

УДК 621.391

Дещинський П. Ю., асп. (Держ. університет інформаційно-комунікаційних технологій)  
Стрихалюк Б. М. к.т.н. (Національний університет «Львівська політехніка»)

## ДОСЛІДЖЕННЯ ЖИВУЧОСТІ P2P МЕРЕЖ З ВИКОРИСТАННЯМ ТЕОРІЇ ВИПАДКОВИХ ГРАФІВ

Дещинський П.Ю., Стрихалюк Б.М. Дослідження живучості P2P мереж з використанням теорії випадкових графів. Проведено аналіз живучості P2P мереж з використанням випадкових графів. Представлено залежності відносної ймовірності працездатності кількості гілок. Розглянуті критичні випадки мережі P2P.

**Ключові слова:** P2P МЕРЕЖА, ВИПАДКОВІ ГРАФИ, ЖИВУЧІСТЬ

Дещинский П.Ю., Стрихалюк Б.М. Исследования живучести P2P сетей с использованием теории случайного графа. Проведен анализ живучести P2P сетей с использованием случайных графов. Представлены зависимости относительной вероятности работоспособности количества ветвей. Рассмотрены критические случаи сети P2P.

**Ключевые слова:** P2P СЕТЬ, СЛУЧАЙНЫЕ ГРАФЫ, ЖИВУЧЕСТЬ

Deshchynskiy P.Y., Strykhaliuk B.M. The P2P network reliability research by random graph theory. The P2P network reliability analysis by random graph using is conducted. Dependences of related working capacity of branches probability are presented. The P2P network state are considered.

**Keywords:** P2P NETWORK, RANDOM GRAPH, RELIABILITY

**Вступ.** P2P – це клас додатків, які разом використовують розподілені ресурси. Сьогодні в перенасиченому інформацією світі головне завдання P2P мереж зводиться до швидкого і ефективного пошуку найбільш релевантних відгуків на запит [1]. Зокрема, актуальне завдання – зменшення мережевого трафіку, породжуваного запитом [2].

Слід зазначити, що, на відміну від централізованих систем, організація ефективного пошуку в P2P мережах – відкрита дослідницька проблема. Одночасно із зростанням популярності P2P мереж все частіше виникають ситуації, коли тисячі користувачів звертаються до єдиного сайту. Як результат – більшість користувачів залишаються незадоволеними якістю сервісу.

Із зростанням кількості вузлів та існуючих зв'язків між ними, як правило, збій в одному місці провокує перевантаження і вихід з ладу інших елементів мережі [3]. Під живучістю мережі розуміють її стійкість до збереження основних функцій працездатності при дії несприятливих факторів зовнішнього середовища [4]. В мережах кожний елемент, в тому числі ребра та вузли, мають визначену ціну пошкодження, а вся мережа втрачає працездатність, коли сума вартості руйнування перевершує допустимі межі [5].

**Аналіз живучості алгоритмів пошуку в межах моделей малого світу.** Алгоритм, застосований в мережі Gnutella, добре відповідає для малого та середнього розмірів мереж. Експериментально доведено, що час пошуку при такому алгоритмі зростає в геометричній прогресії при збільшенні кількості вузлів в мережі, що приводить до перевантаження мережі P2P.

Всі опитані вузли при даному запиті можуть контролюватися спеціальним лічильником закінчення часу запиту. Такий метод перебору, який до того ж ще й засмічує мережу великим числом повідомлень, не найоптимальніше рішення для маршрутизації P2P мереж. Також мережа Gnutella ніяк не пристосована, для того, щоб бути анонімною, а також виробляти найпростіший пошук по ресурсах в мережі.

Проведемо дослідження впливу живучості на середню довжину шляху (параметр  $l$ ). В системі малого світу параметр  $l$  визначають різними формулами. Зокрема, розглянемо визначення середньої довжини шляху за допомогою формул

$$l(N, p') \cong N^* F\left(\frac{N}{N^*}\right), \quad F(u) = \begin{cases} u & \text{якщо } u \ll 1, \\ \ln(u) & \text{якщо } u \gg 1. \end{cases}$$

де  $N$  – кількість вузлів;  $N^*$  – перехідний розмір. Побудовано графіки для значень  $N=10^3$  та  $p'=0.1$ , що відповідає алгоритму пошуку ресурсів по ключам в P2P мережах, при різних розмірностях початкових решіток в залежності від параметра  $q$  (рис. 1), де  $q$  – відносна

