

Модель безпечної Internet-з'єднання в відповідності до ступеню ризику локальної мережі передбачає наявність набору захисних засобів, сумарний ваговий коефіцієнт яких згідно таблиці знаходиться в межах: низький ризик: 0-3, середній ризик: 4-10, високий ризик: більше 10.

Висновки

Описані моделі дозволяють оптимально регламентувати доступ до локальної мережі з зовнішніх мереж з точки зору безпеки інформації, визначити чисельні значення ймовірностей несанкціонованого доступу для кожного типу з'єднання, вибрати на основі отриманих даних оптимальний набір захисних механізмів. При оцінці ймовірностей успішних злонамірених дій враховується як перелік наявних засобів захисту, так і дані про спроби НДЗ за час функціонування локальної мережі, що дозволяє отримати більш точні ймовірнісні значення. Модель може застосовуватися як на етапі проектування мережі з можливістю віддаленого доступу, так і в процесі її експлуатації.

Поступила 4.11.09

УДК 681.51:519.876

Пархуць Л.Т.

ДОСЛІДЖЕННЯ ЕФЕКТИВНОСТІ АЛГОРИТМІВ АДАПТИВНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ З ОБМЕЖЕНИМ ВИБОРОМ ВИХІДНИХ КАНАЛІВ ЗВ'ЯЗКУ

Вступ

При побудові нових та при модернізації існуючих захищених інформаційних мереж спеціального призначення актуальними питаннями, які слід вирішити, є оптимізація архітектури та технології функціонування мережі з метою забезпечення необхідного рівня захисту інформації, отримання максимальної швидкодії та мінімального трафіку. Даним питанням присвячено, зокрема, робота [1], в якій приведено модель процесу обміну інформацією в інформаційній мережі, виконано її моделювання та дослідження [2], розглянуто питання оптимізації структури інформаційних мереж [3]. Схеми глобального і локального управління в інформаційній мережі при обмеженні інтенсивностей потоків проаналізовано в роботі [4]. В роботі [5] запропоновано алгоритми адаптивної маршрутизації в захищеній інформаційній мережі з обмеженим вибором вихідних каналів зв'язку.

Дана робота є логічним продовженням вказаних робіт, зокрема в ній проведено дослідження алгоритмів адаптивної маршрутизації в захищеній інформаційній мережі з обмеженим вибором вихідних каналів зв'язку.

Основна частина

Дослідження ефективності описаних варіантів алгоритмів адаптивної маршрутизації з обмеженим вибором вихідних каналів зв'язку (АМОВВКЗ) [5] проведемо методом імітаційного моделювання. На основі описаної множини варіантів алгоритмів АМОВВКЗ спочатку вибирається кращий у відношенні до прийнятого критерію ефективності, а потім визначаються його оптимальні параметри.

Заздалегідь розглянемо можливості оцінки характеристик варіантів алгоритмів АМОВВКЗ аналітичним методом. При цьому слід враховувати, що аналітичне моделювання накладає достатньо жорсткі обмеження на складність використовуваних моделей і вимагає ухвалення множини допущень, що істотно зменшує адекватність отриманої аналітичної моделі і відповідно відображається на точності і достовірності одержуваних результатів.

Звичайно обмеження, що вводяться при розробці часткових аналітичних моделей процесу обміну інформацією в захищених інформаційних мережах (ЗІМ), загалом зводяться до того, що розглядається фіксована процедура вибору маршрутів і не враховуються реальні умови функціонування мережі, що змінюються (відмови елементів мережі, зміна характеру вхідних потоків пакетів комутованої інформації (ПКІ)). Цим визначається основна складність використання аналітичних методів для оцінки ефективності алгоритмів адаптивного управління обміном інформацією в ЗІМ, основні характеристики яких визначаються саме реальними умовами функціонування мережі.

Проте аналітичне моделювання володіє багатьма перевагами в порівнянні з імітацією, до основних з яких слід віднести менші витрати ресурсів на проведення дослідження і узагальненість одержуваних результатів. Тому широке застосування отримали часткові наближені аналітичні моделі, засновані на деяких асимптотичних результатах і різного роду апроксимаціях.

Розглянемо часткові математичні моделі, що дозволяють оцінити і проаналізувати час затримки пакетів як однієї зі складових прийнятого критерію оцінки ефективності алгоритмів управління.

