УДК 621.391.8 **DOI:** 10.31673/2412-9070.2020.032228

В. І. КРАВЧЕНКО[1], канд. техн. наук;
В. В. СКРИПНІК[1], аспірант;
О. І. ГОЛУБЕНКО[1], ст. викладач;
Р. В. ДУЖИЙ[2], ст. наук. співробітник,
[1] Державний університет телекомунікацій, Київ
[2] Національний університет оборони України ім. Івана Черняховського, Київ

ВИЗНАЧЕННЯ СЕРЕДНЬОГО ЧАСУ ОБСЛУГОВУВАННЯ ПАКЕТА В МЕРЕЖІ ІНТЕРНЕТ РЕЧЕЙ

У процесі використання ключових параметрів ефективності мережі Інтернет речей як складної системи із затримками сигнальної інформації й інформації керування можна прогнозувати її стан і вирішувати задачі керування якістю сервісу в реальному масштабі часу. Для оцінювання середнього значення часу обслуговування пакета в мережі Інтернет речей побудовано модель поведінки станції у вигляді ланцюга Маркова з дискретним цілочисловим часом, одиницею якого є віртуальний слот. З огляду на прийняту модель слід розглядати три види віртуальних слотів: «порожній», «успішний» і «колізійний». Для цих випадків було здобуто основні розрахункові формули ймовірності.

Ключові слова: час колізії; неоднорідні станції; синхронне передавання; оптимізація часу; ланцюг Маркова.

Вступ

Для оптимізації часу обслуговування пакетів у мережі з неоднорідною структурою (складеній мережі) необхідно виконувати балансування мережного навантаження. При цьому з'являється можливість уникнути перевантажень, коли велика кількість потоків мережного трафіку намагається пройти одним і тим самим маршрутом, який на даний час є оптимальним за множиною критеріїв.

Балансування навантаження (*Load Balancing*) застосовується для оптимізації виконання розподілених (паралельних) обчислень за допомогою розподіленої (паралельної) обчислювальної системи. Балансування навантаження припускає рівномірне навантаження обчислювальних вузлів (процесора багатопроцесорної ЕОМ в мережі Інтернет речей). У разі появи нових завдань програмне забезпечення, що реалізовує балансування, має ухвалити рішення про те, де (на якому обчислювальному вузлі) слід виконувати обчислення, пов'язані з цим новим завданням. Окрім того, балансування припускає перенесення (*migration* — міграція) частини обчислень із найбільш завантажених обчислювальних вузлів на менш завантажені вузли.

Слід розрізняти декомпозицію задач і проблему відображення задач на обчислювальне середовище. Декомпозиція задачі є етапом процесу створення паралельної програми. Декомпозицію призначено для розділення додатку на модулі (задачі). Задачі виконуються на окремих процесорах. У результаті декомпозиції розподіленого додатку з'являється набір завдань, які паралельно вирішують задачу. Ці завдання можуть бути незалежними або пов'язаними одне з одним за допомогою обміну даними. Відображення (або «розподіл задач») є окремим етапом, що дає можливість розподілити завдання, одержані на етапі декомпозиції, між процесорами.

Отже, вважатимемо, що розподілений додаток є сукупністю логічних процесів, які взаємодіють один із одним, посилаючи один одному повідомлення. Логічні процеси розподіляються по різних обчислювальних вузлах і можуть функціонувати паралельно. У процесі розподілу логічних процесорів по обчислювальних вузлах їх прагнуть розподіляти так, щоб завантаження обчислювальних вузлів було рівномірне.

Проте під час розподілення додатку виникає конфлікт між збалансованим розподілом об'єктів по процесорах і низькою швидкістю обмінів повідомленнями між процесорами. Якщо логічні процеси розподілено між процесорами так, що витрати на комунікацію між ними зведено до нуля, то деякі процесори можуть простоювати, тоді як інші будуть переобтяжені. В іншому разі «добре збалансована» система зажадає великі витрати на комунікацію. Отже, стратегія балансування має бути такою, щоб обчислювальні вузли було завантажено достатньо рівномірно, але і комунікаційне середовище не повинно бути переобтяженим.

