УДК 004.7:681.324 **doi: 10.26906/SUNZ.2019.6.048**

Н. Г. Кучук

Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут», Харків, Україна

СИНХРОНІЗАЦІЯ ІНФОРМАЦІЙНОЇ СТРУКТУРИ МЕРЕЖІ НА ГІПЕРКОНВЕРГЕНТНІЙ ПЛАТФОРМІ З ОБЧИСЛЮВАЛЬНИМИ РЕСУРСАМИ ЇЇ ВУЗЛІВ

Актуальність дослідження. В процесі функціонування комп'ютерної мережі гіперконвергентної архітектури за рахунок централізованого управління збільшується час обробки системних транзакцій. Але для деяких підсистем, особливо для тих, що повинні функціонувати у режимі, наближеному до режиму реального часу, дані показники є дуже суттєвими. **Метою статті** є формування такого розподілу завдань по вузлах мережі, для якого середня затримка пакету прийматиме мінімальне значення. Це забезпечить максимальну синхронізацію між інформаційною структурою мережі та обчислювальними ресурсами її вузлів. **Результати дослідження**. Розроблена математична модель розподілу завдань між вузлами комп'ютерної мережі на гіперконвергентній платформі. У моделі мінімізована інтенсивність обміну між вузлами мережі. Для цього вводиться поняття штрафу при розподілі завдань на вузли мережі. Розроблений метод розподілу завдань між вузлами мережі на гіперконвергентній платформі. Рішення задачі пошуку раціонального розподілу завдань множини по вузлах множини має ітераційний характер. Даний метод розвинений за рахунок мінімізації середньої затримки пакету даних в мережі при розподіленій обробці завдань. Запропонована математична модель управління розподіленою обробкою завдань в мережі на гіперконвергентній платформі дозволяє описати завдання пошуку раціонального розбиття множини завдань, що обробляються в мережі, на підмножини і їх розподілення по вузлах мережі, що мінімізує середню затримку пакету даних. при розробці моделі прийнято, що загальний сумарний доступний обчислювальний ресурс вузлів мережі є рівним загальному сумарному необхідному обчислювальному ресурсу трансакцій системи. з цією метою вводиться фіктивний вузол з доступним обчислювальним ресурсом та фіктивне завдання з відповідним штрафом. **Висновок**. Сформований розподіл завдань по вузлах мережі, для якого середня затримка пакету прийматиме мінімальне значення, що забезпечить максимальну синхронізацію між інформаційною структурою мережі та її обчислювальними ресурсами.

Ключові слова: гіперконвергентна архітектура; синхронізація, час виконання запиту, штраф.

Вступ

Актуальність завдання. Конвергентні та гіперконвергентні рішення для базових комп'ютерних мереж за рахунок централізації управління суттєво зменшують витрати на обслуговування [1]. При такому технологічному рішенні передбачається об'єднання пам'яті, обчислювальних, програмних і мережевих ресурсів в пул, заздалегідь об'єднаних для роботи в дата-центрі [2]. Управління відбувається через загальну консоль адміністрування [3]. Перевагами гіперконвергентної інфраструктури є такі [4]:

1) спрощення інфраструктури управління – централізація управління сервером, мережевих ресурсів і сховищами даних, що дозволяє оптимізувати повсякденне обслуговування;

2) масштабна ємність сховищ даних – усі поширені комутаційні мережі і протоколи вбудовані в гіперконвергентну інфраструктуру, що дозволяє додати в неї додаткові гігабайти простіше і швидше;

3) швидка підготовка і виділення ресурсів – скорочення часу підготовки і виділення ресурсів;

4) більш швидке реагування інформаційної технології забезпечує гнучкість для реагування на зміни на ринку і зміни пріоритетів у бізнесі;

5) спрощений перехід в хмару спрощує впровадження приватних або гібридних хмар;

6) підвищений контроль забезпечує одночасне керування кількома функціями і пристроями.

Постановка завдання. Звісно, крім вищеперерахованих переваг технологія, що розглядається, має і ряд недоліків. Найбільш суттєвим з них є послаблення характеристик деяких параметрів QoS, зокрема, часових характеристик. Таким чином, завдання забезпечення необхідних часових характеристик може бути сформульованим таким чином: необхідно запропонувати метод розподілу завдань між вузлами комп'ютерної мережі на гіперконвергентній платформі, котрий мінімізує час виконання транзакцій та враховує її особливості.

Аналіз літератури. Для вирішення поставленого завдання пропонується багато різних методів [5–22]. Однак, всі перераховані методи не в повній мірі враховують особливості гіперконвергентної платформи та мають порівняно невисоку обчислювальну ефективність, що обмежує рішення поставленого завдання у гіперконвергентному середовищі. У зв'язку з цим, виникає необхідність в розробці відповідного методу.

