

МЕТОД ВІДНОВЛЕННЯ ВУЗЛА У МЕРЕЖАХ NFV

Суліма С.В.

*Інститут телекомунікаційних систем КПІ ім. Ігоря Сікорського, Україна
E-mail: lilthirteen@gmail.com*

Node recovery method in NFV networks

The basic trends of network nodes based on virtualization technology are summarized. The problem of recovering networks affected by a substrate node failure is addressed. The method of node recovery in the cases of failure or overload is presented.

Оператори зв'язку все більше цікавляться віртуалізацією мережі. Деякими потенційними випадками використання в секторі телекомунікацій є простота розгортання вузлів таких як MME, S/P-GW, масштабування за вимогою таких вузлів на основі миттєвого навантаження, а не на основі надмірного виділення ресурсів для пікового навантаження, динамічна реконфігурація топології для уникнення відмов і відновлення і т.д. Це дозволяє прискорити розгортання мережі, зменшує зайняті ресурси, коли немає у цьому немає необхідності, і, таким чином, покращує ефективність використання ресурсів для збільшення доходу [1]. Проблема, що розглядається у даному дослідження, полягає в тому, як перемістити розміщені на фізичному вузлі з відмовою або перевантаженням віртуальні вузли з метою мінімізації витрат відновлення вузла і періоду переривання сервісу. У той час як адаптація шляхів для віртуальних мереж була розглянута у ряді підходів (наприклад, у [2]), проблема відмови вузла в віртуальних мережах була розглянута раніше лише у [3], проте не враховувалася вартість ресурсів на вузлі і кінцева якість обслуговування, а також не розглянуто випадок відмови вузла через надмірне навантаження, що надходить на нього.

Розглянемо постановку задачі. Фізична мережа задана у вигляді графа $SN=(N,L)$, де N є множиною фізичних вузлів і L – множиною каналів. Кожен канал $(n_1,n_2) \in L$, $n_1,n_2 \in N$ має максимальну пропускну здатність $cres(n_1,n_2)$ і мережеву затримку $L(n_1,n_2)$, а кожен вузол $n \in N$ пов'язаний з певними ресурсами $cres_n^i$, $i \in R$, де R – множина типів ресурсів. Мережа зв'язку представлена множиною ланцюгів сервісів (або запитів віртуальної мережі) T , які вбудовуються в фізичну мережу. Запит віртуальної мережі t , $t \in T$, можна представити як зважений граф $G_t=(V_t,E_t)$, де V_t є множиною віртуальних вузлів, що містить h_t елементів і позначається як $V_t=(v_{t,1},v_{t,2},\dots,v_{t,h_t})$, де $v_{t,j}$ означає j -у мережеву функцію у ланцюзі функцій t . E_t є множиною віртуальних каналів $e_{(v_{t,j},v_{t,g})} \in E_t$. Вимоги смуги пропускання каналу між двома функціями, $j1$ і $j2$, що відносяться до ланцюга сервісів $t \in T$ позначається як $d_t^{(j1,j2)}$, $d_t^{j,i}$ – кількість ресурсу типу i , що виділяється для мережевої функції j ланцюга t . Булеві змінні $x_n^{t,j}$ вказують, чи мережева функція j , пов'язана з ланцюгом $t \in T$, розташовується на фізичному вузлі n , змінні $f_{(n1,n2)}^{t,(j1,j2)}$ визначають, чи фізичний канал $(n1,n2)$ використовується у шляху між $j1$ та $j2$ для запиту t . L_t –

максимальна затримка для запиту $t \in T$. $costN(i,n)$ – вартість зайнятої одиниці ресурсу i на фізичному вузлі n , і $costL(n_1,n_2)$ – вартість зайнятої одиниці пропускної здатності на фізичному каналі $(n_1,n_2) \in L$.

У запропонованому підході (рис. 1) припускаємо, що відображення запитів віртуальної мережі вже виконано (наприклад, з використанням підходу, визначеного в [4]). Процес відображення віртуальної мережі відбувається в два етапи: відображення вузлів ($M_N: V_t \rightarrow N$) і відображення каналів ($M_L: E_t \rightarrow L$).

```

 $x_n^{t,j} \leftarrow 0$ 
 $S_1 \leftarrow \{m : \exists (e_t(j,m))\}$ 
for all  $\{m \in S_1\}$  do
     $f_{(j,m)}^{t,j,m} \leftarrow 0$ 
     $w_m \leftarrow M_N(v_{t,m})$ 
end for
 $S_2 \leftarrow \cup_{m \in S_1} w_m$ 
Менеджер направляє запит SPT всім фізичним вузлам у  $S_2$ 
for all  $w \in S_2$  do
    Виконати алгоритм SPT
     $S_{3,w} \leftarrow \{q : length(q,w) \leq 1\}$ 
end for
 $S_4 \leftarrow \emptyset$ 
for all  $q \in \cup_{w \in S_2} S_{3,w}$  do
    for all  $\{m \in S_1\}$  do
        if  $\exists (e_t(j,m))$  then
             $f_{(q,w_m)}^{t,j,m} \leftarrow 1$ 
        end if
    end for
    if  $(\sum_{(b_1,b_2) \in E_t} \sum_{(a_1,a_2) \in L} f_{(a_1,a_2)}^{t,(b_1,b_2)} \cdot L(a_1,a_2) \leq L_t \ \&\& \ d_t^{j,i} \leq c_{res_q}^i \ \forall i \in R \ \&\& \ d_t^{(j,m)} \leq c_{res}(q,w_m) \ \forall m \in S_1)$  then
         $CostNL_q \leftarrow weight_1 \cdot \sum_{i \in R} d_i^{t,j} \cdot costN(i,q) + weight_2 \cdot \sum_{w \in S_2} costL(q,w_m) \cdot d_t^{(j,m)}$ 
         $S_4 \leftarrow S_4 \cup q$ 
    end if
    for all  $\{m \in S_1\}$  do
         $f_{(j,m)}^{t,j,m} \leftarrow 0$ 
    end for
end for
if  $S_4 = \emptyset$  then
    Виконати алгоритм Реконфігурації
else
    Обрати  $\min CostNL_q, q \in S_4$ 
     $q^* = \operatorname{argmin} CostNL$ 
end if
 $x_{q^*}^{t,j} \leftarrow 1$ 
for all  $\{m \in S_1\}$  do
    if  $\exists (e_t(j,m))$  then
         $f_{(q^*,w_m)}^{t,j,m} \leftarrow 1$ 
    end if
end for
end for