Реалізація розподіленої системи імітації потребує розроблення алгоритмів синхронізації об'єктів (або процесів), що функціонують на різних вузлах ВС. Ефективність реалізації цих алгоритмів, у свою чергу, залежить від рівномірності розподілу (балансування) обчислювального навантаження по вузлах ВС під час функціонування розподіленої програмної системи, якої є, зокрема, розподілена система імітації.

Із метою розроблення методу визначення середнього значення часу обслуговування пакета на підставі марковської моделі поведінки мережі однорідних станцій, дослідимо БЛМ, що складається із N станцій. Припустимо, що в чергу надходить потік пакетів з однаковою інтенсивністю і однаковим розподілом $D(l_j)$ довжин l пакетів. Станції мережі працюють у розподіленому режимі керування DCF. Окрім того, припустимо, що черга пакетів станції може містити не більш як B пакетів, межі L і $N_s = m$ — однакові для всіх станцій, а час поширення сигналу порівняно малий.

Основна мета розроблення — визначити середнє значення часу обслуговування пакета, відлічуваного від моменту або надходження пакета в порожню чергу даної станції, або закінчення обслуговування попереднього пакета з цієї черги, і до моменту або отримання підтвердження ACK, або закінчення інтервалу $EIFS$ після останньої невдалої спроби передавання, тобто у разі втрати пакета.

Основна частина

Називатимемо пакети, передавання яких починається в момент надходження, переданими асинхронно, а всі інші — переданими синхронно.

Асинхронне передавання має місце, якщо в момент надходження пакета станція була в стані простоювання, а канал був вільний упродовж захисних інтервалів, як мінімум, $DIFS$ або $EIFS$. Таким чином, асинхронне передавання відбувається тільки за відсутності синхронних передавань інших станцій, а оскільки $\lambda N\sigma << 1$, то можна вважати, що за час одного слота затримки в мережі може відбутися не більш ніж одне асинхронне передавання [2; 3]. Отже, асинхронне передавання завжди успішне.

Для оцінювання часу T побудуємо модель поведінки станції у вигляді ланцюга Маркова з дискретним цілочисловим часом, одиницею якого є віртуальний слот — проміжок часу між послідовною зміною лічильника затримки у кожної станції, що не перебуває у стані простоювання.

Нехай $b(t)$ — стохастичний процес зміни лічильника затримки для даної станції, часи t і $t + 1$ відповідають початку двох послідовних віртуальних слотів, причому станція передає, коли $b(t) = 0$. Водночас $s(t)$ — стохастичний процес зміни стадії затримки $0,\ldots, m$, до якого додано значення -1 для ситуації, коли в черзі немає пакета.

Зауважимо, що з огляду на прийняту модель ці інтервали не мають прямої відповідності реальному часу, і віртуальні слоти неоднорідні. Як вже було зазначено, лічильник затримки «заморожується», якщо станція помічає передавання іншої станції. Тому реальний час, що пройшов між t і $t + 1$, більший, ніж слот затримки a за наявності передавання іншої станції. Таким чином, маємо три види віртуальних слотів:

1) «порожній» слот, під час якого жодна станція не здійснювала передавання;
2) «успішний» слот, коли одна і лише одна станція здійснювала передавання;
3) «колізійний» слот, під час якого відбулася колізія.

Двовимірний процес $\{s(t), b(t)\}$ описується ланцюгом Маркова. Стану простоювання станції відповідає стан $(-1,0)$. Стани, коли станція не має пакета для передавання, але виконує процедуру затримки після вдалого передавання або відмови — це $(-1,1,\ldots,W_0-1)$. Нарешті, стани, коли станція має пакет і виконує процедуру затримки — це вся решта, де $k = 0,\ldots,W_i -1$ характеризує значення лічильника затримки, а $i = 0,\ldots,m$ — стадію затримки.

Згідно з [4], подамо поточний стан процесу обміну даними в мережі як елементарну частинку, а процес переходу з одного стану в інший — як процес випадкового блукання цієї частинки. Нехай кількість екранів системи обміну даними дорівнює N, а стан S_0 — відбиття пакета від зовнішнього екрана. Стан S_{1i} — проходження пакета через i-й екран, а стан S_2 — проходження всіх етапів і досягнення отримувача.

