

ИССЛЕДОВАНИЕ МОДЕЛИ ДОСТУПНОСТИ КАНАЛОВ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ В СЕТИ ТСР/ПР

А.М. Власова, Ю.М. Монахов (Владимир)

Целью данного исследования является экспериментальное подтверждение возможности использования методики оценки доступности каналов сети ТСР/ПР на основе модифицированного алгоритма Флойда-Уоршелла. Стоит отметить, что под каналом связи подразумевается графовый путь между двумя любыми узлами сети.

Изучаемой моделью служит ориентированная сеть со сложной, случайной топологией и дуплексной связью между соседними узлами, где каждый из узлов в зависимости от его различных характеристик (величины пропускной способности, загруженности, типов используемых сервисов и т.д.), обладает соответствующей вероятностной величиной доступности. Под сложной сетью подразумевается сеть, отличающаяся от таких широко известных топологических структур, как кольцо, звезда или же иных, но при этом сочетающую комбинации этих тривиальных топологий.

Предлагаемая авторами методика определения доступности каналов сети ТСР/ПР включает в себя поиск минимального и максимального по доступности канала связи между узлами сети. Алгоритм по поиску минимального по доступности канала связи между узлами сети был разработан на основе одного из широко известных алгоритмов для поиска кратчайших путей в графе – Флойда-Уоршелла [1, с. 339.], [2, с. 587], т.к. он походит для ориентированных сетей, в которых могут присутствовать циклы, что соответствует требованиям рассматриваемой модели сети. Кроме того, этот алгоритм предельно прост в реализации, лишь требует распределенных вычислений при значительном увеличении размера и степени связности сети.

Для того, чтобы унифицировать процесс поиска максимального и минимального по доступности канала связи между двумя узлами, достаточно при поиске каналов с максимальной доступностью преобразовать исходный алгоритм Флойда-Уоршелла так, что он будет искать путь не с минимальными весами ребер, а с максимальными.

Входными данными для определения каналов с максимальной доступностью между узлами сети является матрица смежности T , заполненная значениями доступности между соседними узлами, т.е. элемент матрицы $T[i][j]$ содержит величину доступности исходящего из узла i ребра и входящего в узел j . Если два узла не связаны друг с другом напрямую, то доступность ставится равная нулю, а не бесконечности, т.к. необходимо найти путь с наибольшими весами, а не с наименьшими, как в исходном алгоритме Флойда-Уоршелла. Главная диагональ, соответственно, заполняется единицами, т.к. доступность узлов не учитывается. Это связано с тем, что доступность узлов уже учтена в доступности каждого исходящего из них ребра. Таким образом, изначально матрица T содержит в себе только значения доступностей всех ребер сети.

В случае, когда необходимо знать, какими именно ребрами образован тот или иной канал сети, следует дополнительно получить из матрицы смежности T матрицу H , по которой можно будет восстановить путь от одной вершины (узла сети) до другой. Реализация данного шага представлена в таблице 1.

Таблица 1 – Заполнение матрицы H

```

for i=0 to n
  for j=0 to n
    if T[i][j] != 0 && T[i][j] != 1
      H[i][j] = j+1
    else
      H[i][j] = 0

```

Далее итеративно осуществляется преобразование матрицы T по алгоритму Флойда-Уоршелла. Операция сложения, используемая в исходном алгоритме, была заменена на умножение, исходя из теории вероятностей, т.е. в матрицу смежности T вносятся изменения, если выполняется условие: $T[i][j] < T[k][j] * T[i][k]$. Реализация данного шага представлена в таблице 2.

Таблица 2 – Преобразование матрицы T по алгоритму Флойда-Уоршелла

```

for k=0 to n
  for i=0 to n
    for j=0 to n
      if i != k && j != k && T[i][k] != 0 && T[k][j] != 0 &&
        T[i][j] < T[k][j] * T[i][k]
          T[i][j] = T[k][j] * T[i][k]
          H[i][j] = k

```

Выходными данными является матрица T размерности $n \times n$, где n – общее количество узлов сети. В данной матрице на пересечении i -ой строки и j -ого столбца записано максимальное значение доступности канала, образуемого узлами i и j соответственно.

