УДК 004.6:681.3

И.С. Иванченко[1], В.А. Хорошко[2]

[1] *асистент каф. Безпеки інформаційних технологій Національного авіаційного університету*
[2] *д.т.н., проф., профессор кафедри Безпеки інформаційних технологій Національного авіаційного університету*

АНАЛИЗ ТРАФИКОВ ИНФОРМАЦИОННЫХ РЕСУРСОВ

В работе рассмотрены вопросы связанные с обменом информацией между их элементами информационных ресурсов и элементами вычислительных сетей и предложено решение для контроля и анализа трафиков передачи данных с использованием теории графов. Был проведен анализ структуры деревьев, так как организация трафика передачи информации в ресурсах – это структура деревьев, и оценен ранг трафиков. Таким образом, рангу трафика соответствует множество эквивалентных деревьев по степени, которые позволяют проводить анализ трафиков в информационных ресурсах, устранять тупиковые ситуации и создавать оптимальные пути передачи информации.

Ключевые слова: ранг трафик передачи информации, класс трафика, информационные ресурсы, теория графов, полиматроидная структура.

Введение

При разработке информационных ресурсов и информационно–вычислительных сетей большое влияние на их функционирование оказывает обмен информацией между их элементами, а также трафики передачи информации. При этом возможность контролировать и анализировать эти трафики возможно только с использованием теории графов.

Следует отметить, что совокупность дуг называется деревом, если она удовлетворяет следующим условиям [1]:

1) порождает связный подграф;
2) не содержит циклов.

В графе, который изображен на рис.1, следующие совокупности дуг образуют дерево [2]:

$$\{\alpha,\gamma,\varepsilon\},\{\alpha,\gamma,\varphi\},\{\varphi,\gamma\},\{\alpha,\gamma\},\{\varepsilon\},\{\gamma\}.$$

Совокупность дуг того же графа $\{\varphi,\gamma,\varepsilon\}$ не образует дерева, поскольку она содержит цикл.

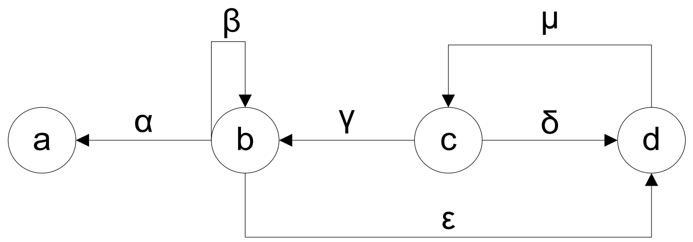

Рис.1

Это очень важно при определении в сети оптимальных конфигураций, имеющих структуру выходящих (растущих) лесов. Так как задача построения во взвешенном ориентированном графе минимального или максимального выходящего леса, когда задано множество базовых вершин, является задачей о полиматроидной структуре. По существу – это задача об оптимальном разбиении взвешенного ориентированного графа на определенное количество подграфов и о построении в каждом из них оптимального выходящего дерева.

Так как организация трафика передачи информации в ресурсах – это структура деревьев (источник информации – ее получатель, а получателей может быть множество), то необходимо провести анализ этих деревьев и оценить ранги трафиков.

Основная часть

Степенью k дерева d назовем пользователь комплексной пропускной способности информационного трафика V в произведении ветвей дерева, считая ветвью $HP\theta$ элементы. Если дерево d содержит h коэффициент определяющий частотный диапазон канала передачи информации (ветви) и p – коэффициент объема информационного пакета, то его степень будет определена как

$$k = p_k - h_k. \quad (1)$$

Коэффициенты h и p - безразмерные величины.

Если определено (задано) дерево d, то однозначно определена и его степень

$$d \Rightarrow k = p_k - h_k. \quad (2)$$

Обратное утверждение не имеет места, так как одной и той же степени соответствует не одно дерево.

Дерево, взятое само по себе, является элементом основного множества трафиков A, т.е. множества, содержащего любой наперед заданный трафик. Степень дерева есть элемент множества всех целых положительных и отрицательных чисел $(-N, N) = \cdots, -2, -1, 0, 1, 2,$. От операции следования в (2) можно перейти к явному отображению Z, которое любому дереву d из A однозначно сопоставляет степень этого дерева k из $(-N, N)$:

$$Z(d) = k \quad (3)$$

Два дерева d_1 и d_2назовем эквивалентными по степени, если равны их степени:

$$Z(d_1) = Z(d_2) \Rightarrow k_1 = k_2.$$

Объединим все деревья d равной степени k. Получим множество деревьев, эквивалентных по степени. По отношению к определению (3) это множество является полным прообразом $Z^{-1}(k)$ степени k и называется классом эквивалентности дерева d по модулю k.

