

МЕТОДИКА НАХОЖДЕНИЯ ОПТИМАЛЬНОГО МЕСТОРАСПОЛОЖЕНИЯ КОНТРОЛЛЕРА НА ПРОГРАММНО- КОНФИГУРИРУЕМОЙ СЕТИ

Евглевская Наталья Валерьевна,

к.т.н., и.о. доцент Военной академии связи имени маршала
Советского Союза С.М.Буденного.

e-mail: n.evglevskaya@gmail.com

Шинкарёв Семён Александрович,

к.т.н., доцент Военной академии связи имени маршала
Советского Союза С.М.Буденного.

e-mail: se_men82@mail.ru

Бекбаев Гамзатдин Алеуатдинович,

к.т.н., и.о. доцент Ташкентского государственного
экономического университета.

e-mail: gamzat--86@mail.ru

АННОТАЦИЯ

В условиях цифровой экономики изучение состояние телекоммуникационных сетей требует, что внедрение инновационных технологий в производство является необходимым процессом. Это требует решения возникающих технических проблем через переход на программно-конфигурируемых сетей. Данный метод дает возможность управления сетью и повышения уровня ускоренной передачи данных путем выноса функций управления на контроллер. Исследование показывают, что последнее время не уделялось внимания решению проблемы единой точки отказа программно-конфигурируемой сети – контроллера. Данная проблема стала обсуждаться в научных работах, где предлагается для повышения надежности сети использовать метод оптимального размещения контроллера. Следует подчеркнуть, в основном используется три способа обеспечения надежности программно-конфигурируемых сетей: защитное резервирование, восстановление, оптимальное размещение контроллеров. В статье предложена методика и алгоритм нахождения оптимального месторасположения контроллера на заданной сети связи.

Ключевые слова: программно-определяемая сеть, алгоритм, граф, функция, узел.

ABSTRACT

In the conditions of the digital economy, the study of the state of telecommunication networks requires that the introduction of innovative technologies into production is a necessary process. This requires solving emerging technical problems through the transition to software-defined networks. This method makes it possible to manage the network and increase the level of accelerated data transfer by transferring control functions to the controller. The study shows that lately no attention has been paid to solving the problem of a single point of failure in a software-defined network - the controller. This problem began to be discussed in scientific papers, where it is proposed to use the method of optimal controller placement to improve the reliability of the network. It should be emphasized that three methods are mainly used to ensure the reliability of software-defined networks: protective redundancy, restoration, optimal placement of controllers. The article proposes a technique and algorithm for finding the optimal location of the controller on a given communication network.

Key words: software-defined network, algorithm, graph, function, node.

ВВЕДЕНИЕ

Исследование проблемы это инновационный подход к построению архитектуры сетей связи. Предлагаемый метод позволяет повышения возможности управления сетью и уровень передачи данных за счет переноса функций на контроллер [1, 2]. На наш взгляд, данный подход дает следующие преимущества:

1. Программируемые подходы к управлению сети, ее модификации за счет создания новых приложений и совершенствование автоматизация управления сетями;
2. Совершенствование управления сетью, возможность изменения конфигурация сетей в режиме реального времени с учетом развивающихся условий функционирования;
3. Изменение структуры сетевых устройств, не требуется обрабатывать большое число количество протоколов, а достаточно выполнять только инструкции, полученные от контроллера;
4. Снижение стоимости сетевой инфраструктуры в целом, связанное с удешевлением модернизации системы и уменьшением энергопотребления.

Математическая структура задачи размещения контроллера определяется конфигурацией области допустимых точек и способом оценки качества размещения. В этой статье ограничимся рассмотрением только таких задач размещения, для которых областью допустимых точек размещения центров

обслуживания является некоторый граф, т.е. эти центры могут располагаться в какой-либо вершине или на какой-либо дуге графа [3].

