

УДК 004.9 : 621.39

Г.А. Кучук

Харківський університет Повітряних Сил імені Івана Кожедуба, Харків

МЕТОД СИНТЕЗУ СТРУКТУРИ ЗВ'ЯЗНОГО ФРАГМЕНТУ ІНФОРМАЦІЙНО-ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОЇ МЕРЕЖІ ЄДИНОЇ АВТОМАТИЗОВАНОЇ СИСТЕМИ УПРАВЛІННЯ ЗБРОЙНИМИ СИЛАМИ УКРАЇНИ

Розглянутий двохкроковий метод синтезу структури зв'язного фрагменту інформаційно-телекомунікаційної мережі (ІТМ), базової для елементів єдиної автоматизованої системи управління Збройними Силами України. На першому кроці синтезу проведений маргінальний розподіл трансакцій, що надходять або виходять з фрагменту ІТМ, котрий розглядається, на другому – розподіл завантаження каналів зв'язку фрагменту, виходячи з мінімізації середньої затримки пакетів трансакцій. Отриманий вираз розподілу трансакцій в умовах ряду обмежень на інформаційну та технічну архітектуру фрагменту. Задача оптимального розподілу пропускної здатності каналів фрагменту при накладених обмеженнях розв'язана за допомогою методу Лагранжа.

Ключові слова: інформаційно-телекомунікаційна мережа, єдиної автоматизованої системи управління, зв'язність, гетерогенність, пропускна здатність.

Вступ

Основним шляхом суттєвого підвищення ефективності управління Збройними Силами України є створення і впровадження Єдиної автоматизованої системи управління Збройними Силами (ЄАСУ ЗС) України та її елементів [1].

Головне завдання щодо створення Єдиної автоматизованої системи управління Збройними Силами України полягає у впровадженні сучасних інформаційних технологій в управління військами, бойовими засобами та зброєю [1, 2]. Всі складові ЄАСУ повинні проектуватися з урахуванням вимог інтегрованого інформаційного середовища, першим кроком реалізації якого є розробка і впровадження інформаційної інтеграційної компоненти ЄАСУ ЗСУ на базі діючих інформаційно-аналітичних систем [2]. Потрібна розробка системи з певними функціями, які дійсно зроблять революційний переворот у технологіях управління Збройними Силами в мирний та воєнний час, скоротять час на обробку інформації та прийняття рішень, доведення їх до військ. Функції, що мають виконуватися ЄАСУ ЗСУ, повинні призвести до автоматизації всіх етапів процесу управління [3].

Побудова ЄАСУ запланована в три етапи. На сьогодні триває перший етап – базовий, його основна мета – загальносистемне проектування й інтеграція раніше розроблених систем. Технічною основою ЄАСУ ЗСУ є інформаційно-телекомунікаційна мережа, що є сукупністю інформаційно-телекомунікаційних вузлів, локальних обчислювальних мереж, окремих робочих станцій та засобів зв'язку [1]. Вважаючи на гетерогенність даних елементів [4], однією з актуальних задач на цьому етапі є синтез структури зв'язного фрагменту інформаційно-

телекомунікаційної мережі (ІТМ), базової для елементів ЄАСУ. Тому метою даної статті є розробка двохкрокового методу синтезу зв'язного фрагменту ІТМ. На першому кроці синтезу планується провести маргінальний розподіл трансакцій, що надходять або виходять з фрагменту ІТС, котрий розглядається, на другому – розподілити завантаження каналів зв'язку фрагменту, виходячи з мінімізації середньої затримки пакетів трансакцій.

1. Маргінальний розподіл трансакцій зв'язного фрагменту

При проектуванні структури зв'язного фрагменту (ЗФ) інформаційно-телекомунікаційної мережі (ІТМ) ЄАСУ для вибору конфігурації його вузлів обробки інформації (ВОІ) необхідно знати розподіл навантаження ВОІ в процесі функціонування системи, зокрема, розподіл трансакцій у межах фрагменту ІТС, що розглядається.

