

Грязев А.Н.

Алгоритм формирования виртуальной транспортной сети федеральной системы подвижной радиосвязи специального назначения

Рассматривается алгоритм построения виртуальной транспортной сети федеральной системы подвижной радиосвязи специального назначения устойчивой к воздействию как непреднамеренных так и преднамеренных неблагоприятных факторов.

Для адекватного применения предложенных моделей разработана методика построения ВТС ФСПРС СН с учетом комплексного дестабилизирующего воздействия совокупности факторов. Принцип разработки представлен схемой моделирующего алгоритма (рисунки 1), что помогает увидеть общее направление работы методики.

Методика построения ВТС ФСПРС СН состоит из следующих этапов:

I. Реализация модели формирования ТС ФСПРС СН как виртуальной сети связи:

1) определение совокупности конечных точек ВТС W , $W \subseteq M'$. Для каждой вершины $i \in W$ определяется (задается в качестве исходных данных) максимальный трафик на входе и выходе конечной точки i C_i^{ex} и C_i^{ex} ;

2) расчет дерева кратчайших путей по алгоритму Ярника-Примы-Дейкстры, основанного на применении стратегии поиска минимального остовного дерева [1, 2, 3];

3) построение ориентированного дерева D_d ;

4) определение минимальной требуемой пропускной способности по формуле

$$c_D(i, j) = \min\{C_{ij}(W_i^{(i,j)}), C_{ij}(W_j^{(i,j)})\},$$

где $C_{ij}(W_i^{(i,j)})$ – пропускная способность сети от оконечной точки i к точке j .

с учетом:

– пропускных способностей, резервируемых на ребре (i, j) дерева D от вершины i к вершине j

$$c_D(i, j) = \min\left\{\sum_{i \in W_i^{(i,j)}} C_{ij}^{ex}, \sum_{j \in W_j^{(i,j)}} C_{ij}^{ex}\right\},$$

и обратно

$$c_D(j, i) = \min\left\{\sum_{i \in W_i^{(i,j)}} C_{ij}^{ex}, \sum_{j \in W_j^{(i,j)}} C_{ij}^{ex}\right\};$$

– равенства занимаемой пропускной способности на ребре в обоих направлениях, что выражается как

$$W(D, i) = 2 \sum_{m \in M'} C_m l_D(i, m), \quad (8)$$

где $l_D(i, m)$ – длина единственного пути (общее количество ребер в пути) из вершины i в вершину m дерева D ;

5) определение суммарной занимаемой пропускной способности оптимального дерева D_{opt} по формуле

$$C_{D_{opt}}^{BTC} = W(D_{opt}, i(D_{opt})).$$

Если построены все остовные деревья для каждой вершины графа $G^{BTC}(M'N') \in G$ и для них определены требуемые пропускные способности, тогда оптимальным является дерево D_i с минимальным значением пропускной способности $W(D_i, i)$ [4].

II. Представим вариант реализации модели ВТС, учитывающей непреднамеренное воздействие:

1) удаление любого ребра $e \in D \cap \sigma_{nm}$ из графа $D + W(n, m)$ для получения нового дерева $D - e + W(n, m)$;

2) определение ребер $r^{pez} \in W(n, m)$ на пути $W(n, m) \in G^{BTC} - D$;

3) определение величины пропускной способности, которые необходимо зарезервировать на ребрах резервного пути $r^{pez} \in W'(i, j) \setminus D$ дерева $e \in D \cap \sigma_{nm}$