Переміщення частинки може проходити зі стану S_0 через стани S_{1i} в стан S_2 і назад. Очевидно, стан S_{1i} є якимсь ідеальним станом, імовірність якого $p_{1i} = P(S = S_{1i})$ дорівнює нулю. Тому даний процес, строго кажучи, не є марковським [5; 6]. Для формального приведення процесу до марковського введемо деякі додаткові стани $S_{1i+\varepsilon}$ і $S_{1i-\varepsilon}$. Імовірності $p_{1i+\varepsilon} = P(S = S_{1i+\varepsilon})$ і $p_{1i-\varepsilon} = P(S = S_{1i-\varepsilon})$ цих станів (так звані фіктивні ймовірності) є величинами другого порядку малості порівняно з імовірностями $p_0 = P(S = S_0)$ і $p_2 = P(S = S_2)$ відповідно станів S_0 і S_2. Тут $S_{1i\pm\varepsilon}$ — малий окіл точки S_i.

Тоді процес можна розглядати як блукання частинки між пружними жорсткими екранами S_0, S_{1i} і поглинювальним екраном S_2 (рис. 1). Наявність екранів означає таке:

• якщо частинка потрапляє в точку S_0, то в наступний момент часу частинка з імовірністю r потрапить у точку $S_{0+\varepsilon}$ або з імовірністю $1 - r$ залишиться в точці S_0;

• якщо частинка потрапляє в точку S_2, то в наступний момент часу частинка з імовірністю q потрапить у точку $S_{2+\varepsilon}$ або з імовірністю $1 - q$ залишиться в точці S_2.

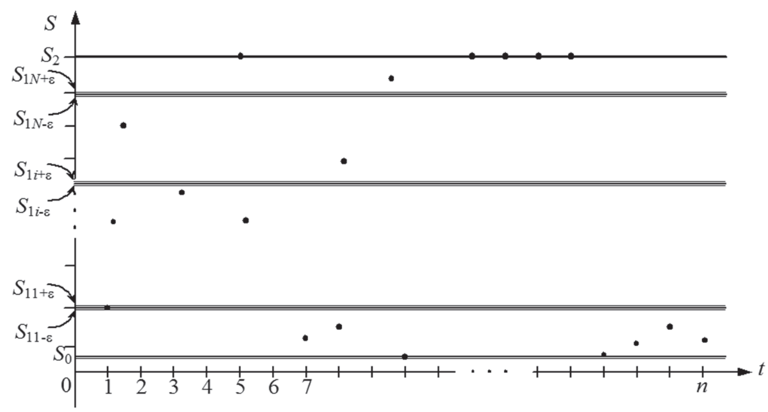

Рис. 1. Поточний стан процесу обміну даними

Без втрати узагальнення для обчислення стаціонарної ймовірності стану системи можна розглянути окремий випадок $N = 1$. Тоді $S_{1i} = S_1$, $S_{1i\pm\varepsilon} = S_{1\pm\varepsilon}$.

Зважаючи на те, що ймовірність стану S_1 дорівнює нулю, розглянемо можливі стани S_0, $S_{1-\varepsilon}$, $S_{1+\varepsilon}$, S_2. Позначений граф станів системи зображено на рис. 2. Проти кожної стрілки проставлено відповідну ймовірність переходу.

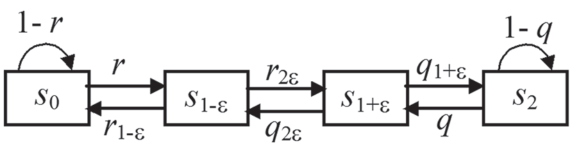

Рис. 2. Граф станів і перехідної ймовірності

Зміни в часі відповідних імовірностей стану p_0, $p_{1-\varepsilon}$, $p_{1+\varepsilon}$, p_2 задовольняють рівняння Колмогорова [7; 8]. Для даного випадку система рівнянь має такий вигляд:

$$\left.\begin{aligned}
&\frac{dp_0(t)}{dt} = -rp_0(t) + (1-r)p_0(t) + r_{1-\varepsilon}p_{1-\varepsilon}(t),\\
&\frac{dp_{1-\varepsilon}(t)}{dt} = -r_{1-\varepsilon}p_{1-\varepsilon}(t) - r_{2\varepsilon}p_{1-\varepsilon}(t) + rp_0(t) + q_{2\varepsilon}p_{1+\varepsilon}(t),\\
&\frac{dp_{1+\varepsilon}(t)}{dt} = -q_{2\varepsilon}p_{1+\varepsilon}(t) - qp_{1+\varepsilon}(t) + r_{2\varepsilon}p_{1-\varepsilon}(t) + q_{1+\varepsilon}p_2(t),\\
&\frac{dp_2(t)}{dt} = -qp_2(t) + (1-q)p_2(t) + q_{1+\varepsilon}p_{1+\varepsilon}(t).
\end{aligned}\right\} \quad (1)$$

