

# Tìm hiểu nguyên lý hoạt động của giao thức truy cập ngẫu nhiên hàng đợi phân tán DQRAP

Nguyễn Quốc Tuấn  
20203778  
Đại học Bách Khoa Hà Nội  
Hà Nội, Việt Nam  
[tuan.ng203778@sis.hust.edu.vn](mailto:tuan.ng203778@sis.hust.edu.vn)

Hà Tuấn Minh  
20203506  
Đại học Bách Khoa Hà Nội  
Hà Nội, Việt Nam  
[minh.ht203506@sis.hust.edu.vn](mailto:minh.ht203506@sis.hust.edu.vn)

Đỗ Đình Đức  
20203365  
Đại học Bách Khoa Hà Nội  
Hà Nội, Việt Nam  
[duc.dd203365@sis.hust.edu.vn](mailto:duc.dd203365@sis.hust.edu.vn)

Vũ Hồng Anh  
20203662  
Đại học Bách Khoa Hà Nội  
Hà Nội, Việt Nam  
[anh.vh203662@sis.hust.edu.vn](mailto:anh.vh203662@sis.hust.edu.vn)

Mai Đức Vượng  
20203790  
Đại học Bách Khoa Hà Nội  
Hà Nội, Việt Nam  
[vuong.md203790@sis.hust.edu.vn](mailto:vuong.md203790@sis.hust.edu.vn)

**Tóm tắt nội dung**—Việc thiết kế các giao thức kiểm soát truy cập trung bình (MAC) vẫn đang là một lĩnh vực quan trọng được nghiên cứu nhiều do nó tác động cao đến hiệu suất tổng thể của truyền thông không dây. Phần lớn các hoạt động nghiên cứu trong lĩnh vực này xử lý các biến thể khác nhau của các giao thức dựa trên ALOHA. Các giao thức này hoạt động tốt trong điều kiện tải trọng thấp và số lượng thiết bị hoạt động đồng thời ít. Tuy nhiên, chúng bị tắc nghẽn khi tải trọng cao và số lượng thiết bị tăng lên. Bởi vì những điều đó, chúng tôi xác định một nhóm các thuật toán đơn giản dựa trên hàng đợi phân tán (DQ), có thể hoạt động với một số lượng không giới hạn các thiết bị. Những năm gần đây, dựa trên lý thuyết hàng đợi phân tán, nhiều nghiên cứu hướng tới việc tìm kiếm một giao thức đa truy cập cho một kênh quảng bá nhằm cung cấp hiệu suất tiệm cận hiệu suất của hàng đợi  $M / D / 1$  lý tưởng [5]. DQRAP (giao thức truy cập ngẫu nhiên sử dụng hàng đợi phân tán) cung cấp một hiệu suất tiệm cận với hiệu suất lý tưởng này. DQRAP yêu cầu kênh thời gian phải được chia thành nhiều khe, mỗi khe bao gồm một khe dữ liệu và  $m$  minislots điều khiển và mỗi trạm sử dụng hai hàng đợi phân tán. Một hàng đợi được gọi là hàng đợi truyền dữ liệu (TQ), được sử dụng để sắp xếp thứ tự truyền dữ liệu, hàng đợi khác là hàng đợi giải quyết xung đột (RQ), được sử dụng để giải quyết các va chạm và ngăn ngừa va chạm bởi những dữ liệu mới truyền đến. Giao thức bao gồm các quy tắc truyền tải dữ liệu, các quy tắc truyền tải yêu cầu và các quy tắc trật tự hàng đợi. Mô hình hóa và mô phỏng chỉ ra rằng DQRAP, sử dụng ít nhất 3 minislots, đạt được mức hiệu suất của một giao thức lập lịch giả định hoàn hảo (hệ thống hàng đợi  $M / D / 1$ ), liên quan đến thông lượng và độ trễ. DQRAP đã đạt được hiệu quả trong truyền vô tuyến gói, vệ tinh, cáp băng thông rộng, mạng di động thoại, WAN và mạng quang thụ động.[6]

**Index Terms**—Hàng đợi phân tán, Thuật toán chống xung đột mạng, Mạng hàng đợi

## I. GIỚI THIỆU

Các giao thức MAC dựa trên ALOHA hoặc CSMA hoạt động rất tốt khi số số lượng thiết bị hoạt động đồng thời thấp và tổng thể tải trọng lưu thông thấp. Tuy nhiên, chúng bị tắc nghẽn khi lưu lượng truy cập và số lượng thiết bị tăng lên. Thách thức bao gồm xử lý hiệu quả kết nối của một số lượng lớn thiết bị hoặc số lượng lớn các thiết bị yêu cầu thường xuyên kênh truy cập để truyền các gói dữ liệu nhỏ, ngay cả khi các lượt truy cập kênh này có thể tập trung trong khoảng thời gian ngắn. Một cách giải quyết điều này có thể bao gồm

việc triển khai các mạng truy cập với mật độ cao hơn, tức là sử dụng nhiều cells nhỏ hoặc điểm truy cập để tạo ra các mạng truy cập mật độ cao hơn và giảm bớt tranh chấp trong mỗi cell mạng. Giải pháp khả thi có thể được tìm thấy trong họ các giao thức dựa trên hàng đợi phân tán (DQ). Các giao thức DQ đã được nghiên cứu trong các trường hợp sử dụng mạng không dây khác nhau cho thấy rằng nó có thể đạt được hiệu suất tối đa của kênh (đạt được hiệu suất gần như tối ưu); chia sẻ các tài nguyên hiện có một cách công bằng, trong khi chấp nhận việc thực thi các chính sách về chất lượng dịch vụ (QoS). Đảm bảo hiệu suất tối đa độc lập với số lượng thiết bị tranh chấp và mẫu lưu lượng truy cập. Đảm bảo hiệu suất tối đa mà không cần ưu tiên về cấu hình hoặc thành phần của mạng.