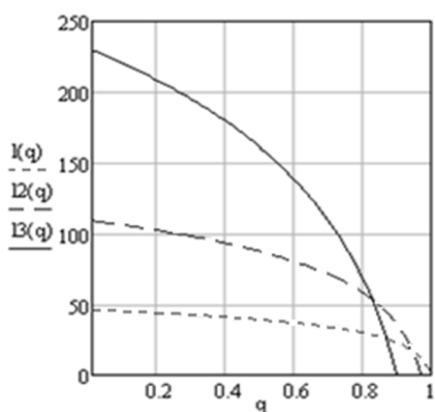


Рис.1. Залежність параметра  $l$  від  $q$ :  
 $l_1(q)$  – при значенні  $d=1$ ;  
 $l_2(q)$  – при значенні  $d=1.5$ ;  
 $l_3(q)$  – при значенні  $d=2$

частина непрацездатних гілок. З отриманої залежності спостерігаємо, що коли відносна частина непрацездатних гілок менше значення 0.8, то середня довжина шляху зростає при збільшенні розмірності початкових решіток. При наближенні параметра  $q$  до 1 спостерігається протилежна залежність. Це обумовлено тим, що при збільшенні відносної частини непрацездатних гілок алгоритм пошуку ресурсів по ключам в P2P мережах, використовуючи додаткові обхідні шляхи, відновлює працездатність.

Використовуючи, формули

$$\begin{cases} l \cong \frac{N^{1/d}}{K} f(pKN); \\ f(u) = \begin{cases} \text{const} & \text{якщо } u \ll 1 \\ \ln(u)/u & \text{якщо } u \gg 1, \end{cases} \end{cases} \quad (1)$$

для випадків, коли  $u \cong 1$  і  $f(u) = \frac{4}{\sqrt{u^2 + 4u}} \tanh^{-1} \frac{u}{\sqrt{u^2 + 4u}}$ , побудовано залежність  $l$  від

відносної частини непрацездатних гілок від параметра  $q$  при розмірності початкових решіток  $d=1.1$  та різній кількості з'єднань між вузлами для значень  $N=10^3$  та  $p=0.1$  (рис. 2). Розглядуваний випадок відповідає алгоритму пошуку ресурсів по ключам в P2P мережах. В (1)  $p$  – ймовірність з'єднання пар вершин. Як і в попередньому випадку, спостерігаємо, що із збільшенням параметра  $K$  – зв'язності мережі – середня довжина шляху зменшується.

Крім того, за допомогою формули (1) побудовано графік залежності середньої довжини шляху від відносної частини непрацездатних гілок при різних значеннях  $p$  для  $N=10^3$ ,  $K=2$  та  $d=1.1$  (рис. 3). Важливо, що вже при  $p=0.3$  та  $p=0.4$  параметр  $l$  не дуже змінюється при збільшенні числа непрацездатних гілок.

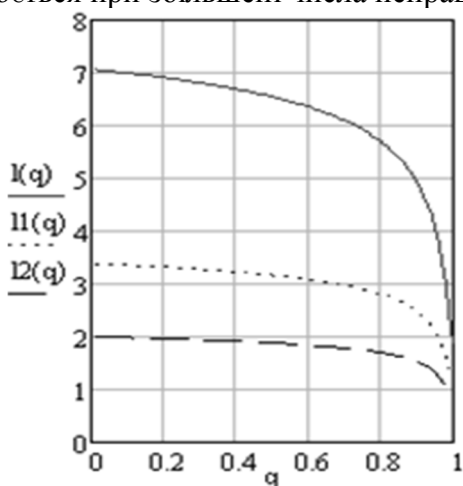


Рис. 2. Залежність параметра  $l$  від  $q$  згідно (1);  $p=0.1$ ,  $d=1.1$ :  
 $l_1(q)$  – для  $K=2$ ;  $l_2(q)$  – для  $K=3$ ;  
 $l_3(q)$  – для  $K=4$

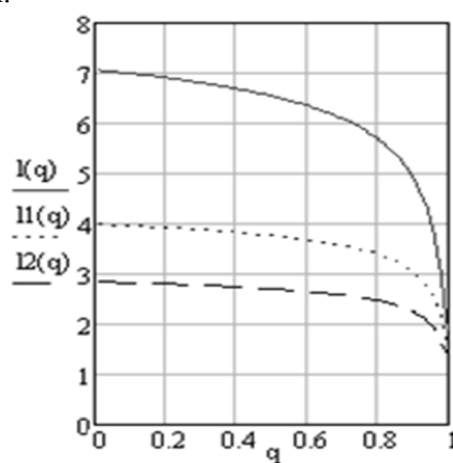


Рис. 3. Залежність параметра  $l$  від  $q$  згідно (1);  $K=2$ ,  $d=1.1$ :  
 $l_1(q)$  – для  $p=0.1$ ;  $l_2(q)$  – для  $p=0.2$ ;  
 $l_3(q)$  – для  $p=0.3$