Інтегруючи цю систему рівнянь за заданих початкових умов, дістаємо ймовірність станів як функції часу. Початкові умови вибираються залежно від того, який був стан системи в момент початку відліку ($t = 0$). Зокрема для прикладу, якому відповідає графік на рис. 1, початкові умови такі: при $t = 0$ $p_{11-\varepsilon} = 1,\ p_0 = p_{11-\varepsilon} = p_2 = 0$.

У свою чергу, імовірність переходів визначається відношенням миттєвої інтенсивності $\lambda_{\text{мит}}$ заявок на передавання до швидкості реакції мережі. Цю швидкість можна трактувати як інтенсивність потоку μ обслуговування заявок на передавання.

Важливою модифікацією системи рівнянь для поставленої задачі є врахування змінної інтенсивності трафіку, що зумовлює залежність значень r, $r_{1-\varepsilon}$, $r_{1+\varepsilon}$, $r_{2\,\varepsilon}$ та ін. від часу. У разі змінної інтенсивності трафіку дістаємо систему параметричних диференційних рівнянь першого порядку, загальний розв'язок якої має такий вигляд (наведемо розв'язок для ймовірності p_0):

$$p_0(t) = e^{\left\{-\int[1-2r(t)]dt\right\}} \int p_{1-\varepsilon}(t) r_{1-\varepsilon}(t) e^{\left[\int r(t)dt\right]} dt + Ce^{\left\{-\int[1-2r(t)]dt\right\}}, \quad (2)$$

де C — константа, визначувана з початкових умов.

Елементи мережі Інтернет речей періодично опитуються для перевірки їх стану. Елемент спрацьовує, якщо з'являється достатньо інтенсивний сигнал, який перевищує пороговий рівень β_{0l}. Якщо спрацював один або кілька елементів, система моніторингу переходить у режим підвищеної готовності. У цьому режимі можуть вмикатися додаткові ресурси мережі для детального аналізу стану.

За визначених вище умов розглянемо стани системи контролю мережі Інтернет речей з різними видами обслуговування.

Нехай $a(i,k)$ — стаціонарна ймовірність стану, а $P\{i_2,k_2|i_1,k_1\}$ — імовірність переходу з (i_1,k_1) в (i_2,k_2) за один крок (елементарного переходу). Уведемо такі позначення:

• P_0 — імовірність спустошення черги після завершення синхронного обслуговування;

• P_S — імовірність надходження хоча б одного пакета за час віртуального слота за умови, що черга даної станції порожня. Очевидно, що ця ймовірність містить два компоненти: $P_S = P_S^F + P_S^E$, де P_S^F — імовірність надходження хоча б одного пакета за час непорожнього слота за умови, що черга даної станції порожня; P_S^E — імовірність надходження хоча б одного пакета за час порожнього слота за умови, що черга даної станції порожня; P_T — імовірність надходження хоча б одного пакета за час успішного передавання іншого пакета; p — імовірність невдалої спроби передавання даної станції через колізію (імовірність колізії). Як і в [1; 2] вважаємо, що вона не залежить від стадії затримки i.

Визначимо можливі елементарні переходи між станами і відповідну їм ненульову ймовірність переходів:

• $P\{i,k|i,k+1\} = 1$, $i \in (0,m)$, $k \in (0,W_i-2)$ — зменшення лічильника затримки;

• $P\{i,k|i-1,0\} = \dfrac{P}{W_i}$, $i \in (1,m)$, $k \in (0,W_i-1)$ — невдала спроба передавання і перехід на наступну стадію затримки;

• $P\{0,k|i,0\} = \dfrac{\left(1-P_0e^{-\lambda DIFS}\right)(1-p)}{W_0}$, $i \in (0,m-1)$, $k \in (0,W_0-1)$ — вдале передавання, у черзі є ще, як мінімум, один пакет;

