

УДК 004.021

В. О. ВЛАСЕНКО,

Державний університет телекомунікацій, Київ

ОПТИМІЗАЦІЯ СИСТЕМИ УПРАВЛІННЯ МЕРЕЖЕЮ МАЙБУТНЬОГО (FUTURE NETWORK) НА БАЗІ ЕЛЕМЕНТІВ ТЕОРІЇ ІГОР

Проаналізовано принципи оптимізації системи управління мережею майбутнього з використанням модулів теорії ігор. Запропоновано алгоритми підвищення ефективності зазначеної системи і наведено приклади їх застосування.

Ключові слова: відмовостійкість мережі; ігровий алгоритм; динамічне управління потоками; завадостійкість.

Вступ

Нині неухильна конвергенція (взаємопроникнення) існуючих телекомунікаційних мереж супроводжується формуванням мережі майбутнього (*Future Network* — FN). Цей процес включає в себе перехід від мереж із комутацією каналів до мереж із пакетною комутацією. Проте й досі достатньо повної методологічної основи побудови та експлуатації мереж майбутнього створити не вдалося. Головна причина такої ситуації — певна стихійність самого явища конвергенції. Адже розробці необхідних міжнародних стандартів у сфері FN перешкоджає вплив провідних виробників телекомунікаційного обладнання, які фактично впроваджують свої власні стандарти щодо протоколів, портів і т. ін. Зрештою не може йтися про єдину концепцію експлуатації FN доти, доки повністю не визначено, що ж таке FN. Саме тому проблематика FN розглядається як дедалі актуальніша.

Основна частина

Дослідження різних аспектів і тенденцій розвитку FN доцільно здійснювати передусім на базі здобутого інтернет-провайдерами досвіду побудови й експлуатації мультисервісних мереж передавання даних.

Мета цієї статті полягає у визначенні систем автоматичного управління мережами майбутнього, з'ясуванні чинників, що впливають на відмовостійкість зазначених мереж, а також у синтезі показників відмовостійкості FN у цілому [7].

Новим досить широким і перспективним класом систем автоматичного управління є *ігрові системи управління* (далі — СУ) (рис. 1). В основу управляючого комплексу ігрової СУ покладено *ігровий алгоритм*, який спирається на порівняння багатьох можливих якісно різних рішень за тих чи інших даних умов із метою визначення оптимального або найкращого з урахуванням усіх наявних обмежень.

Зауважимо, що теорія ігор застосовується для формулювання та розв'язання задач стосовно конфлікту інтересів двох сторін. Вона визначає також рекомендації щодо раціональних дій кожної зі сторін у конфліктній ситуації.

Ця математична модель ефективно використовується, наприклад, для оптимізації СУ.

Нехай для деякого об'єкта мережі, яка підлягає управлінню, існує три варіанти дій першої сторони — застосування алгоритмів завадостійкого кодування, що дозволяють забезпечити припустиму ймовірність помилок [1], скажімо три виправляючі алгоритми A_1, A_2, A_3 завадостійкого кодування і три види завад B_1, B_2, B_3 , що діють на об'єкт контролю. Відомо, що в разі використання зазначених алгоритмів ймовірність виправлення помилок набуває таких значень: A_1 — $10^{-7}, 10^{-9}, 10^{-12}$; A_2 — $10^{-11}, 10^{-10}, 10^{-8}$; A_3 — $10^{-10}, 10^{-9}, 10^{-12}$.

Цю конфліктну ситуацію можна розглядати як гру 3×3 з двома особистими ходами та одним випадковим. Особистий хід другої (супротивної) сторони — поява того чи іншого виду завад. Особистий хід першої сторони — вибір типу завадостійкого кодування. Випадковий хід — застосування завадостійкого кодування. Цей хід може закінчитися отриманням припустимої ймовірності помилок або призвести до ситуації, коли ймовірність помилок буде занадто висока, тобто не задовольнятиме висунуті вимоги.



