

Модели неопределенности в многопользовательских сетях

Малашенко Ю.Е., Новикова Н.М.

Глава 7. Задача нормативного анализа уязвимости многопродуктовой потоковой сети

§3. Теоретико-графовые характеристики уязвимости и живучести многопользовательских сетевых систем

Теоретико-графовые построения и конструкции были, видимо, первыми математическими моделями, которые применялись для формализации понятия уязвимости сетевой системы или противоположного ему понятия живучести. В терминах данной главы показатели, относящиеся к живучести, характеризуют способность МП-сети поддерживать $\theta_{*0} > 0$ при возможности разрушающих воздействий из заданного класса (как правило, полностью выводящих из строя определенное число ребер физического графа сети). При теоретико-графовом рассмотрении сетевых задач зачастую не выделяется специального множества тяготеющих пар, т.е. считается, что любая пара может быть тяготеющей. Это соответствует частному случаю сети — с полным графом тяготений. Далее для сравнения с предложенным в настоящей главе *потоковым* подходом к анализу уязвимости приведем краткий обзор основных принятых в литературе постановок, относящихся к теоретико-графовому, или *комбинаторному* подходу. В отличие от данной работы, посвященной лишь анализу, а не синтезу сетей (см. §1.1), здесь используются еще и стоимостные показатели.

При изучении комбинаторно-графовых задач встает вопрос об их сложности с точки зрения построения алгоритмов их решения. Действительно, любая из этих задач может быть решена путем прямого перебора, который однако требует слишком большого (экспоненциального) времени. Алгоритмы, не требующие перебора в той или иной форме, как правило, оказываются эффективными (полиномиальными). Задачами, для которых подобных алгоритмов не известно, занимается теория сложности (см. в [13, 63]). В частности, для них иногда удается доказать принадлежность классу NP-трудных или NP-полных задач, и тогда практически нет шансов построить алгоритмы их решения в общем случае, существенно лучшие, чем переборные. Результаты такого рода, хотя и без претензии на полноту, также будут приводиться для рассматриваемых постановок. Дополнительно укажем на довольно

представительный обзор [60] алгоритмов вычисления основных графовых характеристик, в том числе, связанных с проблематикой живучести, в котором приведены также оценки трудоемкости имеющихся алгоритмов и результаты по сложности соответствующих задач.

3.1. K -связность как мера живучести. Наиболее распространенной мерой живучести и надежности сетевой системы, а точнее, физического графа, определяющего топологию сети, является его *связность*.

ОПРЕДЕЛЕНИЕ 1. Неориентированный граф $G = (V, R)$ называется K -связным относительно пары вершин $v', v'' \in V$, если после удаления любых $K - 1$ ребер обязательно останется путь, соединяющий вершины v' и v'' . Граф G называется K -связным, если он является K -связным относительно каждой пары своих вершин.

ТЕОРЕМА 1 (Менгера). *В K -связном графе для любой пары вершин существует не менее K реберно-непересекающихся путей их соединения.*

Следуя [82], приведем достаточно общую постановку задачи синтеза графа минимальной стоимости при гарантированном определенном уровне связности.

Задан граф $G = (V, R)$ (возможно, ориентированный). Пусть s_r — цена ребра $r \in R$. Кроме этого для каждой пары вершин задано целое неотрицательное число $K(v', v'')$. Требуется в графе G найти подграф минимальной стоимости, в котором для любой пары узлов $v', v'' \in V$ существует не менее $K(v', v'')$ реберно-непересекающихся путей их соединения.

В общем виде сформулированная задача NP-трудна и не поддается эффективному решению. В работе [91] содержится обширная библиография и приводится анализ наиболее важных модификаций проблемы синтеза K -связных графов. Для решения предлагалось большое количество эвристических методов. В [104, 112] рассматриваются методы, основанные на добавлении ребер. Задача дополнения заданного графа до трехсвязного решалась в [161]. В работе [124] изучалась проблема дополнения ориентированного дерева до K -связного ориентированного графа. Для небольших значений K задача дополнения заданного графа до K -связного (в предположении о наличии как ориентированных дуг, так и неориентированных ребер) рассматривалась в [109]. В работе [100] сообщается об алгоритме с трудоемкостью $O(|V| + |R|)$, предназначенном для “достривания” ориентированного графа до сильно связного путем

добавления ориентированных дуг. (Ориентированный граф называется сильно связным, если существует ориентированный путь из любой вершины в любую другую.)