При поиске каналов с минимальной доступностью с помощью введенной выше операции умножения величина доступности любого канала будет снижаться, бесконечно приближаясь к нулю. Это станет возможно из-за наличия циклов в сети, образованных двунаправленными ребрами между каждым из соседних узлов. В данном случае, очевидно, что алгоритм не будет останавливаться, по аналогии с алгоритмом Флойда-Уоршелла на графах, в которых присутствуют циклы отрицательной длины.

Эту проблему авторы предлагают решать, учитывая конкретный (применяемый в данной сети) алгоритм маршрутизации. Пусть в рассматриваемой сети используется такой алгоритм нахождения приоритетного пути между двумя вершинами, который использует метрику, вычисляемую только на основании длины пути между узлами. Чем меньше длина пути между двумя вершинами, тем приоритетнее становится путь. Такой алгоритм используется в небезызвестном протоколе RIP. Таким образом, находя для каждой пары вершин канал с минимальной длиной, создается матрица с минимальными по доступности каналами связи между узлами.

Представим эту модификацию алгоритма Флойда-Уоршелла в общем виде. Входными данными также является матрица смежности T , которая заполнена значениями доступности между соседними узлами. Если два узла не связаны друг с другом напрямую, то доступность ставим равную бесконечности, а главную диагональ, соответственно, заполняем нулями, т.е. доступности узлов также не учитываются. Если существует необходимость, то дополнительно находят еще и матрицу H с помощью таблицы 1.

После чего получают из матрицы смежности T матрицу смежности стандартного вида G . Это квадратная матрица с конечным числом вершин, в которой значение элемента

a_{ij} равно числу рёбер, исходящих из i -ой вершины графа и входящих в j -ую вершину. Реализация данного шага представлена в таблице 3.

Таблица 3 – Заполнение матрицы G по матрице T

```

for i=0 to n
  for j=0 to n
    if T[i][j] = 0
      G[i][j] = 0
    else
      if T[i][j] != ∞
        G[i][j] = 1
      else
        G[i][j] = ∞

```

Далее преобразуют матрицу G по алгоритму Флойда-Уоршелла, а матрицу T изменяют тогда и только тогда, когда изменяется матрица G . Сама по себе матрица T не влияет на ход алгоритма, зато является конечным результатом выполнения алгоритма по поиску каналов сети с минимально возможными доступностями. Реализация данного шага представлена в таблице 4.

Таблица 4 – Преобразование матриц T и G по алгоритму

```

for k=0 to n
  for i=0 to n
    for j=0 to n
      if i!=k && j!=k && G[i][k] != ∞ && G[k][j] != ∞
        && G[i][j] > G[k][j]*G[i][k]
          G[i][j] = G[k][j]*G[i][k]
          T[i][j] = T[k][j]*T[i][k]
          H[i][j] = H[i][k]

```

Выходными данными снова служит матрица T .

Для того, чтобы верифицировать результаты, получаемые при использовании данной методики, был проведен эксперимент на виртуальном оборудовании в среде «Cisco Packet Tracer Student»: 6.2.0.0052. Экспериментальная установка была собрана из набора идентичных роутеров, соединенных DCE-кабелями. Ее схема представлена на рисунке 1.

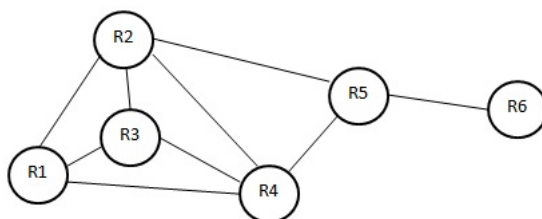


Рисунок 1 – Схема экспериментальной установки

Входные данные (доступность каналов сети) были определены через величины отклика ребер сети. Результаты сведены в таблицу 5, представляющую собой матрицу смежности сети со значениями доступности ребер.

