

ЗАДАЧА ОПТИМАЛЬНОГО РАЗМЕЩЕНИЯ УСТРОЙСТВ АНАЛИЗА ИНФОРМАЦИОННЫХ ПОТОКОВ В СЕТЯХ

О. Д. Соколова, А. Н. Юргенсон

Институт вычислительной математики и математической геофизики СО РАН,
630090, Новосибирск, Россия

УДК 517.92

Предложен алгоритм размещения на каналах сети устройств мониторинга информационных потоков в сети, передача данных в которой осуществляется по виртуальным каналам. Получена нижняя оценка.

Ключевые слова: мониторинг сети, гиперсети, задача покрытия.

Modern wireless networks assume the inclusion of effective monitoring systems in its structure. These monitoring systems trace parameters of a network condition for maintenance of the control and safety. The problem of tracing data flows between clients that belong to some special set is examined. This can be realized by placement of special devices on the network channels. We propose model and method for the cost-consuming placement of such devices. The hypernets are used for a network representation. The low bound for the percentage of covered flows is obtained.

Key words: network monitoring, hypernets, covering problem.

Введение. Основная задача любого информационного контроля в сети – анализ поведения сети и моделирование вариантов его развития на основе реальной информации. Собирая данные о действиях в сети, можно, например, контролировать соответствие работы заданной политике безопасности [1]. Чем сложнее топология и конфигурация сети, тем больше информации требуется для проведения ее адекватного анализа. При этом мониторинг информационных потоков является одной из главных составляющих информационного контроля [2-7].

Решение различных задач информационного контроля осуществляется с помощью информационных систем мониторинга (information monitoring system (IMS)). Очевидно, что эффективность контроля потоков данных в определенной сети зависит от объема передаваемых данных, числа контролирующих устройств (IMS) и их размещения в сети. Например, известно, что надежность системы обнаружения атак зависит от правильного размещения датчиков [8].

В последние годы широкую известность получили системы, использующие так называемый контент-анализ [9-11]. Эти системы позволяют проводить анализ результатов контроля информационного пространства, представленных в виде текстовых файлов документов. Под контент-мониторингом, как правило, понимается содержательный анализ информационных потоков с целью получения необходимых качественных и количественных срезов [12].

В настоящей работе рассматривается задача размещения информационных контрольных устройств в сети с определенной топологией, передача данных в которой осуществляется по виртуальным каналам. Задано ограничение на общую стоимость всех устройств; требуется расставить устройства IMS на каналах информационной сети, так чтобы при выполнении ограничения на суммарную стоимость было покрыто наибольшее число соединений.

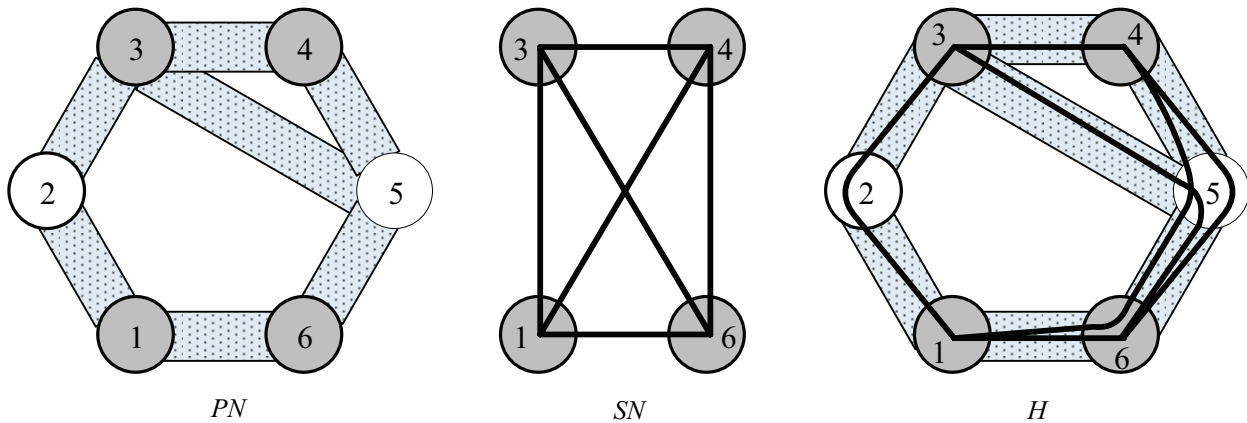


Рис. 1. Пример гиперсети

Подобные задачи исследовались в работах [13, 14]. В [13] предложен алгоритм для нахождения оптимального размещения устройств измерения в современных электрических распределительных сетях. Для решения используется метод динамического программирования. В [14] исследуется возможность размещения линейных датчиков для осуществления контроля за потоками.