$$c^{pez}(q, g) = \max\left\{\min_{(n,m) \in W(r^{pez})} [c(n, m)]\right\},$$

$$c^{pez}(g, q) = \max\left\{\min_{(m,n) \in W(r^{pez})} [c(n, m)]\right\}.$$



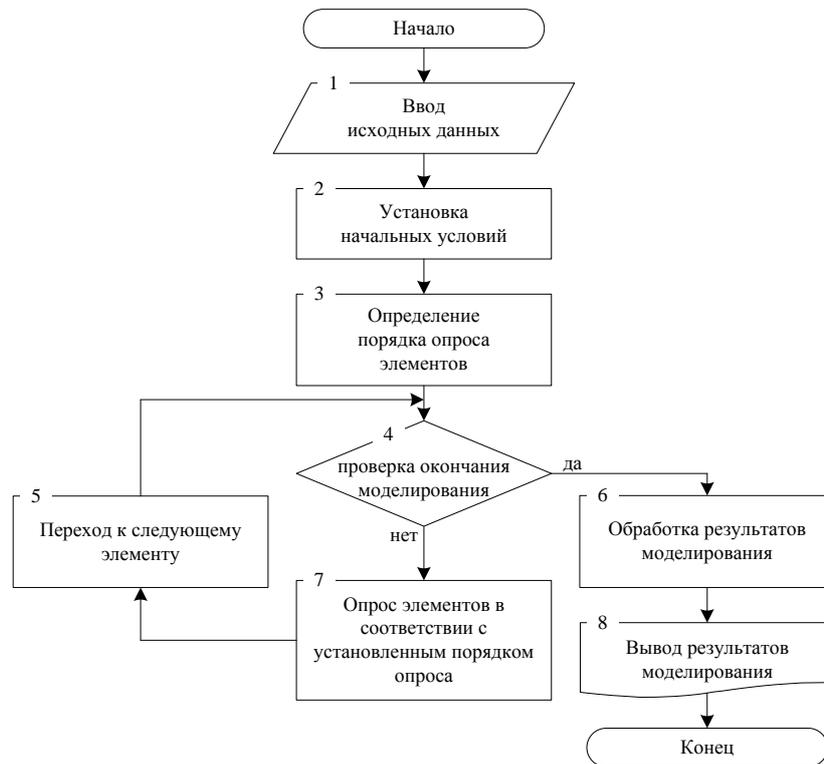


Рисунок 1 - Укрупненная схема моделирующего алгоритма реализации методики построения BTC ФСПРС СН

4) определение величины дополнительной пропускной способности по формулам

$$c_D^{pez}(i, j) = \max \left\{ \min_{(n, m) \in D-(i, j)} [c_{n, m}^{don}(i, j)] \right\}$$

$$c_D^{pez}(j, i) = \max \left\{ \min_{(n, m) \in D-(i, j)} [c_{n, m}^{don}(j, i)] \right\}$$

с учетом дополнительно выделяемой на ребрах $(i, j) \in D \cap \sigma_{ij} - (n, m)$ пропускной способности из расчета:

$$c_{n, m}^{don}(i, j) = c(m, n),$$

$$c_{n, m}^{don}(j, i) = c(n, m)$$

соответственно;

5) распределение пропускной способности на ребрах графа $G^{BTC} - D$, а также на ребрах дерева D при соблюдении условия

$$\sum_{(i, j) \in R^{pez}} c^{pez}(i, j) \rightarrow \min.$$

III. Представим вариант реализация модели BTC, учитывающей преднамеренное воздействие:

1) для графа $G(MN)$ ввести набор тяготеющих пар $H = \{v_1, v_2, \dots, v_h\}$ – вершин (a_{s_i}, a_{t_i}) графа G , являющихся истоком a_{s_i} или стоком a_{t_i} для v -той пары $v_i, i = \overline{1, h}$. Вершины $M \times M \setminus H$ являются транзитными;

2) составление матрицы распределения потоков по ребрам сети $f = \{f_{ij}\}$;

3) построение $D(M^n H)$, где $M^n = \{a \in M \mid \exists v_i \in H : a = a_{s_i} \text{ или } a = a_{t_i}\}$ – подмножество вершин графа G , являющихся истоком или стоком для тяготеющей пары $v_i, i = \overline{1, h}$; $H = \{v_1, v_2, \dots, v_h\}$ – множество логических ребер дерева $D(M^n H)$, соединяющих исток a_{s_i} и сток a_{t_i} для i -той пары;

4) найти множество $R(x')$ из не более $R(x)$ ребер, с учетом ограничения на мощность удара $S(x) < W_0$ и суммарной пропускной способности уничтоженных ребер $r_j \in R(x)$, при удалении которых из сети разъединяется максимальное число тяготеющих пар по формуле $\bar{R} = \{R_i \mid U(R_i) \leq W_0, i = \overline{1, a}\}$, с учетом $\bar{R} = \{R_i \mid S(R_i) \leq W_0, i = \overline{1, h}\}$ и $U(R) = U(R_1) \cup U(R_2) \cup \dots \cup U(R_{m-1})$ применяя метод Форда-Фалкерсона с учетом алгоритма Хао-Орлина, основанного на методи-

ке проталкивания предпотока Гольдберга и Тарьяна;

5) найти несократимые разрезы $R \in M^l$ по методу “ветвей и границ” таким образом, что удаление рассматриваемого ребра r из R приведет к увеличению ущерба, т.е. R является несократимым, если $\forall r \in R, U(R \setminus \{r\}) \subset U(R)$;

6) найти множество резервных ребер $R^{pez} \subseteq G^{BTC} - D$;

7) найти пропускную способность, которая должна быть зарезервирована на ребре $r^{pez} = (i, g)$ по формулам

$$c^{pez}(i, g) = \max \left\{ \min_{\{(w, j), (q, g)\} \in \dot{W}(r^{pez})} [c\{(w, j), (q, g)\}] \right\},$$

$$c^{pez}(g, i) = \max \left\{ \min_{\{(j, w), (g, q)\} \in \dot{W}(r^{pez})} [c\{(j, w), (g, q)\}] \right\};$$

