ПОСТРОЕНИЕ ВИРТУАЛЬНЫХ ЧАСТНЫХ СЕТЕЙ НА БАЗЕ ПОТОКОВОЙ МОДЕЛИ

Росляков А.В.

Поволжская государственная академия телекоммуникаций и информатики

В настоящее время для многих государственных и коммерческих структур наиболее эффективным решением проблемы обеспечения связи между территориально распределенными подразделениями и филиалами является использование виртуальных частных сетей (ВЧС). Услуги реализации ВЧС на базе своих IP-сетей предоставляют в России многие операторы федерального уровня (например, ОАО «РТКомм.РУ», компания «ТрансТелеком», компания «Эквант» и др.) [1]. При этом, как для провайдеров, так и для потребителей услуг, очень актуальной является проблема минимизации стоимости реализации ВЧС. Решить эту проблему можно путем оптимального распределения ресурсов сети провайдера между различными ВЧС.

Известны две основные модели построения ВЧС: канальная (точка-точка) и потоковая (точка-сеть) [2]. В канальной модели (рис. 1а) гарантируется полоса пропускания отдельно между каждой парой конечных точек ВЧС. В потоковой модели ВЧС (рис. 1б) строится на основе резервирования для каждой конечной точки некоторой агрегированной полосы пропускания, меньшей, чем суммарная полоса пропускания всех каналов данной точки при использовании канальной модели. В связи с этим потоковая модель более экономичная, но она требует более сложных алгоритмов реализации ВЧС. В докладе предлагается методика построения оптимальной конфигурации ВЧС на базе потоковой модели, обеспечивающая минимальную стоимость решения.

Представим сеть как граф $G=(E,V)$, где V – это совокупность узлов, а E – это совокупность двунаправленных ребер между узлами. Каждое ребро (i,j) имеет связанные ёмкости в двух направлениях, соответственно $L_{i,j}$ и $L_{j,i}$.

В потоковой модели характеристика каждой ВЧС состоит из двух следующих компонентов:

1) совокупность узлов $P \subseteq V$, соответствующих конечным точкам ВЧС;
2) трафика (требуемой полосы пропускания) на входе и выходе потока B_i^{in} и B_i^{out} для каждого узла $i \in P$.

Будем рассматривать для соединения конечных точек ВЧС топологические структуры в виде дерева, так как деревья хорошо масштабируемы, просты для маршрутизации и восстановления. Для дерева T любое ребро (i,j) разделяет его на две отдельные части $T_i^{(i,j)}$ и $T_i^{(j,i)}$ с совокупностью конечных точек ВЧС $P_i^{(i,j)}$ и $P_j^{(i,j)}$ соответственно. Полоса пропускания этого ребра определяет трафик между конечными точками этих двух частей дерева. Очевидно, что зарезервированная на ребре полоса пропускания должна быть равна максимально возможному объединённому трафику между двумя совокупностями конечных точек, связанных между собой. Таким образом, задача построения ВЧС сводится к вычислению необходимой полосы пропускания, которая должна быть зарезервирована на каждом ребре дерева T ВЧС. Заметим, что весь трафик из одной конечной точки ВЧС в другую перемещается по единственному пути в дереве T.