Розглянемо ЗФ ІТМ, що складається з M ВОІ, причому кожний i -й ВОІ має у своєму складі ℓ_i автоматизованих робочих місць системи (АРМС) ($i = 1, M$). Враховуючи зв'язність розглядаемого фрагмента, припустимо, що його зовнішні трансакції оброблюються двома додатково введеними віртуальними логічними ВОІ (для входу та виходу ЗФ відповідно), що дозволить розглядати середовище, котре обслуговується ІТМ, як замкнене. Тоді в ньому можна припустити функціонування кінцевої кількості (N) трансакцій, котрі обслуговуються згідно стандартної дисципліни FCFS (First Come First Served). Передбачається, що тривалість обслуговування трансакції на i -му ВОІ розподілена по експоненціальному закону з параметром, рівним інтенсивності обслуговування μ_i .

Нехай $n_i(t)$ – кількість транзакцій, котрі знаходяться в черзі на обслуговування та на обслуговуванні i -го ВОІ в момент часу t . Можна розглянути вектор стану фрагменту, що досліджується

$$\bar{n} = (n_i)_{M}, \quad n_i \leq N, \quad i = \overline{1, M}. \quad (1)$$

Позначимо ймовірність того, що ЗФ ІТМ знаходиться у стані \bar{n} у момент часу t як

$$P(\bar{n}, t) = P(n_i(t) = n_i), \quad i = \overline{1, M}. \quad (2)$$

Тоді на множині станів ЗФ ІТМ

$$S(N, M) = \left\{ \bar{n} \left| \sum_{i=1}^M n_i = M \right. \right\} \quad (3)$$

можна ввести багатовимірний випадковий процес

$$X_i = (n_i(t))_{M}, \quad i = \overline{1, M}. \quad (4)$$

Введемо $Q = \{\bar{\alpha}\}_{M+N-1}$ – множини двійкових векторів розмірності $M + N - 1$, у котрих N координат приймають одиничні значення. Для визначення кількості станів ЗФ ІТМ ($\text{card } X_i$) на множині $S(N, M)$ введемо бієктивне відображення

$$\psi : S(N, M) \rightarrow Q \quad (5)$$

таким чином, що будь-яка нульова координата вектора $\bar{\alpha} \in Q$ була роздільником класів цілочисельних координат, а одинична – кодом обслуговуваної транзакції (наприклад $\psi((3, 1, 0, 2)) = (111010011)$). При цьому, очевидно, що $\text{card } Q = C_{M+N-1}^{M-1}$, а значить, унаслідок бієктивності введеного відображення ψ

$$\text{card } S(N, M) = \text{card } Q = C_{M+N-1}^{M-1}. \quad (6)$$

Визначимо кількість транзакцій, що знаходяться на обслуговуванні в i -му ВОІ у момент часу t , як $\eta_i(n_i(t))$. Оскільки i -й ВОІ одночасно може обслуговувати не більш ℓ_i за транзакції, то

$$\eta_i(n_i(t)) = \min(\ell_i, n_i(t)). \quad (7)$$

Враховуючи те, що на i -му ВОІ інтенсивність обслуговування рівна μ_i , можна розрахувати сумарну щільність потоку подій, що переводять систему з фіксованого стану $\bar{n} \in S(N, M)$ у момент часу t , як

$$\lambda_{\bar{n}}^{(\text{out})} = \sum_{i=1}^M (\eta_i(n_i(t)) \cdot \mu_i). \quad (8)$$

Аналогічно, щільність потоку подій, що переводять систему у фіксований стан \bar{n} у момент часу t при завершенні обслуговування транзакції на i -му ВОІ і прийомі на обслуговування транзакції на j -му ВОІ, розраховується як

$$\lambda_{\bar{n}, i, j}^{(\text{in})} = \eta_i(n_i(t) + 1) \cdot \mu_i \cdot p_{ij}, \quad i = \overline{1, M}, \quad j = \overline{1, M}, \quad (9)$$

де p_{ij} – елемент маршрутної матриці даного ЗФ ІТМ.

Оскільки випадковий процес (4) на множині станів (2), виходячи з (1), є марківським, то, враховуючи (8) і (9), можна скласти систему прямих рівнянь Чепмена-колмогорова [5]

$$\frac{dP(\bar{n}, t)}{dt} = -\lambda_{\bar{n}}^{(\text{out})} \cdot P(\bar{n}, t) + \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^M \lambda_{\bar{n}, i, j}^{(\text{in})} \cdot P(\bar{n} - \bar{e}_j + \bar{e}_i, t), \quad (10)$$

де \bar{e} – одиничний вектор напрямку i .