Мета статті. Зауважимо, що максимально можлива синхронізація інформаційної структури мережі на гіперконвергентній платформі з обчислювальними ресурсами її вузлів забезпечить мінімізацію часу виконання системних трансакцій. Тому метою статті є формування такого розподілу γ завдань по вузлах мережі, для якого середня затримка пакету прийматиме мінімальне значення, що забезпечить максимальну синхронізацію між інформаційною структурою мережі та обчислювальними ресурсами її вузлів.

1. Математична модель розподілу завдань між вузлами комп'ютерної мережі на гіперконвергентній платформі

Розглянемо мережу, що складається з множини вузлів Y, в якій необхідно здійснити обробку із множини Z завдань. Для кожного вузла мережі $y_i \in Y$, $1 \le i \le h_y$, де h_y – кількість вузлів мережі, що приймають участь у обробці інформаційних потоків, задамо продуктивність вузлів ϕ_{y_i}. Відповідно до множини вузлів Y маємо вектор доступних обчислювальних ресурсів мережі $\phi_y = (\phi_{y_1}, \dots, \phi_{y_{h_y}})$. Для спрощення будемо вважати, що вартість одиниці обчислювального ресурсу однакова по всіх вузлах множини Y і що кожна пара вузлів y_a и y_i може обмінюватися даними між собою найкоротшим маршрутом завдовжки $h_{wa,i}$, при цьому довжина маршруту визначається кількістю каналів передачі даних, що входять в маршрут між вузлами y_a и y_i. Відповідно до множини Y маємо квадратну матрицю довжин найкоротших маршрутів $H_w = \left\| h_{w_{a,i}} \right\|$ між кожною парою вузлів мережі y_a та $\mathbf{y_i}$, де $1 \le a \le h_y$, $1 \le i \le h_y$.

Кожне завдання $z_b \in Z$, $1 \le b \le h_z$, де h_z – кількість незалежних завдань, що обробляються в мережі, характеризується необхідним обчислювальним ресурсом ϕ_{z_b} для його обробки. Таким чином, маємо вектор $\phi_z = \left(\phi_{z_1}, \dots, \phi_{z_{h_z}}\right)$ необхідних обчислювальних ресурсів мережі по всіх завданнях множини Z. Для кожного завданню $z_b \in Z$ заданий вектор $u_{z_b} = \left(u_{z_{b_1}}, \dots, u_{z_{b_{h_y}}}\right)$, що визначає інтенсивність обміну завдання z_b з кожним з вузлів множини Y. Для всієї сукупності завдань, що обробляються в мережі, маємо прямокутну матрицю U_z розміром $h_z \times h_y$, складену з векторів u_{z_b}. При цьому кожне завдання множини Z може оброблятися будь-яким одним вузлом множини Y.

З урахуванням викладених допущень завдання розподілу завдань між вузлами комп'ютерної мережі на гіперконвергентній платформі з метою мінімізації інтенсивності обміну між вузлами формулюється таким чином.

Є множини Y і Z, представлені відповідно кортежами $\langle Y, \phi_y, H_w \rangle$ і $\langle Z, \phi_z, U_z \rangle$. Потрібно знайти такий розподіл $\gamma : Z \to Y$, при якому цільова функція $F^{(\gamma)}$, що задає середню інтенсивність обміну між вузлами приймає мінімальне значення:

$$F^{(\gamma)} = \frac{\sum_{a=1}^{h_y} \sum_{i=1}^{h_y} u_{ra,i} \cdot h_{wa,i}}{\sum_{b=1}^{h_z} \sum_{i=1}^{h_y} u_{zb,i}} \to \min \qquad (1)$$

при
$$\forall z_b \in Z \quad \sum_{a=1}^{h_y} k_{b,a} = 1; \qquad (2)$$

$$\forall y_a \in Y \quad \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot \phi_{z_b} \le \phi_{y_a}, \qquad (3)$$

де
$$u_{r_{a,i}} = \begin{cases} \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot u_{z_{b,i}}, & \text{якщо } a \ne i; \\ 0, & \text{якщо } a = i; \end{cases} \qquad (4)$$

$$k_{b,a} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } z_b^{(\gamma)} \to y_a; \\ 0, & \text{у іншому випадку}. \end{cases} \qquad (5)$$

Сумарна інтенсивність обміну завдань, розподілених по вузлах мережі з їх абонентами, визначається виразом

$$u_z^{(\gamma)} = \sum_{a=1}^{h_y} \sum_{i=1}^{h_y} u_{r_{a,i}} = \sum_{a=1}^{h_y} \sum_{i=1}^{h_y} \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot u_{z_{b,i}}. \qquad (6)$$

Максимальна сумарна інтенсивність обміну завдань, що обробляються в мережі, можна представити таким чином:

$$u_{z_{\max}} = \sum_{b=1}^{h_z} \sum_{i=1}^{h_y} u_{z_{b,i}}, \qquad (7)$$

при цьому $u_z^{(\gamma)} \le u_{z_{\max}}$.