Вважатимемо, що потоки ПКІ, що поступають в ЗІМ від зовнішніх джерел (користувачів мережі), є пуассонівськими. Відповідно до прийнятих позначень при побудові узагальненої моделі ЗІМ маємо: φ_{ik} – середня інтенсивність потоку ПКІ, що поступають в i -й вузол комутації (ВК) (із зовнішніх джерел) і призначених k -му ВК.

Отже, інтенсивність повного зовнішнього трафіку становитиме

$$\varphi = \sum_{j=1}^N \sum_{k=1}^N \varphi_{jk}. \quad (1)$$

Відповідно інтенсивність зовнішнього навантаження в j -му ВК визначається за формулою

$$\varphi_j = \sum_{k=1}^N \varphi_{jk}. \quad (2)$$

Спочатку припускаємо, що довжини всіх ПКІ незалежні і розподілені за степеневим законом з середнім значенням $1/\mu$, а часи обробки пакетів в ВК є постійними і рівні k . Вплив часу обробки пакетів в ВК звичайно значно менший ніж вплив часу затримки при передачі, і тому частину його врахуємо за допомогою деякої константи. Передбачається також, що обсяг пам'яті в ВК необмежений, канал зв'язку (КЗв) є абсолютно надійними і в них не виникає помилок. Пакети розподіляються відповідно до фіксованого одномаршрутного методу маршрутизації. Подібна методика застосовна і при фіксованих багатомаршрутних і випадкових алгоритмах.

Крім цього, позначимо через π_{jk} – шлях, яким передаються пакети від j -го вузла-джерела до k -го вузла-одержувачу. При цьому i -й КЗв (з пропускною спроможністю C_i) включається в шлях π_{jk} , якщо пакети, для яких фіксований цей шлях, проходять вказаний КЗв. Використаємо позначення $C_i \in \pi_{jk}$. Оскільки кожний КЗв в мережі розглядається як окремий обслуговуючий прилад, позначимо через λ_i , середню інтенсивність потоку пакетів, що проходять через i -й КЗв. Очевидно, що λ_i визначається сумою середніх інтенсивностей потоків пакетів зі всіх шляхів, які проходять через цей КЗв, тобто

$$\lambda_i = \sum_j \sum_{k: C_i \in \pi_{jk}} \varphi_{jk}. \quad (3)$$

Аналогічно, як для зовнішнього трафіку, визначимо повний трафік в ЗІМ

$$\lambda = \sum_{i=1}^M \lambda_i. \quad (4)$$

Визначимо середню величину T_{jk} як середній час затримки пакету від j -го вузла-джерела до k -го вузла-одержувача. Отже, середній час затримки пакетів в ЗІМ складе

$$\bar{T}_n^* = \sum_{j=1}^N \sum_{k=1}^N \frac{\varphi_{jk}}{\varphi} T_{jk}. \quad (5)$$

Фізичний зміст цієї рівності полягає в тому, що частка φ_{jk} / φ повного вхідного трафіку пакетів має в середньому час затримки рівний T_{jk} . Ця рівність є розкладанням ЗІМ по парах "джерело-одержувач".

На базі узагальненої моделі розглянемо процес функціонування j -го КЗв, представивши його у вигляді одноканальної Q -схеми з чергою пакетів перед цим каналом. Позначивши через T_i середній час, що затрачається на очікування і передачу, отримаємо

$$T_{jk} = \sum_{i: C_i \in \pi_{jk}} T_i. \quad (6)$$

Отже, формула (5), з урахуванням зміни порядку підсумовування і співвідношення (3) прийме вигляд

$$\bar{T}_n^* = \sum_{i=1}^M \frac{\lambda_i}{\varphi} T_i. \quad (7)$$

Ця рівність дозволяє оцінити середню затримку пакету, розкладену за затримками в окремих КЗв. В загальному випадку для зведення задачі до простого підсумовування виразу для T_i необхідно, щоб можна було розглядати затримку в цьому КЗв як випадкову величину, не залежну від затримки в інших КЗв по шляху, тобто аналізувати кожний ВК незалежно. Для забезпечення цієї умови прийнято так зване "припущення про незалежність", яке полягає в тому, що кожного разу під час вступу пакету в новий ВК мережі заново визначається (згідно експоненціальному розподілу) його нова довжина. Це припущення дозволяє проміжки між моментами приходів пакетів і час обслуговування пакетів вважати незалежними випадковими величинами. Загалом таке припущення не завжди справедливе, але, якщо пакети достатньо добре перемішані в ВК (пакети поступають в чергу з різних вхідних КЗв, що характерне для ЗІМ), то вузол працює так, ніби ці дві випадкові величини є незалежними. Як було показано за допомогою імітаційних експериментів, ця гіпотеза Л.Клейнрока справедлива, якщо топологія мережі і алгоритми маршрутизації такі, що потоки з багатьох попередніх ВК перемішуються в наступному вузлі, що виконується для ЗІМ з середньою зв'язністю.

