

УДК 621.396.946.2

В.В. Воротніков

Житомирський військовий інститут ім. С.П. Корольова НАУ, Житомир

КЛАСТЕРИЗАЦІЯ ПОТОКІВ ДАНИХ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ АСУ ПІДРОЗДІЛІВ ЗА ФАКТОРНИМИ ОЗНАКАМИ

У статті розглянуто вирішення задачі формування плану розподілу інформації у телекомунікаційних мережах АСУ підрозділів на підставі аналізу мережевого трафіку та ступеня завантаження каналів зв'язку. З метою зменшення вимірності досліджуваних імітаційних моделей телекомунікаційних мереж запропоновано здійснити декомпозицію мережі за обраними факторними ознаками. Наведено результати досліджень.

Ключові слова: план розподілу інформації, оптимізація, кластеризація потоків даних.

Вступ

Постановка проблеми. Перспективна архітектура мобільної компоненти тактичної ланки управління ЗС України буде неоднорідною, ієрархічною та складатиметься з трьох основних рівнів: 1-й – мобільні радіомережі низової ланки управління (бойові радіомережі); 2-й – мережі мобільних базових станцій, що утворюють опорну мережу; 3-й – повітряна мережа, яка може бути реалізована на безпілотних літальних апаратах [1]. Створення кожного рівня мобільної компоненти передбачає поліпшення показників якості функціонування всієї АСУ.

Одним з найбільш важливих завдань в телекомунікаційній мережі військового призначення є використання необхідної стратегії маршрутизації для мережної архітектури. Вирішення цієї проблеми відіграє значну роль для забезпечення якості обслуговування.

Підходи до організації передачі даних в безпроводних мережах, на яких планується реалізовувати мобільну компоненту тактичної ланки управління, відрізняються в залежності від типу управління мережі – при цьому докорінно міняються підходи до самоорганізації, маршрутизації, способів доступу до каналу для передачі і т.ін.

Актуальність проблеми вибору оптимального плану розподілу інформаційних потоків у таких мережах полягає у тому, що: 1) існуючі алгоритми і протоколи передачі даних виявилися непридатними або малоефективними для застосування у системах швидкісної багатоканальної передачі даних (MANET-мережах); 2) зондові методи маршрутизації ефективні при низькому трафіку та високій мобільності вузлів, а табличні методи – при низькій мобільності й значному навантаженню [2].

Огляд останніх досліджень і публікацій. Проведений аналіз останніх досліджень і публікацій показав, що однією з центральних проблем сучасних телекомунікаційних мереж є проблеми оптимального використання мережних ресурсів. Шляхи вирі-

шення цих проблем лежать в напрямку використання механізмів багатошляхової маршрутизації та розподілу трафіку.

У роботі [3] під «кластером» розглядають область проектування, що містить елементи з відносно високою інтенсивністю трафіка, відокремлену від інших областей просторами з меншим трафіком.

У роботі [4] доведено, що аналіз основних способів формування структури кластерів доменів дозволяє реалізувати алгоритм розподіленої маршрутизації, що використовується в мобільних мережах без інфраструктури і підвищує ефективність процедури маршрутизації.

У роботі [5] кількість кластерів визначається шляхом пошуку екстремуму функціоналів, що враховують компактність розподілу даних у кластері і віддаленість різних кластерів. Проте, в умовах зашумленості вибірки такої функціонал може бути багатоекстремальним, і при пошуку екстремуму виникають проблеми, пов'язані з недостатньою завадостійкістю, високою похибкою, чутливістю до локальних екстремумів і початкової точки пошуку методів оптимізації.

У роботі [6] у якості кількісної оцінки живучості мережі запропоновано використати імовірність зв'язності окремих вузлів, кількість і розміщення яких задано виходячи із стратегії їх взаємодії. Оцінка живучості мереж, як складних систем, проводиться за допомогою моделювання імовірнісного стану мережі, що обумовлюються відмовами різного походження.

У роботі [7] пропонуються алгоритми, що призводять до зменшення потужності множини можливих класифікацій, що дозволяє облегшити пошук екстремуму функції якості розбиття, тобто найкращої класифікації для початкової конфігурації точок в задачах автоматичної класифікації (кластер-аналіза).