Тоді цільова функція мінімізації інтенсивності обміну між вузлами має такий вигляд:

$$\begin{aligned} F^{(\gamma)} &= \frac{1}{u_{z_{\max}}} \cdot \sum_{a=1}^{h_y} \sum_{i=1}^{h_y} h_{wa,i} \cdot \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot u_{zb,i} = \\ &= \frac{1}{u_{z_{\max}}} \cdot \sum_{a=1}^{h_y} \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot \sum_{i=1}^{h_y} u_{zb,i} \cdot h_{wa,i}. \end{aligned} \qquad (8)$$

Введемо поняття штрафу при розподілі завдання $z_b \in Z$ на вузол мережі $y_a \in Y$:

$$s_{z_{b,a}} = \sum_{i=1}^{h_y} u_{zb,i} \cdot h_{wa,i}. \qquad (9)$$

Тоді
$$F^{(\gamma)} = \frac{1}{u_{z_{\max}}} \cdot \sum_{a=1}^{h_y} \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot s_{zb,a}. \qquad (10)$$

Таким чином, завдання мінімізації інтенсивності обміну між вузлами мережі зведене до мінімізації лінійної функції, визначуваної виразом (10), при виконанні умови

$$\sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot \phi_{z_b} \le \phi_{y_a}, \quad \forall\ 1 \le a \le h_y. \qquad (11)$$

2. Метод розподілу завдань між вузлами мережі на гіперконвергентній платформі

На основі сукупностей значень $s_{z_{b,a}}$ складається матриця штрафів розподілу γ множини завдань Z по вузлах множини Y $S_z = \left\| s_{z_{b,a}} \right\|$. При цьому, у разі неприпустимості розподілу завдання z_b на вузол y_a, наприклад, якщо $\phi_{z_b} > \phi_{y_a}$, значення $s_{z_{b,a}}$ приймається рівним нескінченності.

Для множини завдань Z формується вектор мінімальних штрафів

$$s_{z_{\min}} = (s_{z_{\min_1}}, ..., s_{z_{\min_{h_z}}}),$$

де компонент $s_{z_{\min_b}} = \min s_{z_{b,a}}$ визначає мінімальний штраф при розподілі завдання z_b на вузол множини *Y*.

На базі матриці S_z формується матриця $S'_z = \left\| s'_{z_{b,a}} \right\|$, у якої $s'_{z_{b,a}} = s_{z_{b,a}} - s_{z_{\min_b}} + 1$. Як базові елементи визначаються всі елементи матриці S'_z, окрім тих, значення яких рівні $s'_{z_{b,a}} = \infty - s_{z_{\min_b}} + 1$.

Нехай максимальне значення базового елементу матриці S'_z є $s'_{z_{\max}}$.

На основі матриці S'_z формується матриця $N_z = \left\| n_{z_{a,j}} \right\|$, де $1 \le j \le s'_{z_{\max}}$, при цьому величина $s'_{z_{\max}}$ округляється до найближчого цілого значення. Кожен вектор-рядок

$$n_{z_a} = \left(n_{z_{a_1}}, ..., n_{z_{a_{s'_{z_{\max}}}}} \right)$$

матриці N_z відповідає вузлу $y_a \in Y$, а її компоненти $n_{z_{a_j}}$ містять номери завдань $z_b \in Z$, розподілених на вузол y_a, для яких значення штрафу при розподілі на вузол y_a більше відповідних ним значень мінімальних штрафів, визначуваних вектором $s_{z_{\min}}$ на величину $s'_{z_{b,a}} - 1$, $\left(s_{z_{b,a}} - s_{z_{\min_b}} = s'_{z_{b,a}} - 1 \right)$, при цьому індекс j компоненту $s_{z_{a_j}}$ визначається як $j = s'_{z_{b,a}}$.

Рішення задачі пошуку раціонального розподілу завдань множини *Z* по вузлах множини *Y* має ітераційний характер. На кожній *k*-й ітерації, де $k \le s'_{z_{\max}}$, розглядається матриця N_z^k, складена з *k* першочергових стовпців матриці N_z. Відповідно до отриманої матриці N_z^k проводиться спроба сформувати допустимий розподіл завдань множини *Z* по вузлах мережі. Якщо такий розподіл буде отриманий для матриці N_z^k при $k = 1$, то очевидно, що воно є оптимальним. В цьому випадку кожне завдання $z_b \in Z$ розподіляється на той вузол множини Y, для якоj величина штрафу $s_{z_{b,a}}$ приймає мінімальне значення.