З урахуванням припущення про незалежність і на підставі теореми Бурка, згідно якої потік моментів закінчення обслуговування в Q -схемі типу $M/M/V$ є пуассонівським, можна розглядати кожний канал як незалежну Q -схему вигляду $M/M/1$, для якої $T_i = 1/(\mu C_i - \lambda_i)$.

Тоді згідно (7) одержуємо

$$\bar{T}_n^* = \sum_{i=1}^M \frac{\lambda_i}{\varphi} \left(\frac{1}{\mu C_i - \lambda_i} \right). \quad (8)$$

Представляти КЗв Q -схемою типу $M/M/1$ зручно для аналітичних досліджень, але, як показують результати машинного моделювання і вимірювань в реальних мережах, розрахована таким чином затримка виявляється більшою за реальну і дає верхню межу оцінки, оскільки в реальних мережах пакети мають однакову довжину.

Тому доцільно представити КЗв у вигляді Q -схеми типу $M/D/1$, тобто припустити, що довжини ПКІ однакові. Це більш жорстке припущення приводить до аналітичних результатів, які добре узгоджуються з результатами, отриманими імітаційним моделюванням на ПК і вимірюваннями в реальних ЗІМ. Оскільки середній час перебування (очікування і обслуговування) заявок в Q -схемі типа $M/D/1$ можна визначити як $T_i = (2\mu C_i - \lambda_i)/(2\mu C_i(2\mu C_i - \lambda_i))$, то середня затримка пакету в цьому випадку

$$\bar{T}_i^* = \sum_{i=1}^M \frac{\varphi_i}{\varphi} \left[\frac{2\mu C_i - \lambda_i}{2\mu C_i (\mu C_i - \lambda_i)} \right]. \quad (9)$$

Співвідношення можуть бути уточнені шляхом введення елементів, які враховують затримки на обробку пакетів в ВК, а також наявність різних типів пакетів (призначених для користувача і службових).

Позначимо через t_i^k час розповсюдження сигналу в i -му КЗв, який має проявляється тільки при значній довжині КЗв. Для обліку трафіку призначених для користувача пакетів інформації і трафіку службових пакетів управління позначимо через $1/\mu$ середню довжину пакету інформації, а через $1/\mu'$ середню довжину всіх пакетів і, розділивши у виразах складові затримки на очікування і на обробку, отримаємо відповідно

$$\bar{T}_i^* = k + \sum_{i=1}^M \frac{\lambda_i}{\varphi} \left(\frac{\frac{\lambda_i}{\mu' C_i}}{\mu' C_i - \lambda_i} + \frac{1}{\mu C_i} + t_i^k + k \right), \quad (10)$$

$$\bar{T}_i^* = k + \sum_{i=1}^M \frac{\lambda_i}{\varphi} \left(\frac{\lambda_i}{2\mu' C_i (\mu' C_i - \lambda_i)} + \frac{1}{\mu C_i} + t_i^k + k \right). \quad (11)$$

При додатковому припущенні, що коефіцієнт використання КЗв для всіх каналів шляху π_{jk} однаковий і може бути визначений за формулою $\bar{\rho} = \lambda/\mu C M$, приведемо вираз для середньої затримки мультипакетного ПКІ:

$$\bar{T}_i^* = k + \sum_{i=1}^M \frac{\lambda_i}{\varphi} \left(\frac{\frac{\lambda_i}{\mu' C_i}}{\mu' C_i - \lambda_i} + \frac{1}{\mu C_i} + t_i^k + k \right) + \sum_{i=1}^M \frac{\lambda_i}{\lambda} \left[\frac{\bar{m} - 2}{\mu_F C_i} + \frac{1}{\mu C_i} \right] + (\bar{m} - 1)\bar{t}, \quad (12)$$

де μ_F – довжина повного пакету; \bar{m} – середнє число пакетів в ПКІ

Середній час між моментами надходження пакетів обчислюємо за формулою

$$\bar{t} = \bar{\rho} \frac{1 - \bar{\rho}^{\bar{n}-1}}{1 - \bar{\rho}} \sum_{i=1}^M \frac{\lambda_i}{\lambda} \frac{1}{\mu_F C_i}, \quad (13)$$

де \bar{n} – середня довжина шляху (в числі ділянок) $\bar{n} = \lambda/\varphi$.

