

УДК 621.324

Г.А. КУЧУК

Харківський університет Повітряних Сил імені Івана Кожедуба, Україна

СИНТЕЗ ТОПОЛОГІЇ ГІБРИДНОГО ХМАРНОГО СХОВИЩА ДАНИХ У ГЕТЕРОГЕННОМУ СЕРЕДОВИЩІ

Розглянутий підхід до синтезу топології гібридного хмарного сховища даних, яке функціонує у гетерогенній мережі. Процес синтезу розбито на три послідовних етапи: визначення оптимальної логічної структури сховища даних за критерієм мінімізації сумарного часу доступу до інформаційних масивів; проведення топологічної оптимізації фізичної структури мережі за критерієм мінімальних витрат на експлуатацію додаткового обладнання; вибір стратегії синтезу топології в залежності від вимог, що пред'являються до надійності та безпеки сховища даних, та враховуються узагальненим показником якості CLOUD-системи.

Ключові слова: гетерогенна мережа, сховище даних, гібридність, хмарні технології, CLOUD-системи.

Вступ

Хмарне сховище даних (англ. cloud storage) – модель онлайн-сховища, в якому дані зберігаються на численних розподілених в мережі серверах, що надаються в користування клієнтам. Дані зберігаються, і обробляються, в так званій хмарі, яка з погляду клієнта є одним великим віртуальним сервер. Фізично ж такі сервери можуть розташовуватися віддалено один від одного географічно, аж до розташування на різних континентах.

На сьогодні збільшення ємкостей носіїв інформації призвело до суттєвого збільшення об'ємів інформації, що зберігається на вузлах мереж, зниження вартості обслуговування сховищ інформації при значному збільшенні об'ємів даних, що зберігаються. Розвиток технології віртуалізації привів до можливості створення віртуальної інфраструктури, гнучкого масштабування і нарощування систем, зниження витрат на організацію і супровід систем, доступності віртуальної інфраструктури через мережу Інтернет. Збільшення пропускної спроможності мереж призвело до збільшення швидкості обміну даними, зниження вартості Інтернет-трафіка, доступності хмарних технологій.

Всі ці чинники привели до підвищення конкурентоспроможності і бурхливого розвитку хмарних технологій, переважно гібридних [1, 2].

Серед ряду завдань, що виникають при впровадженні CLOUD-систем, окремо розглядаються питання, пов'язані з наявністю гетерогенного середовища, в якому функціонує система. При цьому її

продуктивність істотно залежить від вибору логічної структури сховища даних, ліній зв'язку і стратегії обробки інформації [2, 3]. Зокрема, актуальним є завдання синтезу топології гібридного хмарного сховища даних, яке функціонує у гетерогенній мережі, що і є метою даної статті.

1. Визначення логічної структури сховища даних

При визначенні логічної структури (ЛС) гібридного хмарного сховища даних (ГХСД) будемо дотримуватись такої послідовності дій [4]:

- відображення множини додатків прикладного програмного забезпечення в концептуальній схемі;

- перехід до канонічної структури ГХСД без надмірних зв'язків [5];

- розробка на базі канонічної структури оптимальної логічної структури ГХСД (щодо вибраного критерію оптимальності).

Як критерій оптимальності в [4] пропонується вибрати мінімум сумарної кількості доступів по зв'язках логічної структури відповідно до механізму роботи базової CLOUD-системи (БСС). Проте при синтезі ЛС ГХСД необхідно враховувати гетерогенність середовища, тобто суттєву різномірність як фізичних зв'язків, так і використовуваної зовнішньої пам'яті мережі. Тому пропонується модифікація даного критерію: мінімізувати сумарний час доступу до зовнішньої пам'яті ГХСД в процесі функціонування БСС.