Далі розглянемо завдання пошуку раціонального розбиття множини завдань, що обробляються в мережі, на підмножини і їх розподіли по вузлах мережі, з метою мінімізації середньої затримки пакету даних в мережі.

3. Мінімізація середньої затримки пакету даних в мережі при розподіленій обробці завдань

Кожен вузол $y_i \in Y$ характеризується доступним обчислювальним ресурсом ϕ_{y_i}. Відповідно до множини *Y* маємо вектор $\phi_y = \left(\phi_{y_1}, ..., \phi_{y_{h_y}} \right)$ доступних обчислювальних ресурсів вузлів мережі.

Кожне завдання $z_b \in Z$, $1 \le b \le h_Z$, характеризується необхідним обчислювальним ресурсом ϕ_{z_b} для її виконання. По всіх завданнях множини *Z* маємо вектор $\phi_z = \left(\phi_{z_1}, ..., \phi_{z_{h_z}} \right)$ необхідних обчислювальних ресурсів.

По кожному завданню z_b дано два вектори u_{z_b} і u'_{z_b}, де вектор $u_{z_b} = \left(u_{z_{b_1}}, ..., u_{z_{b_{h_y}}} \right)$ визначає інтенсивність обміну завдання z_b з кожним вузлом множини *Y*, вектор $u'_{z_b} = \left(u'_{z_{b_1}}, ..., u'_{z_{b_{h_z}}} \right)$ визначає інтенсивність обміну завдання z_b з іншими завданнями множини *Z*. Тут $u'_{z_{b_b}} = 0$. По всій сукупності завдань, що обробляються в мережі, маємо прямокутну матрицю U_z розміру $h_z \times h_y$ і квадратну матрицю U'_z розміру, складені з векторів u_{z_b} і, u'_{z_b} відповідно. Множини *Y* і *Z* представимо відповідно кортежами

$$\langle Y, \phi_y, H_w \rangle \text{ I } \langle Z, \phi_z, U_z, U'_z \rangle,$$

де $H_w = \left\| h_{w_{a,i}} \right\|$ – матриця довжин найкоротших маршрутів між кожною парою вузлів мережі y_a і y_i $1 \le a \le h_y$, $1 \le i \le h_y$

Розглянемо цільову функцію, яка визначається виразом

$$F^{(\gamma)} = \frac{\sum_{a=1}^{h_y} \sum_{i=1}^{h_y} u_{ra,i} \cdot h_{wa,i}}{\sum_{a=1}^{h_y} \sum_{i=1}^{h_y} u_{ra,i}}, \qquad (12)$$

де

$$u_{r_{a,i}} = \begin{cases} \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot u_{z_{b,i}} + \sum_{b=1}^{h_z} \sum_{j=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot k_{j,i} \cdot u'_{z_{b,j}}, \\ \qquad \text{якщо } a \ne i; \\ 0, \qquad \text{якщо } a = i; \end{cases}$$

$$k_{b,a} = \begin{cases} 1, & \textit{якщо } z_b^{(\gamma)} \to y_a; \\ 0, & \textit{у іншому випадку.} \end{cases}$$

Тоді необхідно знайти такий розподіл $\gamma : Z \to Y$, щоб вираз (12) приймав мінімальне значення при виконанні умови

$$\forall y_a \in Y \left| \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot \phi_{z_b} \le \phi_{y_a} \right. . \qquad (13)$$

Розподіл γ завдань $z_b \in Z$ по вузлах $y_a \in Y$ можна представити характеристичною матрицею $K^{(\gamma)} = \left\| k_{b,a} \right\|$, $1 \le b \le h_Z$.

Добуток вектор-стовпця k_a і матриці U'_z є вектором-стовпцем

$$u'_{r_a} = \begin{pmatrix} u'_{r_{a_1}} \\ \vdots \\ u'_{r_{a_{h_z}}} \end{pmatrix}, \qquad (14)$$

j-й компонент якого рівний сумарній інтенсивності обміну завдання z_j, $1 \le j \le h_Z$, із завданнями, розподіленими на вузол y_a. Значення загальних сумарних інтенсивностей обміну завдань множини Z з вузлом $y_a \in Y$ з урахуванням значень сумарних інтенсивностей обміну цих завдань із завданнями, розподіленими на вузол y_a, визначаються як

$$u''_{r_a} = u'_{r_a} + u_{z_a}, \qquad (15)$$

де u_{z_a} – вектор-стовпець матриці U_z.