Рис. 1. Схема ігрової системи управління

Стратегії СУ (першої сторони) — це три варіанти завадостійкого кодування, стратегії супротивної (другої) сторони — три варіанти можливих завод [5]. Середнє значення виграшу при кожній заданій парі стратегій являє собою ймовірність отримання припустимої ймовірності помилок за допомогою певного виду завадостійкого кодування. Матрицю розглядуваної гри подано на рис. 2.

Стратегії стратега А	Стратегії стратега В		
	B_1	B_2	B_3
A_1	10^{-7}	10^{-9}	10^{-12}
A_2	10^{-11}	10^{-10}	10^{-8}
A_3	10^{-10}	10^{-9}	10^{-12}

Рис. 2. Матриця гри 3×3

Для того щоб знайти оптимальну стратегію стратега А (гравця першої з конфліктуючих сторін), проаналізуємо послідовно кожен з його стратегій, починаючи з A_1 .

Стратег А, вибравши з усіх своїх стратегій стратегію A_j , має розраховувати на те, що стратег В у відповідь застосує ту зі своїх стратегій, яка забезпечить ситуацію, коли виграш a_{ij} стратега А буде мінімальний. Виберемо це значення виграшу, тобто візьмемо мінімальне з чисел a_{ij} в j -му рядку:

$$a_j = \min_i a_{ij}. \tag{1}$$

Аби уникнути будь-якого ризику, стратег А має спинитися на тій зі своїх стратегій A_j , для якої число a_j максимальне:

$$a = \max_j a_j, \tag{2}$$

або, з урахуванням (1),

$$a = \max_j \min_i a_{ij}. \tag{3}$$

Вираз (3) визначає *нижню ціну гри — максимумний виграш, максимум*.

Стратегія, що відповідає нижній ціні гри, називається *максимінною стратегією*.

Вираз (3) визначає той гарантований мінімум, який отримає стратег А, дотримавшись найбільш обережної зі своїх стратегій.

Вочевидь, стратег В зацікавлений у тому, щоб мінімізувати виграш стратега. Тому він має проаналізувати кожен з своїх стратегій з погляду максимального свого виграшу

$$b_i = \max_j a_{ij}, \tag{4}$$

аби водночас забезпечити

$$a = \min_i b_i, \tag{5}$$

тобто досягти

$$b = \min_i \max_j a_{ij}. \tag{6}$$

Вираз (6) визначає *верхню ціну гри — мінімакс*.

Відповідна стратегія називається *мінімаксною*.

Принцип, згідно з яким кожний зі стратегів повинен дотримуватися своєї найбільш обережної стратегії, було названо *принципом мінімаксу*.

Відповідно до формул (1) і (3) доповнюємо матрицю гри, як це зображено на рис. 3.

Стратегії стратега А	Стратегії стратега В			
	B_1	B_2	B_3	a_j
A_1	10^{-7}	10^{-9}	10^{-12}	10^{-12}
A_2	10^{-11}	10^{-10}	10^{-8}	10^{-11}
A_3	10^{-10}	10^{-9}	10^{-12}	10^{-12}
b_i	10^{-7}	10^{-9}	10^{-8}	—

Рис. 3. Доповнена матриця гри

Отже, нижня ціна гри в даному випадку $a = 10^{-11}$; верхня ціна гри $b = 10^{-9}$.

Аналізуючи здобуту матрицю, доходимо висновку про нестійкість мінімаксних стратегій. Це означає, що коли стратег А застосує свою найбільш обережну стратегію A_2 , а стратег В — свою найбільш обережну стратегію B_2 , то середній виграш дорівнює 10^{-10} . Тільки-но стратег В дізнається, що стратег А застосує стратегію A_2 , він може відповісти на неї стратегією B_1 , звівши виграш до 10^{-11} . Таким чином, виграш при використанні мінімаксних стратегій нестійкий, оскільки залежить від наявності чи відсутності відомостей про стратегії протилежної сторони [1].

Для СУ в стаціонарному режимі завжди можна дістати інформацію, отримувану від параметрів мережі, тому мінімаксний метод у цьому разі цілком прийнятний.

Можна виокремити два принципово різні класи алгоритмів, покладених в основу ігрових СУ. Цим класам алгоритмів відповідають два види систем: *ігрові системи з набором шаблонних рішень* (рис. 4) та *ігрові системи з автоматичним пошуком рішень* (рис. 5).