Нехай $V = \{v_i \mid i = \overline{1, m}\}$ - множина інформаційних сегментів (ІС) ГХСД; які не розміщені в центрі обробки даних (ЦОД) гібридної хмари; $W = \{\omega_j \mid j = \overline{1, n}\}$ - множина зв'язків між елементами V , що визначається відображенням $\psi: \tilde{V} \rightarrow W$, $\tilde{V} \subseteq V \times V$. Тоді шукана канонічна структура представляється орієнтованим графом $G = (V, (W\psi))$. Для кожної k -ої хмарної транзакції (ХТ) прикладного програмного забезпечення ГХСД з множини $R = \{f_k \mid k = \overline{1, \ell}\}$ визначимо частоту запуску за даний період - f_k , а також кортеж задіяних ІС (вершин графа G) - $Z_k = \langle v_{i_k}^{(k)} \mid i_k \in \overline{1, m_k} \rangle$, де m_k ($m \geq m_k$) - кількість вершин кортежу з номером k , якому відповідає шлях на графові G з початком у вершині $v_1^{(k)}$ і кінцем у вершині $v_{m_k}^{(k)}$. При цьому між сусідніми вершинами будь-якого кортежу повинен існувати логічний зв'язок.

Розглянемо дві множини: $A = \{\alpha_\beta \mid \beta = \overline{1, \beta_A}\}$ - можливі варіанти логічних структур даної ГХСД; $B = \{b_\gamma \mid \gamma = \overline{1, \gamma_B}\}$ - варіанти реалізації зв'язків між ІС у логічній структурі. Конкретний варіант логічної структури $\alpha_{\beta'}$ для варіанту реалізації зв'язку $b_{\gamma'}$ опишемо булевою матрицею $X_{\beta'} = (x_{j\gamma'})$, в якій $x_{j\gamma'} = 1$, якщо зв'язок ω_j реалізований за варіантом γ' .

З множини $\Theta_X = \{X_{\beta'}\}$ виділимо підмножину $\Theta_{\tilde{X}} \subset \Theta_X$ матриць $X_{\beta'}$, в яких фізично реалізуються всі непорожні зв'язки. При реалізації математичної моделі логічної структури ГХСД будемо дотримуватися таких обмежень.

1. Кожен зв'язок логічної структури, що синтезується, реалізується тільки одним варіантом, отже

$$\sum_{\gamma'=1}^{\gamma_B} x_{j\gamma'} = 1, \quad j = \overline{1, n}. \quad (1)$$

2. Всі вибрані зв'язки повинні фізично реалізуватися, тобто

$$X_{\beta'} = (x_{j\gamma'}) \subset \Theta_{\tilde{X}}. \quad (2)$$

3. Сумарний об'єм задіяної зовнішньої пам'яті при реалізації переходів від кортежів Z_k до логічних структур ГХСД не повинен перевищувати граничного значення d_{lim} , тобто

$$\sum_{j=1}^n \sum_{\gamma'=1}^{\gamma_B} d_{j\gamma'} \cdot x_{j\gamma'} \leq d_{lim}, \quad (3)$$

де $d_{j\gamma'}$ - об'єм зовнішньої пам'яті, необхідної для варіанту γ' .

Оскільки вибраний критерій оптимальності логічної структури припускає мінімізацію сумарного часу доступу до необхідної інформації ГХСД в процесі її функціонування, то цільова функція має вигляд

$$\sum_{k=1}^{\ell} f_k \cdot \left(\sum_{j=1}^n \sum_{\gamma'=1}^{\gamma_B} t_{j\gamma'} \cdot l_{kj} \cdot x_{j\gamma'} \right) \rightarrow \min, \quad (4)$$

при
$$j \in \left\{ \psi \left(v_{k'}^{(k)}, v_{k'+1}^{(k)} \right) \mid k' \in \overline{1, m_k - 1} \right\},$$

де $t_{j\gamma'}$ - час пересилки одного логічного блоку за j -м зв'язком у варіанті γ' , l_{kj} - середній розмір одного запиту транзакцій з номером k , що пересилається шляхом j .

Тоді для знаходження оптимальної логічної структури ГХСД необхідно вирішити задачу лінійного булева програмування (1) - (4). Кращі результати за часом рішення при великих розмірностях V і W дав метод "гілок і меж" з галуженням з останньої вершини" [6].

