

ĐỘ TRỄ TRONG MẠNG DI ĐỘNG MULTIHOP HƯỚNG NỘI DUNG SỬ DỤNG PHƯƠNG PHÁP PHÂN MẢNH TẬP TIN

ON THE DELAY OF CONTENT-CENTRIC MOBILE MULTIHOP NETWORKS USING FILE SEGMENTATION

Đỗ Trung Anh, Đặng Hoài Bắc

Học viện Công nghệ Bưu chính Viễn thông; anhdt@ptit.edu.vn

Tóm tắt - Trong bài báo này, chúng tôi nghiên cứu độ trễ trong mạng ad hoc di động hướng nội dung, với các nút mạng di chuyển sử dụng giao thức multihop theo mô hình bước ngẫu nhiên và yêu cầu tải các tệp tin từ thư viện chung của mạng. Mỗi tệp tin được cấu thành bởi K mảnh tin khác nhau và có kích thước bằng nhau, sao cho mỗi nút mạng có thể hoàn tất quá trình truyền một mảnh tin tới nút mạng chuyển tiếp ở một khe thời gian. Giá trị biến thiên của độ trễ sẽ được phân tích dựa trên hai phương pháp thu nhận mảnh tin tuần tự và ngẫu nhiên. Trong bài báo này, chúng tôi xây dựng và giải bài toán tối ưu tương ứng, tìm ra phương pháp đệm dữ liệu tối ưu sao cho độ trễ là nhỏ nhất, và sử dụng tính toán của máy tính để khẳng định lại tính chính xác của kết quả phân tích. Kết quả thu được cho thấy độ trễ khi sử dụng phương pháp thu nhận mảnh tin ngẫu nhiên tốt hơn đáng kể so với sử dụng phương pháp tuần tự.

Từ khóa - đệm dữ liệu; mạng ad hoc; mạng hướng dữ liệu; multihop; phân mảnh tệp tin.

1. Đặt vấn đề

Hiện nay, kỹ thuật đệm dữ liệu (data caching) [1] với thuộc tính giúp thu ngắn khoảng cách giữa các tệp tin với người dùng đang nổi lên, là phương pháp hứa hẹn có thể giải quyết được các vấn đề phát sinh khi lưu lượng mạng internet đang tăng với tốc độ phi mã [2]. Nhờ vào ưu điểm của việc lưu trữ các bản sao chép của tệp tin ở khắp nơi trong mạng, kỹ thuật đệm dữ liệu sẽ đóng vai trò lớn trong công tác duy trì sự ổn định của mạng vô tuyến tương lai.

Với việc số lượng người dùng thiết bị di động thông minh n đang ngày càng tăng lên, độ biến thiên thông lượng mạng khi n tiến tới vô cùng đã được quan tâm nghiên cứu nhiều đối với mô hình mạng vô tuyến cỡ lớn. Trong tài liệu [3], Gupta và Kumar đã chỉ ra rằng, đối với mạng ad hoc tĩnh với n cặp đích nguồn phân bố đều trong một khu vực đơn vị, thông lượng của mỗi nút mạng nhận được là $\Theta\left(\frac{1}{\sqrt{n \log n}}\right)$ sử dụng giao thức multihop tìm đường đi gần nhất. Bên cạnh việc sử dụng truyền dẫn multihop, có rất nhiều hướng nghiên cứu đã được thực hiện nhằm cải thiện thông lượng như sử dụng phương pháp hợp tác phân cấp [4] và tận dụng thuộc tính di động của nút mạng [5], [6].

Khác với các nghiên cứu trong mô hình mạng ad hoc truyền thống với các cặp đích nguồn đã được giả thuyết là đã được thiết lập với vị trí không đổi, nghiên cứu mô hình mạng ad hoc vô tuyến hướng nội dung đang rất được quan tâm chú ý. Ở mô hình này, các tệp tin được đệm tại bộ nhớ của rất nhiều các nút trong mạng, việc tìm ra nút mạng đang lưu trữ tệp tin được yêu cầu gần nhất và sắp xếp thứ tự các yêu cầu tải tin là việc làm vô cùng quan trọng và có ảnh hưởng lớn tới thông lượng của mạng. Trong mạng ad hoc

Abstract - In this paper, we study the delay performance in a content-centric mobile ad hoc network, where each node moves using multihop according to the random walk mobility model, and requests a content object from the library independently at random, according to a Zipf popularity distribution. In our network model, we assume that each content object consists of K distinct segments of equal size so that each of n mobile nodes is able to completely transmit one segment to one of its neighbor cells in one time slot. Using multihop transmission, the delay scaling law is analyzed based on the two following reception strategies to determine how K distinct segments are fully delivered to the requesting node in turn to rebuild the desired content object: a sequential reception and a random reception. Then, we analyze the delay of the content-centric wireless networks and to find the optimal cache allocation strategies analytically, which minimize the delay. In addition, computer simulations are performed to validate our analytical results. Our main result indicates that the delay obtained from the random reception strategy outperforms the sequential reception case.