Методика выбора места для размещения контроллера

Для начала дадим некоторые определения, необходимые для описания точек на дугах и различных расстояний в графе. Множество рассматриваемых вершин в графе G содержит вершины с номерами от 1 до n . Рассмотрим произвольную дугу (i, j) , длина которой равна $a(i, j) > 0$. Пусть f обозначает точку на дуге (i, j) , которая для всех $0 \leq f \leq 1$ отстоит на $f \cdot a(i, j)$ единиц от вершины i и на $(1-f) \cdot a(i, j)$ единиц от вершины j . Назовем ее f -точкой. Таким образом, четверть точкой дуги (i, j) является точка, отстоящая от вершины i на четверть длины дуги (i, j) . Ноль точка дуги (i, j) является вершиной i , а единичная точка дуги (i, j) – вершиной j . Следовательно, вершины графа также могут рассматриваться как точки дуг. Точки дуг, которые не являются вершинами, называются внутренними точками. Любая точка дуги должна быть либо внутренней точкой, либо вершиной. Обозначим через X множество всех вершин графа, а через P множество всех точек. Таким образом, $\{P-X\}$ является множеством всех внутренних точек. Пусть $l(i, j)$ обозначает длину кратчайшего пути из вершины i в вершину j . Тогда через L обозначается матрица $n \times n$, в которой элементом (i, j) является $l(i, j)$. Элементы в матрице L называются расстояниями вершина-вершина. Для вычисления элементов матрицы L может быть использован любой из алгоритмов: алгоритм Флойда [4, 5] или алгоритм Данцига [6-8]. Пусть через $l(f-(r, s), j)$ обозначена длина кратчайшего пути от f -точки на дуге (r, s) до вершины j . Эта величина называется расстоянием точка-вершина. Если дуга (r, s) неориентированная, допустим, ее обход в обоих направлениях, то есть в качестве $l(f-(r, s), j)$ должно быть выбрано наименьшее из следующих двух расстояний:

1. Расстояние от точки до вершины r плюс расстояние от вершины r до вершины j ;
2. Расстояние от f -точки до вершины s плюс расстояние от вершины s до вершины j , таким образом (1):

$$l(f-(r, s), j) = \min \{ f \cdot a(r, s) + l(r, j) (1-f) \cdot a(i, j) + l(s, j) \} \quad (1)$$

Если дуга (r, s) ориентированная, то есть, ее обход допустим только из r в s , то первый член в формуле (1) может быть исключен, тогда (2):

$$l(f - (r, s), j) = (1 - f) \cdot a(i, j) + l(s, j) \quad (2)$$

Для заданной дуги (r, s) и вершины j расстояние точка-вершина, как функция от f на графике должна иметь один из трех типов зависимостей, показанных на рис.1.

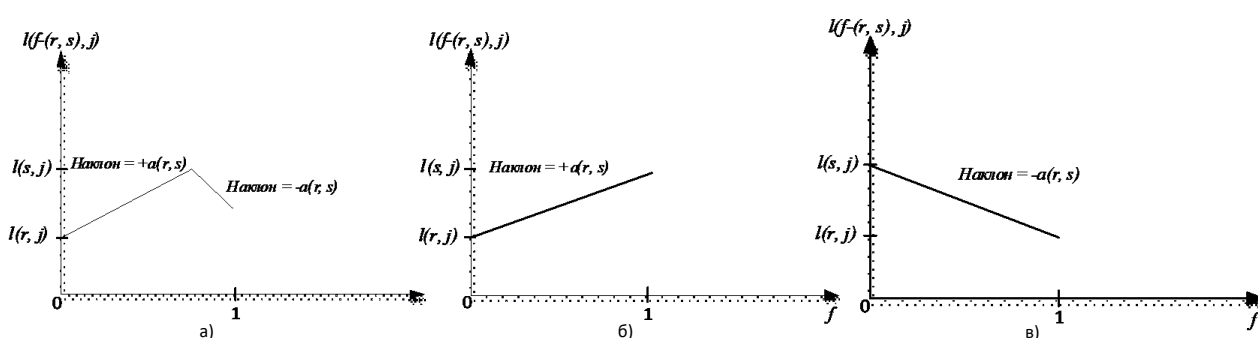


Рис.1. Графики функций, характеризующих расстояние точка-вершина

Рассмотрим наименьшее расстояние от вершины j до каждой точки на дуге (r, s) . Для некоторой точки на дуге (r, s) это расстояние принимает максимальное значение. Оно обозначается через $l'(j, (r, s))$ и называется расстоянием вершина-дуга. Если дуга (r, s) неориентированная, то имеются два маршрута передачи из вершины j в f -точку на дуге (r, s) : через вершину r или вершину s . Выбирается кратчайший путь из этих двух маршрутов. Если эти два маршрута из вершины j в f -точку на дуге (r, s) имеют различную протяженность, то некоторые точки, соседние с f -точкой на дуге (r, s) , отстоят еще дальше от вершины j . Например, на рис.2 четверть-точка на дуге $(3, 4)$