• $P\{-1,k|i,0\} = \dfrac{P_0e^{-\lambda DIFS}(1-p)}{W_0}$, $i \in (0,m-1)$, $k \in (0,W_0-1)$ — вдале передавання, у черзі немає пакетів;

• $P\{0,k|m,0\} = \dfrac{\left(1-P_0e^{-\lambda DIFS}\right)(1-p)+\left(1-P_0e^{-\lambda DIFS}\right)p}{W_0}$, $k \in (0,m-1)$, $k \in (0,W_0-1)$ — остання спроба передавання, після якої пакет видаляється з черги, у черзі є ще, як мінімум, один пакет;

• $P\{-1,k|m,0\} = \dfrac{P\left[e^{-\lambda DIFS}(1-p)+e^{-\lambda DIFS}p\right]}{W_0}$, $k \in (0,W_0-1)$, $k \in (0,W_0-1)$ — остання спроба передати пакет, у черзі більше немає пакетів;

• $P\{0,k|-1,k+1\} = P_S$, $k \in (0,W_0-2)$ — зменшення лічильника затримки, і в порожню чергу надійшов пакет;

• $P\{-1,k|-1,k+1\} = 1-P_S$, $k \in (0,W_0-2)$ — зменшення лічильника затримки, черга залишилася порожня;

• $P\{0,k|-1,0\} = \dfrac{P_S^F+P_S^EP_T}{W_0}$, $k \in (0,W_0-1)$ — перехід зі стану простою в стан затримки. Такий перехід можливий, якщо в момент надходження пакета середовище було зайняте або в момент асинхронного передавання надійшов ще один пакет;

• $P\{-1,k|-1,0\} = \dfrac{P_S^F\left(1-P_T\right)}{W_0}$, $k \in (1,W_0-1)$ — перехід відповідає асинхронному передаванню, після якого в черзі немає більше пакетів, а лічильник $b = k > 0$;

• $P\{-1,0|-1,0\} = \dfrac{1-P_S+P_S^E\left(1-P_T\right)}{W_0}$ — немає пакетів, що надійшли, або мало місце асинхронне передавання, за час якого не надійшло більше пакетів, а лічильник $b = 0$.

Очевидно, що

$$\sum_{i=0}^{m}\sum_{k=0}^{w_{i-1}}\alpha(i,k)+\sum_{k=0}^{w_{i-1}}\alpha(-1,k)=1. \tag{3}$$

Для $i \in (1,m)$ і $k \in (0,W_i-1)$, тобто для станів, відповідних процедурі затримки з наявним пакетом для передавання і вже не першою спробою передати його, стаціонарна ймовірність визначається за формулами:

$$a(i,k)=\frac{p}{W_i}\alpha(i-1,0)+\alpha(i,k+1);\ a(i,0)=\frac{p}{W_i}\alpha(i-1,0)+\alpha(i,1)=\ldots=p\alpha(i-1,0),$$

тобто $a(i,k)=\dfrac{W_i-k}{W_i}p\alpha(i-1,0)$, $\alpha(i,0) = p^i\alpha(0,0)$, і їх сума становитиме

$$\sum_{i=1}^{m}\sum_{k=0}^{w_{i-1}}\alpha(i,k)=\sum_{i=1}^{m}\frac{W_i+1}{2}p^i\alpha(0,0). \tag{4}$$

Для $i = -1$ і $k \in (1, W_{0-1})$ тобто станів, відповідних процедурі затримки після вдало переданого пакета або відмови, але за відсутності пакета для передавання, із рівняння глобального балансу маємо

$$\alpha(-1,k) = \frac{P_S \hat{P}_0 A(k) \alpha(0,0)}{C},$$

а для стану простою $(-1,0)$:

$$\alpha(-1,0) = \frac{\hat{P}_0 A(0) \alpha(0,0)}{C},$$

де

$$\hat{P}_0 = P_0\left[e^{-\lambda DIFS}\left(1-p^{m+1}\right)+e^{-\lambda DIFS}p^{m+1}\right];\;\; A = A(0) = \sum_{t=0}^{w_{0-1}}\left(1-P_S\right)^{W_{0-1-t}};$$

$$A(k) = \sum^{w_{0-1}}\left(1-P_S\right)^{W_{0-1-t}};\;\; C = P_S W_0 - P_S^E\left(1-P_T\right)A(0).$$