Пусть теперь D есть все множество деревьев некоторой конечной $HP\theta$трафика V. В общем случае в D содержится деревья всех типов: $H, P, \theta, H\theta, HP, P\theta, HP\theta$. Степени этих деревьев образуют ограниченную совокупность чисел

$$\{k\} = \{-\nu, \dots, -1, 0, 1, \dots, \mu\}.$$

Каждой степени k из $\{k\}$ множества деревьев D соответствует некоторое подмножество деревьев равной степени. Это подмножество является классом эквивалентности деревьев трафика V по степени k.

Обозначим этот класс через D_k. Объединение классов D_k, понимаемое как объединение деревьев этих классов по всем k из $\{k\}$, определяет множество всех деревьев трафика $V: D = \{D_{-\nu}, \dots, D_0, \dots, D_\mu\}$. Множество деревьев D трафика S оказывается разбитым на классы D_k. Класс D_k является только частью класса $Z^{-1}(k)$, который объединяет все деревья степени k на основном множестве трафиков A.

Определим ранг трафика и его класс. Рангом n трафика V назовем число ее конечных и нулевых собственных возможностей пропускной способности. Множество всех показателей степеней комплексной пропускной способности в характеристическом управлении, определяющим n собственной пропускной способностью, назовем множеством ранга n и обозначим:

для $HP\theta, P\theta, H\theta$ трафиков:

$$(n;0) = \{n, n-1, \dots, 1, 0\}$$

и для HP трафиков:

$$(n;0) = \{n, n-2, \dots, 2, 0\}.$$

Если определен (задан) трафик V, то однозначно определен ранг и его множество: $V \Longrightarrow n, (n;0)$. Обратное утверждение не имеет места. Известно что одним и тем же числом пропускной способности могут обладать разные трафики.

Ранг n и его множество представляет часть натурального ряда чисел N.

Трафик V является элементом основного множества трафиков A. Факт, что трафик V обладает рангом n и множеством $(n;0)$, в формальном отношении можно трактовать как обращение ŋ множества A на N и такое, что

$$\eta(V) = (n;0) \tag{4}$$

Для трафика V_1 и V_2 назовем эквивалентным для ранга n и его множеству, если их ранги равны, а множества рангов совпадают. Используя (4), условие эквивалентности записывается в виде $\eta(V1) = \eta(V2) \Rightarrow (n_1;0) = (n_2;0)$. Объединяя все трафиками V из A ранга n и его множества, получаем класс эквивалентности трафиков V по рангу множеству ранга $(n;0)$. По отношении и определению (4) этот класс формально можно интерпретировать как полный прообраз $\eta^{-1}[(n;0)]$ множества ранга (n;0). Класс $\eta^{-1}[(n;0)]$ для множества ранга $(n;0) = \{n, n-1, \dots\ 1{,}0\}$, естественно, делится на подклассы трафиков по типу, $H\theta, P\theta$.

На основании проведенных исследований рассмотрим и разработаем уравнение ранга. Для построенного трафика V возьмем два дерева: d_i из класса $D_{-\nu}$ и a_j из класса D_μ. На основании [3] пара деревьев (d_i, d_j) определяет слагаемое вида $a_{ij}V^{\nu+\mu}$ в характеристичном уравнении трафика V. Здесь a_{ij} – аддитивная составляющая коэффициентной функции, степени ν и μ в (3) являются максимальными по модулю. Поэтому степень характеристического управления равна степени слагаемого $a_{ij}V^{\nu+\mu}$. Следовательно, пара деревьев (d_i, d_j) однозначно определяет число собственных возможностей трафика V. Тогда ранг:

$$n = \nu + \mu \tag{5}$$

Степень – νявляется минимальной из всего множества (3), а μ – максимальной: $\nu = \min\{k\}, \mu = \max\{k\}$. Поэтому (5) можно представить в другом виде:

$$n = \max\{k\} - \min\{k\}.$$

Выражение (5) отражает структуру ранга через предельные степени деревьев – ν, трафике V. В дальнейшем это уравнение будет называться уравнением ранга, а пара деревьев (d_i, d_j) - сопряженной парой деревьев по рангу n трафика V и просто сопряженной парой.

