

# TỐI ƯU CƠ HỘI TRUYỀN GÓI TIN TRONG MẠNG VÔ TUYẾN SỬ DỤNG LÝ THUYẾT TRÒ CHƠI

## MAXIMIZING PACKET TRANSMISSION OPPORTUNITIES IN THE WIRELESS NETWORK BY USING THE GAME THEORY

Nguyễn Chánh Tín<sup>1</sup>, Phan Văn Ca<sup>2</sup>

<sup>1,2</sup> Trường đại học Sư phạm Kỹ thuật TP.HCM

### TÓM TẮT

*Trong bài báo này, tác giả phát triển mô hình truyền gói tin cơ hội dựa trên lý thuyết trò chơi cho mạng vô tuyến hoạt động trong điều kiện nguồn năng lượng thấp. Để giảm thiểu việc truyền gói tin không thành công do lỗi kênh truyền và xung đột trong quá trình truyền gói tin gây ra sự lãng phí năng lượng, chiến lược truyền gói tin cơ hội cố gắng truyền gói tin ở điều kiện kênh truyền tốt nhất với ràng buộc về độ trễ gói tin với mô hình kênh truyền fading biến thiên theo thời gian. Mô hình lý thuyết trò chơi ngẫu nhiên kết hợp chi phí được đề xuất để xác định một ngưỡng tối ưu cho việc truyền gói tin theo cơ chế truyền thông cơ hội. Kết quả mô phỏng cho thấy với chiến lược truyền thông cơ hội, các nút mạng có xu hướng trì hoãn truyền trong điều kiện kênh truyền xấu nhằm tránh xung đột và giảm tỷ lệ mất gói tin dẫn đến việc tăng hiệu quả sử dụng năng lượng của mỗi nút và kéo dài thời gian hoạt động của mạng.*

**Từ khóa:** Lý thuyết trò chơi; chiến lược truyền thông cơ hội; mạng vô tuyến; kênh truyền biến thiên theo thời gian; trò chơi ngẫu nhiên kết hợp hàm chi phí.

### ABSTRACT

In this paper, the authors have developed a game theory framework for opportunity communication strategy for wireless networks that operating in a strict energy-constrained environment. In order to minimize unsuccessful transmission due to channel errors and packet collisions that causing a waste of energy, the opportunity communication strategy attempts to transmit at good channel conditions while meeting the delay constraint under time-varying wireless channel. Thus a constrained cost-coupled stochastic game algorithm is formulated to obtain an optimal threshold for successful transmission in the opportunistic transmission manner. The simulation result shows that with the opportunity transmission strategy, the nodes trend to defer their transmissions in bad channel conditions to avoid collision and reduce packet loss rate. This can lead to improve the performance of energy usage at each node as well as to prolong the network lifetime.

**Keywords:** Game theory; opportunistic transmission; wireless network; time-varying wireless channel; cost-coupled stochastic.

## 1. GIỚI THIỆU

Trong những năm gần đây, lý thuyết trò chơi đã trở thành một công cụ thiết yếu, hiệu quả để phân tích và thiết kế mạng vô tuyến. Giao thức đa truy cập cảm nhận sóng mang (CSMA) ứng dụng lý thuyết trò chơi cho mạng vô tuyến đang được xem như là một giải pháp thay thế CSMA cổ điển dựa trên cơ chế back-off ngẫu nhiên [1]. Trong bài báo này, các tác giả đưa ra một thiết kế giao thức MAC dựa trên lý thuyết trò chơi cho mạng vô tuyến và thực hiện thử nghiệm trên mạng vô tuyến trong nhà với 22 nút lập trình được dựa trên chuẩn IEEE 802.11. Các phép đo của tác giả cho thấy thiết

kế đề xuất cho hiệu năng về tổng thông lượng đạt được ở cân bằng Nash duy nhất và độ cân bằng tải truyền giữa các nút mạng so với thuật toán DCF chuẩn. Trong bài báo số [2], các tác giả đề xuất một phương pháp tiếp cận mới dựa trên lý thuyết trò chơi để thay đổi tốc độ, điều chế và công suất trong thuật toán trò chơi. Tất cả người dùng đều hài lòng với việc kết hợp các quy tắc trò chơi. Tính ích kỷ của người sử dụng độc lập bị hạn chế trong khuôn khổ này. Tính ích kỷ trò chơi đạt đến điểm mong muốn được gọi là điểm cân bằng Nash. Thông qua các kết quả khác nhau, tác giả thấy rằng tất cả người dùng đều có một sự cân bằng giữa tối đa hóa lợi

ích và tối thiểu năng lượng truyền, giữa tốc độ và kiểu điều chế trong chiến lược của họ. Trong các mạng vô tuyến đa chặng (multi-hop) [3], các nút bị hạn chế năng lượng và nguồn tài nguyên có thể gây ra hiện tượng không sẵn sàng chuyển tiếp gói tin cho các nút lân cận để tiết kiệm nguồn năng lượng. Trạng thái này của các nút có thể làm giảm thông lượng mạng và có thể làm giảm hiệu suất mạng. Trong các thiết kế thuật toán lý thuyết trò chơi cho việc chuyển tiếp lặp lại gói tin, hầu hết các công trình trước đây đã bỏ qua các yếu tố nhiễu của môi trường vô tuyến đối với hoạt động của các nút. Thuật toán trong bài báo này được so sánh với các thuật toán lý thuyết trò chơi nổi tiếng khác và kết quả mô phỏng được thực hiện để chứng minh sự tối ưu của thuật toán ngay cả dưới môi trường nhiễu.