Скалярний добуток векторів u''_{r_a} и k_i :

$$u''_{r_a} \cdot k_i = \sum_{b=1}^{h_z} u''_{r_{a_b}} \cdot k_{i_b} = u_{r_{a,i}}, \qquad (16)$$

де $a \ne i$, дорівнює сумарній інтенсивності обміну вузлів y_a і y_i. Сукупність значень $u_{r_{a,i}}$ є квадратною матрицею U_r $\left(h_y \times h_y\right)$, у якої $u_{r_{a,i}} = 0$ при $a = i$.

Сумарна інтенсивність обміну між вузлами мережі при розподілі γ завдань $z_b \in Z$ по вузлах $y_a \in Y$ визначається виразом

$$c_u^{(\gamma)} = \sum_{a=1}^{h_y}\sum_{i=1}^{h_y} u_{r_{a,i}} = \sum_{a=1}^{h_y}\sum_{i=1}^{h_y} u''_{r_a} \cdot k_i . \qquad (17)$$

Тоді
$$F^{(\gamma)} = \frac{\sum_{a=1}^{h_y} u_{r_a} \cdot h_{w_a}}{\sum_{a=1}^{h_y}\sum_{i=1}^{h_y} u''_{r_a} \cdot k_i} = \frac{\sum_{a=1}^{h_y} u_{r_a} \cdot h_{w_a}}{c_u^{(\gamma)}}, \qquad (18)$$

де $u_{r_a} \cdot h_{w_a}$ – скалярний добуток вектор-рядка матриці U_r і вектор-рядка матриці H_w.

Таким чином, завдання пошуку раціонального розбиття множини завдань Z, що обробляються в мережі передачі даних, на підмножини і їх розподіли по вузлах $y_a \in Y$ зведена до мінімізації білінійної цільової функції $F^{(\gamma)}$, що визначається виразом (4.31) на цілочисельних векторах при лінійних обмеженнях $\phi_z \cdot k_a \le \phi_{y_a}$ для $1 \le a \le h_y$.

На практиці часто мають місце ситуації, коли кожне завдання $z_b \in Z$ представлене набором підзадач, які можуть виконуватися на різних вузлах множини Y, і підзадачі завдання z_b не обмінюються інформацією ні між собою, ні з підзадачами інших завдань множини Z. В цьому випадку приведене завдання декілька спрощується і може бути зведене до такого вигляду.

Хай задані множини Y і Z, що мають раніше вказаний сенс та представляються кортежами $\langle Y, \phi_y, H_w \rangle$ та $\langle Z, \phi_z, U_z \rangle$. Передбачається, що всі підзадачі завдання $z_b \in Z$ мають однакові інтенсивності $u''_{z_{b,i}}$ обміну з вузлом $y_i \in$ Y, тобто

$$\forall z_b \in Z, y_i \in Y \left| u''_{z_{b,i}} = u_{z_{b_i}} \big/ u_{z_b} \right. . \qquad (19)$$

Потрібно знайти раціональний розподіл підзадач завдань множини Z по вузлах множини Y. В результаті розподілу підзадач завдань множини Z формується матриця M_z, в якій кожному завданню $z_b \in Z$ повинен бути зіставлений вектор-рядок

$$m_{z_b} = \left(m_{z_{b_1}}, \dots, m_{z_{b_{h_y}}} \right),$$

що є розподілом підзадач завдання z_b по вузлах множини Y, тобто компонент $m_{z_{b_i}}$ вектора m_{z_b} є необхідним обчислювальним ресурсом вузла y_i, необхідний для виконання підзадачі завдання z_b. Якість розподілу γ підзадач завдань $\mathbf{z_b} \in Z$ по вузлах $y_i \in Y$ оцінюватимемо значенням цільової функції $F^{(\gamma)}$. Основою визначення $F^{(\gamma)}$ служить штраф для підзадачі завдання $z_b \in Z$, розподіленого на вузол $y_a \in Y$.

Якщо підзадача завдання $z_b \in Z$ розподілена на вузол $y_a \in Y$, то їй відповідає штраф

$$s_{z_{b,a}} = \sum_{i=1}^{h_y} u''_{z_{b,i}} \cdot h_{wa,i} = \sum_{i=1}^{h_y} \left(u_{z_{b,i}} \cdot h_{wa,i} \big/ \phi_{z_b} \right).$$

Таким чином, для кожного завдання $z_b \in Z$ маємо вектор $s_{z_b} = \left(s_{z_{b_1}}, \dots, s_{z_{b_{h_y}}} \right)$ компонент $s_{z_{b_a}}$ якого визначає штраф при розподілі на вузол $y_a \in Y$ підзадачі завдання z_b. Цільова функція, що характеризує отриманий розподіл γ завдань $z_b \in Z$ по вузлах $y_a \in Y$, має вигляд

$$F^{(\gamma)} = \frac{1}{u_{z_{\max}}} \cdot \sum_{b=1}^{h_z}\sum_{a=1}^{h_y} m_{z_{b,a}} \cdot s_{z_{b,a}}, \qquad (20)$$