Таблица 5 – Величины доступности ребер сети, определенные с помощью виртуального оборудования

№ роутера	1	2	3	4	5	6
1	1	0,879	0,8725	0,896	0	0
2	0,8805	1	0,8665	0,869	0,868	0
3	0,8855	0,9005	1	0,8925		0

4	0,8695	0,849	0,8655	1	0,8995	0
5	0	0,8375	0	0,88	1	0,877
6	0	0	0		0,8635	1

После чего с использованием ранее полученных входных данных был произведен поиск максимальных по доступности каналов связи с помощью алгоритма Флойда-Уоршелла. Данные теоретические значения доступности каналов приведены в таблице 6.

Таблица 6 – Теоретические значения максимальных по доступности каналов связи

№ роутера	1	2	3	4	5	6
1	1	0,879	0,8725	0,896	0,806	0,7068
2	0,8805	1	0,8665	0,869	0,868	0,7612
3	0,8855	0,9005	1	0,8925	0,8028	0,7041
4	0,8695	0,849	0,8655	1	0,8995	0,7889
5	0,7652	0,8375	0,7616	0,88	1	0,877
6	0,6607	0,7232	0,6577	0,7599	0,8635	1

Далее, для каждого канала связи, длина которого превышала единицу (выделены темным цветом в таблице 6), была определена доступность уже с помощью экспериментальной установки. Полученные результаты представлены в таблице 7.

Таблица 7 – Экспериментальные значения максимальных по доступности каналов связи

№ роутера	1	2	3	4	5	6
1	1	0,879	0,8725	0,896	0,8515	0,8635
2	0,8805	1	0,8665	0,869	0,868	0,828
3	0,8855	0,9005	1	0,8925	0,855	0,643
4	0,8695	0,849	0,8655	1	0,8995	0,863
5	0,8325	0,8375	0,859	0,88	1	0,877
6	0,876	0,838	0,868	0,8415	0,8635	1

Для оценки точности данных, получаемых с помощью алгоритма, теоретическая доступность каналов сети была принята за идеальную. Далее был произведен расчет абсолютной, относительной и средней погрешности экспериментальных данных относительно теоретических. Результаты представлены в таблице 8 и 9.

Таблица 8 – Абсолютная погрешность (в %) экспериментальных данных относительно теоретических

№ роутера	1	2	3	4	5	6
1					0,0455	0,1567
2						0,0668
3					0,0522	0,0611
4						0,0741
5	0,0673		0,0974			
6	0,2153	0,1148	0,2103	0,0816		

Таблица 9 – Относительная погрешность (в %) экспериментальных данных относительно теоретических

№ роутера	№1	№2	№3	№4	№5	№6
1					5,6514	22,167
2						8,7704
3					6,5017	8,6724
4						9,3982
5	8,8008		12,782			
6	32,583	15,876	31,979	10,741		

Средняя погрешность (среднее арифметическое от относительных погрешностей всех каналов сети) ~ 14,5%. Только 25% от общего числа относительных погрешностей

значительно превышают среднюю, что может быть вызвано грубым округлением математического ожидания при расчетах.

Результаты, получаемые из вышеописанных алгоритмов, дадут возможность проектировщикам сетей передачи данных проводить анализ причин, обуславливающих полученное значение доступности каналов связи и, как следствие, изменять топологию разрабатываемой сети для достижения требуемого уровня доступности, а, следовательно, и защищенности.

Перечень ссылок

- 1 Левитин, А.В. Алгоритмы: введение в разработку и анализ [Текст]. / А.В. Левитин. – М.: Вильямс, 2006. – 526 с.
- 2 Кормен, Т.. Алгоритмы: построение и анализ [Текст] = Introduction to Algorithms./ Т.. Кормен, Ч. Лейзерсон, Р. Ривест, К. Штайн. – 2-е изд. – М.: Вильямс, 2006. –1296 с.