Bên cạnh các phương pháp tiếp cận liên quan đến chiến lược truyền ở trên, một số cách tiếp cận khác ([4], [5], [6], [7], [8]) áp dụng lý thuyết trò chơi để nghiên cứu kiểm soát tranh chấp cho mạng vô tuyến. Các tác giả [4] đã trình bày tổng quan mô hình lý thuyết trò chơi để nghiên cứu sự tương tác giữa các nút cho các kênh vô tuyến phổ biến. Ngoài ra, các tác giả đã nghiên cứu sự cân bằng Nash của trò chơi này và thiết kế một phương pháp để đạt được nó theo phương pháp phân phối. Việc mở rộng bài toán này đã được thảo luận trong bài báo [5]. Trong bài báo này, các tác giả đã khái quát hóa kiểm soát truy cập trò chơi cho trường hợp mỗi nút có thể quan sát nhiều tín hiệu tranh chấp để hướng dẫn chúng cân bằng Nash và đưa ra các điều kiện cho sự tồn tại duy nhất của sự cân bằng này. Một khái niệm mới của lý thuyết trò chơi không hoàn toàn hợp tác đã được đề xuất ([6], [7], [8]) để cải thiện hiệu suất của CSMA/CA trong mạng di động ad-hoc. Trong mô hình trò chơi này, mỗi nút ước lượng trạng thái trò chơi và thay đổi trạng thái cân bằng bằng cách thay đổi các tham số tranh chấp để đạt được hiệu suất tối ưu. Các mở rộng này đã được trình bày trong bài báo [8]. Trong bài báo này, các tác giả đã trình bày một phương pháp ước lượng điều kiện xác suất va chạm dựa trên kỹ thuật ảo hóa - CSMA và đề xuất một giao thức lý thuyết trò chơi MAC đơn giản mà có thể được thực hiện trong các mạng vô tuyến. Một kỹ thuật đảo ngược của giao thức truy cập ngẫu nhiên MAC dựa trên backoff sử dụng cách tiếp cận lý thuyết trò chơi đã được trình bày trong [9]. Như trình bày trong bài báo, giao thức backoff hàm mũ là kỹ thuật đảo ngược thông

qua một trò chơi không hợp tác trong đó mỗi liên kết cố gắng tối đa hoá một hàm lợi ích cục bộ. Ngoài ra, các tác giả đã chứng minh sự tồn tại của cân bằng Nash và đã cung cấp các điều kiện cho tính đơn trị đó và ổn định cho các trò chơi.

Gần đây bài toán về sự tồn tại của các hành vi ích kỷ trong kiểm soát truy cập môi trường mạng vô tuyến cũng đã thu hút sự chú ý của một số nhà nghiên cứu ([10], [11], [12], [13]). Các tác giả [10] đã nghiên cứu hành vi ích kỷ của các nút trong mạng CSMA/CA bằng cách sử dụng lý thuyết trò chơi và phát triển một giao thức cục bộ và phân tán để điều khiển hành vi ích kỷ các nút cho đến khi cân bằng Nash tối ưu Pareto. Một bài toán tương tự đã được nghiên cứu trong [11], trong đó các cuộc tấn công backoff trong các mạng ad-hoc với các trạm nặc danh đã được phân tích trong hai mô hình trò chơi không hợp tác khác nhau: duy nhất và lặp lại các trò chơi CSMA/CA. Hơn nữa, các tác giả đã phát triển một chiến lược cho các trạm, cung cấp một hiệu suất Pareto và sự cân bằng Nash hoàn hảo của việc tái lập lại trò chơi CSMA/CA. Trong [12], các tác giả đã nghiên cứu sự ổn định của CSMA/CA trên nền tảng mạng vô tuyến với người dùng ích kỷ tham gia vào trò chơi CSMA/CA không hợp tác. Trong trò chơi này, giá trị của mỗi người dùng có thể tự động thay đổi theo tình trạng nghẽn mạng và tình trạng tiêu thụ năng lượng. Thêm vào đó, một phương pháp lặp lại có mục đích nhằm đảm bảo sự hội tụ cân bằng Nash đơn trị. Trong [13], một trò chơi truy cập ngẫu nhiên cho mạng vô tuyến đã được trình bày để nghiên cứu hành vi ích kỷ của nút mạng. Hơn nữa, các tác giả đã phân tích kỹ thông lượng kênh ở cân bằng Nash và cung cấp các phân tích tiệm cận của trò chơi vì số lượng các máy phát ích kỷ đạt đến vô cùng. Ngoài ra, trò chơi có ràng buộc chi phí ngẫu nhiên trong đó mỗi người chơi kết hợp với một chuỗi Markov của riêng mình được kiểm soát bởi hành động của chính nó đã được nghiên cứu [14]. Tại mỗi thời điểm, mỗi người chơi sẽ xác định một hành động theo cho một số chiến lược nhằm giảm thiểu hàm chi phí trong một số ràng buộc các chiến lược của nó. Sự tương tác giữa một số người chơi khác nhau được kết hợp trong hàm chi phí của họ.

Mục tiêu của chúng tôi trong bài báo này là mô hình hóa cơ chế chiến lược truyền thông (OTS) với điều kiện trễ trong bối cảnh kênh vô tuyến biến thiên theo thời gian. Trong hệ thống

OTS, trước khi gửi một gói tin, nút gửi đưa ra quyết định có nên gửi gói tin tại khe thời gian hiện tại hay trì hoãn việc truyền này dựa trên trạng thái kênh để giảm thiểu mức tiêu thụ năng lượng. Các trạng thái của hệ thống OTS được xây dựng như là trò chơi ngẫu nhiên kết hợp chi phí dựa trên quá trình Markov để có được chính sách truyền tải tối ưu.

Phần còn lại của bài báo được bố cục như sau: phần 2 trình bày mô hình kênh truyền, phần 3 trình bày lý thuyết trò chơi, phần 4 đưa ra kết quả mô phỏng và đánh giá, phần 5 kết luận của bài báo.