Після додавання і простих перетворень дістаємо:

$$\sum_{k=0}^{w_{0-1}}\alpha(-1,k) = \frac{\hat{P}_0 W_0 \alpha(0,0)}{C}. \quad (5)$$

Для $i = 0$ і $k \in (1, W_{0-1})$ після перетворень маємо:

$$\alpha(0,k) = \left[\frac{W_0-k}{W_0}\left(1-\hat{P}_0+\left(P_S^E P_T\right)\frac{\hat{P}_0 A}{C}\right)+\frac{P_S^2\hat{P}_0}{C}\sum_{t=k+1}^{w_{0-1}}A(t)\right]\alpha(0,0). \quad (6)$$

Нарешті, отримуємо:

$$\alpha(0,0)^{-1} = 1+\sum_{i=1}^{m}\frac{W_i+1}{2}p^i+\frac{W_0+\hat{P}_0}{C}+\left(\frac{W_0-1}{2}\left(1-\hat{P}_0+\left(P_S^E+P_S^E P_T\right)\frac{\hat{P}_0 A}{C}\right)+\frac{P_S^2\hat{P}_0}{C}\sum_{d=0}^{w_{0-2}}\sum_{t=d+1}^{w_{0-1}}A(t)\right).$$

Нехай τ — імовірність синхронного передавання станції за час віртуального слота.

Очевидно, що $\tau = \sum_{i=0}^{m}\alpha(i,0) = \sum_{i=0}^{m}p^i\alpha(0,0) = \frac{1-p^{m+1}}{1-p}\alpha(0,0).$

Вважаючи незалежними стохастичні процеси $\{s(t), b(t)\}$ всіх станцій, відшукуємо ймовірність того, що синхронне передавання станції буде невдале через колізію $p = 1-(1-\tau)^{N-1}$.

Перейдемо до визначення ймовірностей P_S, P_S^F, P_S^E, P_T. Очевидно, ймовірність надходження хоча б одного пакета за час порожнього слота за умови, що черга даної станції порожня, дорівнює $P_S^E = Q_E(1-e^{-\lambda\sigma})$, де Q_E — імовірність порожнього слота за умови відсутності синхронного передавання даної станції, $Q_E = (1-\tau-\tau^{\alpha})^{N-1}$.

Тоді ймовірність τ^{α} асинхронного передавання станції за час віртуального слота дорівнюватиме $\tau^{\alpha} = \alpha(-1,0)P_S^E$.

Для того, щоб визначити ймовірності P_S^E і P_T, знайдемо інтервали існування «непорожніх» слотів, за які відбулися або успішне передавання, або колізія. Очевидно, час успішного передавання пакета завдовжки l_j дорівнює: $t_j^S = \frac{l_j}{V}+t_{\text{const}}^S$ при $l_j \le L$ і $t_j^S = t_{RTS}+t_{CTS}+\frac{l_j}{V}+2\cdot SIFS+t_{\text{const}}^S$ при $l_j > L$, де $t_{\text{const}}^S = t_H + t_{ACK} + SIFS + DIFS$; V — швидкість каналу; t_H, t_{RTS}, t_{CTS} й t_{ACK} — часи передавання заголовка відповідно кадру *DATA* і кадрів *RTS, CTS* і *ACK*. Таким чином, імовірність надходження хоча б одного пакета за час успішного передавання: $P_T = 1-\sum_j e^{-\lambda t_j^S}D(l_j)$.

У процесі визначення часу колізії нехтуватимемо ймовірністю колізій, в які залучено більше двох кадрів. Тоді час колізії складатиметься з часу передавання кадру максимальної довжини з числа кадрів, залучених у колізію, плюс *EIFS*, і його можна дістати з виразів:

- $t_{L+1}^C = T_{RTS} + EIFS$ для $l_j > L$ з імовірністю D_{L+1}^C, де $D_{L+1}^C = \left(\sum_{j:l_j>L}D(l_j)\right)^2$;
- $t_j^C = \frac{l_j}{V}+t_H+EIFS$ при $l_j \le L$ з імовірністю $D_j^C = D^2(l_j)+2D(l_j)\left[\sum_{h:l_h<L_j}D(l_h)+\sum_{h:l_h>L}D(l_h)\right]$.