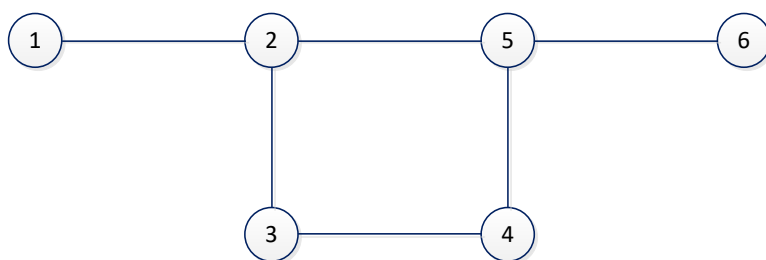


Рис.2. Пример графа

отстоит от вершины 6 на 1,25 единицы или на 2,75 единицы в зависимости от того, как двигаться: через вершину 8 или через вершину 4. Если f возрастает с 0,25 до 0,26 то наименьшее расстояние от вершины 2 до значения 0,26 на дуге (3, 4) равно $\min\{1,26; 2; 74\} = 1,26$.

Поэтому два расстояния от вершины j до некоторой точки на дуге равны между собой, если эта точка является наиболее удаленной от вершины j . Следует подчеркнуть, что сумма этих расстояний всегда равна:

$$l(j, r) + f \cdot a(r, s) + l(j, s) + (1 - f) \cdot a(r, s) = l(j, r) + l(j, s) + a(r, s)$$

Отсюда следует (3):

$$l'(j, (r, s)) = \frac{l(j, r) + l(j, s) + a(r, s)}{2} \quad (3)$$

С другой стороны, если дуга (r, s) ориентированная, то некоторая точка на дуге (r, s) может быть достигнута только через вершину f . Следовательно, наиболее удаленной от любой вершины графа точкой на дуге (r, s) является точка, ближайшая к вершине s . В этом случае (4):

$$l'(j, (r, s)) = d(j, r) + a(r, s) \quad (4)$$

В графе имеется s дуг. Обозначим через L' матрицу размерности $n \times m$, у которой элемент, стоящий на пересечении i -й строки и k -столбца, является расстоянием вершина – дуга от j -й вершины до k -й дуги. При этом значения элементов матрицы L' могут быть вычислены с помощью равенств (3) и (4), если известны расстояния вершина – вершина, задаваемые матрицей L' , и длины дуг графа.

Пусть $l(f - (r, s), (t, u))$ обозначает максимальное расстояние от f -точки на дуге (r, s) до точек на дуге (t, u) . Это расстояние называется расстоянием точка-дуга. Если дуга (r, s) неориентированная и $(r, s) \neq (t, u)$ то маршрут от f -точки на дуге (r, s) до наиболее отдаленной точки на дуге (t, u) должен приходить либо через вершину r , либо через вершину s .

Отсюда следует (5):

$$l(f - (r, s), (t, u)) = \min\{f \cdot a(r, s) + l'(r, (t, u)), (1 - f) \cdot a(r, s) + l'(s, (t, u))\} \quad (5)$$

Если же дуга (r, s) ориентированная и $(r, s) \neq (t, u)$ то первый член в формуле (5) может быть исключен, тогда (6):

$$l(f - (r, s), (t, u)) = (1 - f) \cdot a(r, s) + l'(s, (t, u)) \quad (6)$$

Если $(r, s) = (t, u)$ ориентированная, то наиболее удаленная точка на дуге (r, s) от f -точки является g -точкой, где g стремится к f со стороны значений, меньших чем f .

В этом случае (7):

$$l(f - (r, s), (r, s)) = 1 - f \cdot a(r, s) + l(s, r) \quad (7)$$

Если же $(r, s) = (t, u)$ и дуга (r, s) неориентированная, то максимальное расстояние от f -точки на дуге (r, s) до g -точки на дуге (r, s) , в случае, когда $g < f$, не может превышать (8):

$$A \equiv \min\{f \cdot a(r, s), 1/2[a(r, s) + l(s, r)]\} \quad (8)$$

Первый член в выражении (8) равен длине маршрута от f -точки до g -точки в пределах дуги (r, s) , второй член равен длине маршрута от f и g -точки на дуге (r, s) , но проходящего через вершину s .