Key words - data caching; mobile ad hoc network; content-centric network; multihop; file segmentation.

hướng nội dung tĩnh, sự biến thiên của thông lượng đã được tính toán tại [7], [8] dựa trên giao thức truyền dẫn multihop và đạt mức tốt hơn rất nhiều so với thông lượng được tính toán dựa trên giao thức truyền dẫn single-hop. Thêm vào đó, [9] đã nghiên cứu cả thông lượng và độ trễ của mạng ad hoc di động hướng nội dung với nhiều cấp di động khác nhau, và chỉ ra rằng sự tăng lên của mức độ di động của nút mạng sẽ dẫn đến hiệu năng mạng thấp hơn. Những hướng phân tích này đã được mở rộng trên cấu hình mạng hỗn hợp di động sử dụng nhiều trạm gốc di động, [10-11], trong đó sử dụng mô hình fluid [6] với giả thuyết là kích thước tệp tin đủ nhỏ sao cho thời gian để truyền xong hoàn toàn 01 tệp tin trong mỗi khe thời gian. Ở hướng nghiên cứu khác, phương pháp đệm dữ liệu sử dụng kỹ thuật phân mảnh tệp tin là thiết lập rất phổ biến trong cấu hình đệm dữ liệu mã hóa [12], [13], trong đó, mỗi tệp tin được chia ra thành K mảnh tin được mã hóa và mỗi người dùng chỉ cần tải một phần của K mảnh tin đó là đủ để tái xây dựng lại tệp tin gốc.

Trong bài báo này, chúng tôi quan tâm đến mô hình mạng ad hoc di động hướng nội dung sử dụng kỹ thuật phân mảnh tệp tin, trong đó, mỗi nút mạng di chuyển theo phương pháp bước ngẫu nhiên và yêu cầu tải tệp tin độc lập và ngẫu nhiên theo phân bố Zipf. Cụ thể hơn, thay vì sử dụng mô hình fluid, chúng tôi xem xét trường hợp kích thước tệp tin rất lớn, đến mức không thể truyền đi hoàn toàn trong mỗi khoảng thời gian tương ứng một khe thời gian trong mạng. Theo đó, mỗi tệp tin sẽ được chia thành K mảnh tin khác nhau và có kích thước bằng nhau, sao cho mỗi mảnh tin có thể được truyền đi hoàn toàn trong một khe thời gian, từ nút mạng nguồn tới một trong những nút mạng lân cận. Chúng tôi trình bày hai phương pháp nhận

mảnh tin để tổng hợp là tuần tự và ngẫu nhiên. Dựa trên hai phương pháp này, sự biến thiên theo số lượng nút mạng n của độ trễ sẽ được phân tích và tìm ra. Sau đó, chúng tôi xây dựng và giải bài toán tối ưu để tìm ra phương pháp lưu trữ tối ưu tại bộ nhớ đệm của các nút mạng sao cho độ trễ là nhỏ nhất. Kết quả thu được sẽ được kiểm tra lại bằng các tính toán trên máy tính. Kết quả cho thấy rằng, độ trễ nhận được nhờ sử dụng phương pháp ngẫu nhiên tốt hơn rất nhiều so với việc sử dụng phương pháp tuần tự.

Trong bài này, chúng tôi sử dụng các ký hiệu ước lượng xấp xỉ theo [14] sau đây: i) $f(x) = O(g(x))$ có nghĩa rằng tồn tại hai số thực C và c sao cho $f(x) \leq Cg(x)$ với mọi $x > c$, ii) $f(x) = o(g(x))$ nghĩa là $\lim_{x \rightarrow \infty} \frac{f(x)}{g(x)} = 0$, iii) $f(x) = \Omega(g(x))$ nếu $g(x) = O(f(x))$, iv) $f(x) = \Theta(g(x))$ nếu $f(x) = O(g(x))$ và $f(x) = \Omega(g(x))$.