Дії ігрової системи з набором шаблонних рішень так само шаблонні, що можна вважати основним недоліком цього типу ігрових СУ.

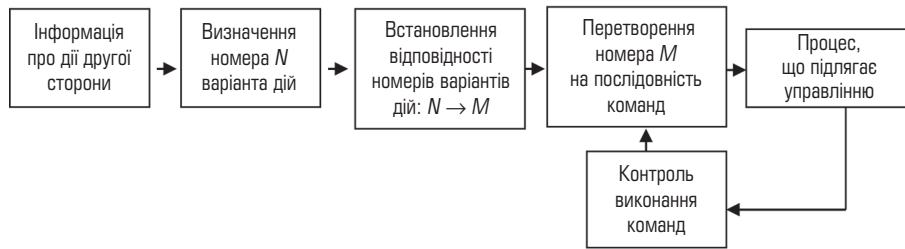


Рис. 4. Функціональна схема ігрової системи з набором шаблонних рішень

Що ж до ігрової системи з автоматичним пошуком рішень оптимальний вибір на кожному етапі здійснює керуючий комплекс.

Як оптимальний алгоритм для ігрових СУ є сенс використовувати автоматичний пошук рішень, надаючи системам, що здійснюють такий пошук, здатність нагромаджувати потрібний досвід та забезпечувати оптимальний вибір рішення [4].

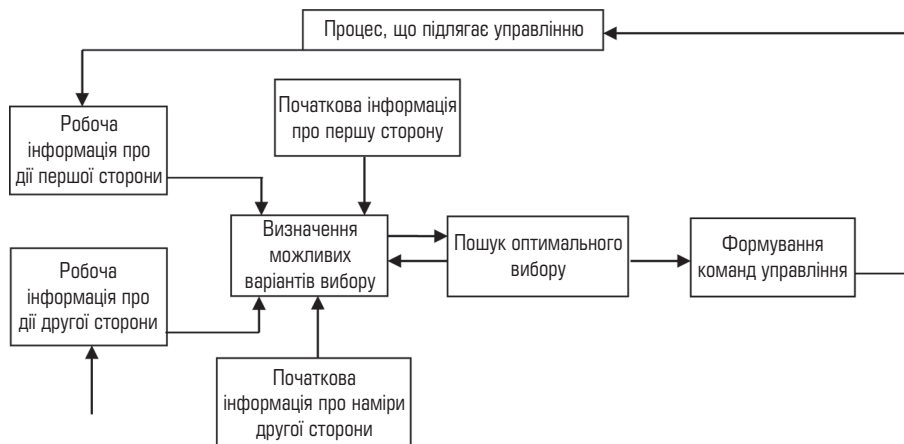


Рис. 5. Функціональна схема ігрової системи з автоматичним пошуком рішень

Розглянемо модель, що унаочнює розв'язання задачі розпізнавання двох об'єктів за випромінюваними (або відбиваними) ними сигналами. Ідеться, по суті, про антагоністичну гру двох осіб при передаванні сигналів управління по симетричному каналу без пам'яті за наявності завад трансформуючого типу.

Нехай маємо два джерела S_1 і S_2 , кожне з яких може надсилати два різні сигнали m_1 і m_2 . Увімкнення джерел відбувається у випадковий спосіб, причому в будь-який момент часу може функціонувати тільки одне джерело. Імовірність увімкнення S_1 дорівнює p , а S_2 становить $1 - p$.

Джерело S_2 веде активну антагоністичну гру проти системи спостереження, яка ухвалює рішення стосовно увімкнення того чи іншого джерела, маскуючись під S_1 . Дія завад зводиться до трансформації посилки з імовірністю $p_0 \leq 1/2$. З огляду на випадковість увімкнення джерел і дії завад можливе ухвалення як правильних, так і помилкових рішень. Нехай a — вигреш системи спостереження в разі правильного, а b — у разі неправильного рішення, причому $a > b \geq 0$.