Всі вищезазначені заходи спрямовані на рівномірний розподіл навантаження між базовими станціями (маршрутизаторами), з метою ефектив-

ного використання доступної інформаційної ємності вузлів.

Автори усіх проаналізованих робіт завдання кластерного аналізу потоків при маршрутній оптимізації мережі з урахуванням обмежень, відносять до класу складних задач. Їх рішення вимагає значного об'єму обчислювальних ресурсів і часу на реалізацію. Кластеризація потоків для мереж з динамічно змінюваною топологією в даних роботах не досліджувалась.

У зв'язку з цим, **метою роботи** є зменшення вимірності імітаційних моделей телекомунікаційних мереж для побудови оптимального плану розподілу інформації та формування оптимальних груп маршрутів у мережі.

Формулювання завдання дослідження.

Нехай задано:

$\Pi = \{\pi_1, \dots, \pi_{Nd}\}$ – простір об'єктів (множина можливих маршрутів);

Π^d – навчальна вибірка, де $d = \overline{1, D}$ – кількість транзитів у маршруті, D – максимальна кількість транзитів у маршруті;

$f(a, R) = \sum_{h=1}^L \sum_{i, j \in R_h} (S_{ij} - a)$ – функція відстані між

об'єктами.

Необхідно знайти:

- 1) R – множину кластерів маршрутів;
- 2) $a: \Pi^d \rightarrow R$ – процедуру кластеризації, що утворює кластери із близьких об'єктів; об'єкти різних кластерів суттєво відрізняються.

Для досягнення мети роботи необхідно здійснити декомпозицію телекомунікаційної мережі. Декомпозиція мережі полягає у тому, щоб при моделюванні окремої частини відтворити взаємодію процесів, що відбуваються у всій мережі і впливають на характеристики цієї частини. Ця вимога реалізується при декомпозиції телекомунікаційної мережі на класи напрямків обміну інформацією за допомогою процедур кластеризації. Кластеризація – це локальна характеристика мережі, що характеризує ступінь взаємодії між собою найближчих сусідів даного вузла мережі [3, 7]. Кластеризацію напрямків пропонується виконати по ознаках ПРІ, за яким прокладено основний маршрут. При цьому факторними ознаками виступає довжина шляху (кількість транзитних участків в ПРІ) і навантаження, що надходить до вузла комутації і каналу зв'язку, і складає розглянутий шлях. Оскільки значення навантаження вузла комутації і каналів зв'язку шляхів можуть в значній мірі відрізнятися один від одного, необхідно проранжувати вузли комутації і канали зв'язку мережі: канал або вузол буде мати більший ранг, якщо на нього надходить більше навантаження. Визначення значень навантаження для кожного елемента мережі може здійс-

нюватись у програмі побудови маршрутів, на підставі значень графа мережі, продуктивності λ_i каналів і вузлів. Тоді у відповідності до матриці навантаження для кожного елемента мережі будуть розраховуватись сумарна інтенсивність λ_i вхідного потоку і значення навантаження $\rho_i = \lambda_i / \mu_i$. На отриманій множині значень навантажень вузлів і каналів кожному елементу призначається ранг.

Виклад основного матеріалу

Нехай m_1 – кількість рангів для вузла комутації; m_2 – кількість рангів для каналів зв'язку. Тоді для кожного шляху проходження інформації довжиною в d транзитів набором ознак є вектор

$$Z = (z^{(1)}, \dots, z^{(2d+1)}), \quad (1)$$

компоненти якого $z^{(i)}$, $i = \overline{1, (2d+1)}$ приймають значення в залежності від рангів елементів, що складають маршрут. Вимірність вектору ознак $2d+1$ (1 – кількість вузлів комутації, d – кількість каналів зв'язку) змінюється в залежності від довжини маршруту, тобто числа транзитних участків.