## 2. MÔ HÌNH KÊNH TRUYỀN

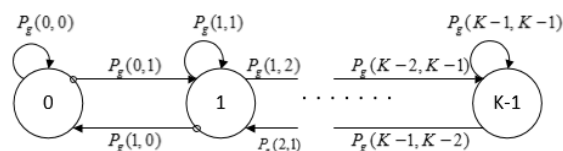
Đề tài xem xét một mạng ad-hoc trong đó  $N$  nút di động sử dụng giao thức MAC phân khe để truy cập một kênh chung. Trong mạng đó, trục thời gian được chia thành các khe thời gian bằng chiều dài  $T_f$  và tất cả các nút di động được đồng bộ với cùng tham chiếu khe thời gian. Bất cứ khi nào nút di động có một gói tin đang chờ để gửi đi, nút sẽ thực hiện một trong hai hành động: *Truyền* và *Hoãn*, tương ứng với truyền gói tin và hoãn truyền gói tin, dựa trên trạng thái thông tin kênh truyền cục bộ (CSI). Giả sử CSI được xác định tại mỗi nút ở đầu mỗi khe thời gian. Ngoài ra, khe thời gian được giả định đủ ngắn và lưu lượng gói tin đến đủ nhỏ sao cho gói tin đến mỗi khe thời gian theo phân phối Beroulli với tham số  $\alpha$ . Giả định rằng kết quả của sự truyền dẫn là ngay lập tức có được ở cuối của mỗi khe thời gian.

Mô hình kênh truyền Markov trạng thái hữu hạn (FSMC) như minh họa trong hình 1 mô tả tính chất thay đổi theo thời gian của kênh truyền fading vô tuyến. Trong kênh truyền Rayleigh fading, SNR ( $y$ ) tức thời nhận được phân phối theo hàm mũ với hàm mật độ xác suất:

$$f_y(y) = \frac{1}{\rho} e^{-\frac{y}{\rho}} \quad (1)$$

Với  $\rho = E[y]$ . Đặt  $y_i$  là ngưỡng của SNR nhận được, trong đó  $0 = y_0 < y_1 < y_2 \dots < y_K = \infty$ . Kênh được gọi là ở trạng thái  $g_k$ ,  $0 \leq k < K$ , nếu SNR nhận được trong khoảng  $[y_k, y_{k+1})$ . Giả sử rằng quá trình chuyển đổi trong mô hình FSMC xảy ra tại ranh giới của khe thời gian trong đó một khung có kích thước cố định được truyền đi và sự thay đổi chỉ diễn ra giữa các trạng thái gần nhau. Hơn nữa, độ lợi kênh truyền là hằng số trong một khe thời gian của truyền dẫn. Các

thông số của mô hình Markov có thể thu được bằng cách sử dụng các kỹ thuật trong [15].



**Hình 1.** Mô hình kênh truyền Markov trạng thái hữu hạn

Đặt  $f_m$  là tần số Doppler cực đại:

$$f_m = \frac{v}{\lambda} \quad (2)$$

Trong đó:  $v$  là tốc độ của nút di động và  $\lambda$  là bước sóng.

Xác suất chuyển tiếp trạng thái được cho bởi phương trình sau:

$$P_g(k, k+1) = \frac{T_f}{\pi_k} \sqrt{\frac{2\pi y_{k+1}}{\rho}} f_m e^{-\frac{y_{k+1}}{\rho}}, \quad 0 \leq k \leq K-2 \quad (3)$$

$$P_g(k, k-1) = \frac{T_f}{\pi_k} \sqrt{\frac{2\pi y_k}{\rho}} f_m e^{-\frac{y_k}{\rho}}, \quad 1 \leq k \leq K-1$$

Trong đó:  $f_m$  là tần số Doppler lớn nhất,  $T_f$  là thời gian truyền của khung,  $\pi_k$  là xác suất trạng thái ổn định được cho bởi phương trình sau:

$$\pi_k = \int_{y_k}^{y_{k+1}} f_y(y) dy = e^{-\frac{y_k}{\rho}} - e^{-\frac{y_{k+1}}{\rho}} \quad (4)$$

Trong trường hợp BPSK, xác suất lỗi là một hàm của SNR nhận được có thể được viết như sau:

$$P_m = 1 - F(\sqrt{2y}) \quad (5)$$

$F(x)$  là ký hiệu của hàm phân phối tích lũy CDF của một biến ngẫu nhiên chuẩn hóa được cho bởi phương trình sau:

$$F(\alpha) = \int_{-\infty}^{\alpha} \frac{1}{\sqrt{2\pi}} e^{-\frac{x^2}{2}} dx \quad (6)$$

Với hàm mật độ xác suất của SNR trong công thức (1), xác suất lỗi ký tự được viết dưới dạng như sau

$$P_b(g_k) = \frac{\left[ \int_{y_k}^{y_{k+1}} \frac{1}{\rho} e^{-\frac{y}{\rho}} (1 - F(\sqrt{2y})) dy \right]}{\int_{y_k}^{y_{k+1}} \frac{1}{\rho} e^{-\frac{y}{\rho}} dy} \quad (7)$$

Công thức (7) theo chứng minh bài báo [15] được viết lại như sau:

$$P_b(g_k) = \frac{\delta_k - \delta_{k+1}}{\pi_k} \quad (8)$$

Trong đó:

$$\delta_k = e^{-\frac{y_k}{\rho}} \left(1 - F\left(\sqrt{2y_k}\right)\right) + \sqrt{\frac{\rho}{\rho+1}} F\left(\sqrt{\frac{2y_k(\rho+1)}{\rho}}\right) \quad (9)$$