Аналіз залежності для середнього часу затримки пакету в ЗІМ приводить до спрощеної детермінованої порогової моделі для часу затримки. Ця порогова поведінка часу затримки визначається тим, що, якщо множина значень пропускних спроможностей $\{C_i\}$ відносно однорідна, то при збільшенні навантаження в ЗІМ ніякий доданок у виразі для затримки не буде домінуючим до тих пір, поки в деякому КЗв інтенсивність потоку пакетів не досягне його пропускної спроможності (тобто $\lambda_i \approx \mu C_i$), тоді відповідний доданок різко зросте. Це навантаження є навантаженням насичення мережі, його значення залежить від ефективності процедури розподілу потоків, тобто маршрутизації.

На основі отриманої залежності для середнього часу затримки пакетів можна отримати оптимальний план розподілу інформації (ПРІ), що забезпечує мінімальну середню затримку пакету при фіксованій процедурі маршрутизації. Оптимальний ПРІ при цих допущеннях можна отримати розв'язанням задачі розподілу потоків, яку сформулюємо так.

Вважатимемо, що задані топологія ЗІМ, яка визначається матрицею зв'язаності $\|H\| = [h_{ij}]$; пропускні спроможності КЗв визначаються матрицею $\|C\| = [C_i]$, $i = \overline{1, M}$; інтенсивності потоків ПКІ, що входять в мережу, визначаються матрицею трафіку $\|\Lambda\| = \lambda_{ij}$.

Необхідно мінімізувати \bar{T}_i^* на множині $\{\lambda_i\}$, розподіляючи оптимальним чином потоки в КЗв при обмеженні $\lambda \leq \mu C_i$, $i = \overline{1, M}$ і враховуючи, що задовольняється матриця вимог $\|\Phi\|$.

Задача статичної маршрутизації є опукла багатопродуктова транспортна задача, але класичні методи, що забезпечують глобальний мінімум, виявляються недоцільними через велику розмірність задачі.

З багатьох існуючих евристичних алгоритмів порівняно ефективним з погляду обчислень є метод відхилення (девіації) потоку, який заснований на таких властивостях часів затримки і потоків в мережі. Як було відзначено, залежність \bar{T}_i^* володіє очевидною властивістю безмежно зростати при досягненні рівня якого-небудь потоку пропускної спроможності відповідного КЗв. Отже, залежність \bar{T}_i^* включає сама в себе додаткові обмеження як "функцію штрафу", і на основі цього можна перейти від оптимізаційної задачі з обмеженнями до задачі оптимізації без обмежень.

Крім того, оскільки залежність \bar{T}_i^* є роздільною в тому значенні, що вона є сумою доданків, кожний з яких залежить лише від потоку в одному КЗв, одержуємо

$$\frac{\partial \bar{T}_i^*}{\partial \left(\frac{\lambda_i}{\mu} \right)} = \frac{C_i}{\varphi \left[C_i - \frac{\lambda_i}{\mu} \right]^2}, \quad i = \overline{1, M}. \quad (14)$$

Очевидно, що

$$\frac{\partial \bar{T}_i^*}{\partial \left(\frac{\lambda_i}{\mu} \right)} > 0 \quad \text{і} \quad \frac{\partial^2 \bar{T}_i^*}{\partial \left(\frac{\lambda_i}{\mu} \right)^2} > 0, \quad (15)$$

отже, \bar{T}_i^* є опуклою функцією потоків. Крім того, множина реалізованих потоків є опуклим многогранником а, тому задача має єдиний глобальний мінімум, який можна досягти будь-яким способом пошуку локального мінімуму.

Використовуємо субоптимальний алгоритм відхилення потоку при фіксованій процедурі вибору маршрутів з таких іркувань. По-перше, субоптимальний алгоритм відхилення потоку дає можливість отримати ПРІ при фіксованій маршрутизації на відміну від оптимального алгоритму, який оцінює теоретичні середні інтенсивності потоків в кожному КЗв, але при цьому не можна аналітично отримати алгоритм вибору маршрутів, який фактично приводить до цього розподілу потоків. По-друге, субоптимальний алгоритм відхилення потоку при фіксованій маршрутизації, дає добрі результати, вимагаючи при цьому істотно менше обчислень.