2. Топологічна оптимізація фізичної структури мережі

Знаючи логічну структуру ГХСД можна вибрати топологію фізичної структури фрагмента базової гетерогенної мережі (ФБГМ), обслуговуючого сховище даних, оптимальну щодо вибраного критерію. Припустимо, що ФБГМ описується графом GS з булевою матрицею суміжності $X = (x_{ij})_{n,n}$, $i, j = \overline{1, n}$, де n - кількість вузлів фрагмента, а $x_{ij} = 1$ тільки тоді, коли між вузлами i і j встановлена пряма лінія зв'язку для передачі даних. Булева матриця $Y = (y_{ij})_{n,n}$ описує варіанти організації зв'язку між вузлами мережі: $y_{ij} = 1$, якщо використовується виділений канал зв'язку з оплатою оренди в місяць у розмірі a_{ij} , $y_{ij} = 0$, якщо передача даних організовується з почасовою оплатою загального каналу у розмірі b_{ij} . Матриця $T = (t_{ij})_{n,n}$ описує середнє завантаження ФБГМ, матриця $C = (c_{ij})_{n,n}$ - вагові коефіцієнти каналів, визначені методом експертних оцінок [6], булева матриця $D = (d_{ij})_{n,n}$ - відсутність можливості прямого зв'язку між вузлами, булева матриця $E = (e_{ij})_{n,n}$ - необхідність виділеного каналу зв'язку. У даних позначеннях

завдання топологічної оптимізації ФБГМ формулюється таким чином.

Знайти граф G_S^{opt} з матрицями суміжності X_{opt} і зв'язків Y_{opt} , при якому мінімальна сума

$$\sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^n c_{ij} x_{ij} (a_{ij} y_{ij} + b_{ij} t_{ij} (1 - y_{ij})) \quad (5)$$

з урахуванням таких обмежень:

- по можливості прямому зв'язку

$$\sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^n d_{ij} x_{ij} = 0;$$

- по необхідних виділених каналах

$$\sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^n l_{ij} (1 - x_{ij}) = 0;$$

- по l -кратному дублюванню маршрутів передачі даних (тобто граф G_S^{opt} – l -зв'язний);

- по довжинах найкоротших і обхідних маршрутів графа G_S^{opt} [4].

Третє і четверте обмеження вищеописаної задачі не дозволяють вирішити її стандартними методами дискретного програмування для ФБГМ великої розмірності. Проте при ослабленні обмежень досить просто отримати нижню оцінку суми [6]. Замість третьої умови зв'язності введемо необхідну умову $\sum_i x_{ij} \geq \ell$, а замість четвертої –

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n x_{ij} = 2M \quad (\text{умова точної кількості ребер графа } G_S^{opt} - M).$$

Тоді задача знаходження нижньої оцінки формулюється таким чином:

$$\sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^n c_{ij} x_{ij} (a_{ij} y_{ij} + b_{ij} t_{ij} (1 - y_{ij})) \rightarrow \min, \quad (6)$$

при виконанні таких умов:

$$\sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^n \ell_{ij} (1 - x_{ij}) = 0; \quad (7)$$

$$\sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^n d_{ij} x_{ij} = 0; \quad (8)$$

$$\sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^n x_{ij} = 2M; \quad (9)$$

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} \geq \ell; \quad i, j = \overline{1, n}. \quad (10)$$

Для вирішення задачі (7) – (10) пропонується використовувати наступний алгоритм.

Крок 1. Перетворення елементів вартісних матриць A і B :

$$(a_{ii} = \infty \wedge b_{ii} = \infty) \wedge (d_{ij} = 0 \Rightarrow a_{ij} = b_{ij} = \infty),$$

$$\forall i, j = \overline{1, n}.$$

Крок 2. Відрядкове ранжування елементів матриць A і B з урахуванням E .