2. Mô hình mạng

Chúng tôi nghiên cứu mạng ad hoc di động hướng nội dung, trong đó n nút mạng di động di chuyển theo mô hình bước ngẫu nhiên trong một ô vuông đơn vị. Ở mỗi khe thời gian, mỗi nút mạng yêu cầu tải một tệp tin nằm trong thư viện có kích thước $M = \Theta(n^\gamma)$ của mạng với $0 < \gamma < 1$ một cách độc lập và ngẫu nhiên. Trong bài báo này, thay vì giả thiết rằng kích thước của các tệp tin đủ nhỏ để quá trình truyền tải luôn kết thúc trong một khe thời gian như trường hợp sử dụng mô hình fluid, chúng tôi giả thiết rằng, mỗi tệp tin được cấu thành bởi $K = \Theta(n^\beta)$, với $0 < \beta < \gamma$, mảnh tin rời rạc có kích cỡ bằng nhau, sao cho mỗi mảnh tin có thể được truyền đi hoàn toàn tới nút mạng đích trong khoảng thời gian tương ứng với một khe thời gian. Mỗi nút mạng được trang bị bộ nhớ đệm dữ liệu có khả năng lưu trữ $S = \Theta(K)$ mảnh tin khác nhau.

Chúng tôi giả sử rằng, xác suất yêu cầu đối với tệp tin $m \in \mathcal{M}$ với $\mathcal{M} = \{1, \dots, M\}$ tuân theo phân bố Zipf và được tính theo công thức $p_m = \frac{m^{-\alpha}}{H_\alpha(M)}$, trong đó α là hệ số Zipf và $H_\alpha(M) = \sum_{i=1}^M i^{-\alpha}$.

Trong mạng vô tuyến hướng nội dung, kỹ thuật đệm dữ liệu được thực hiện theo hai bước, bước đệm dữ liệu và bước truyền tin. Hai bước này tương ứng với quá trình lập lịch bản lưu trữ các tệp tin tại bộ nhớ đệm của các nút mạng và quá trình định tuyến đường đi cho tệp tin được gửi tới nút mạng đích. Chúng ta xem xét bước đệm dữ liệu trước, bước quyết định mỗi mảnh tin sẽ được lưu tại bộ nhớ đệm của nút mạng nào. $X_{m,i}$ là ký hiệu của số lượng bản sao của mảnh tin i thuộc tệp tin $m \in \mathcal{M}$ với $i \in \{1, \dots, K\}$. Theo đó, chúng ta có thể dễ dàng thấy rằng $X_{m,i} = X_m$ với mọi $i \in \{1, \dots, K\}$, với X_m là số lượng bản sao của tệp tin m trên toàn mạng. Với giới hạn tổng bộ nhớ đệm tại các nút mạng là nS , chúng ta có công thức sau:

$$\sum_{m=1}^M KX_m \leq nS. \quad (1)$$

Tương tự như các nghiên cứu [7], [9], [11], chúng tôi sử dụng phương pháp lưu trữ ngẫu nhiên sao cho các bản sao của mỗi mảnh tin được lưu trữ đều và ngẫu nhiên tại bộ nhớ đệm của các nút mạng. Xin nhắc lại rằng, tại bước truyền tin, vị trí của X_m nút mạng đang lưu giữ mảnh tin

quan tâm sẽ bị thay đổi một cách độc lập và ngẫu nhiên theo thời gian do đặc tính của mô hình di động. Ở bước truyền tin, mỗi nút mạng sẽ tải từng mảnh tin của tệp tin quan tâm từ một trong những nút mạng đang lưu giữ trên toàn mạng, bằng phương pháp multihop. Chúng tôi sử dụng mô hình giao thức được áp dụng ở [3] cho mỗi mảnh tin được truyền thành công. Cụ thể, nếu $d(u, v)$ là ký hiệu của khoảng cách Euclidean giữa nút u và v , thì quá trình truyền tin giữa nút u và v được cho là thành công khi và chỉ khi $d(u, v) \leq r$ và không có bất kỳ một nút mạng nào thực hiện truyền tin trong bán kính $(1 + \Delta)r$ từ nút mạng v với r và Δ là các tham số giao thức được thiết lập trước.

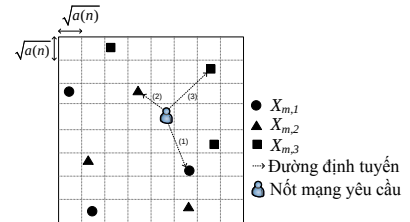
Để nhận được tệp tin mong muốn, nút mạng cần phải tìm kiếm và tải K mảnh tin khác nhau của tệp tin được phân bố trên toàn mạng. Trong đó, độ trễ truyền tin đối với mỗi mảnh tin được tính là khoảng thời gian đo được từ thời điểm nút mạng gửi bản tin yêu cầu tới nút mạng đích đang lưu trữ mảnh tin cho tới thời điểm mảnh tin đó được truyền thành công tới nút mạng yêu cầu. Dựa vào đó, chúng tôi sẽ tính độ trễ trung bình của mạng đối với M tệp tin khác nhau và n nút mạng trong mạng.