Эффективный алгоритм предложен также для следующего частного случая: в графе G задан подграф $G' = (V, R')$, требуется достроить его до K -связного, добавив минимальное число ребер, т.е. $s_r = 0$ для $r \in R'$ и $s_r = 1$ для $r \in R \setminus R'$, а все $K(v', v'') = K$. Комбинаторный метод точного решения этой задачи с оценкой сложности $O(K^2|V|^4(K|V| + |R|))$ указан в [159, 160].

В [34] приведен обзор результатов по сложности задачи о связности в постановке задачи анализа (исследовать заданный граф на реберную или вершинную K -связность), а также ряда обобщений указанной задачи, в частности, когда требуется разбиение на несколько (> 2) связных компонент.

В некоторых работах формулировки проблем и методы решения оказываются близкими по внутреннему содержанию к задаче о связности, хотя их авторы пользуются другой содержательной интерпретацией. Например, задачи теории надежности очень тесно примыкают к проблемам живучести сетевых систем. Мы не будем останавливаться на этих вопросах — они подробно анализируются в книге [24].

Авторы [28] предлагают понимать под живучестью сети минимальную надежность подграфов, полученных выбрасыванием произвольных K ребер. Приводятся методы вычисления введенной таким образом меры живучести. Также в теории надежности изучаются следующие задачи: на n вершинах построить граф степени и связности K с минимальным числом K -вершинных разрезов [152]; для заданного числа вершин и ребер построить граф максимальной реберной связности K с минимальным числом разрезов из K ребер (так называемый граф Харари) [79].

В работе [103] введен термин ILFI-сети (isolated line failure immune). По определению ILFI-сеть остается связной при выходе из строя любого паросочетания. В [103] приведены примеры ILFI-сетей, среди них: любой триангулированный граф, треугольный кактус и т.п. Там же предложены алгоритмы синтеза ILFI-сетей из минимального числа ребер при заданном множестве вершин и алгоритмы дополнения заданного дерева до минимальной ILFI-сети. Дальнейшее изучение ILFI-сетей продолжено в [149].

3.2. Живучесть и диаметр. В сетях связи часто присутствует ограничение на число переприемов сообщения. В модели такой сетевой системы будут считаться связными только те пары узлов, между которыми существует путь, имеющий длину не более заданной. При анализе этих сетевых систем используется понятие диаметра графа.

ОПРЕДЕЛЕНИЕ 2. Пусть в графе G найдены $L(v', v'')$ — длины кратчайших путей между всеми парами вершин $v', v'' \in V$. Тогда величину

$$L \stackrel{\text{def}}{=} \max_{v', v'' \in V} L(v', v'')$$

(максимальную из длин кратчайших путей) называют диаметром графа.

В работе [86] в качестве характеристик графа, отражающих его живучесть, были введены: минимальное число вершин, удаление которых увеличивает диаметр (node-persistence), и минимальное число дуг, удаление которых увеличивает диаметр (line-persistence). Авторы [86] ошибочно утверждали, что имеет место следующий аналог теоремы Менгера: пусть $h(v', v'')$ равно максимальному числу вершинно- (реберно-) непересекающихся путей от вершины v' к вершине v'' , длины которых не превышают L ; тогда минимальное число вершин (ребер), удаление которых увеличивает диаметр графа, равно минимуму $h(v', v'')$, взятому по всем парам вершин. В общем случае сформулированное утверждение неверно, однако в работе [101] показано, что аналог теоремы Менгера имеет место для случая $L \leq 4$ и только для вершинно-непересекающихся путей. Авторы [88] построили контрпримеры для вершинного и реберного вариантов аналога теоремы Менгера при $L > 4$.

В [122] исследуется проблема сложности общей задачи отыскания максимального числа вершинно- (реберно-) непересекающихся путей ограниченной длины L . Показано, что при $L \geq 5$ задача отыскания максимального числа реберно-непересекающихся путей длины, не большей L , является NP-трудной, однако при $L \leq 3$ решается эффективно (для $L = 4$ доказательство NP-трудности отсутствует). Эвристические методы, позволяющие строить непересекающиеся пути ограниченной длины, можно найти в [147].

При анализе живучести сетевых систем используют также следующие верхние и нижние оценки диаметра графа.