Крок 3. Формування відрядкових сум $S_i^{(l)}$ l перших елементів матриць A і B , отримання

$$S^{(l)} = \sum_{i=1}^n S_i^{(l)}.$$

Крок 4. Ранжуються ті $2(n^2 - l \cdot n)$ елементів, що залишилися, з отриманого рядка вибираються і підсумовуються перші $l \cdot n$ елементів ($S^{(2)}$).

Крок 5. Обчислюється нижня оцінка вартості $S^{(M)} = (S^{(1)} + S^{(2)}) / 2$.

Даний алгоритм дозволяє на декілька порядків скоротити кількість переборів при розв'язанні задачі (7) – (10) послідовним переглядом тільки l -зв'язних графів, що мають рівно M ребер [6], з паралельним порівнянням оптимального значення вартості з нижньою оцінкою $S^{(M)}$.

3. Вибір стратегії синтезу топології ГХСД у середовищі ФГМ

Для вибору стратегії синтезу топології ГХСД у середовищі ФГМ визначимо, що обраний у результаті розв'язання задачі (7) – (10) фрагмент гетерогенної мережі U складається із m розподілених окремих вузлів (РОВ):

$$U = \{u_i \mid i = \overline{1, m}\},$$

зв'язаних каналами, що складають множину

$$V = \{v_{i_1, i_2} \mid i_1, i_2 = \overline{1, m}\}.$$

У середовищі ФГМ U передбачається забезпечити функціонування ГХСД, що складається з n непересічних ІС f_j , що складають множину

$$B = \{f_j \mid j = \overline{1, n}\}.$$

Стратегії розподілу ІС класифікуються залежно від кількості задіяних вузлів і наявності дублювання інформації [3].

Для опису множини глобальних стратегій розподілу ІС $\Omega = \{w_\ell \mid \ell \in N\}$ введемо відображення φ множини ІС на множину груп вузлів ФГМ [4]:

$$\varphi: B \rightarrow \tilde{U}, \quad \text{де } \tilde{U} = \{U_k \subset U\}.$$

При централізованій стратегії w_1 єдина копія ГХСД розташовується в центрі обробки даних CLOUD-системи U_0 . Тоді:

$$\varphi(f_{j_1}) = \varphi(f_{j_2}) = U_0 \subset \tilde{U}, \quad \forall j_1, j_2 \in \overline{1, n};$$

$$\text{card} U_0 = 1.$$

При стратегії розподілу даних w_2 ІС розподіляються по різних вузлах, отже:

$$\text{card } \varphi(f_j) = 1, \quad \forall j \in \overline{1, n};$$

$$\exists j_1, j_2 \in \overline{1, n} \mid \varphi(f_{j_1}) \neq \varphi(f_{j_2}).$$

Стратегія дублювання w_3 характеризується наявністю декількох повних копій ІС на різних вузлах, тому її формалізований опис виглядає таким чином:

$$\varphi(f_{j_1}) = \varphi(f_{j_2}) = U' \subset \tilde{U}, \quad \forall j_1, j_2 \in \overline{1, n};$$

$$\text{card } U' > 1.$$

Для даної стратегії потужність підмножини U визначає число повних копій бази даних.

Змішана стратегія розподілу ІС w_4 дозволяє мати декілька копій фрагментів на різних вузлах, причому кожний вузол може містити довільний сегмент. При цьому на відображення φ не накладаються додаткові обмеження, а число копій сегменту f_i визначається як потужність підмножини $\varphi(f_i)$.

Для оцінки наведених стратегій визначимо надмножиною Ω множину показників оцінки якості функціонування $G = \{g_i\}$ таким чином, що [4]:

$$g_i : \Omega \rightarrow R.$$

Зокрема, множина G повинна включати такі елементи: g_1 – оцінка надійності функціонування CLOUD-системи; g_2 – оцінка ступеня локалізації посилань; g_3 – оцінка середнього часу доступу, що враховує для даної стратегії архітектуру ФГМ і пропускні спроможності каналів $v_{i_1, i_2} \in V$; g_4 – оцінка витрат на реалізацію проекту; g_5 – оцінка витрат на ведення ГХСД. Для кожного $g_i \in G$ введемо ваговий коефіцієнт α_i , який визначається виходячи з вимог, що пред'являються до системи.