Аналогично, в случае, когда $g > f$, максимальное расстояние от f -точки до g -точки на дуге (r, s) не может превышать (9):

$$B \equiv \min\{(1 - f)a(r, s), 1/2[a(r, s) + l(s, r)]\} \quad (9)$$

Первый член в выражении (9) для B равен длине маршрута от f -точки до g -точки в пределах дуги (r, s) , а второй равен длине маршрута от f -точки до g -точки на дуге (r, s) проходящего через вершину r .

Следовательно, если дуга (r, s) неориентированная, то $l'(f - (r, s), (r, s)) = \max\{A, B\}$, что эквивалентно (10):

$$l'(f - (r, s), (r, s)) = \max \begin{cases} \min\{f \cdot a(r, s), 1/2[a(r, s) + l(s, r)]\} \\ \min\{(1 - f)a(r, s), 1/2[a(r, s) + l(s, r)]\} \end{cases} \quad (10)$$

Если изобразить расстояние $l'(f - (r, s), (t, u))$ точка-дуга как функцию f для всех $(r, s) \neq (t, u)$, то соответствующая кривая на графике будет иметь тот же вид, что и кривая расстояний точка-вершина, представленная на рис.3., т.к. уравнения (5) и (6) имеют соответственно тот же вид, что и уравнения (1) и (2). Отличаются они только на постоянные величины. С другой стороны, если $l'(f - (r, s), (r, s))$ для любой неориентированной дуги (r, s) представить как функцию от точки f , то кривая функции будет иметь вид, представленный на рис.3.

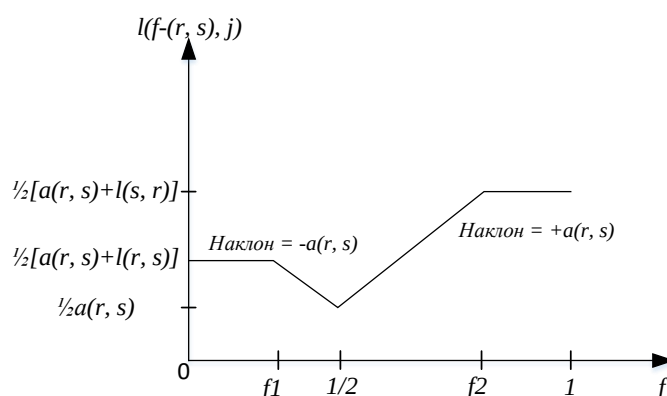


Рис.3. График функции характеризующей расстояние
точка-дуга $l'(f - (r, s), (t, u))$

Таким образом, представленные определения могут быть систематизированы в форме следующей таблице-1:

Таблица-1

Обозначение	Наименование	Способ определения
$a(i, j)$	Длина дуги	Задана
$l(i, j)$	Расстояние вершина-вершина	Алгоритм Флойда или Данцига
$l'(f - (r, s), j)$	Расстояние точка-вершина	Уравнения (1) и (2)
$l'(f - (r, s))$	Расстояние вершина-дуга	Уравнения (3) и (4)
$l'(f - (r, s), (t, u))$	Расстояние дуга-дуга	Уравнения (5), (6), (7) и (10)

Пусть (11):

$$MBB(i) = \max \{l(i, j)\} \quad (11)$$

– максимальное расстояние от вершины i до вершин графа, т.е. расстояние от вершины i до наиболее отдаленной вершины графа. Тогда (12):

$$CBB(i) = \sum_j l(i, j) \quad (12)$$

– суммарное расстояние от вершины i до всех вершин графа.

Пусть (13):

$$MTB(j - (r, s)) = \max \{l(f - (r, s), j)\} \quad (13)$$

– максимальное расстояние от f -точки на дуге (r, s) до вершин графа, т.е. расстояние от f -точки на дуге (r, s) до наиболее отдаленной вершины графа. Тогда (14):

$$CTB(j - (r, s)) = \sum_j l(f - (r, s), f) \quad (14)$$

– сумма расстояний от f -точки на дуге (r, s) до всех вершин графа.