Пусть график G имеет связность $(K + 1)$ и диаметр L . Пусть L_K — диаметр подграфа G_K , полученного путем удаления K ребер из графа

G. Обозначим

$$L^*(K, L) \stackrel{\text{def}}{=} \max_{G_K} L_K$$

(максимальный из диаметров L_K по всем таким подграфам G_K). Известны двусторонние оценки [140]:

$$(K+1)(L-2) \leq L^*(K, L) \leq (K+1)L + K \quad \text{при } L \geq 4,$$

$$3\sqrt{2K} - 3 \leq L^*(K, 3) \leq 3\sqrt{2K} + 4, \quad L^*(K, 2) = 4.$$

В работе [140] рассматривается также аналог указанной задачи для ориентированного графа. Доказывается, что удаление K дуг из $(K+1)$ -связного ориентированного графа приводит к увеличению диаметра до величины, не превышающей $(|V| - 2K + 1)$.

В статье [92] изучается следующая задача синтеза сети минимального диаметра с учетом живучести: какое минимальное число ребер должно иметь n -вершинный граф диаметра L , чтобы удаление любых K ребер приводило бы к графу с диаметром, не превышающим заданной величины L_0 ? В работе [151] исследуется задача построения K -связного графа с минимальным числом ребер и диаметром L ; отметим, что точное решение указанной задачи может быть получено лишь при малых K и L .

Для анализа живучести транспортных сетевых систем авторами [90] введено обобщенное понятие диаметра

$$L' \stackrel{\text{def}}{=} \max_{x,y} \rho(x, y),$$

где x, y — произвольные точки на ребрах сети, а $\rho(x, y)$ — длина пути в графе между этими точками.

Обратим внимание читателя на работу [84], где приводится обширная библиография по оценкам живучести сетевых систем на основе вычисления диаметра соответствующих графов. Не останавливаясь на подробностях, укажем еще ряд работ, в которых привлекается понятие диаметра графа: [87, 89, 141, 150].

3.3. Условная связность. Среди различных моделей предыдущего раздела были рассмотрены постановки, модифицирующие понятие связности: вершины считаются связными, если длина соединяющего их пути не превосходит заданной величины. Кроме того, имеется обширный класс постановок, в которых связность понимается в обычном смысле, но налагаются дополнительные условия на компоненты, образующиеся

в результате нарушения связности. Указанный класс в наиболее общей форме описан в работе [115], название которой использовано в качестве заголовка настоящего раздела.

Формулировка задачи: из графа G требуется удалить минимальное число ребер (или вершин), чтобы при этом каждая возникающая компонента связности обладала бы свойством π , как то: π — планарность, π — двудольность, π — заданная степень вершин и т.п.

В рамках данной формулировки можно поставить, например, такую задачу анализа уязвимости графа: как удалить минимальное число ребер, чтобы в каждой образовавшейся компоненте было не более n_0 вершин.

В работе [162] исследуется вопрос о достижимости заданного свойства π путем удаления ребер, в [163] — удаления вершин графа, а в статье [154] анализируются возможности стягивания ребер для достижения поставленной цели. В предположении, что исходный граф имеет структуру дерева, задача удаления вершин (или ребер) изучается в [116]. Задача разбиения графа на “одинаковые” компоненты рассматривается в [164].

Задача об удалении минимального числа ребер для достижения свойства π является NP-трудной для многих конкретных свойств (π — двудольность, π — планарность и др.) [153, 158]. В этих работах также изучаются вопросы NP-полноты задач об удалении вершин и стягивания ребер. Конечно, сложность решения задач общего вида не означает, что для специальных графов или для каких-нибудь интересных свойств π не существует эффективных алгоритмов, однако это указывает на трудности, которые могут возникнуть при подобном подходе к анализу уязвимости сетевых систем.

3.4. Стойкость (strength). Рассмотрим связный граф $G = (V, R)$, на ребрах которого заданы неотрицательные величины q_r , имеющие смысл затрат, необходимых для удаления ребер r ($r \in R$). Обозначим через $\varpi(A)$ число новых компонент связности, образовавшихся после удаления некоторого множества ребер $A \subseteq R$, общее число компонент будет равно $\varpi(A) + 1$. Пусть

$$Q(A) \stackrel{\text{def}}{=} \sum_{r \in A} q_r$$

— суммарные затраты на удаление ребер множества A . Тогда средняя стоимость создания одной новой компоненты составит $Q(A)/\varpi(A)$.