За достатньо малих імовірностей появи джерела S_1 оптимальним є рішення про функціонування S_2 при будь-яких прийнятих сигналах і при будь-яких діях S_1 . Тоді показник якості роботи системи спостереження — *ціна гри* — не залежить від параметра завад p_0 , що характеризує вплив завад.

Мінімальне значення ціни гри

$$\min v = \frac{1}{3 - 2p_0} [b + 2a(1 - p_0)]. \quad (7)$$

При досить великих значеннях імовірності p з'являється *оптимальна стратегія*: ухвалення рішення щодо функціонування джерела S_1 при будь-якому прийнятому сигналі і будь-яких діях джерела S_2 .

Утім така стратегія є оптимальна лише за наявності завад (рис. 6). При $p_0 = 0$ третій діапазон рішень просто зникає.

Зауважимо, що динамічне управління потоками в мережі зв'язку забезпечується або організацією внутрішньовузлового управління потоками викликів та встановленням з'єднань на кожному вузлі K , або організацією управління потоками на мережі в цілому.

Динамічне управління потоками на мережі в цілому здійснюється одним із двох основних способів: управлінням обсягом потоків, що передаються по мережі, і управлінням розподілом потоків у мережі.

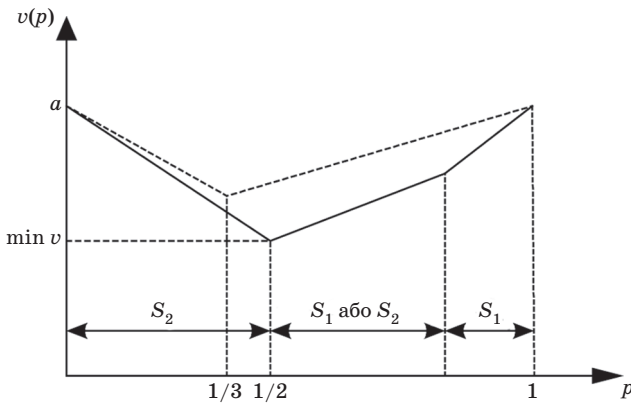


Рис. 6. Графік залежності ціни гри v від імовірності p (пунктиром позначено залежність ціни гри від p за відсутності заводів)

Під динамічним управлінням обсягом потоків розуміється як управління обмеженням вихідного навантаження від усіх частин, так і управління обсягом вихідного навантаження, створюваного безпосередньо абонентськими пунктами [1].

Для великих мереж, особливо якщо доводиться перерозподіляти потоки, які там функціонують, доцільно використовувати метод послідовного (покрокового, тобто ітераційного) наближення шуканого розв'язку до оптимального.

Нехай, наприклад, обсяг потоку пакетів, що надходить у вузол K_i , подається у вигляді

$$\lambda_i = \sum_{j=1}^N \lambda_{i,j}, \quad (8)$$

тоді як загальний обсяг Λ потоку, що надходить у мережу, визначається так:

$$\Lambda = \sum_{i=1}^N \lambda_i = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \lambda_{i,j}. \quad (9)$$

Середній час затримки передавання пакета по мережі

$$T_{cp} = \frac{1}{\Lambda} \sum_{\substack{l,k=1 \\ l \neq k}}^N \left(\frac{\lambda_{l,k}/\mu}{C_{l,k} - \lambda_{l,k}/\mu} + \lambda_{l,k} T'_{l,k} \right) \quad (10)$$

або

$$T_{cp} = \frac{1}{\Lambda} \sum_{\substack{l,k=1 \\ l \neq k}}^N \left(\frac{\lambda_{l,k}}{C_{l,k} - \lambda_{l,k}} + \lambda_{l,k} T'_{l,k} \right), \quad (11)$$

де $T'_{l,k} = \mu T_{l,k}$.

Розглянемо приклад застосування методу послідовного наближення для орієнтовної мережі, (рис. 7), в яку надходять два розсіювані далі потоки пакетів інформації: $\lambda_{1,4}$ і $\lambda_{3,2}$ зі швидкістю відповідно 2 пакети/с і 1 пакет/с.