Розглянемо поведінку отриманої системи рівнянь (10) в стаціонарному граничному режимі, який існує унаслідок припущення про замкнутість ЗФ ІТМ [6]. Позначивши

$$P(\bar{n}) = \lim_{t \rightarrow \infty} P(\bar{n}, t), \quad (11)$$

отримаємо таку систему лінійних різницьових рівнянь:

$$\lambda_{\bar{n}}^{(\text{out})} \cdot P(\bar{n}) = \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^M \lambda_{\bar{n}, i, j}^{(\text{in})} \cdot P(\bar{n} - \bar{e}_j + \bar{e}_i, t), \quad (12)$$

яка описує глобальний баланс даної обчислювальної мережі [7]: швидкість переходів із стану \bar{n} дорівнює швидкості переходів в цей же стан.

Для знаходження рішення системи (12) введемо для кожного i -го ВОІ рекурсивну функцію

$$\varphi_i : (\overline{0, N}) \rightarrow N, \quad (13)$$

що обчислює кількість варіантів обслуговування транзакцій, котрі вимагають дані, розміщені на ВОІ з номером j , таким чином:

$$\varphi_i(0) = 1; \quad (14)$$

$$\varphi_i(\xi) = \eta_i \xi \cdot \varphi_i(\xi - 1); \quad \xi \in \overline{1, N}.$$

Введемо в (12) нову векторну змінну $R(\bar{n})$ таким чином, що

$$P(\bar{n}) = \prod_{k=1}^M \varphi_k^{-1}(n_k) \cdot R(\bar{n}). \quad (15)$$

Тоді

$$\lambda_{\bar{n}}^{(\text{out})} \cdot \frac{R(\bar{n})}{\prod_{k=1}^M \varphi_k(n_k)} = \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^M \lambda_{\bar{n}, i, j}^{(\text{in})} \cdot \frac{R(\bar{n} - \bar{e}_j + \bar{e}_i) \cdot \varphi_j(n_j + 1)}{\varphi_i(n_i + 1) \prod_{k=1, (k \neq i, k \neq j)}^M \varphi_k(n_k)}. \quad (16)$$

Після послідовної підстановки в (16) виразів (8) і (9) та нескладних перетворень отримуємо:

$$R(\bar{n}) \cdot \sum_{i=1}^M (\eta_i(n_i) \cdot \mu_i) = \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^M \eta_i(n_i) \cdot \mu_i \cdot p_{ij} \cdot \lambda_{\bar{n}, i, j}^{(\text{in})} \cdot R(\bar{n} - \bar{e}_j + \bar{e}_i). \quad (17)$$

Для векторної змінної $R(\bar{n})$ можливо уявлення у вигляді добутку константи і M невідомих параметрів Z_j [7]. Тому

$$R(\bar{n}) = r_M(N) \cdot \prod_{i=1}^M Z_i,$$

де $r_M(N)$ – константа, визначена для заданої кількості транзакцій на відомій архітектурі ЗФ.

Підставивши (17) в (16) і провівши відповідні скорочення, отримуємо:

$$\sum_{i=1}^M (\eta_i(n_i) \cdot \mu_i) \cdot \left(\mu_i - \sum_{j=1}^M \mu_j \cdot P_{ij} \cdot \frac{Z_j}{Z_i} \right) = 0. \quad (18)$$

Для підмножини $S^{(N)}(N, M)$ множини станів (3), заданої як

$$S(N, M) \supset S^{(N)}(N, M) = \{ \bar{n} \mid n_k = n, n_\zeta = 0 \ \forall \zeta \neq k \} \quad (19)$$

вираз (18) еквівалентний такому:

$$\mu_i \cdot Z_i = \sum_{j=1}^M \mu_j \cdot P_{ij} \cdot Z_j, \quad i = \overline{1, M}, \quad (20)$$

оскільки в даному частковому граничному випадку вся обробка транзакцій зосереджена тільки в одному конкретному вузлі.