ОПРЕДЕЛЕНИЕ 3. Стойкостью (strength) графа G называется величина

$$\sigma(G) \stackrel{\text{def}}{=} \min_{A \subseteq R} Q(A)/\varpi(A)$$

(т.е. стойкость численно равна наименьшей средней стоимости создания одной новой компоненты связности).

Проблема вычисления стойкости изучалась различными исследователями. Одну из первых постановок можно найти в [93], где рассматривается стойкость сети по отношению к удалению вершин. Дальнейшие исследования показали, что задача анализа стойкости при удалении вершин существенно сложнее, чем при удалении ребер, однако не существует доказательства NP-полноты указанной задачи.

В статье [110] рассматривалась возможность удаления только ребер и затраты на удаление одного ребра полагались равными единице. При этом предположении была доказана следующая

ТЕОРЕМА 2. *Если стойкость графа $\sigma(G) \geq \sigma_0$, то граф G содержит не менее σ_0 реберно-непересекающихся остовных деревьев.*

Доказательство основано на результатах работ [136, 156].

Сформулированная теорема позволяет найти величину $[\sigma(G)]$ (целую часть значения стойкости), поскольку методы, описанные в [99], дают возможность эффективного определения числа реберно-непересекающихся остовных деревьев. Отметим, что задача поиска максимального числа реберно-непересекающихся остовных деревьев возникает и в теории надежности — см. [37].

В работе [94] стойкость рассматривалась при произвольных стоимостях на ребрах графа. Задача вычисления стойкости была сведена к поиску

$$\min_{A \subseteq R} \{Q(A) - \beta \varpi(A)\} \text{ при } \beta = \text{const.} \quad (8)$$

При этом значение $\sigma(G)$ равно максимальному β , при котором $A = \emptyset$ все еще является решением задачи (8). В [94] предлагаются эффективные полиматроидные и потоковые алгоритмы решения задачи (8). Эффективные методы предложены в [94] и для решения такой задачи: в ориентированном графе G выделена некоторая вершина v и заданы веса всех вершин, нападающей стремится максимизировать отношение суммы весов вершин, отделенных от вершины v , к суммарным затратам, необходимым для такого отделения. Кроме того, в [94] сформулирована и решена следующая задача “защитника” сети. Пусть s_v — затраты,

необходимые защитнику для увеличения значения q_r (затрат нападающего на удаление ребра r) на единицу. Пусть σ_0 — требуемая стойкость сети. Какие минимальные затраты на укрепление потребуются защитнику, чтобы обеспечить заданный уровень стойкости?

Для вычисления стойкости сети в работе [111] применяется специально разработанный алгоритм вычисления максимального потока на двудольном графе. Кроме того, авторы нашли еще одно интересное приложение своего алгоритма: вычисление так называемой плотности графа.

ОПРЕДЕЛЕНИЕ 4. Пусть $G' = (V', R')$ — подграф графа G . Плотностью $\rho(G')$ подграфа G' называется отношение мощности множества его ребер к мощности множества его вершин

$$\rho(G') \stackrel{\text{def}}{=} |R'| / |V'|.$$

Оказалось, что задача отыскания “наиболее плотного” подграфа в графе G эффективно решается методами потокового программирования.

3.4. Минимальный многопродуктовый разрез как характеристика уязвимости МП-сети. В работе [81] рассматривается игровая постановка комбинаторной задачи анализа уязвимости, когда имеется игрок-нападающий, который стремится разделить все тяготеющие пары (v_{s_i}, v_{t_i}) ($i = \overline{1, m}$). Вводится понятие многопродуктового разреза (МП-разреза): множество ребер таких, что их удаление из сети разрушает все пути соединения для всех тяготеющих пар. Пропускная способность МП-разреза — сумма пропускных способностей всех входящих в него ребер. Минимальный МП-разрез — разрез с минимальной пропускной способностью. Предполагается, что затраты, необходимые для удаления ребра из МП-сети, равны его пропускной способности, поэтому нападающий игрок стремится найти минимальный МП-разрез.