Тоді вибір стратегії розподілу ІС можна здійснити за допомогою узагальненого показника

$$\xi(w_i) = \sum_{\ell \in L} \alpha_\ell g_\ell(w_i),$$

де $L \subset G$ – підмножина показників, актуальних для даної системи.

Запропонований підхід був використаний для аналізу функціонування різних ГХСД у середовищі ФГМ. Однозначний вибір глобальної стратегії розміщення ІС без попереднього аналізу був неможливий, оскільки у кожному конкретному випадку жодна стратегія володіла як перевагою, так і недоліками порівняно з іншими.

Основною перевагою стратегій w_1 , безумовно, є простота реалізації, хоча за іншими показниками

вона поступається стратегіям $w_2 \div w_4$. Стратегія w_3 перевершує останні за надійністю функціонування системи, за доступністю і ефективністю вибірки даних, проте має місце дуже велика надмірність даних і тенденція до порушення узгодженості копій. Стратегія w_2 дозволяє більш рівномірно розподілити навантаження між вузлами в порівнянні із стратегіями w_1 та w_3 , проте для систем з малою локалізацією посилань різко збільшується час обробки транзакцій і зменшується надійність системи.

Стратегія w_4 об'єднує підходи, пов'язані з розподілом і дублюванням даних з метою придбання переваг, якими вони володіють. Але на жаль, ця стратегія набуває складнощів кожного з об'єднуваних підходів. Вона є загальною в тому, що будь-яка частина сховища даних може бути дубльована довільну кількість разів і в кожному вузлі може міститися бажана частина сховища даних. Недоліком стратегії є необхідність зберігати інформацію про те, де знаходяться дані у ФГМ, і погоджувати кількість сегментів, що зберігаються, пов'язаних з кожним логічним фрагментом (ЛФ). Обробка і оптимізація запитів є при використанні змішаної стратегії нетривіальними завданнями. Проте, ключовою перевагою змішаної стратегії є гнучкість. Наприклад, можна встановити компроміс між об'ємом пам'яті, використовованої в цілому і в кожному окремому вузлі, забезпечуваням рівнем надійності і різними заходами ефективності. При дублюванні ІС, запам'ятовуванні більш одного фрагмента, вартість узгодження, включаючи вартість зв'язку, зростає, проте більша кількість даних стає локально доступною, що веде до зниження якості пересилки і вартості зв'язку при виконанні запитів.

Таким чином, враховуючи властивості розглянутих стратегій розподілу фрагментів, можна зробити висновок, що стратегія w_1 , котра допускає лише централізований розподіл, є простою і застосовується для невеликих ГХСД з невисокими вимогами до надійності системи і невеликими об'ємами інформації. Стратегія w_2 найбільш підходить для випадку, коли або зовнішня пам'ять обмежена в порівнянні з об'ємом сховища, або ЦОД є недостатньо надійним, або повинна бути підвищена ефективність функціонування програмних засобів обробки транзакцій. Стратегія w_3 застосовується для тих ситуацій, коли чинник надійності є критичним, обсяг СД відносно невеликий, а інтенсивність оновлення може бути невисокою, наприклад ІС з інтенсивними запитам довідкового типу. І нарешті, стратегія w_4 є прийнятною тоді, коли жодна з простіших стратегій не є задовільною.

Висновки та напрям подальших досліджень

Таким чином, у статті запропонований трьох-етапний метод синтезу топології гібридного хмарного сховища даних, яку функціонує у гетерогенній мережі.

На першому етапі визначається оптимальна логічна структура сховища даних за критерієм мінімізації сумарного години доступу до інформаційних масивів.

На другому етапі проводиться топологічна оптимізація фізичної структури мережі за критерієм мінімальних витрат на експлуатацію додаткового обладнання.