Таким чином, імовірність надходження хоча б одного пакета за час колізії набирає вигляду $P_C = 1-\sum_{h\le L+1}e^{-\lambda t_h^C}D_h^C$.

Розглянемо три можливі випадки.

Випадок I. Синхронне успішне передавання іншої станції. Імовірність надходження пакета в цьому разі дорівнює $Q_S^S P_T$, де Q_S^S — умовна імовірність цього випадку, $Q_S^S = (N-1)\tau(1-\tau)^{N-2}$.

Випадок II. Асинхронне передавання іншої станції.

Під час аналізу цього випадку використовуємо припущення про те, що за один віртуальний слот може відбутися тільки одне асинхронне передавання, і воно успішне. Тоді умовна ймовірність цього випадку дорівнює $Q_A = (N-1)\tau^{\alpha}$, а ймовірність надходження становить $Q_A P_T$.

Випадок III. У разі колізії ймовірність надходження набуває значення $Q_S^C P_C$, де Q_S^C — імовірність колізії, в якій дана станція не бере участь, $Q_S^C = 1 - Q_E - Q_S^S - Q_A$. Отже, $P_S^F = (Q_S^S + Q_A)P_T + Q_S^C P_C$.

Для завершення визначення моделі залишилося відшукати P_0 — імовірність спустошення черги після завершення обслуговування. Процес зміни черги можна описати моделлю, зображеною на рис. 3.

Пакети, що надходять на станцію, не зайняту обслуговуванням інших пакетів, з імовірністю p_a, обслуговуються асинхронно і тому успішно впродовж $t_j^S - DIFS$ (при довжині пакета l_j). У решті випадків вони надходять у буфер розміром B і обслуговуються синхронно протягом випадкового часу з середнім значенням T_S.

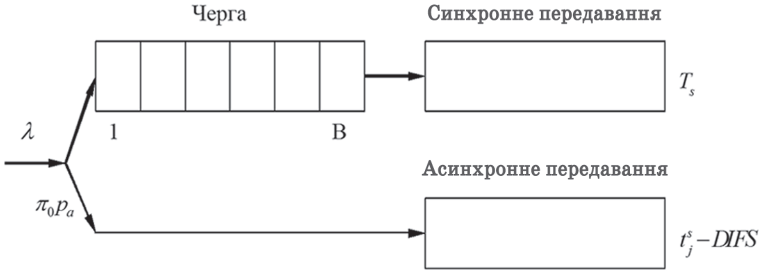

Рис. 3. Процес зміни черги

Припустимо, що час синхронного обслуговування розподілено експоненціально. Тоді зміна черги синхронного обслуговування пакетів, вочевидь, описується процесом народження–загибелі, стаціонарна ймовірність стану якого визначається як $\pi_j = \pi_0 \lambda_0 T_S^i \lambda^{i-1}$, де $i = 1,\ldots,B$, а $\lambda_0 = (1-p_a)\lambda$. Отже, імовірність спустошення черги після завершення синхронного обслуговування набирає вигляду $P_0 = \dfrac{\pi_1}{1-\pi_0}$, а оскільки $\pi_0 = \dfrac{1}{1+(1-p_a)\sum_{i=1}^{B}(\lambda T_S)^i}$, то $P_0 = \dfrac{1}{\sum_{i=1}^{B}(\lambda T_S)^{i-1}} = \dfrac{1-\lambda T_S}{1-(\lambda T_S)^B}$.

Оцінювання ймовірності, а також часу T_S синхронного обслуговування і основного показника продуктивності T буде розглянуто в подальших публікаціях.

Висновки

З метою розроблення методики визначення середнього значення часу обслуговування пакета на підставі марковської моделі поведінки мережі Інтернет речей однорідних станцій досліджено БЛМ, що складається з N станцій. Основна мета розроблення методики моделювання — визначення середнього значення часу T обслуговування пакета, відлічуваного від моменту або надходження пакета в порожню чергу даної станції, або закінчення обслуговування попереднього пакета з цієї черги, або отримання підтвердження *ACK*, або закінчення інтервалу *EIFS* після останньої невдалої спроби передавання.