Аналогічно графікам на рис. 2 та рис. 3 побудовані графіки залежності середньої довжини шляху від параметра  $q$  при значеннях  $d=1.2$  і  $N=1000$ , які представлено на рис. 4 (при фіксованому значенні  $p=0.1$ ) та рис. 5 (при фіксованому значенні  $K=2$ ).

Порівнюючи залежності, спостерігаємо, що середня довжина шляху є найбільшою в алгоритмі пошуку ресурсів по ключам коли  $p=0.1$  і  $K=2$ .

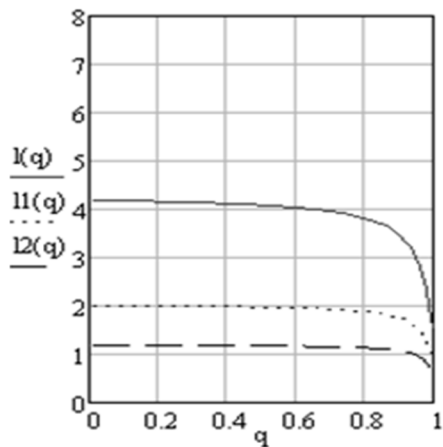


Рис. 4. Залежність параметра  $l$  від  $q$  згідно (1);  $p'=0.1$ ,  $d=1.2$ :  
 $I_1(q)$  – при  $K=2$ ;  $I_2(q)$  – при  $K=3$ ;  
 $I_3(q)$  – при  $K=4$ .

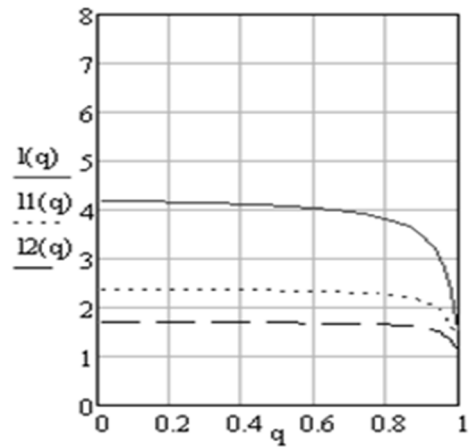


Рис. 5. Залежність параметра  $l$  від  $q$  згідно (1);  $K=2$ ,  $d=1.2$ :  
 $I_1(q)$  – при  $p=0.1$ ;  $I_2(q)$  – при  $p=0.2$ ;  
 $I_3(q)$  – при  $p=0.3$

Отже, в протоколах Gnutella та алгоритмі пошуку ресурсів по ключам в мережах P2P спостерігається тенденція, що залежності середньої довжини шляху від відносної частини непрацездатних гілок має спадний характер для всіх досліджуваних випадків.

**Живучість P2P систем в класі моделей безмасштабних мереж.** Для методів інтелектуального пошуку у P2P мережах використовуємо моделі безмасштабних мереж із використанням формули

$$l = \begin{cases} l^{\alpha > 3} \approx \ln N, \\ l^{\alpha = 3} \approx \ln N / \ln \ln N, \\ l^{2 < \alpha < 3} \approx \ln \ln N. \end{cases} \quad (2)$$

Побудовано графіки (рис. 6) залежності середньої довжини шляху  $l$  від  $q$  для різних випадків параметру  $\alpha$ , який представляє собою коефіцієнт зв'язності вузлів [3].

На основі формули 
$$C \approx \frac{(m-1)(\ln N)^2}{8N} \quad (3)$$

побудовано графік залежності коефіцієнта кластеризації  $C(q)$  в залежності від відносної частини непрацездатних гілок  $q$  при різних параметра  $m$ , який визначає кількість вузлів з якими з'єднується новий вузол (рис. 7). З представленого графіка спостерігаємо, що коефіцієнт кластеризації мало залежить від параметра  $m$ .