```

Рис.1. Алгоритм відновлення вузла з відмовою.

Процес переміщення вузлів віртуальної мережі, розміщених на вузлі, який відмовив, $v_{t,j}^{fail}$, запускається, коли система відправляє запит на відновлення відповідному вузлу-менеджеру. Менеджер направляє запит на відновлення до

всіх вузлів фізичної мережі, на яких розміщуються віртуальні вузли, суміжні з ураженими віртуальними вузлами. Кожен з цих вузлів будує дерево найкоротших шляхів (Shortest Path Tree – SPT) до всіх вузлів фізичної мережі на відстані не більше l кроків від вузла, де коренем SPT виступає сам цей вузол. Менеджер використовує ці шляхи, щоб вибрати вузол з оптимальною відстанню до всіх вузлів фізичної мережі, де розташовані вузли віртуальної мережі прилеглі до несправного вузла. Цей вузол в кінцевому рахунку стає оптимальним кандидатом для розміщення ураженого віртуального вузла. Крім того, ємність кінцевих вузлів шляхів з SPT повинна бути не менше ємності віртуального вузла, розміщеного на несправному вузлі. Обираємо вузол з мінімальною вартістю шляху до всіх кореневих вузлів у деревах SPT та мінімальною вартістю обчислень. Рис. 1 містить опис псевдокоду алгоритму відновлення вузла після відмови і виконується для всіх $\{v_{t,j} : x_n^{t,j}=1 \ \& \ n = \text{failed}\}$.

У мережі також існує ймовірність відмови вузла через перевантаження. У такому випадку виконується процедура міграції віртуальних вузлів, розміщених на перевантаженому фізичному вузлі. Процес відновлення починається з сортування всіх віртуальних вузлів, розміщених на перевантаженому фізичному вузлі. Критерієм (CRT в алгоритмі на рис. 2), що використовуються для сортування цих вузлів віртуальної мережі, є ємність віртуальних вузлів. Потім виконується процедура відновлення на першому відсортованому вузлі віртуальної мережі, що має ємність рівну перевантаженню, для переміщення на новий вузол фізичної мережі.

n = перевантажений

S_1 ← Відсортувати віртуальні вузли, що розміщуються на n у зростаючому порядку на основі критерію CRT

Вибрати з S_1 перший віртуальний вузол $v_{t,j}$, де ємність ресурсів не менше перевантаженої ємності $d_t^{j,i} \geq \Delta \text{cres}_n^i \ \forall i \in R$

Виконати алгоритм Відновлення Вузла з Відмовою

Рис.2. Алгоритм відновлення вузла з перевантаженням.

Окреслені перспективні напрямки досліджень NFV. Розроблено підхід до відновлення вузла у віртуалізованих мережах, що робить віртуальні мережі більш надійними, зменшуючи період переривання сервісу у випадку відмови вузла або його перевантаження та мінімізуючи вартість відновлення вузла.

Література

1. Khan A. Virtual Network Embedding for telco-grade network protection and service availability / A. Khan, X. An, S. Iwashina // Computer Communications. – 2016. – Vol. 84. – pp. 25-38.
2. Fajjari I. VNR Algorithm: A Greedy Approach For Virtual Networks Reconfigurations / I. Fajjari, N. Aitsaadi, G. Pujolle, H. Zimmermann // IEEE Global Communications Conference, Exhibition and Industry Forum. – Houston, USA, 2011. – pp. 1-6.
3. Abid H. A novel scheme for node failure recovery in virtualized networks / H. Abid; N. Samaan // 2013 IFIP/IEEE International Symposium on Integrated Network Management (IM 2013). – Ghent, Belgium, 2013. – pp. 1154-1160.
4. Skulysh M. Model for Efficient Allocation of Network Functions in Hybrid Environment / M. Skulysh, L. Globa, S. Sulima // Information and Telecommunication Sciences. – 2016. – № 1. – pp. 39-45.