном смешанном графе WS'' решаем задачу «О китайском почтальоне» с помощью алгоритма предложенного в [1].

Очевидно, что точность решения будет зависеть от графа WS''и отсутствия «ловушек», т.е. для WS'' должно удовлетворяться условие теоремы 3.

Слабые V-эйлеровые маршруты находятся тривиально, если гиперсеть удовлетворяет условию следующей теоремы.

Теорема 4. Гиперсеть $S=(X,V,R)$ является слабо V-эйлеровой сетью тогда и только тогда, когда связный граф $PS=(X,V)$ является эйлеровым графом и $\forall\ v\in V \quad F(v)\neq 0$.

Доказательство следует из того факта, что слабый маршрут может пройти по ветви $v\in V$, если этой ветви инцидентно ребро графа WS. Следовательно, слабая V-эйлерова сеть S прямо следует из того факта, что PS эйлеровый граф.

Задача «О китайском почтальоне» в этом случае решается также просто.

Литература

[1].Э.Майника. Алгоритмы оптимизации на сетях и графах. М.Мир, 1981г.,318с.

[2].В.К.Попков. Математические модели живучести сетей связи. Новосибирск, 1990, ВЦ СО РАН, 232 с.

[3].В.К. Попков. Маршруты в гиперсетях. В сб. «Эффективность и структурная надежность информационных систем (СМ-7). Новосибирск, 1982 , ВЦ СО АН СССР, стр.13-29.

О НЕКОТОРЫХ ВОПРОСАХ ЖИВУЧЕСТИ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

В.П. Блукке, В.К. Попков

Институт вычислительной математики и математической геофизики СО РАН, Новосибирск, РОССИЯ, тел.(7-383) 34-46-43, vkp@ttk.ru

Аннотация

В настоящей работе рассматриваются некоторые вопросы, связанные с анализом живучести существующих и перспективных интегральных информационных сетей.

1. Введение

Основным направлением проводимых исследований является изучение и системный анализ структурной надёжности, живучести и средств повышения устойчивости ведомственных информационных сетей.

В рамках проводимых работ планируется разработка комплексной методологии оценки живучести и оптимизации сетей с учетом имеющихся ресурсов. Под ресурсами в данном случае можно понимать тип и количество оборудования, условия применения, требования к качеству передачи и живучести информационных потоков и т.д.

В дальнейшем планируется создание моделей и алгоритмов решения задач оптимального проектирования сетей с учетом динамических