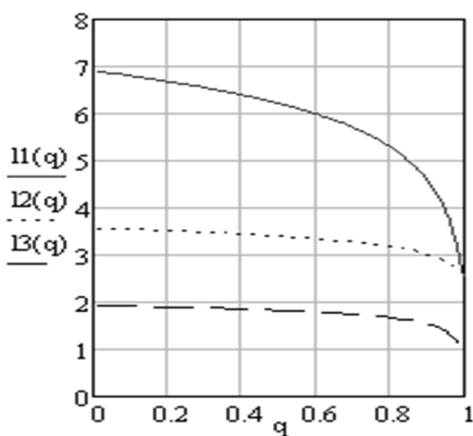


Рис. 6. Залежність параметра  $l$  від  $q$  згідно (2):  
 $I_1(q)$  – для  $\alpha \approx \ln N$ ;  
 $I_2(q)$  – для  $\alpha \approx \ln N / \ln \ln N$ ;  
 $I_3(q)$  – для  $\alpha \approx \ln \ln N$

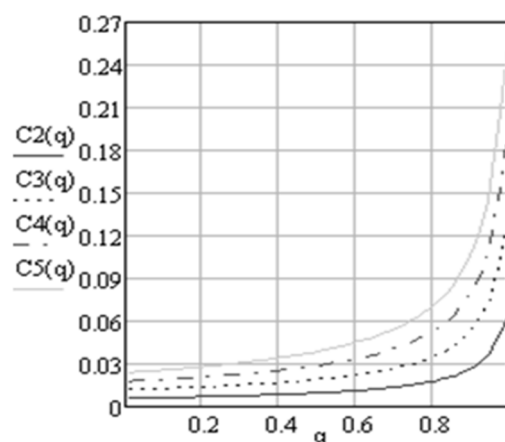


Рис. 7. Залежність коефіцієнта кластеризації від параметра  $q$  згідно (3):  
 $C_2(q)$  – для  $m=2$ ;  $C_3(q)$  – для  $m=3$ ;  
 $C_4(q)$  – для  $m=4$ ;  $C_5(q)$  – для  $m=5$

Водночас коефіцієнт кластеризації по значенню майже співмірний для всіх розглянутих випадків в залежності від відносної частини непрацездатних гілок у методах інтелектуального пошуку у P2P мережах. З проведених досліджень спостерігаємо, що коефіцієнт кластеризації від відносної частини непрацездатних гілок має зростаючий характер. При чому в околі значення  $q=1$  спостерігається різке збільшення коефіцієнта кластеризації, що пояснюється локальністю трафіку обміну даними в P2P мережах.

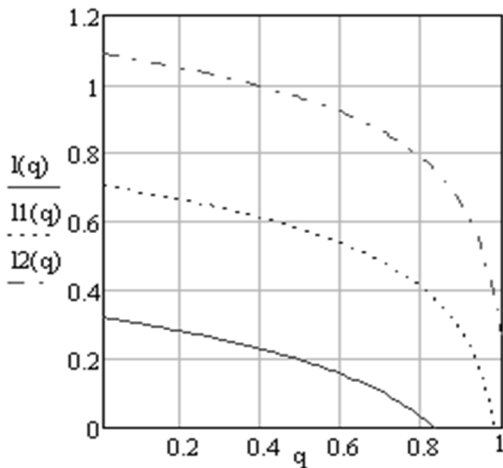


Рис. 8. Залежність параметра  $l$  від  $q$  згідно (4):  
 $I1(q)$  – для  $\gamma=0.1$ ;  
 $I2(q)$  – для  $\gamma=0.5$ ;  
 $I3(q)$  – для  $\gamma=0.9$

**Живучість P2P мереж в класі моделей узагальнених випадкових графів.** Для деревоподібних алгоритмів пошуку використаємо модель узагальнених випадкових графів з розподілом степеневих вершин  $P(k) \sim k^{-\gamma}$ , де  $k$  – степінь вершини,  $\gamma$  – степеневий показник.

На основі формули

$$l = \frac{\ln(N/z_1)}{\ln(z_2/z_1)} + 1, \quad (4)$$

де  $z_1$  і  $z_2$  – кількість найближчих і других по близькості сусідів, побудовано залежність середньої довжини шляху  $l$  від відносної частини непрацездатних гілок  $q$  для різних значень параметра  $\gamma$  (рис. 8).

Для узагальнених випадкових графів використовуючи формулу

$$C = \frac{z_2^2}{Nz_1}, \quad (5)$$

також визначено залежність коефіцієнта кластеризації від параметра  $q$  для різних значень параметра  $\gamma$  (рис. 9).