Введення в (20) коефіцієнтів передачі

$$\omega_\theta = \mu_\theta \cdot Z_\theta \quad (21)$$

приводить до такої системи рівнянь:

$$\omega_i = \sum_{j=1}^M \omega_j \cdot P_{ij}, \quad i = \overline{1, M}, \quad (22)$$

з котрої визначаються коефіцієнти передачі і, відповідно, невідомі параметри Z_i розкладання (18). Це дозволяє, виходячи з (15), визначити стаціонарний розподіл ймовірностей для випадкового процесу (8) при $t \rightarrow \infty$:

$$P(\bar{n}) = \frac{R(\bar{n})}{\prod_{k=1}^M \varphi_k(n_k)} = r_M(N) \cdot \prod_{k=1}^M \frac{Z_k^{n_k}}{\varphi_k(n_k)}. \quad (23)$$

З умови замкнутості і стаціонарності даного процесу (4) виходить, що

$$\sum_{\bar{n} \in S(N, M)} P(\bar{n}) = 1, \quad (24)$$

де \bar{n} приймає усі можливі із C_{M+N-1}^{M-1} значень на множині станів (3). Це дозволяє визначити константу $r_M(N)$:

$$\begin{aligned} \sum_{\bar{n} \in S(N, M)} r_M(N) \cdot \prod_{k=1}^M \frac{Z_k^{n_k}}{\varphi_k(n_k)} &= 1 \Rightarrow \\ \Rightarrow r_M(N) &= 1 / \sum_{\bar{n} \in S(N, M)} \prod_{k=1}^M \frac{Z_k^{n_k}}{\varphi_k(n_k)}. \end{aligned} \quad (25)$$

Тоді остаточний розподіл ймовірностей по C_{M+N-1}^{M-1} станах даного процесу визначається як

$$P(\bar{n}) = \frac{\prod_{k=1}^M (Z_k^{n_k} \cdot \varphi_k^{-1}(n_k))}{\sum_{\bar{n} \in S(N, M)} \prod_{k=1}^M (Z_k^{n_k} \cdot \varphi_k^{-1}(n_k))}, \quad Z_k = \frac{\omega_k}{\mu_k}. \quad (26)$$

Для визначення ймовірності того, що в стаціонарному режимі i -й ВОІ повинен буде обробити не менше ніж N_i транзакцій, скористаємося виведеним виразом (26), тобто

$$\begin{aligned} P(n_i \geq N_i) &= \frac{1}{r_M(N)} \cdot \sum_{\substack{\bar{n} \in S(N, M) \\ n_i \geq N_i}} \prod_{k=1}^M \left(\frac{Z_k^{(n_k)}}{\varphi_k(n_k)} \right) = \\ &= \frac{Z_i^{(N_i)}}{\varphi_i(N_i) \cdot r_M(N)} \cdot \sum_{\bar{n} \in S(N-N_i, M)} \prod_{k=1}^M \left(\frac{Z_k^{(n_k)}}{\varphi_k(n_k)} \right) = \\ &= \frac{Z_i^{(N_i)} \cdot r_M(N-N_i)}{\varphi_i(N_i) \cdot r_M(N)}. \end{aligned} \quad (27)$$

Тоді маргінальний розподіл транзакцій, що знаходяться на обробці в i -му ВОІ, визначається ймовірністю

$$\begin{aligned} P_i(N_i) &= \\ &= P(n_i \geq N_i) - P(n_i \geq N_{i+1}) = \frac{Z_i^{(N_i)}}{\varphi_i(N_i) \cdot r_M(N)} \times \\ &\times \left(r_M(N-N_i) - \frac{Z_i}{\eta_{i+1}(n_{i+1})} \cdot r_M(N-N_{i-1}) \right). \end{aligned} \quad (28)$$

Слід врахувати, що вираз для маргінального розподілу транзакцій (28) виведений за наявності ряду істотних обмежень як на архітектуру мережевого фрагмента, так і на процес функціонування в його середовищі транзакцій (замкнутість, однорідність, дисципліна обслуговування, а також тривалість обслуговування транзакції в середовищі ВОІ, до якого був зроблений запит, розподілена по експоненціальному закону). Проте, саме в даному випадку, ймовірність стаціонарного розподілу має мультиплікативну форму [8], що дозволяє використовувати отримані результати при аналізі розподілу транзакцій для фрагментів з менш жорсткими обмеженнями [9].