### 3. LÝ THUYẾT TRÒ CHƠI

#### 3.1 Trò chơi ngẫu nhiên bị ràng buộc bởi hàm chi phí

Trong mô hình này, tác giả xem xét một mạng mà trong đó có khả năng lưu trữ nhiều nhất một gói tin ở mỗi nút đối với các ứng dụng đòi hỏi dữ liệu mới nhất. Như vậy khung hiện tại trong bộ đệm được thay thế bằng một khung mới đến. Độ nhạy thời gian trễ của gói tin được mô hình hóa qua D khe thời gian cho mỗi khung. Điều này có nghĩa rằng một khung có thời gian dài hơn D khe thời gian phải được loại bỏ. Trạng thái của hệ thống tại khe thời gian  $i$  được kí hiệu như sau:

$$x_i = \langle g_i, n_i \rangle \quad (10)$$

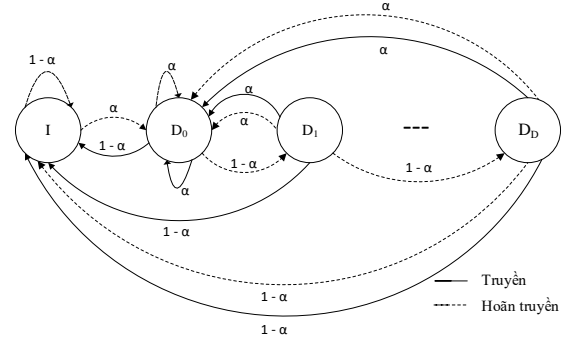
Trong đó:  $g_i$  là trạng thái kênh truyền tại khe thời gian  $i$ ,  $0 \leq g_i < K$  và  $n_i$  là trạng thái của nút di động tại khe thời gian  $i$ . Trạng thái có thể có của nút di động bao gồm I là trạng thái rỗi và (D+1) trạng thái trễ trong đó D tương ứng thời gian trễ tối đa của khung. Đặt I và  $D_k$  ( $k = 0, 1, \dots, D$ ) biểu thị tương ứng trạng thái rỗi, (D+1) trạng thái trễ. Nút di động được cho là ở trạng thái trễ thứ  $k$  (được kí hiệu bằng  $D_k$ ) khi khung bị trì hoãn bởi  $k$  khe thời gian và ở trạng thái rỗi khi không có khung tin. Đặt  $A_i(x_i)$  là kí hiệu cho tập hợp tất cả các hành động điều khiển có thể có cho nút  $i$  ở trạng thái  $x_i$ .  $a_i$  là hành động điều khiển được thực hiện tại khe thời gian  $i$ .

Mỗi hành động trong tập  $A(x_i)$  tương ứng với các giá trị sau:

$$a_i = \begin{cases} 0, & \text{Hoãn} \\ 1, & \text{Truyền} \end{cases} \quad (11)$$

Đặt  $P_n(n_i, n_{i+1}, a)$  kí hiệu xác suất chuyển đổi của nút di động từ trạng thái  $n_i$  đến  $n_{i+1}$  dưới sự điều khiển hành động  $a$  theo sơ đồ trạng thái thể hiện trong hình 2 [16]. Trong mô hình này, các nút mạng không áp dụng cơ chế truyền lại cho các gói tin lỗi và các nút mạng không có thông tin về xác suất xung đột gói tin. Cho trạng thái hệ thống  $x_i = \langle g_i, n_i \rangle$  và hành động điều khiển  $a_i$ , xác suất của hệ thống đang ở trạng thái  $x_{i+1} = \langle g_{i+1}, n_{i+1} \rangle$  trong khe thời gian tiếp theo là:

$$\Pr[x_{i+1} | x_i, a_i = a] = P_g(g_i, g_{i+1})P_n(n_i, n_{i+1}, a) \quad (12)$$

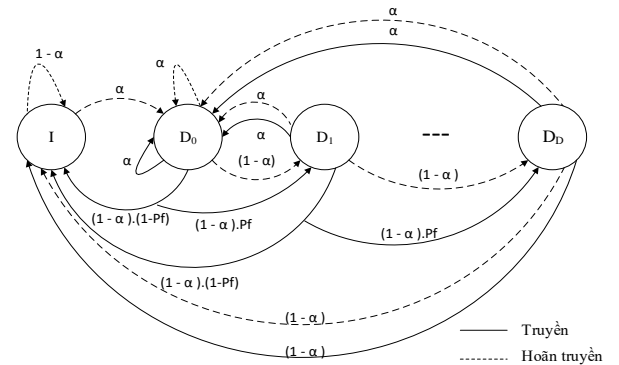


**Hình 2.** Sơ đồ trạng thái truyền dẫn với ràng buộc trễ

Trong đó:  $P_g(g_i, g_{i+1})$  là xác suất chuyển đổi trạng thái kênh từ  $g_i$  đến  $g_{i+1}$  và xác suất chuyển đổi trạng thái nút  $P_n(n_i, n_{i+1}, a)$  được cho bởi

$$\begin{aligned} P_t(I, I, \cdot) &= (1-\alpha) \\ P_t(I, D_0, \cdot) &= \alpha \\ P_t(D_i, D_{i+1}, 0) &= (1-\alpha), i = 0, \dots, D-1 \\ P_t(D_D, I, 0) &= (1-\alpha) \\ P_t(D_i, D_0, \cdot) &= \alpha, i = 0, \dots, D \\ P_t(D_i, I, 1) &= (1-\alpha), i = 1, \dots, D \end{aligned} \quad (13)$$

Dựa theo mô hình 2, tác giả [16] đã bỏ qua các yếu tố nhiễu của môi trường vô tuyến đối với hoạt động của các nút. Điều này đã thúc đẩy chúng tôi nghiên cứu ảnh hưởng của nhiễu đến xác suất truyền gói tin. Trong trường hợp nút mạng sử dụng cơ chế truyền lại đối với các gói tin lỗi với giả thiết gói tin có xác suất lỗi là  $P_f$  và xác suất xung đột của các gói tin được giả thiết là  $d$ . Các mô hình này sẽ mô tả cụ thể trong hình 3 đối với mô hình chỉ xét đến cơ chế truyền lại với xác suất lỗi gói tin do kênh truyền và hình 4 với mô hình xét đến cơ chế truyền lại do lỗi kênh truyền và xung đột gói tin.