Dựa trên lý thuyết hàng đợi phân tán DQ, chúng tôi giới thiệu một giao thức đa truy cập ngẫu nhiên mới ổn định, giao thức truy cập ngẫu nhiên sử dụng hàng đợi phân tán (DQRAP), sử dụng cho một kênh quảng bá được chia sẻ bởi số lượng không giới hạn các trạm phát sóng. DQRAP sử dụng các minislots để giải quyết xung đột và dự trữ các khe dữ liệu để truyền dữ liệu. Các thuật toán cây hiện tại sử dụng hàng đợi đơn hoạt động như một hàng đợi giải quyết xung đột [6]. Chúng tôi đạt được hiệu suất mong muốn bằng cách giới thiệu hàng đợi bổ sung - hàng đợi truyền dữ liệu, để lập lịch truyền dữ liệu song song với việc giải quyết xung đột do đó gần như loại bỏ xung đột trong các khe dữ liệu. DQRAP sử dụng ít nhất ba minislots, để đạt được mức hiệu suất tiệm cận với giao thức lập lịch giả định hoàn hảo (hệ thống  $M / D / 1$ ) về thông lượng và độ trễ. Các phần của bài báo được sắp xếp như sau: Phần II giới thiệu mô hình hệ thống, phần III mô tả nguyên lý hoạt động của DQ, Phần IV đưa ra kết quả mô phỏng và đánh giá về hiệu suất.

## II. MÔ HÌNH HÀNG ĐỢI PHÂN TÁN (DQ)

DQ đã được điều chỉnh cho phù hợp với các loại mạng truyền thông khác nhau. Kể từ khi thuật toán DQ đầu tiên được đề xuất, một số nghiên cứu đã chứng minh sự ổn định về hiệu suất và sự tối ưu về mặt sử dụng kênh, độ trễ truy cập và tiêu thụ năng lượng cho nhiều hệ thống. Tất cả những nghiên cứu này coi các thiết bị tạo ra các gói theo phân phối

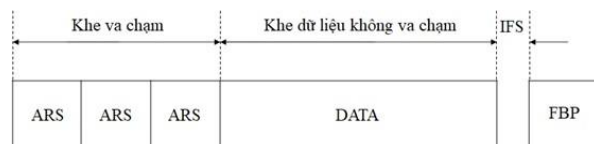
ngẫu nhiên Poisson và nghiên cứu hiệu suất trong trạng thái ổn định của giao thức. Dưới điều kiện đó, kết quả minh họa các tính năng chính của DQ, ta có thể tóm tắt như sau:

- DQ lý tưởng có thể xử lý đồng thời một số lượng không giới hạn các thiết bị trong một mạng chung với một điều phối viên mạng duy nhất.
- DQ không bị tắc nghẽn bất kể tải trọng lưu thông như thế nào.
- DQ cung cấp hiệu suất gần như tối ưu về mặt thông lượng và độ trễ.
- DQ loại bỏ xung đột gói dữ liệu và tránh thời gian đợi ngẫu nhiên (backoffs).
- DQ đạt được hiệu suất tối đa ổn định khi sử dụng ba khe yêu cầu truy cập bất kể tải trọng lưu thông.
- DQ hoạt động như một hệ thống truy cập ngẫu nhiên với tải trọng lưu thông nhẹ và tự động chuyển sang kế hoạch truy cập dựa trên đặt chỗ trước khi tải trọng lưu thông tăng lên, do đó thu được tốt nhất trong hai phương pháp; độ trễ thấp đối với tải thấp, hiệu suất ổn định và có thể mở rộng mạng lưới tải mật độ cao.
- DQ cho phép sử dụng gần như toàn bộ kênh một cách độc lập với số lượng thiết bị truyền tải và mẫu lưu thông. Điều này có thể đạt được mà không cần biết rõ về thành phần, cấu trúc liên kết và thành viên của mạng.

Hoạt động chi tiết của DQ để đạt được tất cả các tính năng này được trình bày trong các phần sau.