1. Математическая постановка задачи оптимального расположения устройств в сети. Математическими моделями, наиболее часто используемыми при описании структур сетей, являются графы и гиперсети [15, 16]. Основными компонентами информационной сети являются первичная (физическая) и вторичная (логическая) сети. В качестве моделей первичной и вторичной сетей принято использовать графы, а для определения вложения вторичной сети в структуру первичной используется понятие гиперсети.

ОПРЕДЕЛЕНИЕ. Гиперсеть $H = (X, V, R; P, F, W)$ состоит из следующих объектов:

- 1) $X = (x_1, \dots, x_n)$ – множество вершин (ребра графа первичной сети);
- 2) $V = (v_1, \dots, v_m)$ – множество ветвей (ребра графа первичной сети);
- 3) $R = (r_1, \dots, r_g)$ – множество ребер (ребра графа вторичной сети);
- 4) $P : V \rightarrow X \times X$ – отображение, определяющее граф $PN = (X, V)$, называемый первичной сетью;
- 5) $W : R \rightarrow X \times X$ – отображение, определяющее граф $SN = (X, R)$, называемый вторичной сетью;
- 6) F – отображение, которое каждому элементу $r \in R$ ставит в соответствие множество $F(r) \subseteq V$ его ветвей (маршруты в графе $PN = (X, V)$).

Инцидентность и смежность в PN и SN определяются так же, как для графов. На рис. 1 приведен пример гиперсети.

Будем считать, что первичная сеть гиперсети H задана в виде графа $PN = (X, V)$, где X – множество вершин: $|X| = n$; V – множество каналов связи: $|V| = m$. Каждый канал имеет две характеристики: длину и пропускную способность.

Вторичная сеть задана множеством тяготеющих пар X' , на котором возможны различные соединения между вершинами. В рассматриваемой задаче неизвестно, между какими вершинами из множества X' будет осуществляться связь. Для удобства будем считать, что на множестве X' задан полный граф SN (т. е. количество соединений берется с избытком).

Первый этап решения задачи – осуществление синтеза гиперсети с учетом пропускных способностей каналов. При решении этой задачи для каждой пары вершин множества X'

ищется кратчайший маршрут для прохождения соединения по ветвям первичной сети с учетом ограничений на пропускные способности. Используется модификация алгоритма Флойда. В результате решения задачи получаем вложение вторичной сети в первичную, т. е. синтезируем гиперсеть.

Второй этап – поиск таких мест расположения устройств на каналах первичной сети, по которым проходит максимально возможное количество потоков. Введем следующие определения. Будем считать, что два элемента a и b гиперсети H покрывают друг друга, если они инцидентны или смежны. Задача покрытия в гиперсети H является задачей поиска минимального по числу элементов подмножества множества A ($A = X$, или $A = V$, или $A = R$), покрывающего все элементы множества B ($B = X$, или $B = V$, или $B = R$). При этом найденное подмножество элементов множества A будем называть покрывающим, а множество B – покрываемым.

В терминах теории гиперсетей задача поиска множества каналов, покрывающих все потоки, представляет собой задачу поиска элементов множества ветвей первичной сети V , покрывающих все ребра вторичной сети R . Так как задача покрытия является NP -полной, авторами был разработан приближенный эвристический алгоритм ALG [17, 18]. Для того чтобы найти минимальное покрытие, строится двудольный граф: вершины первой доли – ветви первичной сети, вершины второй доли – ребра вторичной сети. Если поток информации (вершина второй доли графа) проходит по некоторому каналу (вершина первой доли), то между этими вершинами в двудольном графе существует ребро. Находим минимальное покрытие вершинами первой доли всех вершин второй доли, на каждой итерации выбирая вершину с максимальной степенью. Так как задано ограничение по стоимости (при одинаковой стоимости всех устройств ограничение на стоимость можно считать ограничением на количество устройств K), то алгоритм работает до тех пор, пока общая стоимость размещенных устройств не достигнет порогового значения (количество устройств не более K). Следовательно, не всегда обеспечивается полное покрытие всех потоков, алгоритм позволяет найти V^* – покрытие множества $R_0 \subset R$ и число покрытых потоков $|R_0| = c$. С учетом того, что вторичная сеть была построена с избытком, а в реальной ситуации передача данных происходит не по всем ребрам, по окончании работы алгоритма необходимо провести тестирование и получить численную оценку приближенного решения задачи покрытия конкретной вторичной сети. Для этого из полного списка ребер вторичной сети случайным образом удаляем несколько ребер и среди оставшихся определяем долю ребер, оказавшихся под наблюдением размещенных устройств.