Розбиття множини шляхів $\Pi = \{\pi_1, \dots, \pi_{Nd}\}$ проводиться за допомогою двоетапної класифікації об'єктів. На першому етапі за ознакою, що характеризує довжину шляху, утворюються підмножини у відповідності до градацій цієї ознаки. Отримаємо D підмножин Π^d , $d = \overline{1, D}$, де D – максимальне число транзитних участків для шляхів $\pi_i \in \Pi, i = \overline{1, N}$. Далі, у середині кожної підмножини Π^d проводимо розбиття на класи за ступенем значущості, використовуючи процедуру кластерного аналізу. В результаті будь-який об'єкт $\pi_i \in \Pi^d$ характеризується набором ознак $z_i = (z_j^{(1)}, \dots, z_j^{(2d+1)})$, де компоненти z_j^k , $k = \overline{d+2, 2d+1}$ мають діапазон зміни $z_1 \leq z_j^k \leq z_{m_2}$, z_{m_2} – значення максимального рангу, призначеного каналу зв'язку. При цьому елемент мережі при наявності великого навантаження має більше значення рангу.

Групування шляхів $\pi_i \in \Pi^d$ в не порожні непересічні підмножини, що назвемо класами, здійснюється за критерієм близькості об'єктів [3, 4]. Головою вимогою є те, що вони не повинні перетинатися. Міра близькості є функцією, що визначає у відповідності кожній парі точок число S_{ij} ступені схожості (близькості) між об'єктами π_i і π_j . Для нашого випадку за міру близькості доцільно прийняти функцію

$$S_{ij} = \begin{cases} 0, S'_{ij} > 1 \\ 1 - S'_{ij}, S'_{ij} \leq 1 \end{cases}, \quad (2)$$

де S'_{ij} – відстань між точками π_i і π_j , що визначається у вигляді

$$S'_{ij} = \left| \sum_{k=1}^{2d+1} (Z_i^k - Z_j^k) b \right|, \quad (3)$$

де b – значення, що характеризує степінь відмінності елементів, що мають однаковий ранг; вираз $(Z_i^k - Z_j^k) b$ – визначає різницю за k -ю ознакою об'єктів π_i і π_j .

За допомогою міри (3) в один клас об'єднуються схожі між собою об'єкти, причому степінь схожості у об'єктів, що належать до одного класу, повинна бути більше ніж степінь схожості між об'єктами, що належать до різних класів.

Для побудови оптимального розбиття множини ПРІ за критерій оптимальності класифікації використовуємо суму «зважених» зв'язків, що перевищують деяке порогове значення.

Порогове значення – характеристика суттєвості зв'язків. Оптимальна за заданим критерієм класифікація повинна задовольняти вимозі – середній зв'язок усередині кожного класу перевищує середній зв'язок об'єктів цього класу як з усіма іншими класами об'єктів так і з окремими об'єктами кожного іншого класу.

Нехай a – число, що означає рівень суттєвості зв'язків так, що b зв'язок $S_{ij} > a$ є суттєвим, і $(S_{ij} - a) > 0$ указує на схожість об'єктів, коли зв'язок $S_{ij} < a$ є несуттєвим і значення $|S_{ij} - a|$ при $S_{ij} < 0$ характеризує степінь розрізненості між об'єктами π_i і π_j .

Класифікація об'єктів характеризується розбиттям $R = \{R_1, \dots, R_L\}$ множини об'єктів на непересічні підмножини R_1, \dots, R_L . Показником якості розбиття $R = \{R_1, \dots, R_L\}$ при значенні порогоу a є функція:

$$f(a, R) = \sum_{h=1}^L \sum_{i,j \in R_h} (S_{ij} - a). \quad (4)$$

Таким чином, за показник зв'язку між π_i і π_j приймається міра $(S_{ij} - a)$; зв'язки всередині класу R_h характеризуються сумою $\sum_{i,j \in R_h} (S_{ij} - a)$ так,

що $f(a, R)$ є сумою зв'язків $(S_{ij} - a)$ всередині розбиття R . Оптимальним буде то розбиття, що максимізує $f(a, R)$ при заданому a за усіх можливих розбиттів даної множини об'єктів.

Матриця S , що визначається мірою близькості (3), симетрична, її елементи приймають значення у діапазоні від 0 до 1, тобто

$$S_{ij} = S_{ji}, 0 \leq S_{ij} \leq 1.$$

Критерій оптимальності (4) дозволяє здійснювати розбиття на апріорно не задану кількість класів.

Приклад. Розглянемо ефективність формування плану розподілу інформації на підставі кластеризації потоків обміну інформацією аналізу мережі, що подано на рис. 1.