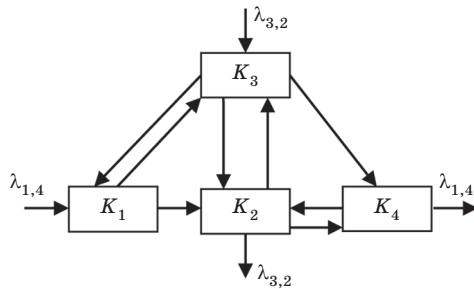


Рис. 7. Приклад використання методу послідовного наближення

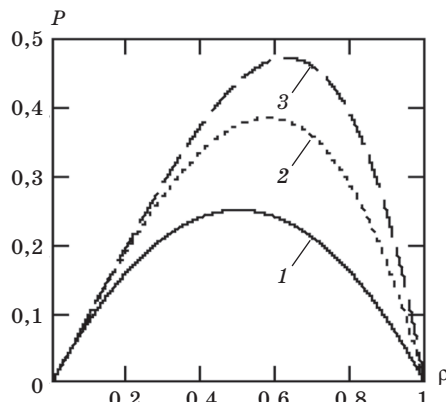


Рис. 8. Графіки залежності ймовірності P вибору обхідного шляху від коефіцієнта ρ використання каналів за наявності двох (крива 1), трьох (крива 2) і чотирьох (крива 3) допустимих напрямів (шляхів) передавання пакетів

Побудувавши дерева шляхів за наявних двох потоків: $\lambda_{1,4}$ і $\lambda_{3,2}$ для всіх ітерацій, побачимо, що на третій ітерації не відбулося жодного розсіювання. Отже, процес оптимізації розподілу потоків на цьому закінчився. У результаті отримано розподіл потоків (крок 2 другої ітерації), при якому $T_{cp,2,2} = 1,514$ с.

Передавання пакетів при динамічному управлінні потоками забезпечується не тільки по прямому шляху, а й по будь-якому з наявних обхідних шляхів — залежно від ситуації в мережі. Ймовірність зайнятості того чи іншого шляху визначається ймовірністю зайнятості віртуальних каналів, через які проходить цей шлях [6]. Графіки залежності ймовірності P вибору обхідного шляху від коефіцієнта ρ використання каналів за наявності двох, трьох і чотирьох допустимих напрямів (шляхів) передавання пакетів наведено на рис. 8.

Як впливає з рис. 8, ймовірність P вибору одного з $N - 1$ обхідних шляхів невелика при будь-яких ρ . Адже при малих значеннях ρ навантаження невелике, а тому немає потреби використовувати не прямий, а довший обхідний шлях. А в разі великих значень ρ вибір обхідного шляху призводить до не виправданого підвищення

загального коефіцієнта використання каналів. Нехай, наприклад, цей коефіцієнт збільшується рівномірно по мережі на α , тоді ймовірність вибору обхідного шляху

$$P \approx \rho(1 + \alpha)(1 - [\rho(1 + \alpha)]^{N-1}), \quad (12)$$

причому ця залежність справджується при $\rho < 1/(1 + \alpha)$. Графіки залежності P від ρ при $\alpha = 20\%$ наведено на рис. 9.

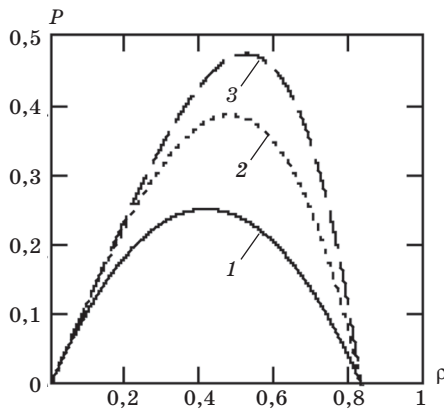


Рис. 9. Графіки залежності ймовірності P від коефіцієнта ρ за наявності двох (крива 1), трьох (крива 2) і чотирьох (крива 3) обхідних шляхів при $\alpha = 20\%$