Можно также решать обратную задачу, выбирая в качестве входного параметра не суммарную стоимость устройств, а долю покрытия потоков. Тогда по результатам вычислений можно определять количество устройств, необходимых для обеспечения мониторинга заданной доли потоков в сети [19].

2. Оценка работы алгоритма в случае, когда оптимальное покрывающее множество V' состоит из двух ветвей. Разработанный алгоритм является приближенным. Пусть V' – оптимальное покрытие всех ребер гиперсети. Для того чтобы получить оценку работы алгоритма, необходимо сравнить количество ребер гиперсети, покрываемых множеством V^* , найденным с помощью ALG, с количеством ребер, покрываемых оптимальным покрытием V' , т. е. всех ребер гиперсети.

Рассмотрим случай, когда $|V'| = 2$ и $K = 2$.

Пусть $|R| = g$. Если $v \in V$ – ветвь первичной сети, то $F^{-1}(v) \in R$ – множество ребер, инцидентных v . Введем обозначение $\deg(v) = |F^{-1}(v)|$.

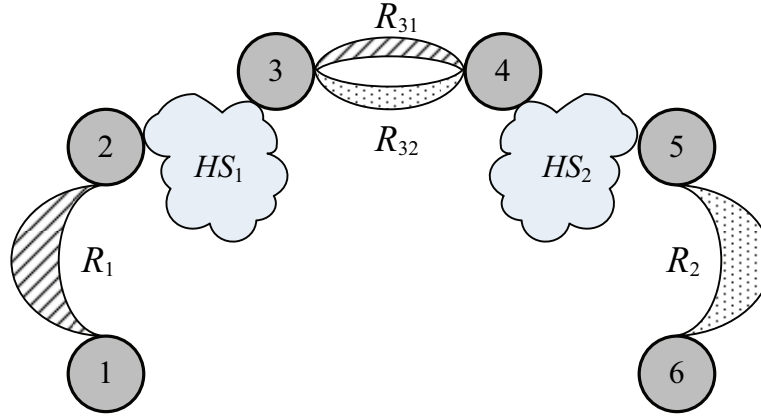


Рис. 2. Схематическое представление гиперсети для доказательства утверждения 1:
 пронумерованные круги – вершины гиперсети; области с точками – множества ребер,
 инцидентных ветви $v_1 = (1,2)$; заштрихованные области – ребра, инцидентные $v_2 = (5,6)$;
 HS_1, HS_2 – оставшиеся части гиперсети

Утверждение 1. Если в гиперсети с количеством ребер $|R|=g$ оптимальное покрытие всех ребер состоит из двух ветвей и ограничение на число устройств $K=2$, то покрывающее множество V^* , найденное с помощью алгоритма *ALG*, покрывает $s \geq (3/4)g$ ребер.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Пусть оптимальное решение состоит из ветвей $v_1 = (1,2)$, $v_2 = (5,6)$ (рис. 2), R_1 и R_2 – множества ребер, инцидентных v_1 и v_2 соответственно. Так как это решение является оптимальным, то $|R_1| + |R_2| = g$. (Без ограничения общности будем считать, что не существует ребер, инцидентных одновременно v_1 и v_2 .)

Предположим, алгоритм начинает работу с ветви $v_3 = (3,4)$ ($\deg(v_3) \geq |R_1|$ и $\deg(v_3) \geq |R_2|$). Каждое ребро, инцидентное v_3 , будет инцидентно либо v_1 (множество таких ребер обозначим R_{31}), либо v_2 (множество R_{32}). Очевидно, что $|R_{31}| + |R_{32}| \geq |R_1|$ и $|R_{31}| + |R_{32}| \geq |R_2|$. Далее рассмотрим оставшиеся непокрытыми ребра: ветви v_1 инцидентно $|R_1| - |R_{31}|$ непокрытых ребер, ветви v_2 инцидентно $|R_2| - |R_{32}|$ непокрытых ребер. Алгоритм выберет ветвь с максимальным числом инцидентных ребер. Если рассматривать наихудший случай для алгоритма, то после выбора ветви должно остаться максимальное число непокрытых ребер. Соответственно число покрытых ребер должно быть минимальным ($|R_1| + |R_{32}| \rightarrow \min$ или $|R_2| + |R_{31}| \rightarrow \min$). Это возможно, если $|R_1| - |R_{31}| = |R_2| - |R_{32}|$. Таким образом, получаем следующую систему:

$$\begin{aligned} |R_1| - |R_{31}| &= |R_2| - |R_{32}|, \\ |R_{31}| + |R_{32}| &\geq |R_1|, \\ |R_{31}| + |R_{32}| &\geq |R_2|. \end{aligned} \tag{1}$$