Введя определения всех этих расстояний, их максимумов и сумм, можно дать строгие определения для рассматриваемых далее различных типов размещений.

1. Центром графа G является любая вершина x этого графа, что (15):

$$MBB(x) = \min \{MBB(i)\} \quad (15)$$

Таким образом, центр – это любая вершина, расстояние от которой до наиболее удаленной от нее вершины минимально.

2. Главным центром графа G является любая вершина x этого графа, что (16):

$$MBД(x) = \min \{MBД(i)\} \quad (16)$$

т.е. главный центр – это любая вершина, расстояние от которой до наиболее удаленной точки на дугах графа минимально.

3. Абсолютным центром графа G является любая f точка на произвольной дуге (r, s) этого графа, что (17):

$$MTB(f - (r, s)) = \min \{MTB(f - (t, u))\} \quad (17)$$

т.е. абсолютный центр – это любая точка на дуге, расстояние от которой до наиболее удаленной вершины графа минимально.

4. Главным абсолютным центром графа G является f точка на произвольной дуге (r, s) этого графа, что (18):

$$MTD(f - (r, s)) = \min \{ MTD(f - (t, u)) \} \quad (18)$$

Таким образом, главный абсолютный центр – это любая точка, расстояние от которой до наиболее удаленной точки минимально.

Определения типов размещений (1..4) совершенно аналогично определениям соответствующих предыдущих типов размещений, за исключением того, что везде оператор максимизации: [т.е. $MBB(i), MBД(i), MТВ(f - (i, u)), MTD(f - (t, u))$] заменяется оператором суммирования [т.е. $CBВ(i), CBД(i), CTВ(f - (i, u)), CTD(f - (t, u))$].

Для дальнейшего решения задачи введем следующие понятия [9]. Эксцентриситет $e(a_i)$ вершины в связном графе $G(A, B)$ определяется как $\max \{ l(a_i, a_j) \}$. Радиусом графа $r(G)$ называется наименьший из эксцентриситетов вершин. Вершин a_i – называется центральной вершиной графа, если $e(a_i) = r(G)$, $a_i \in A$. Центр графа – это множество центральных вершин. Введем множество $N_\lambda^0 = \{ a_i | l_{ij} \leq \lambda, a_i \in A \}$. Это множество всех вершин, расстояние от вершины a_i до которых не больше λ . Для каждой вершины определим $C_0(a_i) = \max(l_{ij})$, $a_i \in A$. Пусть λ_0 – наименьшее значение λ такое, что для некоторой вершины $a_i : N_{\lambda_0}^0(a_i) = A$, т.е. длина пути от центральной вершиной a_i до любой вершины графа не превосходит λ_0 . Тогда $C_0(a_i) = \lambda_0$. Вершина a_0^* такая, что $C_0(a_i^*) = \min [N_0(a_i)]$, $a_i^* \in A$, называется центром графа $G(A, B)$ [10, 11].

Алгоритм поиска и результаты

Построим матрицу $L_{n \times n}$ (n – массив множества A), где $l_{ij} = l(i, j)$, т.е. матрицу кратчайших путей. Для ее построения можно воспользоваться любым из приведенных выше алгоритмов [4-12]. Подсчитаем максимум в каждой строчке. Таким образом, получим массив длины n , где i -ый элемент – минимальная длина от i -ой вершины до остальных. Найдем наименьший элемент в этом массиве. Вершина, соответствующая этому элементу, и есть

центр графа. В этом случае, когда этих вершин несколько, все они могут являться центром графа.

Пример нахождения центра взвешенного неориентированного графа.

Пусть имеется взвешенный неориентированный граф $G(A, B)$; $A = \overline{1, 7}$; $B = \{b_{ij}\}$ и $i, j = \overline{1, 7}$ представленный на рис.4.