де u_{zmax} – незалежна від розподілу γ величина, що визначає максимальну сумарну інтенсивність обміну завдань з вузлами мережі відповідно до виразу

$$u_{z_{\max}} = \sum_{b=1}^{h_z}\sum_{i=1}^{h_y} u_{z_{b,i}} \qquad (21)$$

при
$$\forall y_a \in Y \left| \sum_{b=1}^{h_z} m_{z_{b,a}} \le \phi_{y_a} \right. ; \qquad (22)$$

$$\forall z_b \in Z \left| \sum_{a=1}^{h_y} m_{z_{b,a}} \le \phi_{z_b} \right. ; \qquad (23)$$

$$\sum_{a=1}^{h_y} \phi_{y_a} \ge \sum_{b=1}^{h_z} \phi_{z_b} ; \qquad (24)$$

$$s_{z_{b,a}} \ge 0, m_{z_{b,a}} \ge 0 ;\ 1 \le a \le h_y ;\ 1 \le b \le h_Z \qquad (25)$$

Отже, завдання є таким. Хай задана множина завдань Z і вузлів мережі *Y*, визначувані кортежами $\langle Z, \phi_z, U_z \rangle$ і $\langle Y, \phi_y, H_w \rangle$. Потрібно знайти такий розподіл γ що задовольняє умовам 22 – 25, щоб вираз (21) приймав мінімальне значення.

При побудові алгоритму рішення сформульованої задачі приймаємо, що загальний сумарний доступний обчислювальний ресурс вузлів множини Y рівний загальному сумарному необхідному обчислювальному ресурсу завдань множини *Z*, тобто

$$\sum_{a=1}^{h_y} \phi_{y_a} = \sum_{b=1}^{h_z} \phi_{z_b} .$$

З цією метою необхідно ввести фіктивний (h_{y+1})-й вузол з доступним обчислювальним ресурсом φ_{yhy+_1} та фіктивне (h_z+1)-ше завдання з необхідним обчислювальним ресурсом $\phi_{z_{h_z+1}}$, при яких

$$\sum_{a=1}^{h_y+1} \phi_{y_a} = \sum_{b=1}^{h_z+1} \phi_{z_b} ,$$

та прийняти штраф:

$$s_{z_{h_z+1,a}} = 0 , \ 1 \le a \le h_y + 1 ,$$

$$s_{z_{b,h_y+1}} = \max_{1 \le b \le h_z ,\, 1 \le a \le h_y} s_{z_{b,a}} , \ 1 \le b \le h_z + 1 .$$

Звідси модель (20) – (25) набере такого вигляду:

$$F^{(\gamma)} = \frac{1}{u_{z_{\max}}} \cdot \sum_{b=1}^{h_z+1} \sum_{a=1}^{h_y+1} m_{z_{b,a}} \cdot s_{z_{b,a}} \to \min, \quad (26)$$

при $$\sum_{b=1}^{h_z+1} m_{z_{b,a}} = \phi_{y_a} , \ 1 \le a \le h_y + 1 ;$$

$$\sum_{a=1}^{h_y+1} m_{z_{b,a}} = \phi_{z_b} , \ 1 \le b \le h_z + 1 ; \ \sum_{a=1}^{h_y+1} \phi_{y_a} = \sum_{b=1}^{h_z+1} \phi_{z_b} ;$$

$$s_{z_{b,a}} \ge 0, m_{z_{b,a}} \ge 0 \ \text{для} \ 1 \le a \le h_y , \ 1 \le b \le h_Z ;$$

$$s_{z_{h_z+1,a}} = 0 \ \text{для} \ 1 \le a \le h_y + 1 ;$$

$$s_{z_{b,h_y+1}} = \max_{1 \le b \le h_z ,\, 1 \le a \le h_y} s_{z_{b,a}} \ \text{для} \ 1 \le b \le h_z + 1 .$$

Запропонована математична модель управління розподіленою обробкою завдань в мережі на гіперконвергентній платформі дозволяє описати завдання пошуку раціонального розбиття множини завдань, що обробляються в мережі, на підмножини і їх розподілення по вузлах мережі, що мінімізує середню затримку пакету даних.

