

ИССЛЕДОВАНИЕ АЛГОРИТМОВ МАРШРУТИЗАЦИИ

Трубицын К.Ю., ТКС – 006

Руководитель: доц. Воропаева В.Я.

Анализ существующих алгоритмов.

Алгоритмы маршрутизации классифицируются на статические и динамические (рис.1). Те алгоритмы, которые явно не причисляются к этим типам, определяют стратегию маршрутизации, не определяя конкретные принципы построения протоколов.

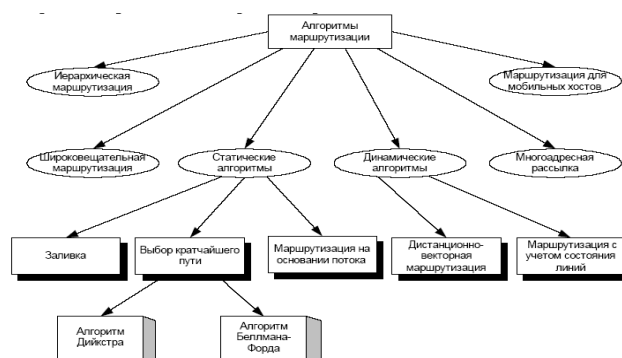


Рисунок 1 – Классификация алгоритмов маршрутизации

Постановка задачи.

При развитии структуры сетей операторов-поставщиков Интернет услуг реально возникает проблема дополнительных связей между провайдерами. Учитывая тот факт, что существующие линии связи морально и физически устарели, возникает необходимость в их реконструкции либо в прокладке новых линий связи. Исходя из этого необходимо исследовать для провайдеров Интернет услуг трафик между двумя провайдерами (A1 и A2), не имеющих непосредственной связи, и сделать выводы относительно возможности организации дополнительных соединительных линий между данными узлами либо обосновать отсутствие потребности в структурной реорганизации сети (в исследовании будем рассматривать исключительно взаимосвязь узлом без

учета внешних связей и влияния их на структуру) по заданным пропускным способностям каналов связи и уровням нагрузок для каждого узла.

Пропускные способности каналов: канал A1 – A3: 2 mb/s, канал A2 – A3: 10 mb/s.

Уровни нагрузки на узлы: A1 – 3 Эрланга, A2 – 3 Эрланга, A3 – 15 Эрлангов.

Обоснование выбора алгоритма.

Алгоритм маршрутизации на основании потока основывается на предположении о том, что трафик внутри сети можно описать неким статистическим законом, на основании которого и выбираются оптимальные схемы маршрута. Статические алгоритмы маршрутизации целесообразно использовать только в простых и небольших сетях, где трафик является предсказуемым. Однако если рассматривать проблему оптимальной маршрутизации со стороны телефонии, где благодаря трафику реального времени использовать динамическую маршрутизацию невозможно, то необходимо искать пути для более эффективного использования статических алгоритмов. Рассмотрим один из методов, применяемых для оценки трафика внутри сети, который может служить базовым для алгоритма маршрутизации на основании потока.

Описание методики.

Альтернативная маршрутизация.

В большинстве случаев альтернативная маршрутизация – более выгодное решение для установления прямого маршрута между двумя узлами для основного вида трафика. Разница (обычно не более чем 30%) трафика, когда все прямые маршруты заняты, может быть передано через третий узел. Ниже рассмотрим пример анализа сети на основании данного метода, а также его применение к реальным данным, полученным в результате наблюдений за оборудованием одного из провайдеров Интернет услуг.

Аппроксимация Рапса.

Аппроксимация Рапса необходима для нахождения необходимого количества цифровых каналов (каналов по 64 Кбит/с) для обеспечения передачи заданной нагрузки с учетом величины избыточного (трафика переполнения). Анализ производится по графикам, построенным по уточненной формуле Эрланга. Рассмотрим небольшой фрагмент сети, состоящий из трех узлов рис. 3.

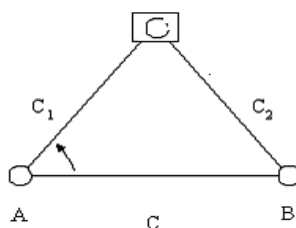


Рисунок 2 – Схема исследуемого фрагмента сети

C, C_1, C_2 – пропускные способности соответствующих каналов.