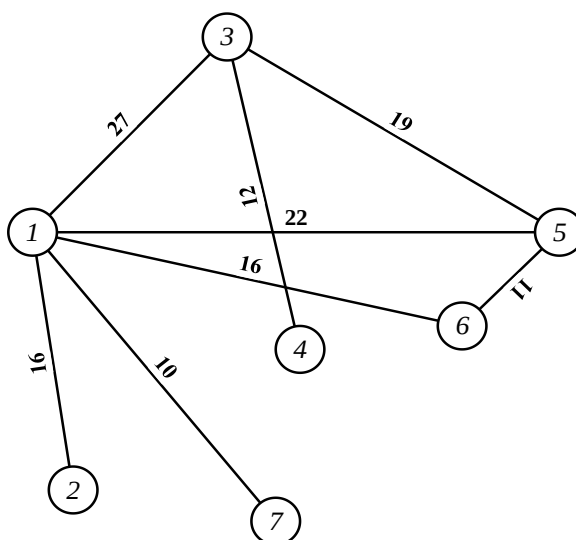


Рис.4. Взвешенный неориентированный граф $G(A, B)$

Составим матрицу длин кратчайших дуг между каждой парой вершин – L^0 . В случае, если дуги между вершинами i и j не существует, элементу $l(i, j)$ матрицы присваивается значение 0.

$$L^0 = \begin{pmatrix} 0 & 16 & 27 & 0 & 22 & 16 & 10 \\ 16 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 27 & 0 & 0 & 12 & 19 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 12 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 22 & 0 & 19 & 0 & 0 & 11 & 0 \\ 16 & 0 & 0 & 0 & 11 & 0 & 0 \\ 10 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

С помощью алгоритма Флойда-Уоршелла [4, 5] получаем матрицу длин кратчайших путей между каждой парой вершин графа:

$$L = \begin{pmatrix} 0 & 16 & 27 & 39 & 22 & 16 & 10 \\ 16 & 0 & 43 & 55 & 38 & 32 & 26 \\ 27 & 43 & 0 & 12 & 19 & 30 & 37 \\ 39 & 55 & 12 & 0 & 31 & 42 & 49 \\ 22 & 38 & 19 & 31 & 0 & 11 & 32 \\ 16 & 32 & 30 & 42 & 11 & 0 & 26 \\ 10 & 26 & 37 & 49 & 32 & 26 & 0 \end{pmatrix}$$

Теперь, основываясь на полученной матрице длин кратчайших путей, найдем эксцентриситет для каждой вершины графа:

$$e(a_i) = \max \{l(a_i, a_j)\};$$

$$e(a_1) = 39;$$

$$e(a_2) = 55;$$

$$e(a_3) = 43;$$

$$e(a_4) = 55;$$

$$e(a_5) = 38;$$

$$e(a_6) = 42;$$

$$e(a_7) = 49.$$

Центром графа является такая вершина A , для которой $e(a_i) = r(G)$, $a_i \in A$. Минимальным значением радиуса обладает вершина «5» $e(a_5) = 38$, а это значит, что вершина «5» является центром графа.

Алгоритм размещения пунктов управления с учетом физико-географических условий. Задаче (определения узловой основы) посвящено достаточно большое количество работ [4-12], в этих работах решение такой задачи основывается на определении множества узлов A , исходя из выполнения необходимого ресурса сети по качеству каналов. При формировании узловой основы, помимо нахождения числа узлов и выполнения требований по качеству каналов, необходимо решить задачу взаимного размещения узлов в районе. Узловая основа представляет собой множество $|A| = N$, где $|A| = \{a_i\}$, $\{x_i, y_i\}$, $i = \overline{1, N}$ – совокупность узлов связи (УС), а $\{x, y\}$ – географические координаты узлов связи. На момент определения месторасположения контроллера на сети местоположение УС A – будет определено. Формально постановку задачи формирования узловой основы можно записать: $R_v = \sum_{i=1}^N a_i \rightarrow \min$.

В общем виде выполнение требований по качеству можно представить, как задачу образования каналов заданного качества. Она состоит в определении

пути заданного ранга и выбора на сети необходимого маршрута. Ранг канала определяет время задержки цифрового сигнала и допустимую величину фазовых дрожаний. Из теории сетей и систем передачи известно, что для рационального использования энергетики линии, протяженности простых каналов на пути должны быть одинаковыми:

$$l(a_1; a_2) \approx l(a_2; a_5) \approx \dots \approx l(a_r; a_k) \approx \dots \approx l(a_g; a_i) \approx \dots \approx l(a_i; a_j) \approx R_0$$

где R_0 – рациональное расстояние между соседними узлами сети.