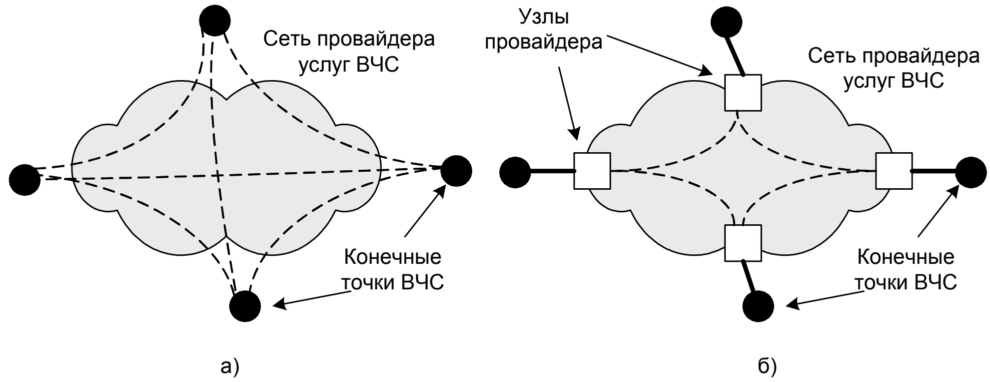

Рис.1. Модели построения ВЧС: а) канальная; б) потоковая

Рассмотрим ребро (i,j), которое связывает две совокупности конечных точек $P_i^{(i,j)}$ и $P_j^{(i,j)}$. Трафик из узла i в j является минимумом суммарного исходящего трафика конечных точек в $P_i^{(i,j)}$ и суммарного входящего трафика конечных точек в $P_j^{(i,j)}$. Таким образом, полоса пропускания, зарезервированная на ребре (i,j) дерева T в направлении от i к j, может быть задана выражением

$$C_T\left(i,j\right)=\min\left\{\sum_{k\in P_i^{(i,j)}} B_k^{вых},\ \sum_{i\in P_j^{(i,j)}} B_k^{вх}\right\}.$$

Аналогично полоса пропускания, которая должна быть зарезервирована на ребре (*j,i*) в направлении от *j* к *i*, имеет вид:

$$C_T\left(j,i\right)=\min\left\{\sum_{k\in P_i^{(i,j)}} B_k^{вх},\ \sum_{i\in P_j^{(i,j)}} B_k^{вых}\right\}.$$

В общем случае величины $C_T(i,j)$ и $C_T(j,i)$ могут быть и не равны между собой. Таким образом, вся полоса пропускания, зарезервированная для дерева *T*, может быть задана выражением:

$$C_T = \sum_{(i,j)\in T} C_T(i,j)$$

Отметим, что (*i,j*) и (*j,i*) рассмотрены как два отличных друг от друга ребра в *T*. Так как провайдеры услуг ВЧС заинтересованы в уменьшении зарезервированной полосы пропускания для дерева *T*, то задача вычисления оптимального дерева ВЧС состоит в следующем: задана совокупность конечных точек *P* ВЧС, а также входящий и исходящий трафик, необходимо вычислить дерево *T*, чьи конечные точки являются узлами в *P* и для которого C_T минимальна.

Для соединения конечных точек ВЧС в [3] предлагается использовать дерево Штейнера. Однако даже если дерево Штейнера имеет наименьшее число соединений, оно может быть не оптимальным с точки зрения резервируемой полосы пропускания.

Рассмотрим частный случай симметричного трафика в каждой конечной точке ВЧС, тогда $B_i^{вх} = B_i^{вых}$. Для дерева *T* и некоторого узла *v* в нём определим величину

$$Q\left(T,v\right)=2*\sum_{k\in P} B_k * d_T\left(v,k\right),$$

где сумма берётся по всем конечным точкам *k*, а $d_T\left(v,k\right)$ обозначает длину единственного пути из *v* в *k* в дереве *T*. Тогда для любого дерева *T*, чьи конечные точки являются узлами в *P*, можно показать, что C_T удовлетворяет следующим свойствам :

- Свойство 1. Существует узел $w\in T$ такой, что $C_T = Q(T,w)$.
- Свойство 2. Для всех узлов $v\in T$, $C_T \le Q(T,w)$.

Чтобы наглядно показать эти свойства для дерева *T*, построим направленное дерево $T_{напр}$ из дерева *T* путём обозначения направления каждой ветви $e=(i,j)$ на основе следующих правил:

- если $B\left(P_i^{(i,j)}\right)<B\left(P_j^{(i,j)}\right)$, то ветвь направлена к *i*;
- если $B\left(P_j^{(i,j)}\right)<B\left(P_i^{(i,j)}\right)$, то ветвь направлена к *j*;
- если $B\left(P_i^{(i,j)}\right)=B\left(P_j^{(i,j)}\right)$, то ветвь направлена к компоненте, которая содержит

определённую конечную точку, например *k*.