Подставив $|R_1|$ из равенства в первое неравенство, получим $|R_{32}| \geq |R_2|/2$. Подставив $|R_2|$ из равенства во второе неравенство, получим $|R_{31}| \geq |R_1|/2$. Следовательно, если искать $|R_1| + |R_{32}| \rightarrow \min$ или $|R_2| + |R_{31}| \rightarrow \min$, то наименьшее значение будет достигаться либо при $|R_{32}| = |R_2|/2$, либо при $|R_{31}| = |R_1|/2$. Рассмотрим первый случай, когда наименьшее значение достигается при $|R_1| + |R_2|/2$ (второй случай симметричен первому). Тогда из системы (1) следует, что $|R_{31}| = |R_1| - |R_2|/2$ и $|R_1| \geq |R_2|$. Учитывая, что наименьшее значение $|R_1| + |R_2|/2$ достигается при наименьшем R_1 , получаем $|R_1| = |R_2|$, и, следовательно, наименьшее значение есть $(3/2)|R_1|$. Итак, если оптимальное решение есть

$g = |R_1| + |R_2| = 2|R_1|$, то в худшем случае решение, найденное с помощью алгоритма, будет равно $(3/2)|R_1| = (3/4)g$, т. е. составит 75 % оптимального решения.

Пример гиперсети для такого худшего случая приведен на рис. 3. Гиперсеть состоит из трех ветвей $\{(1,2), (2,3), (3,4)\}$ и четырех ребер $\{(1,2), (3,4), (1,2,3), (2,3,4)\}$. Оптимальное решение состоит из двух ветвей $(1,2), (3,4)$, которые покрывают все четыре ребра. Однако если алгоритм начинает работу с ветви $(2,3)$, то найденным с его помощью решением с ограничением на число ветвей $K = 2$ будет либо $\{(1,2), (2,3)\}$, либо $\{(2,3), (3,4)\}$, и в любом случае останется непокрытым одно ребро, т. е. результат покрытия – 75 %.

3. Оценка работы алгоритма в общем случае. Справедливо следующее утверждение.

Утверждение 2. Если в гиперсети с числом ребер $|R| = g$ оптимальное покрытие V' всех ребер состоит из k ветвей и ограничение на число устройств мониторинга $K = k$, то покрытие V^* , найденное с помощью алгоритма, покрывает не менее чем $g\{1 - [(k-1)/k]^k\}$ ребер.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Пусть оптимальное решение состоит из множества ветвей $V' = \{v_1, v_2, \dots, v_k\}$ и $R_1, R_2, \dots, R_k$ – множества ребер, инцидентных ветвям $v_1, v_2, \dots, v_k$ соответственно. Так как V' – оптимальное решение, то $|R_1 \cup R_2 \cup \dots \cup R_k| = |R| = g$. Предположим, что с помощью алгоритма ALG найдено множество ветвей $V^* = \{z_1, z_2, \dots, z_k\}$ за k итераций. Пусть $Z_1, Z_2, \dots, Z_k$ – множества ребер, инцидентных $z_1, z_2, \dots, z_k$ соответственно.

Очевидно,

$$|Z_1| \geq |Z_2| \geq \dots \geq |Z_k|. \quad (2)$$

Так как необходимо найти нижнюю оценку алгоритма, т. е. решение алгоритма в худшем случае, то считаем, что ветви $z_1, z_2, \dots, z_k$ покрывают наименьшее число ребер:

$$|Z_1| + |Z_2| + \dots + |Z_k| \rightarrow \min. \quad (3)$$

Если ветвь z_1 была выбрана на первой итерации, то

$$\begin{aligned} |Z_1| &\geq |R_1|, \\ |Z_2| &\geq |R_2|, \\ &\dots\dots\dots \\ |Z_k| &\geq |R_k|. \end{aligned} \quad (4)$$