### A. TỔNG QUAN VỀ HÀNG ĐỢI PHÂN TÁN

DQ hoạt động trong mạng cấu trúc liên kết hình sao với một bộ điều phối và một số thiết bị. DQ cũng có thể hoạt động trong các mạng đặc biệt [1] bằng cách khai thác một kiến trúc master-slave động và có thể cấu hình lại. Hoạt động của DQ được phân tán hoàn toàn với ý nghĩa rằng điều phối viên không quyết định ai, khi nào và làm thế nào các thiết bị có thể truyền tải. Điều phối viên phụ trách truyền phát thông tin nhận thức mạng tối thiểu để các thiết bị có thể thực thi một cách phân tán các quy tắc của giao thức và tự quyết định thời điểm truyền. Tài nguyên truyền tải được chia thành hai phần không đồng đều; một phần nhỏ hơn được sử dụng để truyền thông tin điều khiển (các yêu cầu truy cập trong liên kết lên và thông tin phản hồi trong liên kết xuống) trong khi phần lớn hơn được sử dụng cho dữ liệu không có xung đột (ở đường lên hoặc đường xuống). Cấu trúc khung của DQ bao gồm ba phần được minh họa trong Hình 1: (i) m khe để giải quyết xung đột, (ii) một khe cho dữ liệu không có xung đột, và (iii) một khe để truyền thông tin phản hồi từ điều phối viên đến các thiết bị. Điều phối viên sẽ xử lý mọi khung hình và truyền một gói phản hồi tương ứng (FBP) với kết quả của các khe va chạm. Nó được đánh dấu rằng ba phần này của khung có thể được triển khai trong miền thời gian hoặc miền tần số. Tuy vậy, để dễ giải thích và không mất tính tổng quát, bài viết này sẽ xem xét một hệ thống song công phân chia thời gian (TDD) nơi các tài nguyên được sắp xếp tuần tự theo thời gian sử dụng một kênh tần số duy nhất (phụ). Ở phần tiếp theo, hoạt động của DQ được giải thích. Mô tả được chia thành hai



Hình 1. Cấu trúc khung DQ, bao gồm m khe để giải quyết tranh chấp (uplink), một khe để truyền dữ liệu không có xung đột (cho cả uplink và downlink), và một vị trí để phát thông tin phản hồi trong downlink bởi điều phối viên.

giai đoạn riêng biệt: hàng đợi giải quyết xung đột (CRQ) và hàng đợi truyền dữ liệu (DTQ).

### B. HÀNG ĐỢI GIẢI QUYẾT XUNG ĐỘT (CRQ)

Giai đoạn đầu tiên tương ứng với việc giải quyết tranh chấp, trong đó thuật toán tách cây được sử dụng để giải quyết xung đột trong nhóm; Hình 2.a mô tả một ví dụ của thuật toán tách cây, xem xét một ví dụ với 7 thiết bị và 3 khe tranh chấp. Trong khung đầu tiên, thiết bị chọn một vùng tranh chấp để yêu cầu quyền truy cập với ARS. Trong trường hợp có nhiều thiết bị chọn giống nhau, vùng tranh chấp tiếp theo sẽ được chỉ định vào nhóm các thiết bị va chạm. Độ dài của CRQ sau đó đại diện cho số lượng nhóm con của thiết bị đang chờ truyền lại một ARS. Các thiết bị phải tính toán độ dài của CRQ và vị trí trong đó. Để làm như vậy, FBP cung cấp trạng thái tranh chấp và độ dài CRQ. Thông tin phản hồi phải xem xét sự khác biệt của ba trạng thái cho mỗi vùng tranh chấp: trống, va chạm và thành công. Dựa trên thông tin phản hồi này, mỗi thiết bị tính toán đại diện CRQ của nó bằng hai số nguyên:

- Tính toán độ dài CRQ (bộ đếm RQ): Đây là quá trình tính toán số lượng các yêu cầu truy cập đang chờ giải quyết xung đột. Giá trị của bộ đếm RQ sẽ tăng lên một đơn vị mỗi khi có một va chạm xảy ra. Ở mỗi khung, bộ đếm RQ sẽ giảm đi một, để phản ánh việc một yêu cầu truy cập đã được xử lý. Bộ đếm RQ và trạng thái của m các vị trí tranh chấp được cập nhật bởi điều phối viên và thông tin này sẽ được báo hiệu trong Gói tin phản hồi (FBP).
- Tính toán vị trí thiết bị trong CRQ (bộ đếm pRQ): nếu thiết bị đang đợi trong CRQ, đầu tiên nó phải giảm bộ đếm pRQ của nó xuống một đơn vị ở mỗi khung. Trong trường hợp thiết bị đã cố gắng truy cập vào khung trước đó và va chạm, nó đặt bộ đếm pRQ trở vào RQ, tức là đến cuối của CRQ.

Các thiết bị chiếm vị trí đầu tiên trong CRQ sẽ truyền ARS mới trong khung tiếp theo, chọn lại một vị trí truy cập ngẫu nhiên khác. Kể từ độ dài của CRQ được giảm đi một đơn vị sau mỗi khung hình, các thiết bị chỉ cần nhận FBP trong những khung mà nó truyền ARS. Do đó, các thiết bị có thể chuyển sang chế độ ngủ trong những khung mà chúng không truyền các yêu cầu truy cập. Hình 2.b minh họa ví dụ về CRQ với 7 thiết bị (d1 đến d7) và 3 khe cấm tranh chấp. Ở khung 1, tất cả các thiết bị cạnh tranh: d1, d2, d3 và d4 xung đột ở vị trí 1; d5 thành công ở khe 2; và d6 và d7 va chạm trong khe 3. Do đó, d1, d2, d3 và d4 nhập vào vị trí đầu tiên của CRQ; d6 và d7 nhập ở vị trí thứ hai của CRQ; và d5 đi vào vị

trí đầu tiên DTQ. Tại khung 2, chỉ có d1, d2, d3 và d4 cạnh tranh (chúng ở vị trí đầu tiên của CRQ) và d5 truyền dữ liệu. d1 và d2 va chạm vào nhau trên khe 1, trong khi d3 và d4 va chạm vào khe 2. Cả hai nhóm vào cuối của CRQ lần lượt trên các vị trí 2 và 3. Ở khung 3, d6 và d7 tranh nhau; cả hai đều thành công và rời khỏi CRQ. Tại khung 4, d1 và d2 lại cạnh tranh và thành công. Cuối cùng, d3 và d4 thành công ở khung 5. Ở khung 6 đến 9, CRQ là trống rỗng, không có thiết bị nào cạnh tranh.