Очевидно, что дерево $T_{напр}$ должно содержать узел без входящих ребер, обозначим его через $a(T)$. Тогда каждая ветвь *e* в дереве $T_{напр}$ направлена в сторону от $a(T)$. Можно доказать, что $a(T)$ действительно единственный узел и стоимость дерева равна $C_T = Q\left(T,a\left(T\right)\right)$. Очевидно, что для любого узла *v* в дереве *T* справедливо неравенство: $Q(T,a(T))\le Q(T,v)$.

Из свойств 1 и 2 следует, что для оптимального дерева $T_{опт}$ стоимость определяется выражением

$$C_{T_{опт}} = Q\left(T_{опт},a\left(T\right)\right).$$

Таким образом, если построено дерево T_v для каждого узла v, тогда оптимальным будет дерево T_v, у которого стоимость $Q\left(T_v,v\right)$ минимальна. На основе данного свойства была разработана процедура для вычисления оптимального дерева в случае симметричного трафика в конечных точках ВЧС.

Процедура включает следующие операции:

1. Для некоторого узла *v* графа *G* строится дерево Tv с корнем в узле *v*.
2. Определяется последовательность узлов *Q{v}*, входящих в это дерево.

3. Удаляется первый узел *u*, входящий в последовательность *Q{v}*.
4. Ребро *(u,w)* в графе *G*, узел *w* которого не входит в дерево Tv, добавляется в дерево Tv.
5. Узел *w* добавляется в качестве последнего элемента в последовательность *Q{v}*.
6. П.п. 3-6 выполняются до тех пор, пока последовательность *Q{v}* не будет пустой.
7. Из дерева Tv удаляются узлы графа *G*, которые не входят в ВЧС.
8. Рассчитывается стоимость дерева C_{T_v}.
9. П.п. 1-8 повторяются для каждого узла *v* графа *G*.
10. Оптимальным считается дерево, у которого стоимость C_{T_v} будет минимальной.

Сравнение результатов построения оптимального дерева для ВЧС по разработанной процедуре и на основе дерева Штейнера показывает экономию стоимости дерева в несколько раз, особенно характерно при увеличении числа узлов сети.

Основным недостатком данного метода является необходимость большого числа расчетов. Очевидно, что временная сложность процедуры равна *O(mn)*, где $n = |V|$ это число узлов, а $m = |E|$ - число ветвей в *G*. Однако для небольших значений *n* и *m* результаты могут быть получены за приемлемое время.

В принципе данную процедуру можно модифицировать для случая ассиметричного трафика в конечных токах ВЧС, что характерно, например, при подключении пользователей с использованием технологии асимметричной цифровой абонентской линии ADSL. Однако в этом случае необходимо учитывать на каждом ребре сети не только пропускаемую нагрузку, но и ее направление, что существенно усложнит алгоритм.

Литература

1. Росляков А.В., Самсонов М.Ю. Интегрированная телекоммуникационная инфраструктура для реализации проектов ФЦП «Электронная Россия» // Информкурьерсвязь. – 2003. – №7. – С. 39–42.

2. Duffield N.G., Goyal P., Greenberg A., Mishra P., Ramakrishnan K.K., van der Merwe J. E. A Flexible Model for Resource Management in Virtual Private Networks // SIGCOMM. - 1999. – p. 95-108.

3. Duffield N.G., Goyal P., Greenberg A., Mishra P., Ramakrishnan K.K., van der Merwe J. E. Resource Management with Hoses: Point-to-Cloud Services for Virtual Private Networks // IEEE/ACM Transactions on Networking, 2002, v. 10, № 5, pp. 679 – 692.