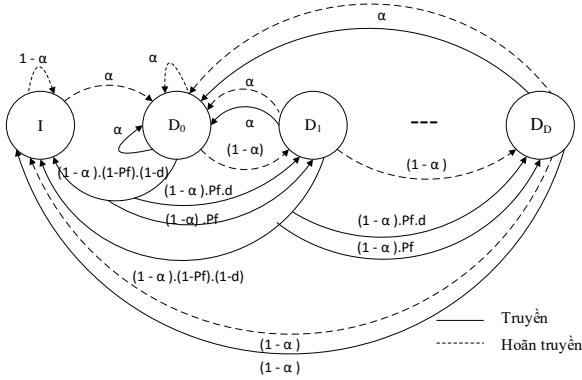
**Hình 3.** Sơ đồ trạng thái truyền dẫn với ràng buộc trễ và truyền lại tập tin khi có lỗi kênh truyền  $P_f$

Như hình 3, xác suất chuyển đổi trạng thái nút  $P_n(n_i, n_{i+1}, a)$  được cho bởi

$$\begin{aligned}
P_i(I, I, \cdot) &= (1 - \alpha) \\
P_i(I, D_0, \cdot) &= \alpha \\
P_i(D_i, D_{i+1}, 0) &= (1 - \alpha), i = 0, \dots, D - 1 \\
P_i(D_i, D_{i+1}, 1) &= (1 - \alpha) \cdot P_f, i = 0, \dots, D - 1 \\
P_i(D_D, I, 0) &= (1 - \alpha) \\
P_i(D_i, D_0, \cdot) &= \alpha, i = 0, \dots, D \\
P_i(D_i, I, 1) &= (1 - \alpha)(1 - P_f), i = 1, \dots, D
\end{aligned} \quad (14)$$

Trong đó  $P_f$  là xác suất lỗi kênh truyền

Hình 4 là mô hình trạng thái của nút thực hiện truyền lại tập tin khi có lỗi khung tin  $P_f$  và xung đột  $d$ .  $P_n(n_i, n_{i+1}, a)$  là kí hiệu xác suất chuyển đổi của nút di động từ trạng thái  $n_i$  đến  $n_{i+1}$  dưới sự điều khiển hành động  $a$  theo sơ đồ trạng thái thể hiện trong hình 4.



**Hình 4.** Sơ đồ trạng thái truyền dẫn với ràng buộc trễ, xác suất xung đột  $d$ , lỗi kênh truyền  $P_f$

Như hình 4, xác suất chuyển đổi trạng thái nút  $P_n(n_i, n_{i+1}, a)$  được cho bởi

$$\begin{aligned}
P_i(I, I, \cdot) &= (1 - \alpha) \\
P_i(I, D_0, \cdot) &= \alpha \\
P_i(D_i, D_{i+1}, 0) &= (1 - \alpha), i = 0, \dots, D - 1 \\
P_i(D_i, D_{i+1}, 1) &= (1 - \alpha) \cdot P_f \cdot d + (1 - \alpha) \cdot P_f, i = 0, \dots, D - 1 \\
P_i(D_D, I, 0) &= (1 - \alpha) \\
P_i(D_i, D_0, \cdot) &= \alpha, i = 0, \dots, D \\
P_i(D_i, I, 1) &= (1 - \alpha)(1 - P_f)(1 - d), i = 1, \dots, D
\end{aligned} \quad (15)$$

Các chiến lược lựa chọn bởi tất cả các nút di động xác định chi phí cho mỗi nút di động. Dưới trạng thái hệ thống  $x^t = (x_1^t, x_2^t, \dots, x_N^t)$  và các hành động điều khiển  $a^t = (a_1^t, a_2^t, \dots, a_N^t)$  của tất cả các nút di động tại thời điểm  $t$ , chi phí cho mỗi nút di động được cho bởi công thức sau

$$e_i(x^t, a^t) = a_i^t \{ \max_{j, j \neq i} (a_j^t) + \delta [1 - \max_{j, j \neq i} (a_j^t)] P_f(g_i^t) \} E_c \quad (16)$$

Trong đó  $E_c$  là mức tiêu thụ năng lượng mỗi khung. Trọng số  $\delta$ , ( $0 \leq \delta \leq 1$ ), được sử dụng để chỉ mối quan hệ của va chạm khung tin và

lỗi khung tin của kênh truyền.  $P_f(g_i)$  là xác suất lỗi khung khi trạng thái kênh là  $g_i$ . Giả định lỗi bit độc lập, xác suất lỗi khung  $P_f(g_i)$  cho khung kích thước  $L$  và trạng thái kênh  $g_i$  có công thức như sau:

$$P_f(g_i) = 1 - (1 - P_b(g_i))^L \quad (17)$$

Trong đó  $P_b(g_i)$  thu được từ công thức (8)

Để tránh lãng phí năng lượng, nút có thể hoãn việc truyền tải bất cứ khi nào có thể với sự chấp nhận được việc tràn bộ nhớ đệm. Với trạng thái  $x_i^t$  và hành động điều khiển  $a_i^t$ , tràn bộ nhớ đệm của nút  $i$  cho bởi

$$l_i^t(x_i^t, a_i^t) = \begin{cases} \alpha, n_i^t = D_k \text{ và } a_i^t = \text{Hoãn} \\ 1, n_i^t = D_D \text{ và } a_i^t = \text{Hoãn} \\ 0, \text{Khác} \end{cases} \quad (18)$$