3. Phương pháp thu nhận tệp tin và giao thức định tuyến truyền tin

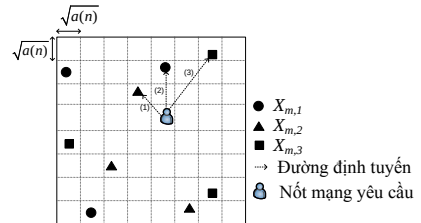
3.1. Phương pháp thu nhận tệp tin

Trong mục này, chúng tôi sẽ mô tả hai phương pháp thu nhận tệp tin được mô tả trong Hình 1, thể hiện cách thức K mảnh tin của tệp tin yêu cầu được thu thập.

Thu nhận tuần tự: Tất cả K mảnh tin của tệp tin sẽ được tải một cách tuần tự bởi nút mạng yêu cầu. Như thể hiện ở Hình 1(a), nút mạng sẽ tìm mảnh tin số 1 gần nhất của tệp tin m , tiếp theo là mảnh tin số 2 gần nhất của tệp tin m , và cứ thế tiếp tục cho đến khi tải đủ K mảnh tin của tệp tin mong muốn.



a) Thu nhận tuần tự

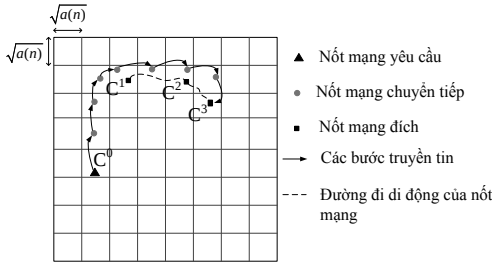


b) Thu nhận ngẫu nhiên

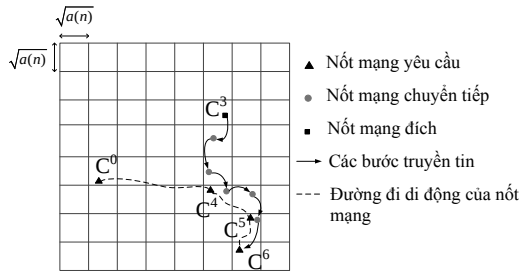
Hình 1. Phương pháp thu nhận mảnh tin
Giao thức định tuyến truyền tin

Thu nhận ngẫu nhiên: Nút mạng sẽ tải mảnh tin một cách ngẫu nhiên. Như thể hiện trên Hình 1(b), nút mạng trước hết sẽ nhận được mảnh tin số 2 của tệp tin m , là mảnh tin gần nó nhất, tiếp theo đó, nút mạng sẽ tải mảnh tin số 1, là mảnh tin gần nó thứ hai và cứ tiếp tục như thế cho đến khi tải đủ K mảnh tin của tệp tin mong muốn.

Trong mục này, chúng tôi sẽ giới thiệu giao thức định tuyến được sử dụng trong truyền tin của mô hình mạng ad hoc vô tuyến di động hướng nội dung. Để thực hiện truyền dẫn đa bước multihop, toàn bộ mạng đơn vị sẽ được chia thành $a(n)^{-1}$ ô vuông định tuyến giống nhau, với $a(n) = \Theta\left(\frac{\log n}{n}\right)$ để đảm bảo rằng mỗi ô vuông định tuyến luôn chứa ít nhất 01 nút mạng với xác suất cao [3]. Giả sử rằng mỗi nút mạng luôn biết nút mạng đích đang chứa mảnh tin mong muốn ở đâu để gửi bản tin yêu cầu tải. Giao thức đa bước multihop sẽ được thực hiện ở bước truyền tin dựa trên các ô vuông định tuyến có kích thước $a(n)$. Do sử dụng mô hình giao thức được mô tả ở cuối Mục II, mỗi ô vuông định tuyến sẽ hoạt động một cách định kỳ sau mỗi $1 + c$ khe thời gian để tránh nhiễu với $c > 0$ là số tự nhiên cho trước.