Рациональное расстояние между соседними узлами сети R_0 определяется, исходя из максимальной протяженности составного канала связи $l_{\max}$ и ранга этого канала n , а также исходя из наиболее жестких требований по виду связи, предъявляемые к параметрам цифрового канала (ЦК) (19):

$$R_0 = f(J_{ex1}, J_{ex}^{TP}, l_{\max}, n) \quad (19)$$

Одним из вариантов решения является покрытие территории оперативного района окружности радиусом $r = R_0/2$, где координаты центра окружности укажут на возможное расположение узла транспортной сети для выполнения необходимого условия по качеству ЦК. Для выбора варианта покрытия необходимо решить задачу геометрической оптимизации [13, 14], где требуется найти эффективность упаковки на плоскости окружностями заданного радиуса.

Рассмотрим задачу упаковки равных кругов радиусом $r = 1/2$ на плоскости таким образом, что каждый круг касается шести других кругов (рис.5). Каждый такой круг можно рассматривать как круг, вписанный в правильный шестиугольник с тем же центром, эти шестиугольники заполняют плоскость. Эффективность Φ_i получается путем сравнения площади правильного треугольника, вершинам которого служат центры трех смежных кругов, с площадями секторов трех кругов, содержащихся внутри треугольника.

$$\text{Эффективность такой упаковки равна } \Phi_i = \frac{3\pi \frac{(1/2)^2}{4}}{\frac{6}{\sqrt{3}}} = \frac{\pi}{2\sqrt{3}} \approx 0,9069.$$

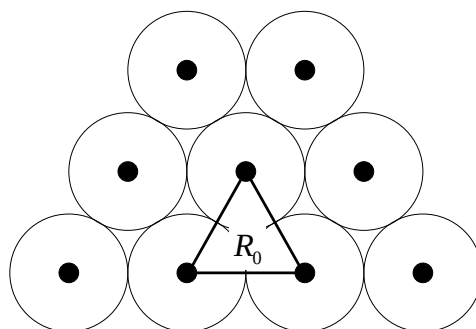


Рис.5. Покрытие плоскости окружностями с помощью треугольника

Специфической особенностью задачи формирования узловой основы является наличие ограничений (физико-географические условия района и условия оперативной обстановки) на введение УТС (20):

$$\Re: F(a, b), g_k(\bar{a}) \leq 0, \quad k=1, \bar{h} \quad (20)$$

где a и b – ширина и глубина оперативного района, а $g_k(\bar{a}) \leq 0$ – ограничения на введение УТС, определяемые физико-географическими особенностями оперативного района.

Если при первоначальном варианте взаимного размещения УС координаты вводимого узла попали в область ограничений, то данная точка выводится на границу ограничений. Эта задача решается методом проекции градиентов, где целевая функция и ограничения нелинейные [15]. Алгоритм формирования узловой основы представлен на рис.6.

Данный алгоритм включает в себя два этапа. На первом этапе формируется базовое решение (2) и (3) блоки алгоритма, он основан на использовании методов геометрической оптимизации и состоит из покрытия оперативного района кругами радиусом $R_0/2$, где R_0 рациональное расстояние между УС. Далее производится оценка варианта по доступности УС пункта управления (ПУ) к УС и ограничением на введения УС.