Trong đó  $0 \leq k < D$

Cho  $u_i(a_i | x_i)$  kí hiệu của xác suất nút di động có hành động điều khiển  $a$  khi nút ở trạng thái  $x_i$ ,  $\beta_i$  biểu thị phân bố xác suất của trạng thái khởi tạo  $x_i^{t=0}$ . Ràng buộc kỳ vọng tràn bộ nhớ trung bình có thể được định nghĩa như sau

$$L_{\beta_i, \mu_i}^i = \limsup_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} E_{\beta_i}^{\mu_i} \{ l_i^t(x^t, a^t) \} \leq L_{const}^i \quad (19)$$

Định nghĩa các vectơ  $u = (u_1, u_2, \dots, u_N)$  và  $\beta = (\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_N)$  tương ứng là tập hợp các chiến lược và trạng thái phân phối xác suất ban đầu cho tất cả các nút di động. Chi phí trung bình cho mỗi giai đoạn của mỗi nút di động được xác định như sau

$$E_{\beta, u}^i = \limsup_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} E_{\beta}^u \{ e_i(x^t, a^t) \} \quad (20)$$

Mục tiêu của mỗi nút là tìm ra chiến lược tối ưu  $u_i$  để đạt cực tiểu  $E_{\beta, u}^i$  (20) thỏa điều kiện (19). Đặt  $E_{\beta}^i$  là giá trị tối ưu của OP. Một quy tắc đạt được  $E_{\beta, u}^i = E_{\beta}^i$  gọi là tối ưu cho OP. Kí hiệu  $U_{\beta}^i$  là tập tất cả các chính sách tối ưu đó.

### 3.2 Quy hoạch tuyến tính

Một phương pháp giải quyết OP dựa trên giải pháp của quy hoạch tuyến tính sẽ được trình bày như bên dưới. Tầm quan trọng của phương pháp này nằm ở thực tế là phương pháp cũng cho phép xử lý các vấn đề tối ưu hóa với

các ràng buộc bổ sung, trong đó các phương pháp khác (dựa trên lập trình động) không áp dụng được.

Chúng ta bắt đầu bằng mô tả phản ứng tối ưu cố định cho nút  $i$  được tính toán cho một đa quy tắc cố định  $u$ . Sửa đổi quy tắc cố định  $u_i$  nút  $i$ . Chúng ta có công thức sau với mọi  $x_i \in X_i$  và  $y_i \in X_i$

$$\rho_{x_i y_i}^i = \sum_{a_i \in A_i(x_i)} u_i(a_i | x_i) \rho_{x_i y_i}^i \quad (21)$$

Kí hiệu chi phí tức thời do nút khác  $i$  gây ra khi nút  $i$  sử dụng hành động điều khiển  $a_i$  và những nút khác sử dụng đa quy tắc cố định  $u_{-i}$  cho bởi phương trình sau

$$e_i^{j,u}(x_i, a_i) = \sum_{(x_{-i}, a_{-i}) \in K_{-i}} \left[ \prod_{l \neq i} u_l(a_l | x_l) \pi_l^u(x_l) \right] e_i(x', a') \quad (22)$$

Trong đó:  $\pi_l^u$  là xác suất trạng thái ổn định (bất biến) của chuỗi Markov mô tả quá trình trạng thái của nút  $l$  khi sử dụng quy tắc  $u$ ,  $e_i(x', a')$  chi phí của nút di động  $i$

Tập tất cả phản ứng tối ưu nút  $i$  dựa trên chính sách  $u_{-i}$  có thể thu được bằng cách sử dụng phương trình tuyến tính được định nghĩa trong [14].

Phương trình tuyến tính  $(i, u)$ : tìm  $z_i^* := \{z_i^*(x, a)\}_{x, a}$ , trong đó  $(x, a) \in K_i$ , sao cho phương trình (22) nhỏ nhất

$$\sum_{(x, a) \in K_i} e_i^{j,u}(x, a) z_i(x, a) \quad (23)$$

Thỏa điều kiện

$$\sum_{x \in X_i} \sum_{a \in A_i} [\delta_r(x) - \rho_{x, ar}^i] z_i(x, a) = 0, \forall r \in X_i \quad (24)$$

$$\sum_{x \in X_i} \sum_{a \in A_i} l_i(x, a) z_i(x, a) \leq L_{const} \quad (25)$$

$$z_i(x, a) \geq 0, \forall (x, a) \in K_i, \sum_{(x, a) \in K_i} z_i(x, a) = 1 \quad (26)$$

Trong đó  $P_{x, ar}^i = P_g \cdot P_n$

$\delta_r(x)$ : hàm Kronecker delta là một hàm của hai biến, thường chỉ là các số không âm. Hàm bằng 1 nếu các biến bằng nhau và bằng 0 nếu các biến khác nhau:

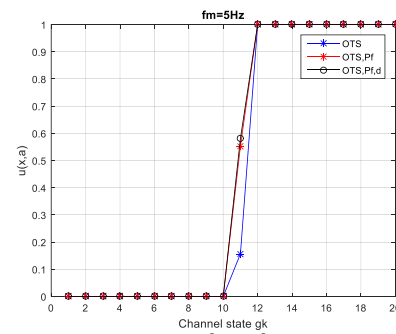
$$\delta_r(x) = \begin{cases} 0 & r \neq x \\ 1 & r = x \end{cases} \quad (27)$$

#### 4. KẾT QUẢ MÔ PHỎNG

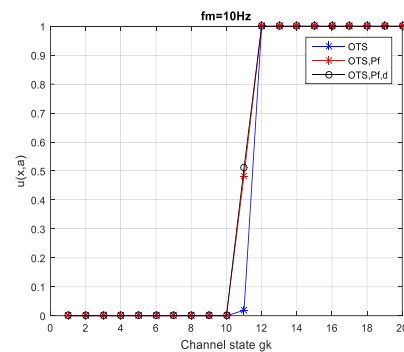
**Bảng 1.** Các tham số mô phỏng

Tham số	Giá trị
Số nút mạng	2-10
Thời gian truyền khung ( $T_f$ )	1ms
SNR trung bình	10dB
Kích thước gói tin ( $L$ )	80 (bytes)
Kích thước gói tin điều khiển	8 (bytes)
Tần số Doppler ( $f_m$ )	10Hz
Yếu tố trọng số trong hàm chi phí ( $\delta$ )	0.5

Bảng 1 tóm tắt giá trị các tham số được sử dụng trong các thí nghiệm của tác giả. Trong phần này, tác giả phân tích các đặc tính của mô hình OTS và thực hiện các thí nghiệm khác nhau để điều tra các đặc tính của mô hình OTS.