a) Nút mạng gửi bản tin yêu cầu tải tin



b) Tập tin được truyền về nút mạng yêu cầu

Hình 2. Giao thức định tuyến truyền tin

Chúng tôi áp dụng giao thức định tuyến giống như nghiên cứu [11], hoạt động dựa trên sơ đồ mạng sao cho khoảng cách giữa nút mạng yêu cầu và nút mạng đích là ngắn nhất. Nếu nút mạng đích nằm trong phạm vi truyền của nút mạng yêu cầu chứa mảnh tin mong muốn, yêu cầu tải sẽ được phục vụ trong vòng khoảng thời gian tương ứng với một khe thời gian. Nếu không, như thể hiện ở Hình 2, nút mạng yêu cầu tải tin sẽ phải tìm kiếm nút mạng nào gần nhất có chứa mảnh tin mong muốn theo khoảng cách Euclidean. Sau đó, bản tin yêu cầu tải sẽ được gửi đến nút mạng đích chứa tập tin mong muốn dọc theo các ô vuông định tuyến bằng phương pháp đa bước multihop. Mảnh tin được yêu cầu tải sẽ được gửi về, đuổi theo ngược lại hướng nút mạng yêu cầu di chuyển bằng phương pháp đa bước multihop.

3.2. Phân tích độ trễ truyền tin

Độ trễ truyền tin luôn phụ thuộc vào khoảng cách giữa nguồn và đích truyền tin. Tương tự như [10], [11] để tính được độ trễ truyền tin của mạng, chúng tôi thiết lập bổ đề sau:

Bổ đề 1: Đối với nút mạng di động yêu cầu tải mảnh tin i của tập tin $m \in \mathcal{M}$, khoảng cách ban đầu trung bình giữa nút mạng yêu cầu tải tin và nút mạng gần nhất đang lưu trữ mảnh tin mong muốn là $\Theta\left(\frac{1}{\sqrt{X_{m,i}}}\right)$, trong đó $X_{m,i}$ là

số lượng bản sao của mảnh tin tải mảnh tin i của tập tin m được lưu trữ tại bộ nhớ đệm của các nút mạng trong mạng.

Độ trễ truyền tin trong mạng vô tuyến hướng nội dung sẽ được phân tích dựa trên hai phương pháp thu nhận tin như sau:

a. Thu nhận tuần tự

Trong trường hợp này, tất cả K mảnh tin của mỗi tập tin sẽ được thu nhận một cách tuần tự theo số thứ tự. Từ Bổ đề 1, sử dụng giao thức định tuyến truyền tin được mô tả ở mục trước với $\Theta\left(\frac{n}{\log n}\right)$ ô vuông định tuyến, chúng ta có thể thấy rằng, số lượng bản ghi của mỗi mảnh tin dao động ở mức $\Theta\left(\frac{n}{\log n}\right)$ là đủ để đảm bảo để mảnh tin mong muốn có thể được truyền đến nút mạng đích trong khoảng thời gian hữu hạn $\Theta(1)$. Do đó, chúng tôi thiết lập điều kiện đối với số lượng bản sao của mỗi tập tin trong mạng như sau:

$$\begin{cases} X_m \leq \frac{n}{\log n}, \\ X_m \geq 1 \end{cases} \quad (2)$$

Định lý sau đây được thiết lập thể hiện cách tính độ trễ truyền tải trong cấu hình mạng được thiết lập sử dụng phương pháp thu nhận mảnh tin tuần tự.

Định lý 1: Trong mạng vô tuyến di động hướng nội dung với K mảnh tin của tập tin bất kỳ được thu nhận theo phương pháp tuần tự, độ trễ truyền tin được tính như sau:

$$D(n) = \Theta\left(\sum_{m=1}^M \frac{p_m K}{\sqrt{\frac{\log n}{n} X_m}}\right). \quad (3)$$

Chứng minh: Từ Bổ đề 1, chúng ta có thời gian để nút mạng đích nhận được một mảnh tin bất kỳ của tập tin m thông qua

giao thức multihop là $\Theta\left(\frac{1}{\sqrt{\frac{\log n}{n} X_m}}\right)$. Theo đó, để nhận được

toàn bộ K mảnh tin của tập tin m sẽ cần khoảng thời gian là $\Theta\left(\frac{K}{\sqrt{\frac{\log n}{n} X_m}}\right)$. Sử dụng phép tính trung bình đối với toàn bộ các tập tin trong thư viện, chúng ta nhận được công thức (3).

Trong trường hợp đặc biệt, khi $X_m = \frac{n}{\log n}$ với mọi $m \in \mathcal{M}$, $D(n) = \Theta(K)$ là mức trễ truyền tin tốt nhất chúng ta có thể nhận được.