Классы $D_{-\nu}, D_\mu$ могут содержать больше чем по одному дереву. Каждая пара деревьев (d_i, d_j) определяет слагаемое вида $a_{ij}V^{\nu+\mu}$ с неизменным показателем степени и своим коэффициентом a_{ij}. В теоретически – множественном отношении [4] пара деревьев (d_i, d_j) является элементом декартового произведения $D_{-\nu} \times D_\mu$. Поэтому можно сказать, что ранг n определяется каждым элементом этого множества или просто декартовым произведением. Отношения следования декартового произведения $D_{-\nu} \times D_\mu$ и ранга n существенно для логики синтеза.

Определение 1. Ранг трафика V типа РЗθ с множеством деревьев D и набором степеней деревьев $\{k\} = \{-\nu, \dots, -1, 0, 1, \dots, \mu\}$, которому соответствует множество классов эквивалентности деревьев по степени $\{D_k\} = \{D_{-\nu}, \dots, D_0, \dots, D_\mu\}$, однозначно определяется декартовым произведением $D_{-\nu} \times D_{\mu}$ или, что одно и то же, каждой сопряженной парой $(d_i, d_j), d_i \in D_{-\nu}, d_j \in D_{\mu}$:

$$[D_{-\nu} \times D_{\mu} \text{ или } (d_i, d_j)] => n = \nu + \mu \qquad (6)$$

Теперь рассмотрим обратную задачу об отношении ранга n как характеристики класса трафика, эквивалентных по рангу, и классов эквивалентности деревьев по степени.

От утверждения 1 перейдем к явному отображению f_1, сопоставляющему паре классов $(D_{-\nu}, D_{\mu})$ ранг n: $f(D_{-\nu} \times D_{\mu}) = n$. Полный прообраз $f^{-1}(n)$ на множестве всех пар классов эквивалентности деревьев по степени есть множество таких пар классов, каждая из которых определяет один и тот же ранг n.

Определение 2. Ранг n соответствует множество классов эквивалентности деревьев по степени и множество пар классов $(D_{-\nu}, D_{\mu})$, однозначно определяемое всеми решениями управления ранга относительно степеней $-\nu, \mu$.

Любое решение управления (5), которое можно переписать в виде $n = -(-\nu) + \mu$, есть пара степеней $-\nu, \mu$. Каждой степени $-\nu, \mu$ взаимно однозначно соответствует класс эквивалентности деревьев по степени $(-\nu, \mu) \Leftrightarrow (D_{-\nu}, D_{\mu})$ имеет мощность счетного множества.

В прикладном отношении наиболее интересным является случай, когда модули степеней $-\nu, \mu$ не превосходят ранга n.

Определение 3. Рангу n соответствует конечное множество классов эквивалентности деревьев по степени и множество пар $(D_{-\nu}, D_{\mu})$, определяемое всеми решениями уравнения ранга относительно $-\nu, \mu$ при условии $0 \leq \nu, \mu \leq n$.

Действительно, множество решений уравнений ранга в этом случае есть множество пар чисел $\nu = n - k, \mu = k, k = 0,1, 2, \dots, n$. таким образом, рангу n однозначно сопоставляется множество степеней

$$\{-n, \dots, -1, 0, 1, \dots, n\}, \qquad (7)$$

которое индуцирует множество классов эквивалентности деревьев по степени:

$$D_{-n}\ , \dots, D_{-1}, D_0\ , D_1, \dots\ , D_n. \qquad (8)$$

Число классов в (8) равно $2_n + 1$ по числу степеней в (7). Число пар классов $(D_{-\nu}, D_{\mu})$ равно числу решений уравнения ранга $n + 1$.

Теперь зафиксируем вместе с рангом n и его множество $(n; 0) = \{n, n - 1, \dots, 1, 0\}$ как характеристику класса всех $HP\theta$, $H\theta, P\theta$ трафиков. Необходимо выяснить, какое множество классов эквивалентности деревьев по степени соответствует множеству ранга. Будет ли оно отличатся или совпадать с множеством, определяемым собственно рангом n.