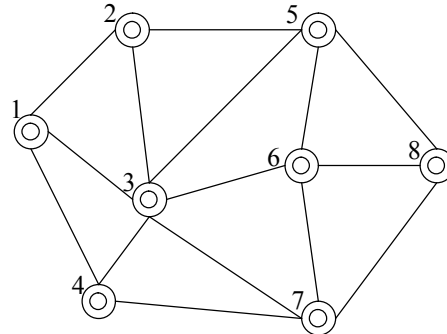


Рис. 1. Мережа, що досліджується

Початкові дані. Нехай задані:

1) матриця відстаней для мережі (рис. 1) наступна:

$$d_{ij} = \begin{vmatrix} 0 & 126 & 102 & 142 & 217 & 195 & 228 & 281 \\ 126 & 0 & 117 & 222 & 125 & 150 & 235 & 219 \\ 102 & 117 & 0 & 112 & 139 & 95 & 133 & 181 \\ 142 & 222 & 112 & 0 & 242 & 178 & 138 & 251 \\ 217 & 125 & 139 & 242 & 0 & 76 & 179 & 102 \\ 195 & 150 & 95 & 178 & 76 & 0 & 103 & 86 \\ 228 & 235 & 133 & 138 & 179 & 103 & 0 & 135 \\ 281 & 219 & 181 & 251 & 102 & 86 & 135 & 0 \end{vmatrix}$$

2) пропускні здатності каналів зв'язку мережі: $\forall C_{ij} = 10$ пак/с;

3) матриця вимог, що показує трафік між вузлами мережі (пак/с):

$$\gamma_{ij} = \begin{vmatrix} & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 \\ 1 & 0 & 0,2 & 0,7 & 0,1 & 0,7 & 0,6 & 0,4 & 0 \\ 2 & 0,6 & 0 & 0,9 & 0,5 & 0,7 & 0,9 & 0,8 & 0,7 \\ 3 & 0,8 & 0,8 & 0 & 0 & 0,5 & 0,2 & 0,5 & 0,9 \\ 4 & 0,7 & 0,2 & 0,4 & 0 & 0,2 & 0,6 & 0,5 & 0,7 \\ 5 & 0,3 & 0,4 & 0,8 & 0,5 & 0 & 0,2 & 0,9 & 0,7 \\ 6 & 0,1 & 0,1 & 0,8 & 0 & 0,6 & 0 & 0,6 & 0,1 \\ 7 & 0,3 & 0,8 & 0 & 0,7 & 0,5 & 0 & 0 & 0,1 \\ 8 & 0,4 & 0,2 & 0,1 & 0,6 & 0,9 & 0,7 & 0,3 & 0 \end{vmatrix}$$

4) інтенсивність обслуговування каналами зв'язку задамо однакою: $\forall \mu_{ij} = 5$ пак/с.

Для заданих інтенсивностей обміну даними у мережі, визначимо відомими методами (наприклад, методом Дейкстри) найкоротші шляхи $\forall i, j = 1, 2, \dots, N: \forall (k, l) \in \Pi_{ij}^0$. Загальна кількість розглянутих шляхів – 512. Обмежимо нашу задачу і розрахуємо незалежні шляхи для кожної пари вузлів

«відправник-адресат» (для прикладу виділимо множину маршрутів, що включає по 3 незалежні шляхи для кожної пари):