### C. HÀNG ĐỢI TRUYỀN DỮ LIỆU (DTQ)

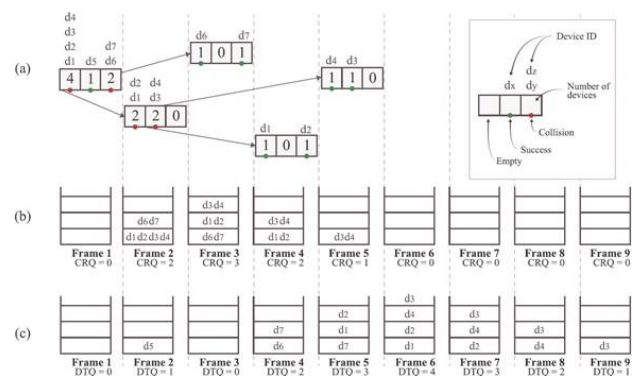
Sau khi tranh chấp được giải quyết và thiết bị đã nhận được phản hồi thành công, thiết bị được tổ chức thành hàng đợi truyền dữ liệu (DTQ). CRQ và DTQ các thủ tục hoạt động song song. Một thiết bị trước tiên phải thành công thoát khỏi CRQ để vào DTQ. Hành vi dưới đây mô tả DTQ khi quá trình truyền dữ liệu được thực hiện trên tài nguyên kích thước cố định, tức là không có sự cấp phát tài nguyên động và tất cả các lần truyền đều được cấp cho cùng một tài nguyên được xác định trước, được chia sẻ trên cơ sở thời gian. Thiết bị sử dụng hai bộ đếm để theo dõi DTQ:

- Tính toán độ dài DTQ (bộ đếm TQ): giá trị của bộ đếm được tăng lên một đơn vị cho mỗi trạng thái thành công được tính trong khung trước đó. Sau khi truyền một dữ liệu, bộ đếm bị giảm một đơn vị. Bộ đếm TQ được cập nhật bởi điều phối viên và được báo hiệu trong FBP.
- Tính toán vị trí thiết bị trong DTQ (bộ đếm pTQ): Khi một thiết bị đi vào DTQ, nó sẽ chỉ pTQ ở cuối hàng đợi, tương ứng với Giá trị TQ. Nếu thiết bị đang chờ trong DTQ, nó phải trước tiên giảm biểu diễn của bộ đếm pRQ bởi một đơn vị mỗi khung (khi xuất hiện mỗi truyền tải).

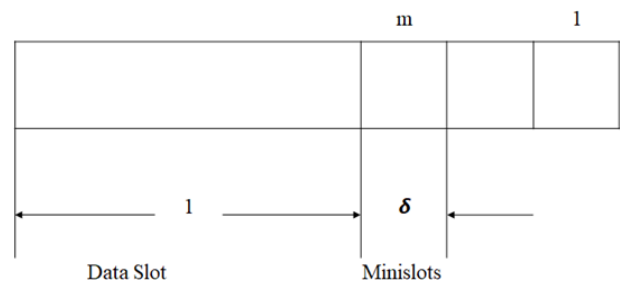
Thiết bị chiếm vị trí đầu tiên trong DTQ sẽ truyền một gói dữ liệu trong khung tiếp theo. Kể từ khi chiều dài của DTQ giảm đi một đơn vị sau mỗi khung, các thiết bị chỉ cần nhận FBP trong những khung nơi chúng truyền dữ liệu. Do đó, các thiết bị có thể chuyển sang chế độ ngủ trong những khung mà nó không truyền tải. Hình 2.c cho thấy ví dụ về DTQ với 7 thiết bị (d1 đến d7) và 3 khe tranh chấp. Ở khung 1, tất cả thiết bị cạnh tranh và không có thiết bị nào đang truyền. Ở khung 2, d5 truyền dữ liệu. Ở khung 3, không thiết bị nào có thể truyền dữ liệu do nội dung chưa được giải quyết. Tại khung 4, d6 truyền dữ liệu và d7 vẫn còn trong DTQ. Tại khung 5, d7 truyền dữ liệu; d1 và d2 nhập DTQ. Tại khung 6, d1 truyền dữ liệu, d2 còn lại trong DTQ; d4 và d3 nhập DTQ sau giải quyết các tranh chấp. Tại các khung 7, 8 và 9, d2, d4 và d3 truyền dữ liệu tương ứng.

### D. NGUYÊN LÝ HOẠT ĐỘNG CỦA GIAO THỨC TRUY CẬP NGẪU NHIÊN HÀNG ĐỢI PHÂN TÁN (DQRAP)

Như đã trình bày về mô hình DQ ở phần trước, hoạt động cơ bản của DQ như sau: ở đầu mỗi khung, những thiết bị có dữ liệu sẵn sàng được truyền và chưa gửi chuỗi yêu cầu truy cập (ARS) sẽ chọn ngẫu nhiên một trong số m khe giải quyết tranh chấp có sẵn để truyền ARS. Do đó, trạng thái của mỗi các khe truy cập từ quan điểm của điều phối viên có thể là: 1) trống (không nhận được ARS), 2) thành công (chỉ một ARS



Hình 2. Ví dụ về giao thức DQ với 7 thiết bị: (a) Thuật toán tách cây (b) Hành vi CRQ trên mỗi khung trong quá trình giải quyết tranh chấp (c) Hành vi DTQ trên mỗi khung trong quá trình truyền dữ liệu. Ba khe tranh có sẵn trong mỗi khung.