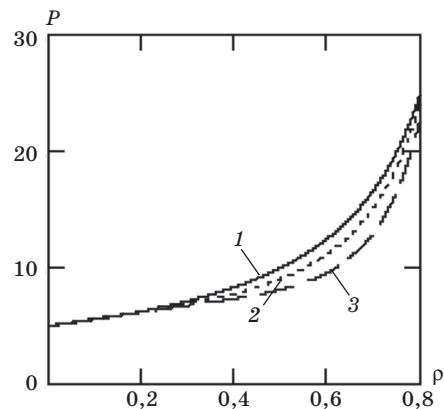


Рис. 10. Графіки залежності середнього часу τ затримки в мережі від коефіцієнта ρ використання каналів

Графіки залежності середнього часу τ затримки в мережі від коефіцієнта ρ використання каналів у разі статичної ситуації, тобто постійних маршрутів (крива 1), і динамічної маршрутизації при $\alpha = 20\%$ за наявності двох (крива 2) і чотирьох (крива 3) допустимих шляхів передавання пакетів наведено на рис. 10. Як бачимо, динамічна маршрутизація ефективна тільки при середньому значенні коефіцієнта ρ .

Висновок

Динамічне управління розподілом потоків інформації найбільш ефективно за умов різко змінюваних навантажень на мережі і/або пошкоджень на ній.

Список використаної літератури

1. Беркман, Л. Н. Застосування алгоритмів теорії ігор для оптимізації систем управління телекомунікаційними мережами / Л. Н. Беркман, О. М. Ткаченко // *Технологии цифрового вещания: стратегия внедрения в Украине (DBT-2006)*: Одесса, 2006.— С. 180–183.
2. Карась, О. М. Місце ігрових систем управління в теорії автоматичного управління / О. М. Карась, Д. О. Нацик // *Радиотехника*.— 2005.— Вып. 142.— С. 88–91.
3. Ткаченко, О. М. Застосування методів теорії ігор для розпізнавання двох об'єктів за наявності завад трансформуючого типу в симетричному каналі зв'язку без пам'яті / О. М. Ткаченко // *Електроника и связь. Тематический выпуск «Проблемы электроники»*, ч. 3.— 2007.— С. 72–73.
4. Толубко, В. Б. Формування багатопозиційного сигналу технологій 5G на базі фазорізнцевої модуляції високого порядку / В. Б. Толубко, Л. Н. Беркман, С. В. Козелков // *Зв'язок*.— 2016.— № 4.— С. 3–7.
5. Беркман, Л. Н. Оптимізація та моделювання пристроїв і систем зв'язку / Л. Н. Беркман, В. К. Степков, Є. В. Кільчицький.— К.: Техніка, 2004.— 576 с.
6. Методика оцінювання сталості телекомунікаційної мережі в умовах дії зовнішніх непрогнозованих дестабілізуючих факторів / [В. Б. Толубко, Л. Н. Беркман, С. І. Отрох, В. О. Ярош] // *Зв'язок*.— 2016.— № 5.— С. 3–7.
7. *Global information infrastructure, internet protocol aspects and next generation networks — future networks. Future networks: Objectives and design goals // Recommendation ITU-T Y.3001, 2011.*

Рецензент: доктор техн. наук, професор А. І. Семенко, Державний університет телекомунікацій, Київ.

V. O. Vlasenko

ОПТИМИЗАЦИЯ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ СЕТЬЮ БУДУЩЕГО (FUTURE NETWORK) НА БАЗЕ ЭЛЕМЕНТОВ ТЕОРИИ ИГР

Проанализированы принципы оптимизации системы управления сетью будущего с использованием моделей теории игр. Предложены алгоритмы повышения эффективности системы управления указанной сетью.

Ключевые слова: отказоустойчивость сети; игровой алгоритм; динамическое управление потоками; помехоустойчивость.

V. O. Vlasenko

THE OPTIMIZATION OF THE MANAGEMENT SYSTEM OF A FUTURE NETWORK USING ELEMENTS OF GAME THEORY

The principles of the optimization of the management system of a network of the future (future network) using elements of game theory are analyzed in the article. The tasks and algorithms on improving the management system efficiency of the future network are reviewed.

Keywords: network reliability; game algorithm; dynamic control flow; noise immunity.