Суть алгоритму відхилення потоків полягає в тому, що кожній i -й гілці неорієнтованого графа $G(N_c, M_c)$, що відповідає мережі на рівні її морфологічного опису, приписується вага («довжина»), яка визначається відповідно до виразу

$$l_i = \frac{\partial \bar{T}_i^*}{\partial (\lambda_i / \mu)} = \frac{\tilde{N}_i}{\varphi [C_i - \lambda_i / \mu]}. \quad (16)$$

Фізичний зміст l_i полягає в тому, що це лінійна швидкість зростання \bar{T}_i^* при нескінченно малому збільшенні потоку в i -му КЗв і в цій метриці найкоротший шлях (тобто шлях з мінімальною вагою) є найкращим для зниження середньої затримки пакету. Отже, потік по найкоротших шляхах відповідно до цієї метрики представлятиме девіацію найшвидшого спуску для \bar{T}_i^* . В субоптимальному алгоритмі відхилення потоку при фіксованій маршрутизації не оптимізується частка потоку, що відхиляється найкоротшими шляхами, а розв'язується питання: відхиляти весь потік найкоротшими шляхами або нічого

не відхиляти для кожного потоку φ_{ik} .

Це допущення засновано на тому факті, що фіксовані процедури маршрутизації володіють добрими характеристиками при коротких середніх довжинах шляхів і збалансованому трафіку в ЗІМ.

На основі описаних часткових математичних моделей розроблений комплекс програм для розв'язання задачі фіксованої маршрутизації і аналізу часу затримки в статичній мережі. За допомогою цього комплексу програм аналітично розв'язуються такі задачі:

- розподіл потоків за допомогою алгоритму відхилення потоку і отримання оптимального з погляду середньої затримки пакету ПРІ при фіксованій маршрутизації;
- визначення середнього часу затримки пакетів;
- аналіз часу затримки пакетів і визначення інтенсивності навантаження насичення мережі;
- отримання залежності середньої затримки пакетів від інтенсивності вхідного трафіку.

На основі отриманого оптимального ПРІ при фіксованій маршрутизації в МІО досліджується залежність \bar{T}_i^* від інтенсивності вхідних потоків в інтервалі $0 < \varphi < \varphi^*$, тобто при варіюванні коефіцієнта зміни інтенсивності в інтервалі $0 < \gamma < \gamma^*$.

На рисунку 1 приведено залежність \bar{T}_i^* від навантаження ЗІМ, які показують ефективність алгоритму відхилення потоку при фіксованій маршрутизації: крива 1 отримана при розподілі потоків пакетів з допомогою ПРІ, сформованого за допомогою методу рельєфів, а крива 2 – при розподілі потоків пакетів за допомогою оптимального ПРІ, сформованого методом відхилення потоків. При розподілі потоків методом рельєфів навантаженню насичення мережі відповідає коефіцієнт $\varphi^* = 4,17$, а при оптимальному розподілі за допомогою алгоритму відхилення потоку $\gamma^* = 5,51$ і істотно зменшується \bar{T}_i^* .

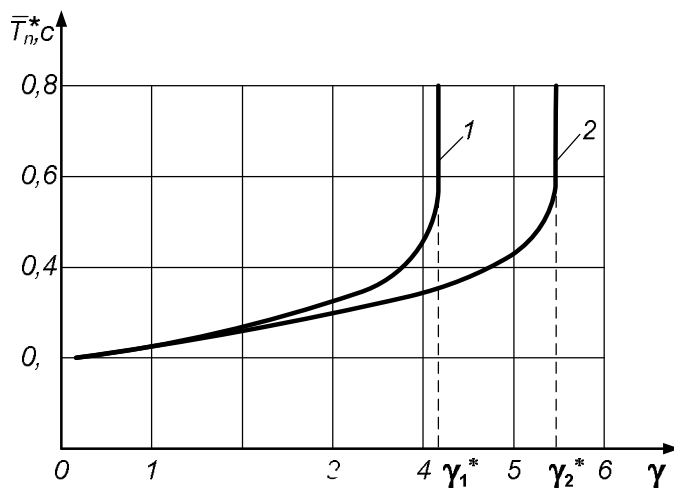


Рис.1. Залежність \bar{T}_i^* від навантаження ЗІМ

За допомогою розробленого комплексу програм на комп'ютері було досліджено два варіанти КЗв, що формалізуються за допомогою Q -схем типу $M/M/1$ і типу $M/D/1$.