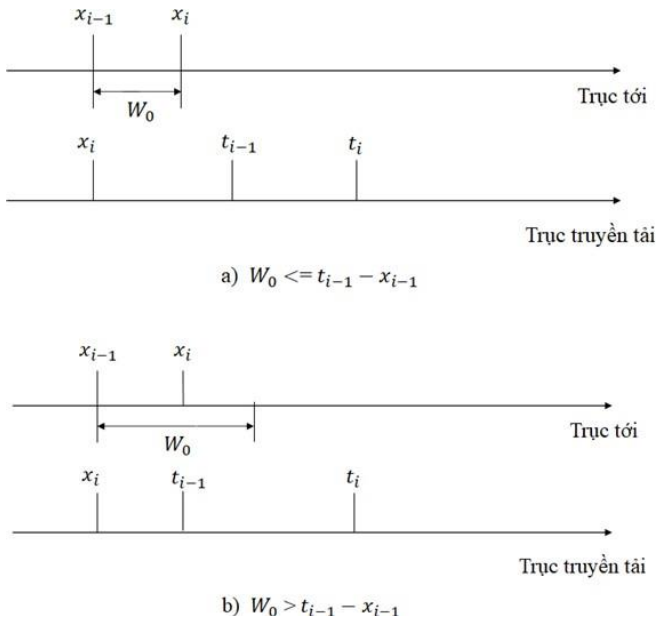
Hình 3. Cấu trúc khe của DQRAP

đã được giải mã), 3) và chạm (nhiều hơn một ARS đã được nhận nhưng không có cái nào được giải mã). Các điều phối viên phát thông tin này ở cuối mỗi khung trong FBP. Sau khi giải mã gói tin này, các thiết bị đã truyền một ARS tại khung trước đó thực thi các quy tắc giao thức DQ và quyết định tham gia vào một trong hai hàng đợi phân tán và logic sau: 1) Các thiết bị va chạm vào hàng đợi giải quyết tranh chấp (CRQ). Sau đó, một thuật toán tách cây được sử dụng để giải quyết các tranh chấp. 2) Các thiết bị thành công vào hàng đợi truyền tải dữ liệu (DTQ).

Trong trường hợp này, hàng đợi first-in first-out (FIFO) cho phép các thiết bị truyền dữ liệu trong khung tiếp theo sử dụng khe dữ liệu của khung DQ. Mỗi hàng đợi được biểu diễn tại mỗi thiết bị bằng hai số nguyên biểu thị: (i) độ dài của hàng đợi và (ii) vị trí của từng thiết bị trong hàng đợi. Độ dài của mỗi hàng đợi được điều phối viên cập nhật sau mỗi khung và phát sóng trong FBP.

Để có cái nhìn cụ thể hơn về nguyên lý hoạt động của DQ, chúng tôi khảo sát mô hình hoạt động của DQRAP là một trường hợp điển hình nhất của DQ. Chúng tôi xem xét một hệ thống liên lạc phục vụ một số lượng không giới hạn các trạm phát liên lạc thông qua đa truy cập và kênh quảng bá không tạp âm. Các trạm tạo ra các tin nhắn đơn lẻ có chiều dài cố định. Kênh được chia thành các khe có chiều dài cố định, mỗi khe bao gồm m khe điều khiển nhỏ (CMS) theo sau là một khe dữ liệu (DS) (Hình 3). Kích thước của một vùng dữ liệu





Hình 4. ETI và CRI

được giả định là có độ dài 1, bằng độ dài của bản tin được tạo bởi mỗi trạm. Mỗi CMS được giả định có độ dài là  $\delta$ . Kích thước của  $\delta$  là phụ thuộc vào thực tế nhưng  $\delta$  được giả định là nhỏ hơn nhiều so với vùng dữ liệu, tức là,  $\delta \ll 1$ . Chúng tôi lấy  $(1 + m\delta)$  làm thời gian kênh đơn vị (CU). Giả sử rằng thời gian tạo của các thông báo hình thành một quá trình điểm Poisson với cường độ  $\lambda$  thông báo trên một đơn vị thời gian.  $\lambda$  còn được gọi là tỷ lệ đầu vào. Một trạm có thể truyền một thông báo trong khe dữ liệu hoặc một yêu cầu trong một trong các khe điều khiển. Tất cả các trạm có thể đồng bộ hóa trên cả ranh giới khe dữ liệu và minislots, tất cả các trạm có thể phát hiện thông tin phản hồi bậc ba cho mỗi minislot và khe dữ liệu từ kênh ngay sau khi truyền. Các thuật toán giải quyết va chạm có thể được sửa đổi để điều chỉnh việc phản hồi trễ [4]. Nguyên tắc cơ bản của thuật toán xử lý cây va chạm là giải quyết một va chạm ban đầu trước khi thử một va chạm khác. Một thủ thuật trong giao thức cây dựa trên cửa sổ là truyền "tách rời". Chúng tôi diễn đạt lại nó như sau. Ta có  $t_i - 1$  đại diện cho thời điểm trong quá trình truyền trực mà tại đó tất cả các thông báo đến trước thời điểm  $x_{i-1}$  trong trục đến đã giải quyết thành công xung đột của chúng (Hình 2). Khoảng  $(x_{i-1}, t_{i-1})$  được gọi là khoảng chờ. Khoảng thời gian  $(x_{i-1}, x_i)$  được gọi là khoảng thời gian truyền cho phép (ETI), được xác định từ công thức sau:

$$x_i = x_{i-1} + \min(w_0, t_{i-1} - x_{i-1}) \quad (1)$$

Trong đó  $W_0$  được gọi là kích thước cửa sổ mặc định được tối ưu hóa bởi các yêu cầu về hiệu suất. Nếu chiều dài của một khoảng thời gian chờ lớn hơn kích thước cửa sổ mặc định, ETI là một phần của khoảng thời gian chờ (xem Hình 2 (a)), nếu không thì ETI bằng cửa sổ chờ (xem Hình 2 (b)).

Trong DQRAP, việc giải quyết xung đột dựa trên ETI. Chỉ sau khi tất cả các thông báo trong ETI hiện tại đã được giải quyết thành công xung đột của nó, ETI tiếp theo có thể được bắt đầu. Nếu ngay lập tức có tất cả các tin nhắn trong ETI  $(x_{i-1}, x_i)$  đã giải quyết thành công các xung đột của chúng, khoảng thời gian  $(t_{i-1}, t_i)$  được gọi là khoảng giải quyết tranh chấp (CRI) tương ứng với ETI  $(x_{i-1}, x_i)$ . Trong DQRAP, hai hàng đợi phân phối được duy trì bởi mỗi trạm: hàng đợi truyền dữ liệu, hay đơn giản là TQ và hàng đợi giải quyết xung đột, hoặc chỉ đơn giản là RQ.  $|TQ(t)|$  và  $|RQ(t)|$  đại diện cho độ dài hàng đợi của TQ và RQ tại thời điểm  $t$  tương ứng. Thuật ngữ "truyền một yêu cầu" có thể liên quan đến việc một trạm trong mạng truyền thông gửi một yêu cầu để truy cập vào mạng, và sau đó truyền một tín hiệu yêu cầu trong một "minislot" (một khoảng thời gian ngắn trong khuôn mẫu). Gọi  $F_j$ ,  $j = 1, 2, \dots, m$ , biểu thị phản hồi từ minislot thứ  $j$ .  $F_j$  thuộc tập hợp E, S, C, trong đó E biểu thị một minislot trống, S biểu thị sự hiện diện của một tín hiệu yêu cầu trong một minislot, và C biểu thị sự hiện diện của hai hoặc nhiều tín hiệu yêu cầu được truyền trong một minislot duy nhất. Giao thức bao gồm ba phần: quy tắc truyền dữ liệu (DTR), quy tắc truyền yêu cầu (RTR) và quy tắc kỷ luật hàng đợi (QDR). Kỷ luật lên lịch FCFS (đến trước được lập trước) được sử dụng cho cả TQ và RQ nhưng các nguyên tắc lập lịch trình khác có thể được sử dụng. Về cơ bản, DTR, RTR và QDR trả lời các câu hỏi: (1) ai có thể truyền dữ liệu và khi nào? (2) ai có thể truyền yêu cầu và khi nào? và (3) làm thế nào để phản hồi kênh ảnh hưởng đến hàng đợi? Quy tắc truyền dữ liệu (DTR)

- Nếu  $|TQ(t)| = 0$  và  $|RQ(t)| = 0$  thì các trạm có tín nhắn đã đến trong ETI hiện tại truyền thông điệp trong khe dữ liệu tại  $(t)$ .
- Nếu  $(|TQ(t)| > 0)$  thì trạm sở hữu mục nhập đầu tiên trong TQ truyền thông điệp của nó trong vùng dữ liệu tại  $(t)$ .

Quy tắc truyền yêu cầu (RTR)

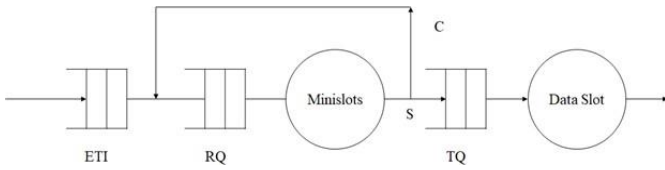
- Nếu  $(|RQ(t)| = 0)$  thì các đài có thông báo có đến ETI truyền yêu cầu hiện tại tại  $(t)$ .
- Nếu  $|RQ(t)| > 0$  thì các đài "sở hữu" mục nhập đầu tiên RQ truyền yêu cầu tại  $(t)$ .

Quy tắc kỷ luật hàng đợi (QDR).