$$\begin{aligned} \Pi_{12} &= \{(1-4-7-6-5-2)_{584}, (1-2)_{126}, (1-3-2)_{219}\}; \\ \Pi_{13} &= \{(1-3)_{101}, (1-2-3)_{242}, (1-4-3)_{253}\}; \\ \Pi_{14} &= \{(1-4)_{140}, (1-3-4)_{212}, \\ & (1-2-5-6-7-4)_{566}\}; \\ \Pi_{15} &= \{(1-3-5)_{238}, (1-2-5)_{248}, \\ & (1-4-7-6-5)_{456}\}; \\ \Pi_{16} &= \{(1-3-6)_{193}, (1-2-5-6)_{323}, (1-4-7-6)_{379}\}; \\ \Pi_{17} &= \{(1-3-7)_{230}, (1-4-7)_{275}, \\ & (1-2-5-6-7)_{425}\}; \\ \Pi_{18} &= \{(1-3-6-8)_{277}, (1-2-5-8)_{347}, \\ & (1-4-7-8)_{409}\}; \\ \Pi_{23} &= \{(2-3)_{117}, (2-1-3)_{228}, (2-5-3)_{264}\}; \\ \Pi_{24} &= \{(2-3-4)_{228}, (2-1-4)_{267}, \\ & (2-5-6-7-4)_{441}\}; \\ \Pi_{25} &= \{(2-5)_{123}, (2-3-5)_{254}, \\ & (2-1-4-7-6-5)_{583}\}; \\ \Pi_{26} &= \{(2-5-6)_{198}, (2-3-6)_{209}, \\ & (2-1-4-7-6)_{506}\}; \\ \Pi_{27} &= \{(2-3-7)_{246}, (2-5-6-7)_{300}, \\ & (2-1-4-7)_{402}\}; \\ \Pi_{28} &= \{(2-5-8)_{222}, (2-3-6-8)_{293}, \\ & (2-1-4-7-8)_{536}\}; \\ \Pi_{34} &= \{(3-4)_{112}, (3-1-4)_{244}, (3-7-4)_{271}\}; \\ \Pi_{35} &= \{(3-5)_{138}, (3-6-5)_{170}, (3-2-5)_{241}\}; \\ \Pi_{36} &= \{(3-6)_{93}, (3-5-6)_{213}, (3-7-6)_{234}\}; \\ \Pi_{37} &= \{(3-7)_{130}, (3-6-7)_{195}, (3-4-7)_{247}\}; \\ \Pi_{38} &= \{(3-6-8)_{177}, (3-5-8)_{237}, (3-7-8)_{264}\}; \\ \Pi_{45} &= \{(4-3-5)_{251}, (4-7-6-5)_{317}, \\ & (4-1-2-5)_{393}\}; \\ \Pi_{46} &= \{(4-3-6)_{206}, (4-7-6)_{240}, \\ & (4-1-2-5-6)_{468}\}; \\ \Pi_{47} &= \{(4-7)_{136}, (4-3-7)_{243}, \\ & (4-1-2-5-6-7)_{570}\}; \\ \Pi_{48} &= \{(4-7-8)_{270}, (4-3-6-8)_{290}, \\ & (4-1-2-5-8)_{492}\}; \\ \Pi_{56} &= \{(5-6)_{76}, (5-8-6)_{188}, (5-3-6)_{234}\}; \\ \Pi_{57} &= \{(5-6-7)_{178}, (5-8-7)_{236}, (5-3-7)_{271}\}; \\ \Pi_{58} &= \{(5-8)_{100}, (5-6-8)_{188}, (5-2-3-7-8)_{508}\}; \\ \Pi_{67} &= \{(6-7)_{103}, (6-8-7)_{221}, (6-3-7)_{228}\}; \\ \Pi_{68} &= \{(6-8)_{85}, (6-5-8)_{177}, (6-7-8)_{237}\}; \\ \Pi_{78} &= \{(7-8)_{135}, (7-6-8)_{189}, (7-3-5-8)_{374}\}. \end{aligned}$$

Розподілимо потоки між вузлами відповідно до критерію мінімальної відстані:

$$f_{kl} = f_{kl} + \gamma_{kl} / \mu.$$

Для цього вважаємо, що кожен потік γ_{ij} , просувається по найкоротшому шляху

$$\Pi_{ij} = \min\{\Pi_{ij}^1, \Pi_{ij}^2, \Pi_{ij}^3\}:$$

$$f_{kl} = \begin{vmatrix} 0 & 3 & 0 & 3,1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1,5 & 0 & 0,9 & 0 & 4,6 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0,8 & 0 & 0 & 0 & 0,6 & 2,8 & 0 \\ 1,8 & 0 & 0,8 & 0 & 0 & 0 & 2,3 & 0 \\ 0 & 0,9 & 1,9 & 0 & 0 & 1,9 & 0 & 0,6 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0,7 & 0 & 2,6 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1,3 & 0 & 1,7 & 0 & 2,7 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{vmatrix}.$$

Для наявних матриць навантажень та множини існуючих планів розподілу інформації для прикладу розглянуто ознаки впливу ребер (транзитів) на загальне навантаження в мережі.