Следует обратить внимание, что поставленная задача является более комбинаторно-графовой, чем сетевой. В самом деле, хотя формально речь идет об МП-сети, величины потоков не рассматриваются. Также не принимаются во внимание величины требований на передачу потоков. С другой стороны, в данной задаче (в отличие от задач, рассмотренных в предыдущих разделах) учитывается информация о множестве тяготеющих пар, и этим она близка к постановкам предыдущих параграфов. Кроме этого, известно, что пропускная способность минимального МП-разреза является оценкой сверху для максимального значения

суммы потоков (компонент мультипотока) в сети, тем самым возникает возможность получения оценок зависимости величины максимального суммарного МП-потока от мощности воздействия. Заметим, однако, что вычислительные трудности, связанные с последней задачей, похожи на обсуждавшиеся в разд. 6.2.2 и что искать минимальный МП-разрез не проще, чем искать минимальные максиминные рассечения, дающие оценку сверху для максимального значения уровня о.п.т., который рассматривается в данной монографии вместо традиционной суммы потоков. Подробнее о максиминных рассечениях (под разными наименованиями) и о задаче их поиска см. в [120, 138, 85, 45, 19, 43, 127].

В статье [81] предлагаются два метода решения задачи поиска минимального МП-разреза. Первый метод представляет собой вариант метода ветвей и границ. Схему второго метода мы опишем здесь несколько более подробно. Сначала формируется J_0 — набор реберно-непересекающихся путей между всеми (v_{s_i}, v_{t_i}) . Набор должен быть как можно более полным. Далее решается задача о покрытии: строится множество ребер с минимальной суммарной пропускной способностью такое, чтобы его удаление разрывало все пути, входящие в набор J_0 . Если полученное подмножество ребер образует МП-разрез, то исходная задача решена. Если же нет, то ищутся другие пути, соединяющие источники с соответствующими стоками: найденные пути вместе с путями из множества J_0 включаются в новый (расширенный) набор J_1 . На наборе J_1 вновь решается задача о покрытии. Процесс продолжается до получения МП-разреза.

Предложенные алгоритмы не являются эффективными. Например, во втором из них приходится многократно решать НР-полную задачу о покрытии, причем размерность этой задачи на каждом шаге увеличивается.

В работе [80] для решения задачи о поиске минимального МП-разреза предлагается использовать целочисленное программирование и метод декомпозиции, а в статье [123] — модифицированный метод Гомори. Близкие по смыслу постановки задачи анализа уязвимости рассматриваются в [83, 106].

Теперь рассмотрим подход к отысканию минимального МП-разреза, отличающийся от изложенных выше. В общем случае и этот метод не будет эффективным, однако высказанные далее соображения могут оказаться полезными при анализе МП-сетей специального вида. Следуя [31], введем

ОПРЕДЕЛЕНИЕ 5. Антикликой МП-сети $\langle \mathcal{G}, P \rangle$, где $\mathcal{G} = (V, R)$, назо-

вем произвольную связную подсеть, состоящую из попарно нетяготеющих узлов.

Справедливо утверждение: если множество дуг $J \subset R$ является МП-разрезом, то граф $G = (V, R \setminus J)$ представляет собой объединение некоторого набора антиклик. Действительно, если бы это было не так, то некоторая компонента связности в графе G содержала бы пару тяготеющих узлов и, следовательно, J не являлось бы МП-разрезом.

Теорема 3. *Пусть J^* — минимальный МП-разрез на сети с графом $\mathcal{G} = (V, R)$. Тогда $G^* \stackrel{\text{def}}{=} (V, R \setminus J^*)$ представляет собой максимальное объединение антиклик.*

Предложенная конструкция в некоторых специальных случаях позволяет свести проблему поиска минимального разреза к сравнительно простым комбинаторным задачам. Проиллюстрируем указанные возможности на примерах.

Пример 1. Пусть в МП-сети $\langle \mathcal{G}, P \rangle$ все пары узлов, кроме смежных, являются тяготеющими. В этом случае антикликами будут обычные клики в теоретико-графовом смысле, т.е. полные подграфы графа \mathcal{G} . Проблема отыскания минимального МП-разреза в данном случае будет равносильна отысканию максимального “по весу” семейства непересекающихся клик в графе \mathcal{G} , т.е. является обобщенной задачей о паросочетаниях.