2. Мінімізація завантаження каналів зв'язку зв'язного фрагменту

Визначення розподілу транзакцій у межах фрагменту ІТС, що розглядається, дозволяє синтезувати таку структуру фрагменту, при котрій завантаження фізичних каналів зв'язку між вузлами ЗФ буде мінімальним. Це сприятиме зменшенню черг на комутаційних вузлах та вузлах обробки інформації та під-

вищенню оперативності обробки транзакцій, що є одним із показників ефективності ЄАСУ ЗС України.

Припустимо, що k – номер віртуального каналу (ВК) між вузлом-джерелом i_0 та вузлом-адресатом j_0 , $k = \overline{1, K}$. Тоді процес обслуговування цим каналом пакетів (назвемо їх наметами класу k) в припущеннях попереднього розділу можна вважати пуасонівським з параметром $\lambda_k^{(B)}$, причому реальний маршрут пакету даного класу визначимо булевою матрицею $\left\| a_{ij}^{(k)} \right\|_{N \times N}$, де $a_{ij}^{(k)} = 1$ тоді і тільки тоді, коли маршрут (i, j) задіє ВК k . Крім того, для спрощення моделі, припустимо, що об'єми буферних накопичувачів необмежені, а підтвердження про успішну доставку пакету передається миттєво.

Процес обслуговування пакетів в середовищі ЗФ ІТМ визначимо матрицею $\left\| P_{k_1 k_2} \right\|_{K \times K}$, де $P_{k_1 k_2}$ – ймовірність того, що пакет класу k_1 надійде до віртуального каналу k_2 . З урахуванням всіх наведених вище припущень процес передачі пакетів у ЗФ ІТМ можна описати розімкненою неоднорідною СМО, до якої надходить K класів пуасонівських потоків з інтенсивностями λ_k [9]. Функція розподілення тривалості обслуговування пакетів класу k в i -му ВОІ – експоненціальна з параметром

$$\mu_{ik} = b_i \cdot \ell_k, \quad (29)$$

де b_i – середня пропускна здатність фізичних каналів i -го ВОІ, а ℓ_k – середня довжина пакету k -го класу.

Інтенсивність потоків класу k , що надходять до i -го каналу, повинна задовольняти рівнянню балансу для неоднорідної СМО [10]:

$$\lambda_{ik} = \lambda_k^{(B)} \cdot \delta_{ik} + \sum_{k'=1}^K \sum_{j=1}^M \lambda_{jk'} \cdot a_{ij}^{(k)} \cdot P_{kk'}, \quad (30)$$

де δ_{ik} – булева функція, котра визначає надходження пакету класу k до i -го ВОІ, а $\lambda_{jk'}$ – інтенсивність надходження пакетів класу k' до i -го ВОІ.

Сумарний потік пакетів, що проходять фізичними каналами i -го ВОІ, дорівнює

$$\lambda_i = \sum_{k=1}^K \lambda_{ik}, \quad (31)$$

а із зовні (віртуальні ВОІ) –

$$\lambda^{(B)} = \sum_{k=1}^K \lambda_k^{(B)}. \quad (32)$$

Завантаженість фізичних каналів i -го ВОІ пакетами класу k (ψ_{ik}) та їхня загальна завантаженість (ψ_i) розраховуються таким чином:

$$\psi_{ik} = \frac{\lambda_{ik}}{b_i \cdot \ell_k}; \quad \psi_i = \sum_{k=1}^K \psi_{ik}. \quad (33)$$

Тоді середня кількість пакетів, що знаходяться в i -му ВОІ (R_i), та середня кількість пакетів, що знаходяться в ЗФ ІТС (R), можуть бути розраховані за такими виразами [7]:

$$R_i = \frac{\psi_i}{1 - \psi_i}; \quad R = \sum_{i=1}^M R_i. \quad (34)$$

Згідно з теоремою Літтла [5]

$$R = \lambda^{(B)} \cdot t^{(z)}, \quad (35)$$

де t_z – затримка пакета, звідкіля

$$t^{(z)} = \left(\lambda^{(B)} \right)^{-1} \cdot \sum_{i=1}^M \frac{\lambda_i}{b_i \cdot \ell - \lambda_i}; \quad \ell = \sum_{k=1}^K \frac{\ell_k}{K}. \quad (36)$$