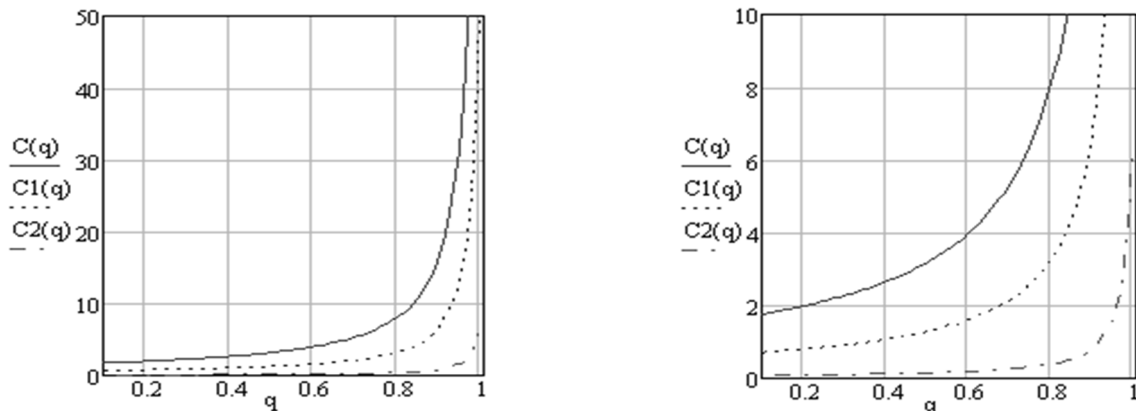


Рис. 9. Залежність коефіцієнта кластеризації від параметра  $q$  згідно (5):  
 $C(q)$  – для  $\gamma=0.1$ ;  $C1(q)$  – для  $\gamma=0.5$ ;  $C2(q)$  – для  $\gamma=0.9$

Порівнюючи представлені графіки залежності спостерігаємо, що із збільшенням відносної частини непрацездатних гілок середня довжина шляху зменшується. Це можна пояснити тим, що при зменшенні кількості гілок, зменшується кількість шляхів, у тому числі доступних. Тобто середня довжина шляхів визначається як середня довжина лише всіх існуючих довжин між вузлами і не враховує відсутності будь-якого зв'язку між вузлами.

На відміну від параметра  $l$  коефіцієнт кластеризації збільшується із збільшенням непрацездатних гілок, а середня довжина шляху зменшується. Це можна пояснити тим, що при збільшенні параметра  $q$  в основному зменшуються, в першу чергу, зв'язки між кластерами в деревоподібних алгоритмів пошуку мережі P2P.

**Висновки.** Проаналізовано живучість алгоритмів пошуку в межах моделей малого світу. Виявлено що наближенням до максимального значення відносної частини непрацездатних гілок при збільшенні розмірностей початкових решіток середня довжина шляху є меншою, що обумовлено збільшенням відносної частини непрацездатних гілок. Алгоритм пошуку ресурсів по ключам в P2P мережах при цьому використовує додаткові обхідні шляхи і відновлює працездатність.

Проведено дослідження живучості для деревоподібних алгоритмів пошуку в класі моделей узагальнених випадкових графів. Проаналізувавши отримані залежності виявлено, що із збільшенням відносної частини гілок, що є непрацездатними середня довжина шляху зменшується. Досліджено, що коефіцієнт кластеризації збільшується із збільшенням непрацездатних гілок, тоді середня довжина шляху зменшується.

### **Література**

1. Шахтурин Д. В. Моделирование информационных потоков данных в больших сетях / Д.В. Шахтурин // *Электроника и информационные технологии*. – 2009. – № 2 (7).
2. Синтез и анализ живучести сетевых систем / [Ю.Ю. Громов, В.О. Драчев, К.А. Набатов, О.Г. Иванова]. – М. : «Издательство Машиностроение-1», 2007. – 152 с.
3. Дещинський П.Ю. Дослідження впливу перевантаження мережі на живучість пірингової системи / П.Ю. Дещинський, Б.М. Стрихалюк, М.В. Кайдан // *Вісник НУ «Львівська політехніка», Радіоелектроніка та телекомунікації*. – 2012. – №738. – С.231-234.
4. Черняк А.А. Структурно-сложные системы с пороговой живучестью / А.А. Черняк // *Дискретная математика*. – 1999. – Т. 11, вып. 4. – С.65–78.
5. Додонов А.Г. Живучесть информационных систем / А.Г. Додонов, Д.В. Ландэ. – К.: Наукова думка, 2011. – 256 с.