Проведенные исследования и теоретические разработки позволяют сделать вывод [5], что эти множества должны совпадать. Действительно, множество ранга и класс трафиков с этой характеристикой находятся во взаимно однозначном соответствии. Так как в этом классе содержатся и трафики с неограниченно возрастающим числом элементов, степени деревьев этих трафиков могут составлять любой отрезок множества положительных и отрицательных чисел. Следовательно, то же множество классов эквивалентности деревьев по степени, что и ранг n. Таким образом получаем аналог определения 2. Приведем его для случая, когда степень каждого класса по модулю не превосходит $n - i, i = 1, 2, \dots, n$.

Определение 4. Каждому низшему члену $n - i$ множества ранга, $i = 1, 2, \dots, n$, однозначно соответствует множество классов эквивалентности деревьев по степени и их пар, определяемое всеми решениями управления

$$n - i = \nu_{n-i} + \mu_{n-i} \qquad (9)$$

относительно чисел $0 \leq \nu_{n-i}, \ \mu_{n+i} \leq n - i$.

Множеству ранга $(n;0) = \{n, n-1, \dots, 1, 0\}$ однозначно соответствует совокупность классов эквивалентности деревьев по степени, определяемая рангом n.

Проведем доказательство только второй части определения. Уравнению (9) соответствует множество степеней

$$\{-(n-i), \dots, -1, 0, 1, \dots, (n-i)\}. \quad (10)$$

Булево объединение множества (10) по всем $i = 1, 2, \dots, n$ составляет только часть множества степеней (7), соответствует уравнению ранга $n = \nu + \mu, 0 \leq \nu, \ \mu \leq n$. Следовательно, низшие члены $n - i, i = 1, 2, \dots, n$, не добавят новых классов в совокупность классов эквивалентности деревьев (8).

Выводы

Рангу трафика соответствует множество эквивалентных деревьев по степени, что подтверждается определениями 1 ÷ 4,которые позволяют проводить анализ трафиков в информационных ресурсах, устранять тупиковые ситуации и создавать оптимальные пути передачи информации.

Литература

1. *Майника* Э. Алгоритмы оптимизации на сетях и графах / *Майника* Э. – М.: Мир, 1981. – 323 с.
2. Оре О. Теория графов / Оре О. – М.: Наука, 1980. – 336 с.
3. Пасічник В. В. Організація баз даних та знань / Пасічник В.В., Резніченко В. А. – К.: Вид. група BHV, 2006. – 384 с.
4. *Берж К. Теория* графов и её применения / *Берж К.* – М.: Иностранная литература, 1962. – 320 с.
5. Ирвин Дж. Передача данных в сетях: инженерный подход / Ирвин Дж., Харль Д.– СПБ.: БВХ-Петербург, 2003. – 448 с.

Надійшла до редколегії 24.05.2013 р.

Рецензент: д.т.н., проф. Петров А.С.

Іванченко І.С., Хорошко В.О.

АНАЛІЗ ТРАФІКІВ ІНФОРМАЙЦІЙНИХ РЕСУРСІВ

У роботі розглянуті питання пов'язані з обміном інформацією між їх елементами іфномраційних ресурсів та елементами обчислювальних мереж і запропоновано рішення для контролю та аналізу трафіків передачі даних з використанням теорії графів. Був проведений аналіз структури дерев, так як організація трафіку передачі інформації в ресурсах - це структура дерев, і оцінений ранг трафіків. Таким чином, рангу трафіку відповідає безліч еквівалентних дерев за ступенем, які дозволяють проводити аналіз трафіків в інформаційних ресурсах, усувати тупикові ситуації і створювати оптимальні шляхи передачі інформації.

Ключові слова: ранг, трафік передачі інформації, клас трафіку, інформаційні ресурси, теорія графів, поліматроідна структура.

Ivanchenko I.S., Khoroshko V.A.

TRAFFIC ANALYSIS INFORMATION RESOURCES

The paper discusses issues related to the exchange of information between their elements information resources and elements of computer networks and provides a solution to monitor and analyze traffic data using graph theory. In a review of the structure of the trees, as the organization of traffic transmission in resource - is the structure of the trees, and the estimated traffic rank. Thus, the rank of traffic corresponds to a set of equivalent trees in the extent to which permit the analysis of the traffic in information resources, eliminate deadlocks and create optimal transmission of information.

Keywords: rank, traffic communication, traffic class, information resources, graph theory, polimatroidnaya structure.