Tại thời điểm  $(t)$ , sử dụng phản hồi khe dữ liệu hoặc minislots:

- Mỗi trạm tăng lên  $|TQ(t)|$  cho mỗi  $(F_j$  ( $j = 1, \dots, m$ ) = S).
- Mỗi trạm giảm  $|TQ(t)|$  bởi một đơn vị tại  $(t)$  để hoàn thành việc bắt đầu truyền thông điệp tại  $(t-1)$ .
- Nếu  $|RQ(t)| = 0$  mỗi trạm tăng  $|RQ(t)|$  bởi  $n$  trong đó  $n$  là số lần va chạm C tính bằng  $F_j$ ,  $j = 1, \dots, m$ .
- Nếu  $|RQ(t)| > 0$  mỗi trạm điều chỉnh  $|RQ(t)|$  bởi  $(n-1)$  trong đó  $n$  là số va chạm, C, tính bằng  $F_j$ ,  $j = 1, \dots, m$ .
- Các trạm truyền yêu cầu thành công hoặc yêu cầu xung đột biết vị trí của chúng trong TQ hoặc RQ và điều chỉnh con trỏ của tới TQ hoặc RQ tương ứng.

Sử dụng các quy tắc được trình bày ở trên DQRAP có thể được mô tả bằng thuật toán sau: Đặt  $(t) = 0$ ,  $|TQ(t)| = 0$  và  $|RQ(t)| = 0$ ;



Hình 5. Mô hình hóa giao thức DQRAP

While (TRUE)

- (1)  $t = t + 1$ ;
- (2) Truyền dữ liệu tuân theo DTR;
- (3) Truyền (các) yêu cầu tuân theo RTR;
- (4) Tất cả các trạm đều sửa đổi bộ đếm TQ và RQ của chúng và con trỏ của chúng tới TQ hoặc RQ theo QDR.

DTR (1) rất quan trọng vì nó duy trì chức năng truy cập tức thì của giao tiếp đa truy cập ngẫu nhiên và phân biệt DQRAP với các giao thức khác. Người ta nhấn mạnh rằng DTR (1) có thể cho phép xảy ra xung đột trong vùng dữ liệu, nhưng không có DTR (1) vùng dữ liệu sẽ trống. DTR (1) cải thiện các đặc tính trễ của giao thức, đặc biệt là khi tỷ lệ đầu vào thấp. Thuật toán để giải quyết tranh chấp hàng đợi trong DQRAP tương tự như thuật toán phân hồi đa bit (MFA) được báo cáo bởi Huang và Berger. Tuy nhiên, thay vì sử dụng phân hồi nhị phân và đa bit, phân hồi bậc 3 và các minislot đã sử dụng.

### III. PHÂN TÍCH HIỆU NĂNG VÀ KẾT QUẢ MÔ PHỎNG

DQRAP có thể được mô hình hóa như một hệ thống hàng đợi bao gồm hai hệ thống con: (1) một hệ thống con giải quyết tranh chấp hàng đợi (QCR), và (2) hệ thống con truyền dữ liệu (DT) [Hình. 4]. Mô hình này được sử dụng để đánh giá thông lượng của DQRAP. DTR (1) không được xem xét vì nó không ảnh hưởng đến hệ thống thông lượng như đã chỉ ra trước đây. Các máy chủ của hệ thống con OCR là các minislots. Hệ thống con QCR có thể được đánh giá sử dụng lý thuyết chuỗi Markov. Hệ thống con DT có thể được mô hình hóa như một hàng đợi G/D/1, máy chủ là vùng chứa dữ liệu, thời gian phục vụ là một khe cho mỗi tin nhắn.

#### A. CHIỀU DÀI CRI

Việc phân tích các hệ thống con trước tiên yêu cầu tính toán độ dài dự kiến của CRI là  $L_n$ , được xác định là khoảng thời gian bắt đầu với khoảng thời gian chứa tranh chấp hàng đợi ban đầu (nếu có) và kết thúc bằng khe mà tranh chấp hàng đợi ban đầu được giải quyết.  $n$  đại diện cho số lượng trạm tham gia vào tranh chấp hàng đợi ban đầu và được gọi là bội số của CRI trong tài liệu về thuật toán giải quyết tranh chấp. Việc truyền thành công được định nghĩa là xung đột của tính bội số 1 và khi ETI trống được định nghĩa là xung đột của tính bội số 0. Ta có công thức tính  $L_n$  sau: Gọi  $L_n$  là độ dài kỳ vọng của CRI với bội số  $n$ , ta có:

$$L_0 = L_1 = 1 \quad (2)$$

$$L_2 = \frac{m}{m-1} \quad (3)$$

Và

$$L_n = \frac{1 + \frac{\sum_{k=2}^{n-1} (m-1)^{n-k} L_k}{m^{n-1}}}{1 - \frac{1}{m^{n-1}}} \quad (4)$$

Ở đây  $m$  là số lượng minislots được chọn theo các yêu cầu hiệu suất. Bằng chứng của công thức (1), (2) và (3) có thể được tìm thấy trong phần Phụ lục. Bảng 1 chứa các giá trị của  $L_n$  thu được từ các công thức (1), (2), và (3) với các giá trị khác nhau của  $m$ . Từ Bảng 1 chúng tôi có thể thấy rằng khi  $m \geq 3$  thì  $L_n < n$  với  $n > 1$ . Điều này có nghĩa là sự va chạm của bội số  $n$  có thể được giải quyết trong ít hơn  $n$  khe, đó là thời gian để truyền  $n$  thông điệp. Do đó, tốc độ giải quyết tranh chấp nhanh hơn tốc độ truyền dữ liệu, một điều kết quả rất quan trọng.