На першому етапі за ознакою, що характеризує довжину шляху, із $\Pi = \{\pi_1, \dots, \pi_{Nd}\}$ утворимо D підмножин Π^d , $d = \overline{1, D}$, де D – максимальне число транзитних участків для шляхів $\pi_i \in \Pi, i = \overline{1, N}$.

До класу маршрутів, що не мають транзитів, включено:

$$\begin{aligned} \Pi^1 &= \{(1-2)_{126}, (1-3)_{101}, (1-4)_{140}, (2-3)_{117}, \\ & (2-5)_{123}, (3-4)_{112}, (3-5)_{138}, (3-6)_{93}, (3-7)_{130}, \\ & (4-7)_{136}, (5-6)_{76}, (5-8)_{100}, (6-7)_{103}, (6-8)_{85}, \\ & (7-8)_{135}\}; \end{aligned}$$

Підмножина маршрутів, що мають один транзит, буде сформовано наступними елементами π_i :

$$\begin{aligned} \Pi^2 &= \{(1-3-2)_{219}, (1-2-3)_{242}, (1-4-3)_{253}, (1-3-4)_{212}, \\ & (1-3-5)_{238}, (1-2-5)_{248}, (1-3-6)_{193}, (1-3-7)_{230}, \\ & (1-4-7)_{275}, (2-1-3)_{278}, (2-5-3)_{264}, (2-3-4)_{228}, \\ & (2-1-4)_{267}, (2-3-5)_{254}, (2-5-6)_{198}, (2-3-6)_{209}, \\ & (2-3-7)_{246}, (2-5-8)_{222}, (3-1-4)_{244}, (3-7-4)_{271}, \\ & (3-6-5)_{170}, (3-2-5)_{241}, (3-5-6)_{213}, (3-7-6)_{234}, \\ & (3-6-7)_{195}, (3-4-7)_{247}, (3-6-8)_{177}, (3-5-8)_{237}, \\ & (3-7-8)_{264}, (4-3-5)_{251}, (4-3-6)_{206}, (4-7-6)_{240}, \\ & (4-3-7)_{243}, (4-7-8)_{270}, (5-8-6)_{188}, (5-3-6)_{234}, \\ & (5-8-7)_{236}, (5-3-7)_{271}, (5-6-8)_{188}, (6-8-7)_{221}, \\ & (6-3-7)_{228}, (6-5-8)_{177}, (6-7-8)_{237}, (7-6-8)_{189}, \\ & (5-6-7)_{178}\}; \end{aligned}$$

До підмножин маршрутів, що мають два і три транзити, відповідно будуть включено наступні елементи π_i :

$\Pi^3 = \{(1-2-5-6)_{323}, (1-4-7-6)_{379}, (1-3-6-8)_{277}, (1-2-5-8)_{347}, (1-4-7-8)_{409}, (2-5-6-7)_{300}, (2-1-4-7)_{402}, (2-3-6-8)_{293}, (4-7-6-5)_{317}, (4-1-2-5)_{393}, (4-3-6-8)_{290}, (7-3-5-8)_{323}\};$
 $\Pi^4 = \{(1-4-7-6-5)_{456}, (1-2-5-6-7)_{425}, (2-5-6-7-4)_{441}, (2-1-4-7-6)_{506}, 2-1-4-7-8)_{536}, (4-1-2-5-6)_{468}, (4-1-2-5-8)_{492}, (5-2-3-7-8)_{508}, (4-1-2-5-6)_{468}\};$

Наступним кроком є визначення рангів важливості для кожного вузла та каналу зв'язку. Вузлам та каналам зв'язку, що мають більше навантаження встановлений більший ранг. Встановлені ранги каналів будуть враховуватись у процедурі кластеризації для того, щоб визначити відмінності між точками кластеру за виразом (3). Так, максимальний ранг серед одностранзитних маршрутів має маршрут «2-5», мінімальний – маршрут «3-4» (табл. 1).

Розбиття всієї множини маршрутів на кластери одно-, дво- та тритранзитних маршрутів здійснюється

на площині ознак: навантаження γ , що вноситься маршрутом у загальний трафік та відстань D між вузлом-джерелом і вузлом-адресатом. Результати наведено на рис. 2.

Серед двотранзитних маршрутів максимальний ранг має маршрут «4-3-5», мінімальний – маршрут «1-2-5».