Висновки

Таким чином, розроблена математична модель розподілу завдань між вузлами комп'ютерної мережі на гіперконвергентній платформі. У моделі мінімізована інтенсивність обміну між вузлами мережі. Для цього вводиться поняття штрафу при розподілі завдань на вузли мережі. Розроблений метод розподілу завдань між вузлами мережі на гіперконвергентній платформі. Рішення задачі пошуку раціонального розподілу завдань множини по вузлах множини має ітераційний характер. Запропонована математична модель управління розподіленою обробкою завдань в мережі на гіперконвергентній платформі дозволяє описати завдання пошуку раціонального розбиття множини завдань, що обробляються в мережі, на підмножини і їх розподілення по вузлах мережі, що мінімізує середню затримку пакету даних. При розробці моделі прийнято, що загальний сумарний доступний обчислювальний ресурс вузлів мережі є рівним загальному сумарному необхідному обчислювальному ресурсу трансакцій системи. з цією метою вводиться фіктивний вузол з доступним обчислювальним ресурсом та фіктивне завдання з відповідним штрафом.

Отже, сформований розподіл завдань по вузлах мережі, для якого середня затримка пакету прийматиме мінімальне значення, що забезпечить максимальну синхронізацію між інформаційною структурою мережі та обчислювальними ресурсами її вузлів.

Напрямок подальших досліджень: розглянутий підхід представляє безперечний інтерес для подальшого вивчення, так як дозволяє істотно зменшити час передачі даних.

Вдячність

Цю роботу було частково профінансовано Європейським Союзом у контексті проекту «dComFra – Digital competence framework for Ukrainian teachers and other citizens» (Project Number: 598236-EPP-1-2018-1-LT-EPPKA2-CBHE-SP) за програмою ERASMUS+. Підтримка Європейською Комісією створення цієї роботи не означає повного схвалення її змісту, який віддзеркалює лише погляди авторів. Комісія не може нести відповідальності за будь-яке використання інформації, яку розміщено в цій роботі.

Список літератури

1. White Paper: Riverbed Hyper-converged Edge, available at: https://www.riverbed.com/document-repository/white-paper--riverbed-hyper-converged-edge.html.
2. Черняк, Л. (2012), "Время конвергентных инфраструктур", Открытые системы. СУБД, № 4, available at: https://www.osp.ru/os/2012/04/13015754/.
3. Ганьжа, Д. (2016), "Гиперконвергенция: ИТ-инфраструктура на раз, два, три", /Журнал сетевых решений,. № 5, available at: www.osp.ru/lan/2016/05/13049349.
4. Кучук Н. Г. Метод розгалуження запитів до сховищ даних систем, що мають гіперконвергентну інфраструктуру / Н. Г. Кучук, І. С. Зиков, В. І. Панченко // Системи управління, навігації та зв'язку. – Полтава : ПНТУ, 2019. – Вип. 5(57). – С. 51-54. – DOI: https://doi.org/10.26906// SUNZ.2019.5.051
5. Кучук Г. А. Концептуальний підхід до синтезу структури інформаційно-телекомунікаційної мережі / Г. А. Кучук, І. В. Рубан, О. П. Давікоза // Системи обробки інформації. – Х.: ХУ ПС, 2013. – Вип. 7 (114). – С. 106 – 112.