Из систем (2), (4) следует

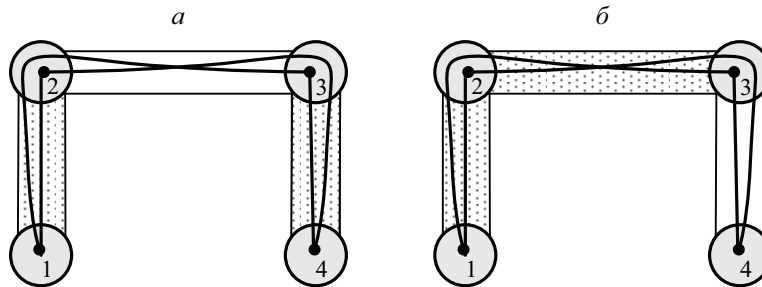


Рис. 3. Пример гиперсети, когда оптимальное покрытие $\{(1,2), (3,4)\}$ (а) отличается от покрытия, полученного с помощью алгоритма ALG $\{(1,2), (2,3)\}$ (б)

$$|Z_1| \geq \frac{|R_1| + |R_2| + \dots + |R_k|}{k}.$$

Заметим, что $|R_1 \cup R_2 \cup \dots \cup R_k| = |R| = g$, так как $|R_1| + |R_2| + \dots + |R_k| \geq g$. Следовательно,

$$|Z_1| \geq \frac{|R_1| + |R_2| + \dots + |R_k|}{k} \geq \frac{g}{k}.$$

Решая задачу минимизации (3), рассмотрим наименьшее значение

$$|Z_1| = \frac{|R_1| + |R_2| + \dots + |R_k|}{k} = \frac{g}{k}, \quad (5)$$

т. е. случай, когда не существует ребер, инцидентных одновременно двум или трем ветвям из множества V' .

Обозначим через $R_{11}, R_{12}, \dots, R_{1k}$ множества ребер, таких что R_{1i} инцидентно одновременно Z_1 и R_i ($i = 1, \dots, k$). Тогда $|Z_1| = R_{11} + R_{12} + \dots + R_{1k}$.

Далее рассмотрим оставшиеся непокрытые ребра: для ветви v_i остались непокрытыми $|R_i| - |R_{1i}|$ ребер ($i = 1, \dots, k$).

Пусть ветвь z_2 выбрана на второй итерации работы алгоритма. Обозначим через $R_{21}, R_{22}, \dots, R_{2k}$ множества ребер, такие что ребра из R_{2i} одновременно инцидентны Z_2 и R_i ($i = 1, \dots, k$). Тогда $|Z_2| = R_{21} + R_{22} + \dots + R_{2k}$. В то же время справедлива следующая система неравенств:

$$\begin{aligned} |R_{21}| + |R_{22}| + \dots + |R_{2k}| &\geq |R_1| - |R_{11}|, \\ |R_{21}| + |R_{22}| + \dots + |R_{2k}| &\geq |R_2| - |R_{12}|, \\ &\dots \dots \dots \\ |R_{21}| + |R_{22}| + \dots + |R_{2k}| &\geq |R_k| - |R_{1k}|. \end{aligned}$$

Сложив все неравенства, получим

$$|Z_2| \geq \frac{g - |R_{11}| - |R_{12}| - \dots - |R_{1k}|}{k} = \frac{g - |Z_1|}{k}. \quad (6)$$

Рассмотрим оставшиеся непокрытые ребра: для ветви v_i остались непокрытыми $|R_i| - |R_{1i}| - |R_{2i}|$ ребер ($i = 1, \dots, k$).

Пусть ветвь z_3 выбрана на третьей итерации работы алгоритма ALG. Обозначим через $R_{31}, R_{32}, \dots, R_{3k}$ множества ребер, такие что ребра из R_{3i} инцидентны одновременно Z_3 и R_i ($i = 1, \dots, k$). Тогда $|Z_3| = R_{31} + R_{32} + \dots + R_{3k}$. В то же время верна следующая система неравенств:

$$\begin{aligned} |R_{31}| + |R_{32}| + \dots + |R_{3k}| &\geq |R_1| - |R_{11}| - |R_{21}|, \\ |R_{31}| + |R_{32}| + \dots + |R_{3k}| &\geq |R_2| - |R_{12}| - |R_{22}|, \\ &\dots \dots \dots \\ |R_{31}| + |R_{32}| + \dots + |R_{3k}| &\geq |R_k| - |R_{1k}| - |R_{2k}|. \end{aligned}$$

Сложив все неравенства, получим

$$|Z_3| \geq \frac{g - |Z_1| - |Z_2|}{k}. \quad (7)$$

На k -й итерации для ветви v_i ($i = 1, \dots, k$) останутся непокрытыми $|R_i| - |R_{1i}| - |R_{2i}| - \dots - |R_{(k-1)i}|$ ребер.