Từ (1), (2), (3) và Định lý 1, chúng ta xây dựng bài toán tối ưu hóa như sau:

b. Bài toán 1: Trường hợp thu nhận mảnh tin tuần tự

$$\min_{\{X_m\}_{m \in \mathcal{M}}} \sum_{m=1}^M \frac{p_m K}{\sqrt{\frac{\log n}{n} X_m}} \quad (4)$$

$$\text{Điều kiện:} \quad \sum_{m=1}^M X_m \leq n \frac{S}{K}$$

$$1 \leq X_m \leq \frac{n}{\log n} \text{ với } \forall m \in \mathcal{M}.$$

c. Bài toán 2: Thu nhận mảnh tin ngẫu nhiên

Trong trường hợp này, nút mạng đích sẽ nhận K mảnh tin của tập tin mong muốn theo phương pháp ngẫu nhiên.

Xem xét tập tin bất kỳ $m \in \mathcal{M}$, ta thấy có tổng KX_m mảnh

tin trên toàn mạng. Áp dụng Bổ đề 1, ta có khoảng cách truyền tin trung bình đối với mảnh tin đầu tiên là $\Theta\left(\frac{1}{\sqrt{KX_m}}\right)$. Khoảng cách truyền tin trung bình đối với mảnh tin thứ hai là $\Theta\left(\frac{1}{\sqrt{(K-1)X_m}}\right)$ và tương tự ta có khoảng cách truyền tin trung bình đối với các mảnh tin được thu nhận tiếp theo.

Trước tiên, ta xem xét trường hợp $KX_m \geq \frac{n}{\log n}$. Đặt l_m là số thứ tự nhỏ nhất của các mảnh tin sao cho $(K - l_m + 1)X_m \leq \frac{n}{\log n}$. Áp dụng Bổ đề 1, ta tính được khoảng thời gian cần thiết để nút mạng đích nhận được đủ K mảnh tin của tệp tin mong muốn là

$\Theta(l_m - 1) + \sum_{j=l_m-1}^{K-1} \Theta\left(\frac{1}{\sqrt{\frac{\log n}{n}(K-j)X_m}}\right)$. Sử dụng thuộc tính của hàm Riemann zeta, ta tính được

$\sum_{j=l_m-1}^{K-1} \Theta\left(\frac{1}{\sqrt{\frac{\log n}{n}(K-j)X_m}}\right) = \Theta\left(\frac{\sqrt{K-l_m+1}}{\sqrt{\frac{\log n}{n}X_m}}\right)$. Từ định nghĩa của tham số l_m , theo luật số lớn và các định nghĩa về

xấp xỉ ở Mục I, ta có $(K - l_m + 1)X_m = \Theta\left(\frac{n}{\log n}\right)$. Theo đó, ta nhận được độ trễ truyền tải đối với tệp tin m được tính $\Theta(l_m - 1) + \Theta(K - l_m + 1) = \Theta(K)$, là giá trị tương ứng với mức trễ truyền tải tốt nhất ta có thể nhận được từ cấu hình mạng đề xuất. Từ đây, ta có thể nhận thấy rằng, số lượng bản sao của mỗi tệp tin trên mạng không cần thiết phải lớn hơn $\frac{n}{K \log n}$. Chúng tôi thiết lập điều kiện sau:

$$\begin{cases} X_m \leq \frac{n}{K \log n}, \\ X_m \geq 1 \end{cases} \quad (5)$$

Tiếp theo, chúng tôi thiết lập định lý sau đây thể hiện cách tính độ trễ truyền tin cho trường hợp thu nhận mảnh tin theo phương pháp ngẫu nhiên.

Định lý 2: Trong mạng vô tuyến di động hướng nội dung với K mảnh tin của tệp tin bất kỳ được thu nhận theo phương pháp ngẫu nhiên, độ trễ truyền tin được tính như sau:

$$D(n) = \Theta\left(\sum_{m=1}^M p_m \sqrt{\frac{K}{\frac{\log n}{n}X_m}}\right). \quad (6)$$

Chứng minh: Từ Bổ đề 1, sử dụng thuộc tính của hàm Riemann zeta, chúng ta có thể tính được khoảng thời gian cần thiết để nút mạng đích nhận được K mảnh tin theo

phương pháp ngẫu nhiên là $\sum_{j=1}^{K-1} \Theta\left(\frac{1}{\sqrt{\frac{\log n}{n}(K-j)X_m}}\right) =$

$\sum_{j=1}^{K-1} \frac{1}{\sqrt{K-j}} \Theta\left(\frac{1}{\sqrt{\frac{\log n}{n}X_m}}\right) = \Theta\left(\frac{\sqrt{K}}{\sqrt{\frac{\log n}{n}X_m}}\right)$. Sử dụng phép

tính trung bình đối với toàn bộ các tệp tin trong thư viện, chúng ta nhận được công thức (6).