На рисунку 2 крива 1 відображає залежність \bar{T}_i^* від інтенсивності навантаження мережі (з точністю до коефіцієнта зміни навантаження мережі) для моделі КЗв типу $M/M/1$, а крива 3 від відображає ту ж залежність для моделі КЗв типу $M/D/1$. Результати аналізу показують і підтверджують можливість використання для апроксимації процесу функціонування КЗв мережі Q -схеми типу $M/D/1$. На цьому ж рисунку показана ламана 2, отримана за допомогою імітаційної моделі, побудованої без використання допущень про вибір конкретних Q -схем (типу $M/M/1$ або $M/D/1$.)

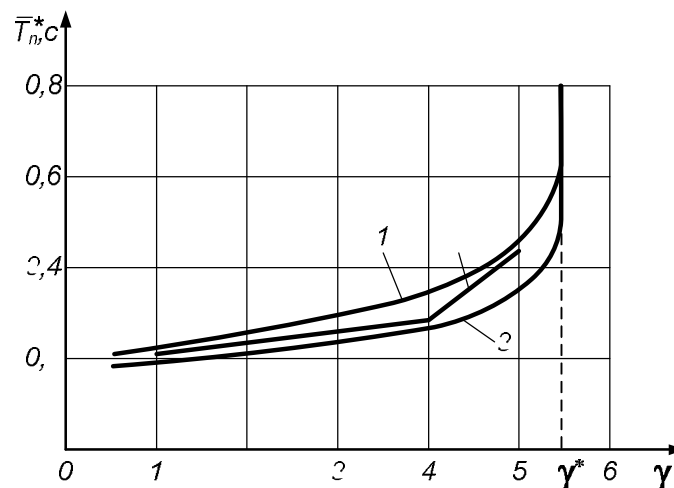


Рис.2. Залежність \bar{T}_n^* від інтенсивності навантаження мережі

Оскільки, як вже наголошувалося вище, крива 1 через припущення експоненціального часу обслуговування є завищеною характеристикою \bar{T}_i^* , а крива 3 – "нижньою огинаючою" залежності часу затримки пакетів, то результати цього порівняння показують достатньо добру придатність розробленої імітаційної моделі і підтверджують коректність використання результатів імітаційних експериментів для дослідження ефективності алгоритмів управління обміном інформацією в ЗІМ.

Висновки

Модель процесу обміну інформацією в інформаційній мережі та запропоновані алгоритми дають можливість проаналізувати та оптимізувати трафіки передачі інформації при адаптивній маршрутизації в захищених інформаційних мережах інтегрального обслуговування з обмеженим вибором вихідних каналів зв'язку. Результати дослідження та комп'ютерного моделювання ефективності алгоритмів адаптивної маршрутизації з обмеженим вибором можуть бути використані для організації, технології функціонування та оптимізації захищених інформаційних мереж з метою отримання максимальної швидкодії та мінімального трафіку.

Список літератури

1. Пархуць Л.Т. Модель процесу обміну інформацією в корпоративній інформаційній мережі / Пархуць Л.Т. // Науково-технічний журнал "Захист інформації". Спеціальний випуск. –2007, – С. 71-79.
2. Пархуць Л.Т. Дослідження моделі процесу обміну інформацією в корпоративній інформаційній мережі / Пархуць Л.Т. // Науково-технічний журнал "Захист інформації". №4, 2008. С.32-38.
3. Кудинов В.А. Оптимизация структуры информационной сети / Кудинов В.А., Пархуць Л.Т., Хорошко В.А. // Науково-технічний журнал "Захист інформації". –2004, №3, – С. 44-49.
4. Дудикевич В.Б. Схеми глобального і локального управління в інформаційній мережі при обмеженні інтенсивностей потоків / Дудикевич В.Б., Пархуць Л.Т., Хорошко В.О. // Вісник Східноукраїнського національного університету імені Володимира Даля. № 8 (126) 2008, С.12-16.
5. Пархуць Л.Т. Алгоритми адаптивної маршрутизації з обмеженим вибором витікаючих каналів зв'язку / Пархуць Л.Т. // Вісник Східноукраїнського національного університету імені Володимира Даля. № 1, – 2009, С.41-47.

Надійшла 10.11.09