Пусть алгоритм выбрал ветвь z_k на k -й итерации. Обозначим через $R_{k1}, R_{k2}, \dots, R_{kk}$ множества ребер, таких что ребра из R_{ki} инцидентны одновременно Z_k и R_i ($i = 1, \dots, k$). Тогда $|Z_k| = R_{k1} + R_{k2} + \dots + R_{kk}$. В то же время верна следующая система неравенств:

$$\begin{aligned} |R_{k1}| + |R_{k2}| + \dots + |R_{kk}| &\geq |R_1| - |R_{11}| - |R_{21}|, \\ |R_{k1}| + |R_{k2}| + \dots + |R_{kk}| &\geq |R_2| - |R_{12}| - |R_{22}|, \\ &\dots \\ |R_{k1}| + |R_{k2}| + \dots + |R_{kk}| &\geq |R_k| - |R_{1k}| - |R_{2k}|. \end{aligned} \quad (8)$$

Так как рассматривается наихудший для алгоритма случай, то после выбора ветви должно остаться наибольшее число непокрытых ребер, т. е. в системе (8) необходимо рассмотреть случай равенства. В результате получаем систему

$$\begin{aligned} |R_{k1}| + |R_{k2}| + \dots + |R_{kk}| &= |R_1| - |R_{11}| - |R_{21}|, \\ |R_{k1}| + |R_{k2}| + \dots + |R_{kk}| &= |R_2| - |R_{12}| - |R_{22}|, \\ &\dots \\ |R_{k1}| + |R_{k2}| + \dots + |R_{kk}| &= |R_k| - |R_{1k}| - |R_{2k}|. \end{aligned}$$

Если в последней системе сложить последовательно все уравнения, то получим

$$|Z_k| = \frac{g - |Z_1| - |Z_2| - \dots - |Z_{k-1}|}{k}. \quad (9)$$

Из соотношений (5)-(7), (9) следует система

$$\begin{aligned} |Z_1| &= \frac{g}{k}, \\ |Z_2| &\geq \frac{g - |Z_1|}{k}, \\ |Z_3| &\geq \frac{g - |Z_1| - |Z_2|}{k}, \\ &\dots \\ |Z_k| &= \frac{g - |Z_1| - |Z_2| - \dots - |Z_{k-1}|}{k}. \end{aligned} \quad (10)$$

Так как решается задача минимизации (3), то, выбирая наименьшие значения в системе (10), получаем

$$\begin{aligned} |Z_1| &= \frac{g}{k}, \\ |Z_2| &= \frac{g - |Z_1|}{k}, \\ |Z_3| &= \frac{g - |Z_1| - |Z_2|}{k}, \\ &\dots \\ |Z_k| &= \frac{g - |Z_1| - |Z_2| - \dots - |Z_{k-1}|}{k}. \end{aligned}$$

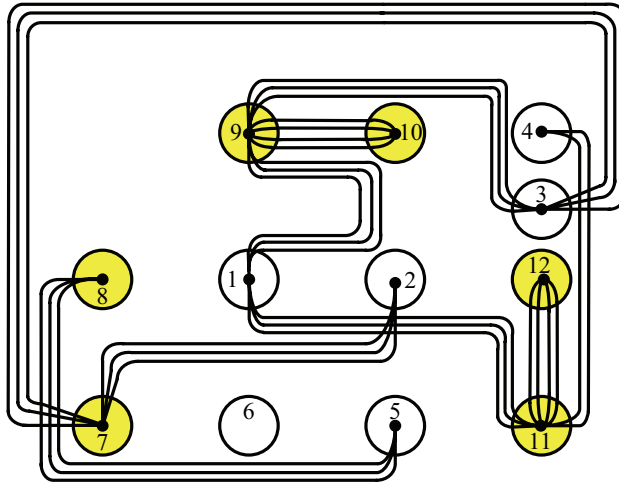


Рис. 4. Пример гиперсети с оптимальным покрытием $V' = \{(7, 8), (9, 10), (11, 12)\}$

Ребро	Количество ребер
$\{2, 1, 8, 7\}$	3
$\{1, 2, 10, 9\}$	3
$\{1, 2, 12, 11\}$	3
$\{3, 4, 10, 9\}$	2
$\{4, 3, 12, 11\}$	2
$\{3, 4, 8, 7\}$	2
$\{5, 6, 7, 8\}$	4
$\{9, 10\}$	4
$\{11, 12\}$	4

Последовательно выражая переменные Z_i , находим

$$\begin{aligned}
 |Z_1| &= \frac{g}{k}, \\
 |Z_2| &= \frac{g(1-k)}{k^2}, \\
 |Z_3| &= \frac{g(k-1)^2}{k^3}, \\
 &\dots\dots\dots \\
 |Z_k| &= \frac{g(k-1)^{k-1}}{k^k}.
 \end{aligned}$$

Тогда решение задачи минимизации (3) имеет вид

$$|Z_1| + |Z_2| + \dots + |Z_k| = \frac{g}{k} + \frac{g(1-k)}{k^2} + \dots + \frac{g(k-1)^{k-1}}{k^k} = g \left(1 - \left(\frac{k-1}{k} \right)^k \right),$$

что и требовалось доказать.