Пример 2. В условиях примера 1 предположим, что в графе \mathcal{G} отсутствуют треугольные подграфы. Тогда всякая антиклика состоит из одного ребра. Следовательно, поиск минимального МП-разреза сводится к отысканию максимального паросочетания и эффективно решается, например, методом увеличивающихся цепей. Таким образом, хотя общая задача о МП-разрезах NP-полна уже для трех тяготеющих пар, данный пример дает подкласс МП-сетей, для которых задача полиномиально разрешима.

Предложенные методы без труда обобщаются на МП-сети, в которых тяготеющими являются такие и только такие пары узлов, что расстояние между ними больше некоторой заданной величины.

Рассмотренные примеры не претендуют на общность, а демонстрируют лишь тот факт, что задача о минимальном МП-разрезе и некоторые варианты задачи об оптимальном удалении ребер для ряда МП-сетей могут решаться эффективно.

Приведем еще одну постановку. Пусть “нападающий игрок” может удалить только T ребер из МП-сети $\langle \mathcal{G}, P \rangle$ (T задано). Цель нападающего

го — так разрушить сеть, чтобы суммарная пропускная способность дуг минимального МП-разреза приняла бы наименьшее из возможных значений. Содержательный смысл задачи состоит в следующем: минимальный МП-разрез является оценкой сверху для максимального значения суммарного МП-потока в сети $\langle \mathcal{G}, P \rangle$, поэтому нападающий стремится минимизировать гарантированную оценку сверху на суммарный поток в разрушенной сети. Если в данной задаче перейти от МП-разреза к его дополнению, то проблема сводится к поиску такого объединения непересекающихся антиклик, что его “собственный вес” плюс вес T максимальных ребер, не вошедших ни в одну из антиклик, принимает максимально возможное значение. Для МП-сети из примера 2 указанная задача об оптимальном удалении T ребер сводится к поиску паросочетания, вес которого в сумме с весом T максимальных ребер, не вошедших в это паросочетание, принимает максимальное значение.

Отметим еще работу [114], в которой изучается проблема отыскания на сети минимального (по пропускной способности) разреза из минимального числа ребер. Представляет интерес используемая автором конструкция: пропускные способности и потоки являются не числами, а векторами из \mathbf{R}^n , вводится понятие лексикографического потока и устанавливается аналог теоремы о максимальном потоке и минимальном разрезе. В [139] предлагается рассматривать связные разрезы, т.е. разрезы, которые представляют из себя связные подграфы. Приводится содержательная интерпретация такой постановки. Задача отыскания первых t минимальных разрезов решалась в [113].

Дальнейшее развитие описанной в начале раздела игровой постановки проведено в статье [82], где исследуются проблемы “наилучшей защиты” сети (синтеза сети с учетом живучести). Содержательный смысл задачи состоит в следующем: защитник считает, что нападающая сторона выберет самый слабый МП-разрез. По условию защитник делает свой ход первым и укрепляет сеть. Защитник ограничен в средствах и по мере своих возможностей пытается сделать все МП-разрезы равнопрочными. Другими словами, задача наилучшей защиты сводится к отысканию такого допустимого укрепления, для которого величина минимального МП-разреза в укрепленной сети была бы максимальна. Для поиска наилучшей защиты в [82] предлагается метод, основанный на многократном решении задачи о покрытии со все возрастающим числом ограничений.

Некоторые вопросы, связанные с перетрасировка потоков на мно-

гопродуктовой сети после выхода из строя отдельных ребер, рассматриваются в [95, 121]. Вариант задачи синтеза многопродуктовой сети с учетом живучести рассмотрен в [134] (см. также в [51]) и [19].

В целом следует отметить, что задачи вычисления на графах показателей, так или иначе характеризующих живучесть, в большинстве своем являются NP-трудными. Поэтому нет оснований предпочесть графовые подходы потоковым с точки зрения возможностей практического счета. Что касается содергательной стороны предлагаемых в теории графов постановок, то их недостаточная адекватность проявляется уже на примере простейших сетей (см. § 2). В § 1 был предложен альтернативный подход к анализу уязвимости и живучести сетевых систем — подход, учитывающий возможности апостериорного перераспределения потоков в сети после уменьшения (и обнуления) пропускной способности каких-либо ее ребер. Авторы надеются привлечь к нему внимание исследователей сетевых систем, с тем чтобы инициировать разработку методов решения возникающих новых задач сетевой оптимизации.