Аналогічно розраховується середня кількість пакетів класу k для i -го ВОІ:

$$R_{ik} = \frac{\psi_{ik}}{1 - \psi_i}, \quad (37)$$

а застосування теореми Літтла дозволяє визначити середню затримку пакетів цього класу для розглядаемого ВОІ:

$$t_{ik}^{(z)} = \left(b_i \cdot \ell \cdot (1 - \psi_i) \right)^{-1}, \quad (38)$$

тобто вона залежить тільки від загальної завантаженості каналів та лишається постійною величиною для пакетів різних класів, що обслуговуються фізичними каналами фіксованого ВОІ. Тоді, якщо β_k – віртуальний маршрут для пакетів класу k , то загальна затримка пакетів на цьому маршруті дорівнює

$$t_k^{(z)} = \sum_{i \in \beta_k} \left(b_i \cdot \ell \cdot (1 - \psi_i) \right)^{-1}. \quad (39)$$

Вирази (36) та (39) що оцінюють часові затримки пакетів, дозволяють вирішити задачу оптимізації пропускної здатності ЗФ ІТМ при використанні динамічної віртуальної маршрутизації, при котрій вибір маршруту відбувається адаптивно у відповідності до поточних змін потоку і стану мережі. При заданій топологічній структурі мережі і відомих потоках λ_i задача вибору пропускних спроможностей зводиться до знаходження вектора $\bar{X} = (x_i)$, $i = \overline{1, M}$, що мінімізує середній час затримки $T^{(z)}$ при обмеженнях на сумарну пропускну здатність фрагменту $C^{(\Sigma)}$:

$$T^{(z)} \rightarrow \min, \quad \text{якщо} \quad \sum_{i=1}^M \alpha_i x_i = C^{(\Sigma)}, \quad (40)$$

де α_i – задані вагові коефіцієнти.

Для розв'язання (40) складемо функцію Лагранжа

$$L = T^{(z)} + \gamma \sum_{i=1}^M \alpha_i x_i - C^{(\Sigma)}. \quad (41)$$

Після підстановок та диференціювання отримаємо систему M рівнянь

$$\frac{\partial L}{\partial x_i} = \frac{\lambda_i}{\lambda^{(B)}} \cdot \frac{\ell}{(\ell \cdot x_i - \lambda_i)^2} - \alpha_i \cdot \gamma = 0, \quad i = \overline{1, M}. \quad (42)$$

з якої отримаємо оптимальний відносно мінімальної середньої затримки пакета розподіл пропускної здатності фрагменту

$$x_i^{(opt)} = \frac{\lambda_i}{\ell} + \frac{\left(C^{(\Sigma)} - \sum_{n=1}^M \frac{\alpha_n \cdot \lambda_n}{\ell} \right) \cdot \sqrt{\alpha_i \cdot \lambda_i}}{\sqrt{\ell \cdot \lambda^{(B)}} \cdot \sum_{j=1}^M \sqrt{\alpha_j \cdot \lambda_j}}, \quad i = \overline{1, M}. \quad (43)$$

Одержаний вираз (43) дозволяє провести аналіз відповідних характеристик ЗФ ІТМ як при синтезі її структури, так і при проектуванні її поширень.

ВИСНОВКИ

Таким чином, у статті запропонований двохкроковий метод синтезу структури зв'язного фрагменту інформаційно-телекомунікаційної мережі, базової для елементів єдиної автоматизованої системи управління Збройними Силами України.

На першому кроці синтезу проведений маргінальний розподіл трансакцій, що надходять або виходять з фрагменту ІТС, котрий розглядається. На цьому кроці отриманий вираз розподілу трансакцій в умовах ряду обмежень на інформаційну та технічну архітектуру фрагменту. На другому кроці синтезу проведений розподіл завантаження каналів зв'язку фрагменту, виходячи з мінімізації середньої затримки пакетів трансакцій. На цьому кроці розв'язана задача оптимального, відносно мінімізації середньої затримки пакетів, розподілу пропускної здатності каналів фрагменту при накладених обмеженнях з використанням методу Лагранжа.