Уважаючи процеси передавання інформації всіма хостами взаємно незалежними, здобуто вирази для обчислення ймовірності того, що синхронне передавання станції буде невдале через колізію.

Усі розглянуті показники й оцінки знайдено для випадку неоднорідних станцій. При цьому встановлено, що зміни торкнулися ймовірності, пов'язаної з іншими станціями. Показано, що синхронне передавання деякої станції N може бути невдале через колізію.

Список використаної літератури

1. **Вишневский В. М.** *Теоретические основы проектирования компьютерных сетей. Москва: Техносфера, 2003. 512 с.*

2. **Вишневский В. М., Ляхов А. И., Якимов М. Ю.** *Оптимизация работы высокоскоростной беспроводной сети в условиях помех // Електрозв'язок. 2007. № 8. С. 16–19.*

3. **Ляхов А. И., Пупырев П. Е.** *Оценка производительности широковещательных технологий с протоколом IEEE 802.11 // Distributed Computer and Communication Networks. 2005. С. 84–94.*

4. **Стеклов В. К., Беркман Л. Н., Карпенко Н. Ф.** *Многокритериальная оптимизация системы управления телекоммуникационными сетями // Зв'язок. 1999. № 6. С. 13–16.*

5. **Дослідження** *надійності функціонування системи зв'язку / В. В. Григорович, О. Л. Недашківський, С. І. Мєшков [та ін.] // Сучасні інформаційно-комунікаційні технології COMINFO'2012, 01–05 жовтня. Livadia, 2012. С. 88.*

В. И. Кравченко, В. В. Скрипник, А. И. Голубенко, Р. В. Дужий

ОПРЕДЕЛЕНИЕ СРЕДНЕГО ВРЕМЕНИ ОБСЛУЖИВАНИЯ ПАКЕТА В СЕТИ ИНТЕРНЕТ ВЕЩЕЙ

При использовании ключевых параметров эффективности сети Интернет вещей как сложной системы с задержками сигнальной и управляющей информации можно прогнозировать ее состояние и решать задачи управления качеством сервиса в реальном масштабе времени. Для оценки среднего значения времени обслуживания пакета в сети Интернет вещей построена модель поведения станции в виде цепи Маркова с дискретным целочисловым временем, единицей которой является виртуальный слот. Исходя из принятой модели, следует рассматривать три вида виртуальных слотов: «пустой», «успешный» и «коллизионный». Для этих случаев были получиены основные расчетные формулы вероятности.

Ключевые слова: время коллизии; неоднородные станции; синхронная передача; оптимизация времени; цепь Маркова.

V. I. Kravchenko, V. V. Skrypnik, O. I. Holubenko, R. V. Duzhyi

DETERMINING THE AVERAGE SERVICE TIME OF THE PACKAGE ON THE INTERNET OF THINGS

The Internet of Things as a complex system with delays in signal and control information can predict its state and solve problems of service quality management in real time. The described interdependence of network parameters of different levels allows us to consider the impact on the network. In general, we can say that changes in this network occur due to certain factors that affect the values of network parameters, and these actions can affect any network at any level, which usually leads to changes throughout the network. A representation for estimating the average value of the packet service time in the Internet of Things is proposed, a model of station behavior in the form of a Markov chain with a discrete integer time, the unit of which is a virtual slot, is constructed. Based on the accepted model, we should consider 3 types of virtual slots: «empty», «successful» and «collision» slot. For these cases, we obtained the basic probability calculation formulas. Demographic parameters, territorial parameters and a generalized indicator, which includes many events affecting the network, were chosen as the main external influences. Changes that lead to the influence of external factors on the subsystem may be some actions to modernize the network or vice versa - failure of any element of the subsystem. However, when running a distributed application, there is a conflict between the balanced distribution of objects on the processors and the low speed of messaging between processors. If logical processes are distributed between processors in such a way that the communication costs between them are reduced to zero, then some processors may be idle, while others will be overloaded. Otherwise, a «well-balanced» system will require high communication costs. Therefore, the balancing strategy should be such that the computing nodes are loaded fairly evenly, but the communication environment should not be overloaded. This description of the functioning of the Internet of Things allows you to predict the state of the network to choose appropriate management solutions to improve the forecast situation.

Keywords: time of conflict; non-uniform stations; synchronous transmission; time optimization; Markov chain.