Từ thực tế tổng dung lượng lưu trữ của mạng là nS , nếu $M = O\left(\frac{Sn}{\log n}\right) = O(S \log n)$, chúng ta có thể lưu trữ $\Theta\left(\frac{n}{K \log n}\right)$ bản sao cho mỗi tệp tin trong mạng, dẫn đến kết quả là chúng ta luôn nhận được độ trễ truyền tin tốt nhất

$D(n) = \Theta(K)$. Trường hợp ngược lại, $M = \omega(S \log n)$, sử dụng (1), (5) và Định lý 2, chúng tôi thiết lập bài toán tối ưu thứ hai như sau:

$$\min_{\{X_m\}_{m \in \mathcal{M}}} \sum_{m=1}^M p_m \sqrt{\frac{K}{\frac{\log n}{n}X_m}}$$

$$\begin{aligned} \text{Điều kiện:} \quad & \sum_{m=1}^M X_m \leq n \frac{S}{K} \\ & 1 \leq X_m \leq \frac{n}{K \log n} \text{ với } \forall m \in \mathcal{M}. \end{aligned}$$

Các điều kiện Karush-Kuhn-Tucker (KKT) đối với Bài toán 2 như sau:

$$\begin{cases} \nabla \mathcal{L} \\ \nabla X_m^* = 0 \end{cases} \quad (7)$$

$$\lambda^* \geq 0 \quad (8)$$

$$\mu_m^* \geq 0 \quad (9)$$

$$\mu_m^* \left(X_m^* - \frac{n}{K \log n}\right) = 0 \quad (10)$$

$$\lambda^* \left(\sum_{m=1}^M X_m^* - n \frac{S}{K}\right) = 0 \quad (11)$$

với mọi $\forall m \in \mathcal{M}$. Từ (7), ta có:

$$-\frac{p_m}{2\sqrt{X_m^3}} + \lambda^* + \mu_m^* = 0 \quad (12)$$

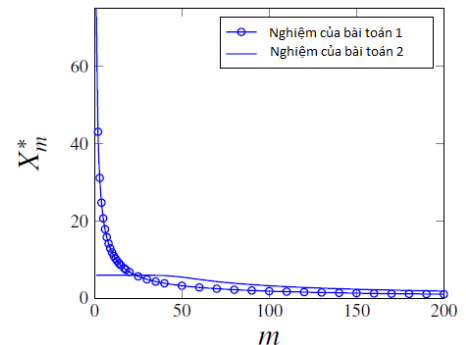
Với $M = \omega(S \log n)$, chúng ta dễ dàng thấy rằng, luôn tồn tại ít nhất một tệp tin $m \in \mathcal{M}$ sao cho $X_m^* < \frac{n}{K \log n}$.

Trong trường hợp này, ta nhận được $\mu_m^* = 0$ từ (10), điều này dẫn đến $\lambda^* > 0$ khi xem xét (12). Sử dụng (11), ta có $\sum_{m=1}^M X_m^* = n \frac{S}{K}$.

So sánh với trường hợp độ trễ truyền tin của trường hợp sử dụng phương pháp thu nhận mảnh tin tuần tự, ta thấy rằng, với $\alpha > \frac{3}{2}$, cả hai trường hợp đều đưa ra mức trễ truyền tin lý tưởng là $D(n) = \Theta(K)$. Tuy nhiên, với $\alpha \leq \frac{3}{2}$, độ trễ truyền tin ở trường hợp sử dụng phương pháp thu nhận ngẫu nhiên luôn cho kết quả tốt hơn so với trường hợp tuần tự.

3.3. Tính toán máy tính

Để kiểm tra lại nghiệm tối ưu X_m^* với $m \in \mathcal{M}$, chúng tôi sử dụng phần mềm Mathematica trên máy tính để tìm nghiệm với các tham số cụ thể như sau: $n = 300$; $M = 200$; $K = 20$; $S = 50$; $\alpha = 1,2$. Nghiệm tìm được X_m^* của Bài toán 1 và Bài toán 2 được thể hiện ở Hình 3.



Hình 3. So sánh cách thức lưu trữ dữ liệu tối ưu nghiệm X_m^* của hai trường hợp thu nhận mảnh tin tuần tự và ngẫu nhiên

Chúng ta nhận thấy rằng, giới hạn trên của nghiệm tối ưu nhận được X_m^* ở Bài toán 2 nhỏ hơn ở Bài toán 1. Điều này đúng với các điều kiện tại (2) và (5), phù hợp với kết quả phân tích tại hai mục trước của phần này.