МЕТОД СИНТЕЗА СТРУКТУРЫ СВЯЗНОГО ФРАГМЕНТА ИНФОРМАЦИОННО-ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ ЕДИНОЙ АВТОМАТИЗИРОВАННОЙ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ ВООРУЖЕННЫМИ СИЛАМИ УКРАИНЫ

Г.А. Кучук

Рассмотрен двухшаговый метод синтеза структуры связного фрагмента информационно-телекоммуникационной сети (ИТС), базовой для элементов единой автоматизированной системы управления Вооруженными Силами Украины. На первом шаге синтеза проведено маргинальное распределение трансакций, которые поступают или выходят из фрагмента ИТС, который рассматривается, на втором – распределение загрузки каналов связи фрагмента, исходя из минимизации средней задержки пакетов трансакций. Получено выражение распределения трансакций в условиях ряда ограничений на информационную и техническую архитектуры фрагмента. Задача оптимального распределения пропускной способности каналов фрагмента при наложенных ограничениях решена с помощью метода Лагранжа.

Ключевые слова: информационно-телекоммуникационная сеть, единая автоматизированная система управления, связность, гетерогенность, пропускная способность.

METHOD OF INFORMATIVELY-TELECOMMUNICATION NETWORK COHERENT FRAGMENT STRUCTURE SYNTHESIS OF INTEGRATED AUTOMATIC CONTROL SYSTEM BY MILITARY POWERS OF UKRAINE

G.A. Kuchuk

The method of structure synthesis of coherent fragment of informatively-telecommunication network (ITN), base for the elements of integrated automatic control system by Military Powers of Ukraine is considered. On the first step of synthesis the

Перспектива подальших досліджень у даному напрямі пов'язана з розширенням області його застосування шляхом поступового зняття накладених обмежень.

Список літератури

1. Біла книга – 2012. Збройні Сили України. – К.: Міністерство оборони України, 2013. – 74 с.
2. Дружинін С.В. Сучасний стан автоматизації управління військами в Збройних Силах України / С.В. Дружинін, О.К. Климович, О.Г. Саєнко // Системи озброєння і військова техніка. – 2010. – No 1 (21). – С. 60–62.
3. Морозов А.О. Управління розробкою Єдиної АСУ Збройних Сил / А.О. Морозов, В.А. Косс // Наука і оборона. – 2006. – No 2. – С. 30–34.
4. Фролов В.С. Структурно-логічна схема Єдиної автоматизованої системи управління ЗС України / В.С. Фролов // Наука і оборона. – 2012. – No 1. – С. 15–24.
5. Клейнрок Л. Теория массового обслуживания / Л. Клейнрок. – М.: Машиностроение, 1979. – 432 с.
6. Кучук Г.А. Управление ресурсами инфотелекоммуникаций / Г.А. Кучук, Р.П. Гахов, А.А. Пашиев. – М.: Физматлит, 2006. – 220 с.
7. Chandy K.M. Characterization of product form Queueing Networks / K.M. Chandy, I. Martin // I. ACM. – 1983. – Vol. 30, № 2. – P. 286–299.
8. Поповский В.В. Математические основы управления и адаптации в телекоммуникационных системах / В.В. Поповский, В.Ф. Олейник. – Х.: ООО "Компания СМІТ", 2011. – 362 с.
9. Бородакий Ю.В. Эволюция информационных систем (современное состояние и перспективы) / Ю.В. Бородакий. – М.: Горячая Линия – Телеком, 2011. – 368 с.
10. Кучук Г.А. Распределение каналов по трастам узла коммутации при адаптивной маршрутизации / Г.А. Кучук // Вестник НТУ «ХПИ». Автоматика и приборостроение. – Х.: НТУ «ХПИ», 2003. – № 26. – С. 167–172.
11. Кучук Г.А. Розрахунок навантаження мультисервісної мережі / Г.А. Кучук, Я.Ю. Стасєва, О.О. Болюбаш // Системи озброєння і військова техніка. – 2006. – № 4 (8). – С. 130–134.

Надійшла до редколегії 29.05.2013

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

distributing of transactions, which act or go out from the fragment of ITN, which is examined, is conducted, on the second is distributing of load of ductings of connection of fragment, coming from minimization of middle delay of packages of transactions. Expression of distributing of transactions is got in the conditions of row of limits on informative and technical architectures of fragment. The task of the optimum distributing of carrying capacity of ductings of fragment at the imposed limitations is decided by the method of Lagrange.

Keywords: *informatively-telecommunication network, integrated automatic control system, compendency, heterogeneity, carrying capacity.*