Вибір стратегії синтезу топології в залежності від вимог, що пред'являються до надійності та безпеки сховища даних, та враховуються узагальненим показником якості CLOUD-системи – третій, заключний етап запропонованого методу синтезу.

Напрямок подальших досліджень пов'язаний з розробкою методу управління інформаційними потоками між вузлами, задіяними CLOUD-системою,

що підтримує гібридне хмарне сховище даних у гетерогенній мережі.

Література

1. Риз, Д. *Облачные вычисления [Текст] / Д. Риз.* – СПб.: БХВ-Петербург 2011. – 288 с.
2. Широкова, Е.А. *Облачные технологии [Текст] / Е.А. Широкова // Современные тенденции технических наук: мат. межд. науч. конф.; Уфа, октябрь 2011 г. – Уфа: Лето, 2011. – С. 30 – 33.*
3. *Google Cloud Platform [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <http://cloud.google.com>. – 12.04.2013.*
4. Кучук, Г.А. *Управление ресурсами инфотелекоммуникаций [Текст] / Г.А. Кучук, Р.П. Гахов, А.А. Пашнев.* – М.: Физматлит, 2006. – 220 с.
5. Кучук, Г.А. *Моделирование трафика мультисервисной розподіленої телекомунікаційної мережі [Текст] / Г.А. Кучук, І.Г. Кіріллов, А.А. Пашнев // Системи обробки інформації. – Вип. 9 (58). – Х.: ХУПС, 2006. – С. 50 – 59.*
6. Сергиенко, И.В. *Модели и методы решения на ЭВМ комбинаторных задач оптимизации [Текст] / И.В. Сергиенко, М.Ф. Каспишцкая.* – К.: Наук. думка, 1981. – 287 с.

Надійшла в редакцію 14.05.2013, розглянута на редколегії 14.06.2013

Рецензент: д-р техн. наук, проф., зав. каф. В.А. Краснобаєв, Полтавський національний технічний університет ім. Ю. Кондратюка, Полтава.

СИНТЕЗ ТОПОЛОГИИ ГИБРИДНОГО ОБЛАЧНОГО ХРАНИЛИЩА ДАННЫХ В ГЕТЕРОГЕННОЙ СРЕДЕ

Г.А. Кучук

Рассмотрен подход к синтезу топологии гибридного облачного хранилища данных, которое функционирует в гетерогенной сети. Процесс синтеза разбит на три последовательных этапа: определение оптимальной логической структуры хранилища данные по критерию минимизации суммарного времени доступа к информационным массивам; проведение топологической оптимизации физической структуры сети по критерию минимальных расходов на эксплуатацию дополнительного оборудования; выбор стратегии синтеза топологии в зависимости от требований, которые предъявляются к надежности и безопасности хранилища данные, и учитываются обобщенным показателем качества CLOUD-системы.

Ключевые слова: гетерогенная сеть, хранилище данных, гибридность, облачные технологии, CLOUD-системы.

SYNTHESIS OF DATA DEPOSITORY CLOUD HYBRID TOPOLOGY IN HETEROGENEOUS NETWORK

G.A. Kuchuk

Going is considered near the synthesis of topology of hybrid cloudy depository of information, which functions in a heterogeneous network. The process of synthesis is broken on three successive stages: determination of optimum logical structure of depository the minimizations of total access time given on a criterion to the informative arrays; lead through of topology optimization of physical network structure on the criterion of minimum charges on exploitation of additional equipment; choice of strategy of synthesis of topology depending on requirements which are produced to reliability and safety of depository information, and taken into account the generalized index of quality of the CLOUD-systems.

Key words: heterogeneous network, depository of information, hybrid, cloudy technologies, CLOUD-systems.

Кучук Георгій Анатолійович – д-р техн. наук, старший науковий співробітник, провідний науковий співробітник наукового центру Харківського університету Повітряних Сил ім. І. Кожедуба, Харків, Україна; e-mail: kuchuk56@yandex.ru.