6. Сергиенко И.В. Математические модели и методы решения задач дискретной оптимизации. – К.: Наук. думка, 1985. – 520 с.
7. Свиридов А. С., Коваленко А. А., Кучук Г. А. Метод перерозподілу пропускної здатності критичної ділянки мережі на основі удосконалення ON/OFF-моделі трафіку. *Сучасні інформаційні системи*. 2018. Т. 2, № 2. С. 139–144. DOI: https://doi.org/10.20998/2522-9052.2018.2.24
8. Gelenbe E. Analysis and synthesis of computer systems (2nd Edition) / E. Gelenbe, G. Pujolle // Advances in Computer Science and Engineering : Texts – Vol.4 – 2010. – 309 p.
9. Whitt W. The Queuing Network Analyzes / W. Whitt // Bell System Tech. I. – 1983. – Vol. 62, № 9. – P. 2779 – 2815.
10. Коваленко А. А., Кучук Г. А. Методи синтезу інформаційної та технічної структур системи управління об'єктом критичного застосування. *Сучасні інформаційні системи*. 2018. Т. 2, № 1. С. 22–27. DOI: https://doi.org/10.20998/2522-9052.2018.1.04
11. Кучук Г.А. Синтез стратифікованої інформаційної структури інтеграційної компоненти гетерогенної складової Єдиної АСУ Збройними Силами України / Г. А. Кучук, О. П. Давікоза // Наука і техніка Повітряних Сил Збройних Сил України. – 2013. – № 3 (12). – С. 154-158.
12. Кучук Г.А. Управління трафіком мультисервісної розподіленої телекомунікаційної мережі / Г.А. Кучук // Системи управління, навігації та зв'язку. – К.: ЦНДІ НіУ, 2007. – Вип. 2. – С. 18-27.
13. Saravana, Balaji B., Mohamed, Uvaze Ahamed, Eswaran C. and Kannan R., (2019), "Prediction-based Lossless Image Compression", Lecture Notes in Computational Vision and Biomechanics (Springer), Vol. 30, No 1, pp.1749 – 17961, DOI: https://doi.org/10.1007/978-3-030-00665-5_161
14. Sivaram, M., Batri, K., Amin Salih, Mohammed and Porkodi V. (2019), "Exploiting the Local Optima in Genetic Algorithm using Tabu Search", *Indian Journal of Science and Technology*, Volume 12, Issue 1, doi: http://doi.org/10.17485/ijst/2019/v12i1/139577
15. Ruban, I. Redistribution of base stations load in mobile communication networks / I. Ruban, H. Kuchuk, A. Kovalenko // Innovative technologies and scientific solutions for industries. – 2017. – No 1 (1) – P. 75-81.
16. Кучук Г. А. Метод параметрического управления передачей данных для модификации транспортных протоколов беспроводных сетей / Г.А. Кучук, А.С. Мохаммад, А.А. Коваленко // Системи обробки інформації. – 2011. – № 8(98). – С. 211-218.
17. Кучук Г. А., Можаев А. А. Прогнозирование трафика для управления перегрузками интегрированной телекоммуникационной сети // Радиоэлектронные и компьютерные системы. 2007. № 8 (27). С. 261-271.
18. Кучук, Г.А. Метод уменьшения времени передачи данных в беспроводной сети / Г.А. Кучук, А.С. Мохаммад, А.А. Коваленко // Системи управління, навігації та зв'язку. – К.: ЦНДІ НіУ, 2011. – Вип. 3 (19). – С. 209–213.
19. Кучук Г.А. Метод мінімізації середньої затримки пакетів у віртуальних з'єднаннях мережі підтримки хмарного сервісу / Г.А. Кучук, А.А. Коваленко, Н.В. ЛуковаЧуйко // Системи управління, навігації та зв'язку. – Полтава . ПНТУ, 2017. – Вип. 2(42). – С. 117-120.
20. Sivaram, M., Yuvaraj, D., Amin Salih, Mohammed, Porkodi, V. and Manikandan V. (2018), "The Real Problem Through a Selection Making an Algorithm that Minimizes the Computational Complexity", *International Journal of Engineering and Advanced Technology*, Vol. 8, iss. 2, 2018, pp. 95-100.
21. Svyrydov, A., Kuchuk, H., Tsiapa, O. (2018), "Improving efficienty of image recognition process: Approach and case study", Proceedings of 2018 IEEE 9th International Conference on Dependable Systems, Services and Technologies, DESSERT 2018, pp. 593-597, DOI: http://dx.doi.org/10.1109/DESSERT.2018.8409201
22. Kosenko V. Mathematical model of optimal distribution of applied problems of safety-critical systems over the nodes of the information and telecommunication network. Сучасні інформаційні системи (Advanced Information Systems). 2017. Т. 1, № 2. С. 4-9. DOI: https://doi.org/10.20998/2522-9052.2017.2.01

Received (Надійшла) 20.11.2019

Accepted for publication (Прийнята до друку) 18.12.2019

Synchronization of information structure networks on the hyperconvergent platform with the computing resources of its nodes

N. Kuchuk

Abstract. The relevance of research. In the process of functioning of the computer network of the hyperconverged architecture due to the centralized management, system transaction processing time is increased. But for some subsystems, especially those that are supposed to function in real-time mode, these figures are very significant. **The purpose of the article** is to formulate the distribution of tasks among network nodes. For which the average packet delay takes a minimum value. This will ensure maximum synchronization between the information structure of the network and the computing resources of its nodes. **Research results.** A mathematical model for the distribution of tasks between nodes of a computer network on a hyperconverged platform is developed. The exchange rate between network nodes are minimizes in the model For this, the concept of a penalty is introduced when distributing tasks between network nodes. A method for distributing tasks between network nodes on a hyperconverged platform has been developed. The solution to the problem of finding a rational distribution of tasks is iterative. This method is developed by minimizing the average delay of a data packet in the network. This happens during distributed processing of tasks. A mathematical model for managing distributed processing of tasks on the network on a hyperconvergent platform is proposed. It allows you to describe the search for a rational breakdown of tasks that are processed on the network. Subdivision into subsets and their distribution over network nodes minimizes the average data packet delay. When developing a model, the following condition is defined. The summed available computing resource of the network nodes is equal to the total. It is necessary for the computing resource of the transaction system. To this end, a fictitious node with an available computing resource and a fictitious task with an appropriate penalty are introduced. **Conclusion.** Formed distribution of tasks on the network nodes. For which the average packet delay takes a minimum value. This ensures maximum synchronization between the information structure of the network and its computing resources.

Keywords: hyperconvergent architecture, synchronization, query time, fine.