8) найти $c_D^{pez}(w, c)(c, w) \in r^{pez}$ по формулам

$$c_D^{pez}(w, c) = \max \left\{ 0, \min \left\{ \sum_{w \in Q \cap D_{\{(w, j), (q, g)\}}(w, c)} c^{ex}(w), \sum_{c \in Q \cap D_{\{(j, w), (g, q)\}}(w, c)} c^{ex}(c) \right\} - c(w, c) \right\},$$

$$c_D^{pez}(c, w) = \max \left\{ 0, \min \left\{ \sum_{w \in Q \cap D_{\{(w, j), (q, g)\}}(w, c)} c^{ex}(w), \sum_{c \in Q \cap D_{\{(j, w), (g, q)\}}(w, c)} c^{ex}(c) \right\} - c(c, w) \right\}.$$

с учетом

$$c_{\{(w, j), (q, g)\}}^{don}(w, c) = c\{(w, j), (q, g)\},$$

$$c_{\{(j, w), (g, q)\}}^{don}(c, w) = c\{(j, w), (g, q)\};$$

9) распределение пропускной способности на ребрах пути $W(w, c) \in (G^{BTC} \setminus D) \cup r^{pez}$ при соблюдении условия $\sum_{(w, c) \in r^{pez}} c^{pez}(w, c) \rightarrow \min$.

IV. Реализация методики построения ВТС ФСПРС СН с учетом комплексного дестабилизирующего воздействия совокупности факторов может выглядеть следующим образом:

1) расчет кратчайших путей передачи W для каждой вершины трафика конечных точек ВТС в $G^{BTC} - D, D \in G^{BTC}$;

2) построение графа G^{BTC} и выбор корня ориентации дерева $r(D)$ для преобразования дерева D в ориентированное дерево;

3) нахождение для каждой пары вершин, соединяющее ребро которых уничтожено, вершины $a(n, m)$, которая является первой общей вершиной в путях от исходных вершин к корню дерева D с помощью алгоритма Фарах-Колтона и Бендера;

4) построение графа G^{BTC} и добавление для каждой пары вершин дерева D , которые соединяют уничтоженные ребра, ребер с соответствующей пропускной способностью из исходных вершин до каждой из вершин дерева D в путях от исходных вершин до $a(n, m)$. Пропускная способность ребра (n, q_j) определяется выражением $c(n, q_j) = c(n, m) \times \max\{c(n, q_0) \dots c(n, q_j)\}$ с учетом $q = \{q_0 = n \dots q_{max} = lca(n, m)\}$;

5) дерево D со всеми вершинами и ребрами добавить в граф G^{BTC} ;

6) поиск оптимальной аугментации графа $G^{BTC}(M'N') \in G$ (аугментации суммарной резервируемой минимальной пропускной способности);

7) распределение резервируемой пропускной способности на ребрах R и D и определение общей используемой пропускной способности по выражению

$$C^{BTC} = \sum_{(i, j) \in R^{pez}} [c(i, j) + c(j, i)] + \sum_{(i, j) \in (G^{BTC} \setminus D) \cup r^{pez}} [c_D^{pez}(i, j) + c_D^{pez}(j, i)];$$

8) расчет значения показателя отказоустойчивости функционирования ВТС ФСПРС СН в условиях комплексной защиты по выражению

$$P_{oy}^{BTC} = 1 - \prod_{W=1}^{W(i)} \left[1 - \prod_{r=1}^{r_W} P_r(x_W) \right],$$

где $P_r(x_W)$ – вероятность существования r -го ребра, включенного в W путь между точками ВТС после комплексного воздействия x ; r_W – число ребер в W пути; $W(i)$ – число независимых путей передачи трафика в условиях комплексной защиты.

Таким образом, реализован алгоритм построения ВТС ФСПРС СН как объекта комплексного дестабилизирующего воздействия



совокупности факторов, позволяющий при минимальном расходе сил и средств достичь выполнения требований по устойчивости и пропускной способности, предъявляемых к ВТС со стороны систем управления.

Предложенный алгоритм формирования ВТС ФСПРС СН – это комплексный учет характеристик как самой ВТС, так и первичной сети связи, на базе которой эта ВТС реализуется. Это, прежде всего, совместный учет топологической структуры первичной сети связи, на базе которой реализуется ВТС, и непосредственно топологической структуры ВТС, информации о количестве и распределении трафика конечных точек ВТС, возможных алгоритмов маршрутизации потоков, ограничений на сетевые ресурсы и др.

Список использованных источников

- 1 Dijkstra E.W. A note on two problems in connexion with graphs. // *Numerische Mathematik*. – 1959. – Vol. 1. PP. 269-271.
- 2 Кристофидес Н. Теория графов. Алгоритмический подход. – М.: Мир, 1978. – 432 с.
- 3 Майника Э. Алгоритмы оптимизации на сетях и графах: Перевод с англ. – М.: Мир, 1981.
- 4 Росляков А.В. Виртуальные частные сети. Основы построения и применения. – М.: Эко-Трендз, 2006. – 304 с.