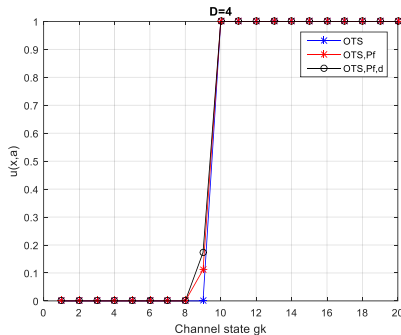
**Hình 5.** Ngưỡng truyền tối ưu theo phương pháp truyền tải cơ hội trong điều kiện không phụ thuộc khe thời gian trễ khi  $D=2$  và  $f_m=5\text{Hz}$



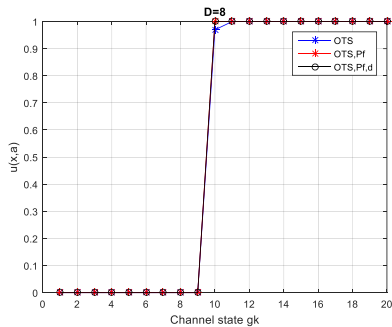
**Hình 6.** Ngưỡng truyền tối ưu theo phương pháp truyền tải cơ hội trong điều kiện không phụ thuộc khe thời gian trễ khi  $D=2$  và  $f_m=10\text{Hz}$

Hình 5 và Hình 6 cho thấy các tác động của kênh biến thiên theo thời gian lên ngưỡng truyền tối ưu trong điều kiện không phụ thuộc khe thời gian trễ. Như thể hiện trong Hình 5 và

Hình 6, các trạng thái kênh truyền được phân chia thành bộ các trạng thái biểu diễn bởi các tập B, M và G. Tập B chứa các trạng thái  $0 \leq g_k < g_{Dth}$  trong đó kênh truyền ở trạng thái và truyền dẫn luôn luôn bị hoãn. Các SNR tương ứng đến  $g_{Dth}$  là ngưỡng hoãn truyền. Tập M bao gồm các trạng thái  $g_{Dth} \leq g_k < g_{Th}$  trong đó nút truyền gói với xác suất tối ưu  $p^*$  và SNR tương ứng với  $g_{Th}$  là ngưỡng truyền tối ưu. Theo Hình 5 và Hình 6, mô hình OTS cải tiến truyền lại tập tin lỗi có xác suất truyền tối ưu lớn hơn so với xác suất truyền tối ưu mô hình ban đầu do cơ chế cập nhật xác suất lỗi vào trạng thái truyền dẫn của nút, góp phần hạn chế hoãn truyền gói tin gây lỗi tràn bộ nhớ.



**Hình 7.** Ngưỡng truyền tối ưu theo phương pháp truyền thông cơ hội phụ thuộc khe thời gian trễ khi  $f_m=10\text{Hz}$  và  $D=4$



**Hình 8.** Ngưỡng truyền tối ưu theo phương pháp truyền thông cơ hội phụ thuộc khe thời gian trễ khi  $f_m=10\text{Hz}$  và  $D=8$

Hình 7 và Hình 8 thể hiện tác động của kênh truyền biến thiên lên ngưỡng truyền tối ưu với các ràng buộc trễ (D). Khi điều kiện ràng buộc độ trễ (D) trở nên thoải mái hơn, chiến lược truyền tải tối ưu sẽ hội tụ đến hành động hoãn truyền, dẫn đến ngưỡng truyền tăng lên. Như minh họa ở Hình 7 và Hình 8, ngưỡng ngưng và ngưỡng truyền tăng khi kênh truyền biến thiên nhanh hơn hoặc thời gian trễ trở nên không nhạy cảm. Quan sát này là trực quan vì việc hoãn truyền để xem xét một kênh tốt hơn là cần thiết để giảm chi phí của thất bại truyền tải khi kênh fading biến thiên nhanh. Theo Hình 7 và Hình 8, mô hình OTS cải tiến truyền lại tập tin lỗi có ngưỡng hoãn truyền và ngưỡng truyền nhỏ hơn ngưỡng hoãn truyền và ngưỡng truyền mô hình ban đầu, giúp cho gói tin được truyền đi dễ dàng hơn trong khi vẫn đảm bảo số lần truyền dẫn thành công giúp nâng cao hiệu suất truyền dẫn

## 5. KẾT LUẬN

Đề tài trên đã phát triển mô hình truyền gói tin cơ hội dựa trên lý thuyết trò chơi kết hợp hàm chi phí để khảo sát các đặc tính của mô hình OTS sử dụng cơ chế truyền lại tập tin và mô hình OTS không sử dụng cơ chế truyền lại tập tin, một chiến lược truyền thông cơ hội cho các mạng vô tuyến có kênh truyền biến thiên theo thời gian được rút ra. Đề tài đã tiến hành nhiều thí nghiệm để quan sát và phân tích hành vi của mô hình OTS qua lỗi tràn bộ đệm trong phạm vi các ứng dụng nhạy với thời gian trễ. Một chính sách truyền thông tối ưu được rút ra cho sơ đồ OTS, mô hình OTS truyền lại tập tin lỗi cho xác suất truyền tối ưu lớn hơn xác suất truyền tối ưu mô hình không có cơ chế truyền lại tập tin lỗi, trong đó nút di động chỉ bắt đầu truyền khi chất lượng kênh vượt qua ngưỡng tối ưu, do đó tránh được bất cứ sự truyền dẫn không thành công gây lãng phí năng lượng và giúp kéo dài thời gian hoạt động của mạng.