При известных пропускных способностях устанавливается зависимость между количеством цифровых каналов и избыточным трафиком

$$F = \varepsilon \cdot [0.7 + 0.3 \cdot \varepsilon^2] \quad \text{где} \quad \varepsilon = \frac{C}{C_1 + C_2} \quad (1)$$

Процедура Оптимизации:

- 1) вычисляется F – показатель улучшения использования канала – с помощью аппроксимации Рапса;
- 2) выбирается N = оптимальное количество цифровых каналов в маршруте.

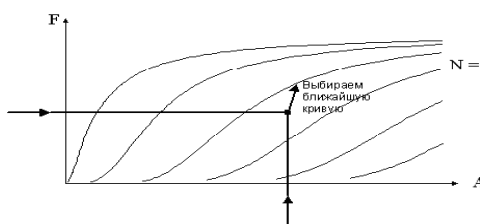


Рисунок 3 – Алгоритм выбора оптимального количества цифровых каналов

Метод Вилкинсона.

Метод Вилкинсона заключается в нахождении трафика переполнения на маршруте. Алгоритм работы с ним следующий. По найденным значениям необходимого количества трактов с помощью аппроксимации Рапса и с помощью формул (1) или построенным по ним графикам рис. 4. с помощью интерполяции находим значения M и V .

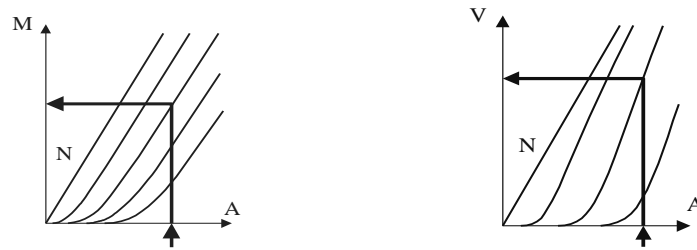


Рисунок 4 – Схематические графики для нахождения M и V

Далее по найденным значениям рассчитывается величина фиктивного трафика A^* и фиктивной группы n^* :

$$\begin{cases} M = A^* \cdot E_n^*(A^*) \\ V = M \cdot \left(1 - M + \frac{A^*}{1 + n^* + M - A^*} \right) \end{cases} \quad (2)$$

A^* – фиктивный трафик (т.е. единый трафик, который учитывает влияние избыточного)

n^* – фиктивное количество цифровых каналов, которое обеспечивает транзит избыточного трафика.

Величина фиктивного трафика, то есть трафика, который проходит по исследуемому маршруту (каналу) с учетом трафика переполнения от других маршрутов (каналов) и собственного трафика между узлами рассчитывается на основании величин V и M .

Применение методики.

Применим рассмотренную методику для условий сети провайдеров города Донецка.

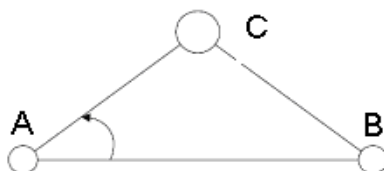
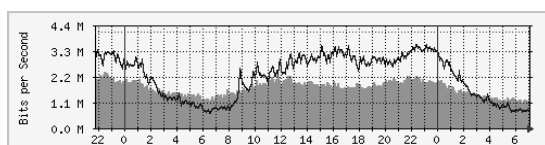


Рисунок 5 – Схема исследуемой сети

где узел А – провайдер А1, узел В – провайдер А2, узел С – провайдер А3.

Причем в данной сети связь А–В – не существует и является исследуемой.

Суточный график (среднее за 5 минут)

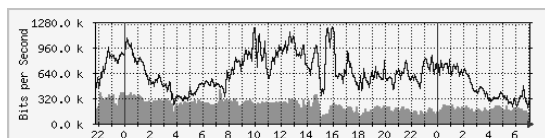


Макс. Вх: 2988.7 kb/s (59.4%)

Макс. Исх: 3601.2 kb/s (88.0%)

Рисунок 6 – Распределение трафика от узла В к узлу С.