Из утверждения 2 следует, что при $n \rightarrow \infty$ справедливо выражение

$$\lim_{k \rightarrow \infty} g \left(1 - \left(\frac{k-1}{k} \right)^k \right) = g \left(1 - \frac{1}{e} \right) \approx g \cdot 63,2 \, \%.$$

Пример гиперсети, на которой достигается минимальная оценка для $k = 3$, приведен на рис. 4 (для простоты показаны только вершины и ребра). В таблице записаны кратные ребра и указано их количество.

Оптимальное решение V' – три ветви $\{(7, 8), (9, 10), (11, 12)\}$, при этом покрываются все 27 ребер. Однако если алгоритм начинает работу с ветви $(1, 2)$ и найденным с его помощью решением с ограничением $k = 3$ является решение $\{(1, 2), (3, 4), (5, 6)\}$, то будет покрыто только 19 ребер, т. е. результат покрытия – $\approx 70 \frac{10}{27} \, \%$.

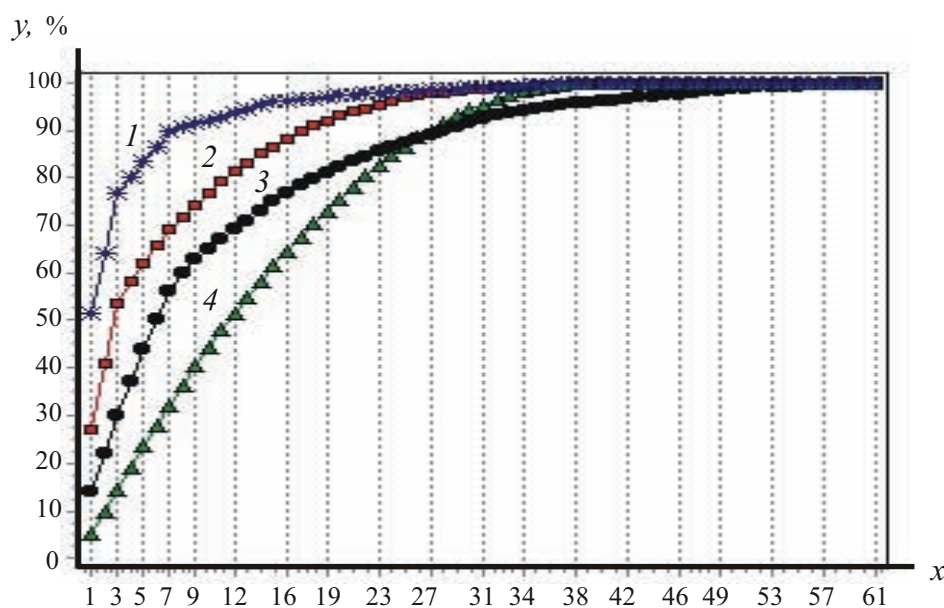


Рис. 5. Зависимость доли покрытых ребер вторичной сети (ось y) от количества устройств (ось x). Структуры первичной сети: 1 – цикл, 2 – звезда, 3 – цепь, 4 – решетка

4. Результаты численных расчетов. На рис. 5 показана зависимость доли покрытых ребер во вторичной сети от ограничения на число устройств мониторинга. Рассматривались различные структуры первичной сети PN ($|X| = 200$, $|X'| = 40$): звезда, цепь, цикл и решетка 8×25 .

Заключение. В данной работе предложен алгоритм размещения на каналах сети устройств мониторинга информационных потоков и получена нижняя оценка работы алгоритма. Подобные методы могут быть использованы для решения других задач анализа сетей – построения сети ретрансляторов, размещения оконечных пунктов циркулярной связи и др.