4. Kết luận

Trong bài báo này, chúng tôi đã sử dụng kỹ thuật bộ nhớ đệm trong mạng vô tuyến hướng nội dung. Độ biến thiên của độ trễ truyền tin trong mạng theo số lượng nút mạng n được phân tích và sử dụng để xây dựng các bài toán tối ưu. Kết quả là, chúng tôi đã giải được các bài toán tối ưu để tìm ra phương pháp lưu trữ thông tin tại các bộ nhớ đệm của các nút mạng một cách tối ưu nhất sao cho độ trễ truyền tin là nhỏ nhất. Kết quả thu được sẽ được kiểm tra và xác nhận lại bằng các tính toán trên máy tính. Kết quả cho thấy rằng, độ trễ nhận được nhờ sử dụng phương pháp ngẫu nhiên tốt hơn rất nhiều so với việc sử dụng phương pháp tuần tự.

TÀI LIỆU THAM KHẢO

- [1] V. Jacobson, D. K. Smetters, J. D. Thornton, M. F. Plass, N. H. Briggs, and R. L. Braynard, "Networking named content", *Commun. ACM*, Vol. 55, No. 1, Jan. 2012, pp. 117–124.
- [2] Cisco visual networking index: Global mobile data traffic forecast update, 2015-2020, Cisco Public Information, Feb. 2016.
- [3] P. Gupta and P. R. Kumar, "The capacity of wireless networks", *IEEE Trans. Inf. Theory*, Vol. 46, No. 2, Mar. 2000, pp. 388–404.
- [4] A. Özgür, O. Lévêque, and D. N. C. Tse, "Hierarchical cooperation achieves optimal capacity scaling in ad hoc networks", *IEEE Trans. Inf. Theory*, Vol. 53, No. 10, Oct. 2007, pp. 3549–3572.
- [5] M. Grossglauser and D. N. C. Tse, "Mobility increases the capacity of ad hoc wireless networks", *IEEE/ACM Trans. Netw.*, Vol. 10, No. 4, Aug. 2002, pp. 477–486.
- [6] A. El Gamal, J. Mammen, B. Prabhakar, and D. Shah, "Optimal throughput-delay scaling in wireless networks – Part I: The fluid model", *IEEE Trans. Inf. Theory*, Vol. 52, No. 6, Jun. 2006, pp. 2568–2592.
- [7] S. Gkitzenis, G. S. Paschos, and L. Tassioulas, "Asymptotic laws for joint content replication and delivery in wireless networks", *IEEE Trans. Inf. Theory*, Vol. 59, No. 5, May. 2013, pp. 2760–2776.
- [8] S.W. Jeon, S.N. Hong, M. Ji, G. Caire, and A. F. Molisch, "Wireless multihop device-to-device caching networks", *IEEE Trans. Inf. Theory*, Vol. 63, No. 3, Mar. 2017, pp. 1662–1676.
- [9] G. Alfano, M. Garetto, and E. Leonardi, "Content-centric wireless networks with limited buffers: When mobility hurts", *IEEE/ACM Trans. Netw.*, Vol. 24, No. 1, Feb. 2016, pp. 299–311.
- [10] M. Mahdian and E. Yeh, "Throughput-delay Scaling of content-centric ad hoc and heterogeneous wireless networks", *IEEE/ACM Trans. Netw.*, Vol. 25, No. 5, Oct. 2017, pp. 3030–3043.
- [11] T.A. Do, S.W. Jeon, and W.Y. Shin, Caching in mobile HetNets: A throughput-delay trade-off perspective, in *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, Barcelona, Spain, Jul. 2016, pp. 1247–1251.
- [12] M. Ji, G. Caire, and A. F. Molisch, "Fundamental limits of caching in wireless D2D networks", *IEEE Trans. Inf. Theory*, Vol. 62, No. 2, Feb. 2016, pp. 849–869.
- [13] V. Bioglio, F. Gabry, and I. Land, Optimizing MDS codes for caching at the edge, in *Proc. IEEE Global Telecommun. (GLOBECOM)*, San Diego, CA, Dec. 2015, pp. 1–6.
- [14] D. E. Knuth, "Big Omicron and big Omega and big Theta", *ACM SIGACT News*, Vol. 8, No. 2, Apr.–Jun. 1976, pp. 18–24.

(BBT nhận bài: 13/10/2017, hoàn tất thủ tục phản biện: 30/10/2017)