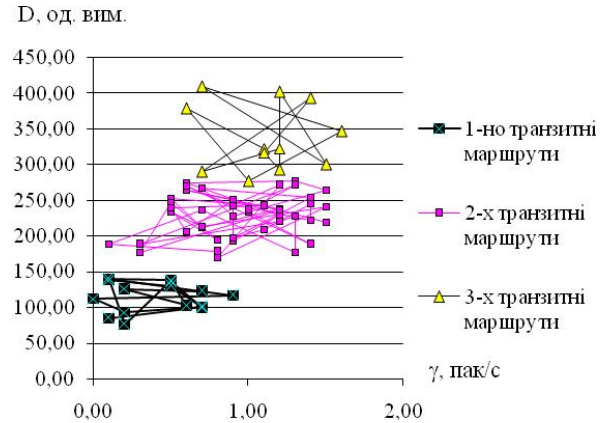


Рис. 2. Кластери одно-, дво- та тритранзитних маршрутів даних

Таблиця 1

Ранжування каналів маршрутів

Маршрут	Загальне навантаження на канал, пак/с	Навантаження на канал, що вноситься маршрутом пак/с	Відстань	Ранг
2-5	4,60	0,70	125	28
1-4	3,10	0,10	142	27
1-2	3,00	0,20	126	26
3-7	2,80	0,50	95	25
7-8	2,70	0,00	135	24
6-7	2,60	0,60	103	23
4-7	2,30	0,50	138	22
5-6	1,90	0,20	76	21
2-3	0,90	0,90	117	20
5-8	0,60	0,70	102	19
3-6	0,60	0,20	95	18
2-6	0,00	0,90	150	17
3-8	0,00	0,90	181	16
5-7	0,00	0,90	179	15
2-7	0,00	0,80	235	14
1-3	0,00	0,70	102	13
1-5	0,00	0,70	217	12
2-8	0,00	0,70	281	11
4-8	0,00	0,70	251	10
1-6	0,00	0,60	195	9
4-6	0,00	0,60	178	8
2-4	0,00	0,50	222	7
3-5	0,00	0,50	139	6
1-7	0,00	0,40	228	5
4-5	0,00	0,20	242	4
6-8	0,00	0,10	86	3
1-8	0,00	0,00	281	2
3-4	0,00	0,00	112	1

Для того, щоб розбити множину двотранзитних маршрутів даних на непересічні множини маршрутів із визначеними центрами (рис. 3), скористаємось процедурою класеризації за ознакою зв'язності [4] та оцінимо вплив кожного каналу у побудову всіх маршрутів.

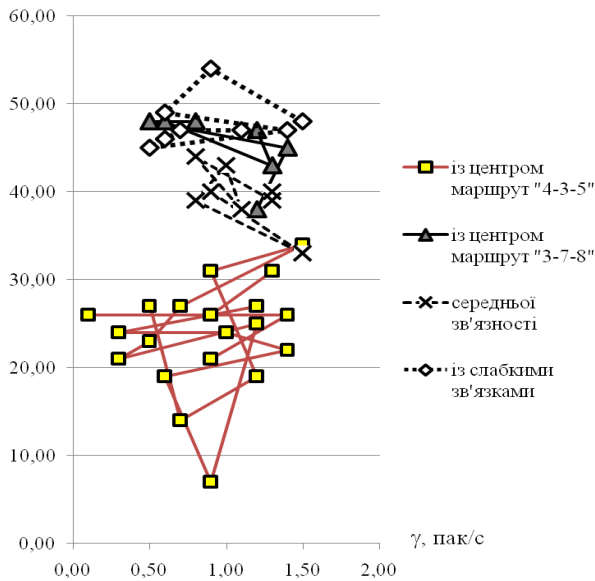


Рис. 3. Розбиття за ознакою «зв'язності» множини двотранзитних маршрутів на кластери

Для цього, використовуючи критерій оптимальності (4), побудуємо матрицю S , що визначається мірою близькості (3). Елементи цієї матриці будуть вказувати на скільки відрізняється кожний маршрут π_i від кожного π_j за визначеним простором факторних ознак (1). Для порогу було обрано значення $\alpha = 0.73$. Це число означає рівень суттєвості зв'язків між об'єктами включеними до одного кластеру.