## TÀI LIỆU THAM KHẢO

- [1] S. Chakraborty, D. Dash, D. K. Sanyal, S. Chattopadhyay, M. Chattopadhyay, "Game-theoretic wireless CSMA MAC protocols: Measurements from an indoor testbed," *IEEE Conference on Computer Communications Workshops (INFOCOM WKSHPS)*, 2016, pp. 1063 - 1064.
- [2] M. Aliaskari, A. Shahzadi, "A game theoretic approach to joint resource management in wireless ad hoc networks," in *Proceedings of the 8th IEEE International Symposium on Telecommunications (IST)*, 2016, pp. 6-11.

- [3] O. Baig, Y. S. Al-Harhi, E. Al-Tubaishi, "Game-theoretic algorithm stimulating cooperation in multi-hop wireless networks," in *Proceedings of the 5th International Conference on Game Theory for Networks, 2014*, pp. 1-5.
- [4] L. Chen, S. Low, and J. Doyle, "Contention control: A game-theoretic approach," in *Proceedings of the 46th IEEE Conference on Decision and Control (CDC 2007), Dec. 2007*, pp. 3428-3434.
- [5] T. Cui, L. Chen, and S. Low, "A game-theoretic framework for medium access control," *IEEE J Set. Areas Commun.*, vol. 26, no. 7, pp. 1116-1127, September 2008.
- [6] L. Zhao, J. Zhang, K. Yang, and H. Zhang, "Using incompletely cooperative game theory in mobile ad hoc networks," in *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC 2007), June 2007*, pp. 3401-3406.
- [7] L. Zhao, J. Zhang, and H. Zhang, "Gdcf: game-theoretic distributed co-ordination function in wlans," *Electronics Letters*, vol. 43, no. 9, pp. 510-511, 26 2007.
- [8] L. Zhao, J. Zhang, H. Zhang, "Using incompletely cooperative game theory in wireless mesh networks," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 22, no. 1, pp. 39-44, Jan.-Feb. 2008.
- [9] L. Jang-Won, T. Ao, H. Jianwei, M. Chiang, and A. Robert, "Rever-seengineering mac: A non-cooperative game model," *IEEE J Sel. Areas Commun.*, vol. 25, no. 6, pp. 1135-1147, August 2007.
- [10] M. Cagalj, S. Ganeriwal, I. Aad, and J.-P. Hubaux, "On selfish behavior in csma/ca networks," in *Proceedings of the 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 2005), vol. 4, March 2005*, pp. 2513-2524 vol. 4.
- [11] J. Konorski, "A game-theoretic study of csma/ca under a backoff attack," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 14, no. 6, pp. 1167-1178, Dec. 2006.
- [12] Y Jin and G. Kesidis, "Distributed contention window control for selfish users in ieee 802.11 wireless lans," *IEEE J Set. Areas Commun.*, vol. 25, no. 6, pp. 1113-1123, August 2007..
- [13] H. Inaltekin and S. Wicker, "The analysis of nash equilibria of the oneshot random-access game for wireless networks and the behavior of selfish nodes," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 16, no. 5, pp. 1094-1107, Oct. 2008.
- [14] E. Altmana, K. Avrachenkova, N. Bonneua, M. Debbahc, R. ElAzouzid, and D. S. Menaschee, "Constrained cost-coupled stochastic games with independent state processes," *Operations Research Letters*, vol. 36, no. 2, pp. 160-164, Mar. 2008.
- [15] H. S. Wang and N. Moayeri, "Finite-state markov channel-a useful model for radio communication channels," *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 44, no. 1, pp. 163-171, Feb. 1995..
- [16] Ca Van Phan, "A game-theoretic framework for opportunistic transmission in wireless networks," *Proceeding of the International Conference on Communications and Electronics (ICCE'14), Danang, Vietnam, July 2014*.

**Tác giả chịu trách nhiệm bài viết:**

Họ tên: Nguyễn Chánh Tín

Đơn vị: Trường Đại học Sư phạm Kỹ thuật TP. HCM

Điện thoại: 093 262 29 73

Email: chanhtindvt09@gmail.com



# BÀI BÁO KHOA HỌC

THỰC HIỆN CÔNG BỐ THEO QUY CHẾ ĐÀO TẠO THẠC SĨ

Bài báo khoa học của học viên

có xác nhận và đề xuất cho đăng của Giảng viên hướng dẫn

---



Bản tiếng Việt ©, TRƯỜNG ĐẠI HỌC SƯ PHẠM KỸ THUẬT TP. HỒ CHÍ MINH và TÁC GIẢ

Bản quyền tác phẩm đã được bảo hộ bởi Luật xuất bản và Luật Sở hữu trí tuệ Việt Nam. Nghiêm cấm mọi hình thức xuất bản, sao chụp, phát tán nội dung khi chưa có sự đồng ý của tác giả và Trường Đại học Sư phạm Kỹ thuật TP. Hồ Chí Minh.

**ĐỂ CÓ BÀI BÁO KHOA HỌC TỐT, CẦN CHUNG TAY BẢO VỆ TÁC QUYỀN!**

---

Thực hiện theo MTCL & KHTHMTCL Năm học 2018-2019 của Thư viện Trường Đại học Sư phạm Kỹ thuật Tp. Hồ Chí Minh.