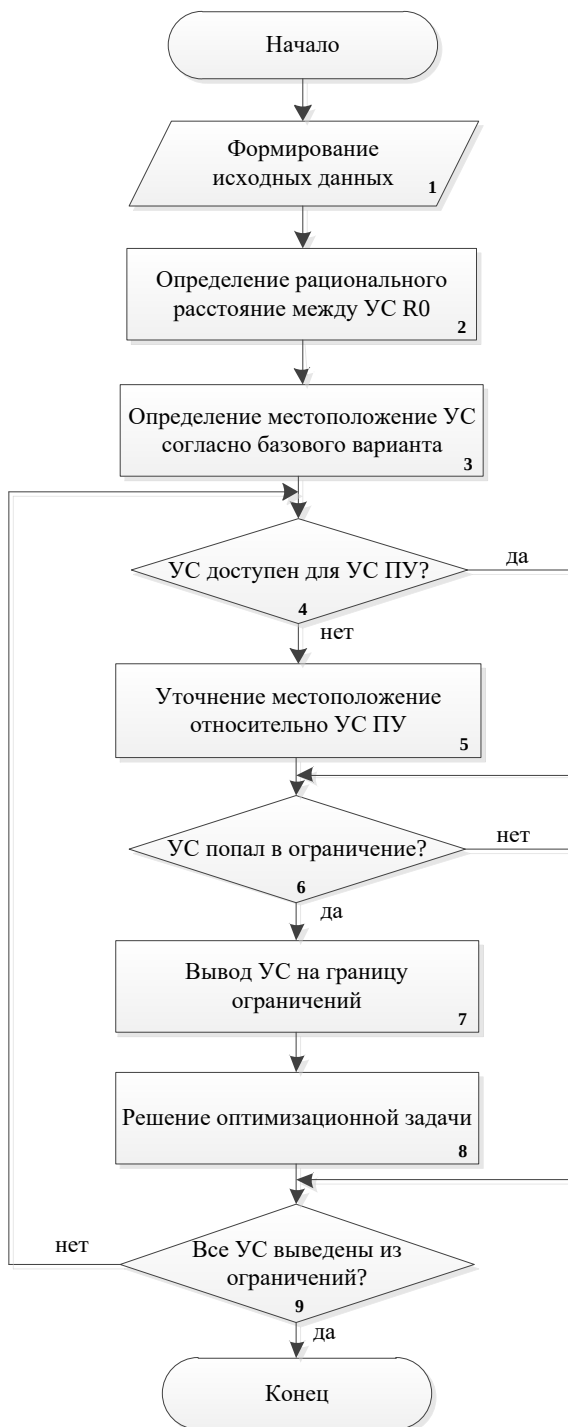


Рис. 6. Блок-схема алгоритма формирования узловой основы

ВЫВОД

В случае в расчете если протяженность линий привязки УС ПУ не позволяет привязаться к УС, то уточняется местоположение. Попадание УС при базовом варианте необходимо найти оптимальное местоположение относительно ограничений. Определение местоположения УС относительно

других УС и УС ПУ осуществляется при помощи модифицированного алгоритма Розена [11] по блокам (7 и 8) текущего алгоритма.

ЛИТЕРАТУРА (REFERENCES)

1. Смелянский Р.Л. Программно-конфигурируемые сети. [электронный ресурс] // Открытые системы: Журнал сетевых решений / LAN. URL: <https://www.osp.ru/os/2012/09/130324912>
2. Коломеец А.Е., Сурков Л.В. «Программно-конфигурируемые сети на базе протокола Open Flow» // Инженерный вестник 05.05.2014. С.519-524
3. Майника Э. Алгоритмы оптимизации на сетях и графах: Пер. с англ. М.: Мир, 1981. – 323 с.
4. Алгоритм Флойда. URL: https://e-maxx.ru/algo/floyd_warshall_algorithm
5. Домнин Л.Н. Элементы теории графов: учеб. пособие. – Пенза: изд-во Пенз. гос. ун-та, 2007. – 144 с.: 145 с.
6. Новиков Ф.А. Дискретная математика для программистов: учебник для вузов. 3-е изд. – СПб.: Питер, 2009. 384 с.
7. Феофанова В.А., Воротников В.И. Дискретная математика: учеб. пособие. Нижний Тагил: НТИ (филиал) УрФУ, 2013. – 256 с.
8. Алгоритм Данцига. URL: https://scask.ru/g_book_dpr.php?id=33
9. Татт У. Теория графов: Пер. с англ. М.: Мир, 1988. – 424 с.
10. Берж К. Теория графов и ее применения. Пер. с фр. / Под ред. И. А. Вайнштейна. – М.: ИЛ, 1962. – 319 с.
11. Зыков А.А. Основы теории графов. – М.: Вузовская книга, 2004. – 664 с.
12. Горбач А. Н., Муравцов А. А. Совершенствование алгоритма построения узловой основы аналогово-цифровой первичной сети связи объединения. Материалы XXXI военно-научной конференции. 29 апреля 2002 г. Тверь.: Изд-во ВУПВО, 2002. С. 56-58.
13. Ясинский С. А. Унифицированные математические модели для анализа и синтеза элементов телекоммуникационных сетей. СПб.: ВАС, 2003. – 183 с.
14. Саати Т. Целочисленные методы оптимизации и связанные с ними экстремальные проблемы. М.: Мир, 1973. – 304с.
15. Базара М., Шетти К. Нелинейное программирование. Теория и алгоритмы. М.: Мир, 1982. – 583 с.