В результаті кластерного аналізу множини двотранзитних маршрутів, для обраного порогового значення за ознакою зв'язності S було сформовано 4 кластери. Два кластери із сильно вираженими центрами (маршрути «4-3-5» і «3-7-8»), до яких входять 20 і 7 маршрутів відповідно; кластер середньої зв'язності, до якого віднесено 8 маршрутів; всі інші точки (8 маршрутів) включено до кластеру, що характеризуються слабкими зв'язками.

КЛАСТЕРИЗАЦИЯ ПОТОКОВ ДАННЫХ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЯХ АСУ ПОДРАЗДЕЛЕНИЙ ПО ФАКТОРНЫМ ПРИЗНАКАМ

В.В. Воротников

В статье рассмотрено решение задачи формирования плана распределения информации в телекоммуникационных сетях АСУ подразделений на основании анализа сетевого трафика и степени загрузки каналов связи. С целью уменьшения размерности имитационных моделей телекоммуникационных сетей предложено осуществить декомпозицию сети по выбранным факторным признакам. Приведены результаты исследований.

Ключевые слова: план распределения информации, оптимизация, кластеризация маршрутов.

A CLUSTERIZATION OF STREAMS GIVEN IS IN TCNS OF CASS OF MANAGEMENT OF SUBDIVISIONS ON FACTOR SIGNS

V.V. Vorotnikov

In the article the decision of task of forming of plan of distribution of information is considered in TCNS of ACV of subdivisions on the basis of analysis of network traffic and degree of loading of communication channels. With the aim of reduction to measurableness of the investigated simulation models of TCNS it is suggested to carry out the decoupling of network on select factor signs. Results over of researches are brought.

Keywords: plan of distribution of information, optimization, clusterization of routes.

Висновки

1. Розбиття множини маршрутів на кластери дозволить при формуванні плану розподілу інформації в мережі враховувати належність маршруту до конкретного кластера зв'язності. Це особливо актуально при розв'язку задач підвищення живучості мережі та трафік-інжинірингу.

2. Критерій оптимальності (4) дозволяє здійснювати розбиття на апріорно не задану кількість класів. До переваги показника відноситься можливість обирати значення суттєвості зв'язків на підставі змісту конкретної задачі. В задачі класифікації шляхів проходження інформації від значення порогу залежить точність оцінки для мережі в цілому.

Список літератури

1. Романюк В.А. Мережі MANET – основа побудови тактичних мереж зв'язку // IV Науково-практичний семінар ВІПТ „Пріоритетні напрямки розвитку телекомунікаційних систем та мереж спеціального призначення”. – К.: ВІПТ НТУУ „КПІ”. – 2007. – С. 15-28.
2. Кульгин М. Технологии корпоративных сетей / М. Кульгин. – СПб.: Питер, 2000. – 704 с.
3. Попов В.А. Алгоритм оптимальной кластеризации для сетей сотовой связи / В.А. Попов, В.Я. Воропаева, Я.М. Верховский // Наукові праці Донецького нац. техн. ун-ту. – Вип. 13 (121): сер.: Обчислювальна техніка та автоматизація. – Донецьк. 2007. – С. 53-59.
4. Давиденко І.Н. Способи формування структури доменів маршрутизації / І.Н. Давиденко, Д.Н. Гиренко // Проблеми інформатизації та управління. – № 1(29). – 2010. – С. 41-44.
5. Щербакова Г.Ю. Определение количества кластеров при прогнозировании состояния электронной аппаратуры / Г.Ю. Щербакова, В.Н. Крылов, С.Г. Антощук // Электроника и связь. – №3. – 2010. – С. 91-95.
6. Графов Р.П. Системологический подход к синтезу CLOUD-систем / Р.П. Графов, Д.Н. Медзатый, А.Г. Малай // Вісник Хмельницького національного університету. – № 3. – 2011. – С. 275-282.
7. Карпенко А.А. Об одном классе алгоритмов кластер-анализа / А.А. Карпенко // Вісник Харківського національного університету: Математичне моделювання. Інформаційні технології. Автоматизовані системи управління. – 2005. – № 703. – С.144-157.

Надійшла до редколегії 13.08.2012

Рецензент: д-р техн. наук, проф. Г.В. Худов, Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба, Харків.