Суточный график (среднее за 5 минут)



Макс. Вх: 515.8 kb/s (35.2%)

Макс. Исх: 1203.5 kb/s (98.1%)

Рисунок 7 – Распределение трафика от узла А к узлу С.

По графикам и приведенным значениям видно:

Узел А – узел С: суммарное значение трафика в ЧНН (час наибольшей нагрузки) составляет 1719.3 kb/s;

Узел В – узел С: суммарное значение трафика в ЧНН (час наибольшей нагрузки) составляет 6589.9 kb/s.

С учетом 20% запаса принимаем следующие значения суммарного трафика:

Узел А – узел С: 2 mb/s; Узел В – узел С: 8 mb/s.

Исходя из заданных уровней нагрузок узлов и пропускных способностей каналов (см. в задании) находим необходимые количество цифровых каналов для исследуемого маршрута. С помощью методики аппроксимации Рапса находим:

$$F = 0.167 \cdot (0.7 + 0.3 \cdot 0.167 \cdot 0.167) = 0.1183$$

Используя график, построенный по формуле Эрланга для различного количества каналов находим: при $A=3$ Эрл и $F=0.1183$ количество каналов составляет 8. Получается, что создания обеспечения работы на маршруте А–В необходимо наличие канала с пропускной способностью не менее $64 \text{ kb/s} \cdot 8 = 512 \text{ kb/s}$.

Это были произведены расчеты без учета влияния избыточного трафика. Следовательно проведем расчеты по методу Вилкинсона. С помощью формул (4), приведенных в описании методики алгоритма, находим, что при нагрузке в 3 Эрл $M=0.073$, $V=0.24$. Используя эти значения находим $A^*=3.8$ и $n^*=9$.

Все полученные результаты сведем в таблицу и проведем анализ.

Результаты расчетов.

Результаты расчетов занесем в таблицу для наглядного отображения и сравнения с реальными и смоделированными данными.

Таблица 1 – результаты расчета

	Без учета избыточного трафика	С учетом избыточного трафика	Рассчитанные значения по методике	Рассчитанные значения по формуле Эрланга	Значения, полученные в результате моделирования
Нагрузка, Эрл	3	3,8	0,8 (избыточный)	0,021 (избыточный)	-
Количество цифровых каналов, N шт.	8	9	-	-	6
Скорость передачи трафика, kb/s	512	564	64	-	543

Мы видим, что избыточный трафик, найденный по первой формуле Эрланга (0,021 Эрл) значительно меньше того, который был найден по методике (0,8 Эрл). Это может свидетельствовать о том, что дополнительно учтенные параметры, такие как избыточный трафик от смежных узлов, чаще всего не используется при расчетах и может причинять огромные проблемы в реальной жизни (недостаточная полоса пропускания, большие потери трафика и превышение допустимых временных задержек).

Выводы.

При применении данных алгоритмов получается, что трафик, найденный по первой формуле Эрланга меньше того, который получается в результате применения алгоритмов альтернативной маршрутизации в результате расчетов. Это может свидетельствовать о том, что дополнительно учтенные параметры, такие как влияние переполняющего трафика от смежных узлов, зачастую не используются в реальной жизни. Также следует отметить, что приведенные расчеты применимы для случаев максимальной нагрузки, поэтому даже при пиковых значениях нагрузок при правильнопостроенной маршрутизации будет обеспечена передача трафика в полном объеме.

Перечень ссылок

1. Олифер В.Г., Олифер Н.А. Компьютерные сети. 2-е изд. – СПб.: Питер, 2002 – 811 с.
2. Современные компьютерные сети. 2-е изд./В. Столингс. – СПб.: Питер, 2003. – 783 с.
3. H.Leijon, ITU. Alternative Routing Networks. Первоисточник: www.itu.int/itudoc/itu-d/dept/psp/ssb/planitu/plandoc/
4. Mr. Moumoulidis, OTE. Network strukture and design. Первоисточник: www.itu.int/itudoc/itu-d/dept/psp/ssb/planitu/plandoc/