Список литературы

1. ВАСЕНИН В. А., ГАЛАТЕНКО А. В., КОРНЕЕВ В. В., МАКАРОВ А. А. Математическое и программное обеспечение активного аудита больших распределенных систем // Материалы конф. "Математика и безопасность информационных технологий". М.: МЦ НМО, 2004. С. 99–117.
2. БРЕДИХИН С. В., ЛЯПУНОВ В. М., ЩЕРБАКОВА Н. Г. Сетевой мониторинг: Обзор и опыт применения // Тр. ИВМиМГ. Сер. Информатика. 2002. Вып. 4. С. 25–35.
3. RICCIATO F. Traffic monitoring and analysis for the optimization of a 3G network // IEEE Wireless Commun. 2006. V. 13, iss. 6. P. 42–49.
4. FRALEIGH C., MOON S., LYLES B., ET AL. Packet-level traffic measurements from the Sprint IP backbone // IEEE Network. 2003. V. 17, iss. 6. P. 6–16.
5. RAJASEGARAR S., LECKIE C., PALANISWAMI M. Anomaly detection in wireless sensor networks // IEEE Wireless Commun. 2008. V. 15, iss. 4. P. 34–40.
6. SARAC K., ALMEROTH K. C. Monitoring IP multicast in the internet: recent advances and ongoing challenges // IEEE Commun. Mag. 2005. V. 43, iss. 10. P. 85–91.
7. YAN CHEN, BINDEL D., HAN HEE SONG, KATZ R. H. Algebra-based scalable overlay network monitoring: algorithms, evaluation, and applications // IEEE/ACM Trans. Networking. 2007. V. 15, iss. 5. P. 1084–1097.
8. NOEL S., JAJODIA S. Optimal IDS sensor placement and alert prioritization using attack graphs // Network Syst. Manage. 2008. N 16. P. 259–275.
9. BALDAUF M. A survey on context-aware systems // Inten. J. Ad Hoc Ubiquitous Comput. 2007. V. 2, N 4. P. 263–277.

10. SUBRAMANIAN S., WANG P., DURAIRAJ R., ET AL. Practical active network services within content-aware gateways // Proc. of the DARPA Active networks conf. and exposition. San Francisco (USA), 2002. P. 344–354.
11. PATHAN A.-M. K., BUYYA R. A taxonomy and survey of content delivery networks. [Electron. resource]. <http://www.gridbus.org/reports/CDN-Taxonomy.pdf>.
12. ФЕДОРЧУК А. Г. Контент-мониторинг информационных потоков // Библиотека нац. акад. наук: Пробл. функционирования, тенденции развития. Киев, 2005. Вып. 3. [Электрон. ресурс]. <http://www.nbuv.gov.ua/articles/2005/05fagmip.html>.
13. MUSCAS C., PILO F., PISANO G., SULIS S. Optimal placement of measurement devices in electric distribution systems // Proc. of the Instrumentation and measurement technology conf. N. Y.: IEEE Press, 2006. P. 1873–1878.
14. KUEN S. R. M., ADVANI S. G., PARNAS R. S. Sensor placement study for online flow monitoring in liquid composite molding // Polymer composit. 2000. V. 27, N 3. P. 436–449.
15. ПОРКОВ В. К., СОКОЛОВА О. Д. Application of hyperneet theory for the networks optimazation problems // 17th Intern. assoc. for math. and comp. in simulation (IMACS) world congress, Scientific Comput., Applied Mathematics and Simulation, Paris (France), July 2005. [Electron. resource]. Paper T4-I-42-0112.
16. ПОПКОВ В. К. Математические модели связности. Новосибирск: ИВМиМГ, 2006.
17. ПОРКОВ В. К., СОКОЛОВА О. Д. Covering in hypernets // Proc. of the 2nd Intern. workshop on computer science and information technologies. Ufa: USATU Publ., 2000. V. 2. P. 12–14.
18. СОКОЛОВА О. Д., ЮРГЕНСОН А. Н. Об одной задаче мониторинга информационных потоков // Тр. ИВМиМГ СО РАН. Сер. Информатика. 2008. Вып. 8. С. 132–137. (Материалы 4-й Азиат. междунар. школы-семинара).
19. RODIONOV A. S., SOKOLOVA O., YURGENSON A., HYUNSEUNG CHOO. On optimal placement of the monitoring devices on channels of communication network // Lecture Notes Comput. Sci. Berlin; Heidelberg: Springer-Verlag, 2009. V. 5593. P. 465–478.

*Соколова Ольга Дмитриевна – канд. физ.-мат. наук, науч. сотр. Института
вычислительной математики и математической геофизики СО РАН;
e-mail: olga@rav.sccc.ru*

*Юргенсон Анастасия Николаевна – канд. физ.-мат. наук, науч. сотр. Института
вычислительной математики и математической геофизики СО РАН;
e-mail: nastya@rav.sccc.ru*

Дата поступления – 17.03.10