#### B. ĐIỀU KIỆN ỔN ĐỊNH CỦA DQRAP

DQRAP ổn định khi và chỉ khi cả hệ thống con QCR và hệ thống con DT ổn định. Điều kiện ổn định của hệ thống con QCR có thể được xác định bằng cách sử dụng lý thuyết chuỗi Markov. Có một kết quả tiêu chuẩn cho thuật toán cây dựa trên cửa sổ trong tài liệu thuật toán cây. Đó là, tốc độ đầu vào ổn định tối đa hoặc thông lượng có thể được xác định bằng các công thức sau [2] [3] :

$$C = \sup \frac{\mu}{\sum_{n=0}^{\infty} \frac{(\mu^n/n!)}{(L_n)^n} e^{-\mu}} \quad (5)$$

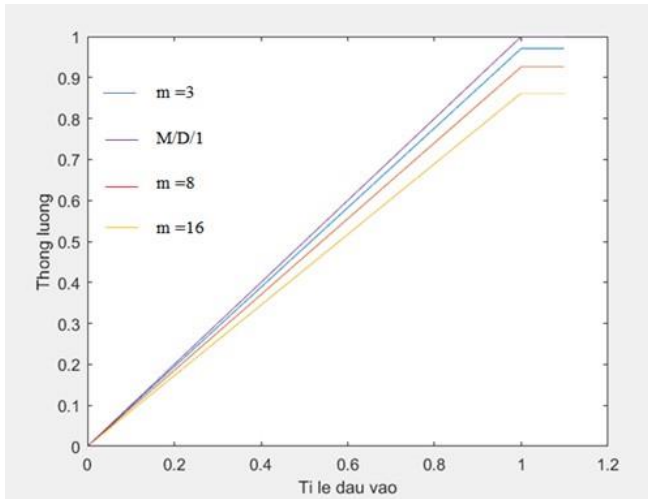
Trong đó  $\mu = \lambda W_0$ . Hệ thống con QCR ổn định ngay cả khi tỷ lệ đầu vào lớn hơn 1. Tiếp theo hãy xem xét hệ thống con DT. Các Hệ thống con DT nói chung có thể được mô hình hóa như một hàng đợi G/D/1. Mặc dù hệ thống con QCR có thể ổn định với tốc độ đầu vào lớn hơn 1, G/D/1 chỉ ổn định khi tốc độ đầu vào nhỏ hơn 1. Do đó DQRAP ổn định khi cường độ lưu thông nhỏ hơn 1. Hệ thống con QCR có thể giải quyết các va chạm nhanh hơn tốc độ của việc truyền dữ liệu do đó đảm bảo rằng hệ thống con QCR sẽ không chặn lưu lượng đầu vào của toàn hệ thống.

#### C. HIỆU SUẤT CỦA DQRAP

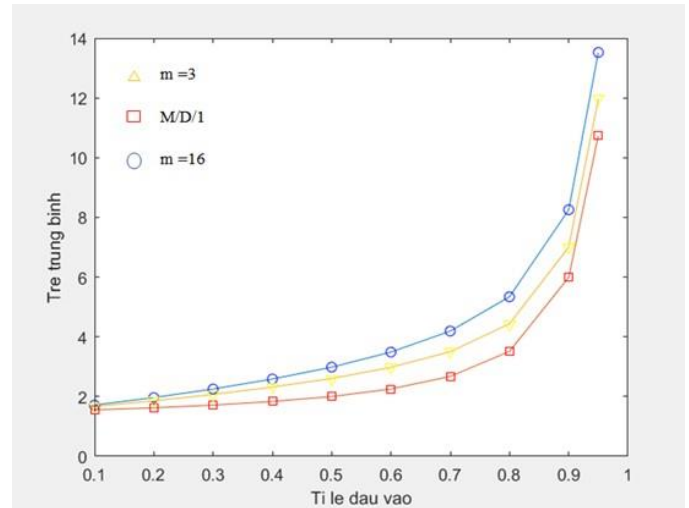
Hiệu suất của DQRAP được xác định bởi hệ thống con QCR và hệ thống con DT. Hệ thống con QCR không ảnh hưởng đến quá trình truyền dữ liệu và ổn định ngay cả khi cường độ lưu thông lớn hơn 1 nếu sử dụng ba hoặc nhiều minislot hơn. Như vậy vì hệ thống con QCR không chặn lưu lượng vào toàn bộ hệ thống, thông lượng hệ thống hoàn toàn được xác định bởi hệ thống con DT, tức là DQRAP có thể đạt được mức thông lượng lý thuyết tối đa nếu ba hoặc nhiều khe nhỏ được sử dụng. Khi bao gồm chi phí minislot, thông lượng thực tế (hoặc sử dụng) mà có thể đạt được là:

$$U = \frac{\min(\lambda, 1)}{1 + m\delta} \quad (6)$$

Hình 5 cho thấy thông lượng của DQRAP như một chức năng của tỷ lệ đầu vào và số lượng khe nhỏ với chi phí bằng 0,01. Hình 6 cho thấy mối quan hệ của thông lượng và số lượng khe nhỏ. Rõ ràng là thông lượng thực tế cao yêu cầu rằng số lượng các khe nhỏ được chọn phải càng nhỏ càng tốt.



Hình 6. Thông lượng theo tỉ lệ đầu vào của DQRAP và hệ thống M/D/1



Hình 7. Trễ trung bình theo tỷ lệ đầu vào của DQRAP và hệ thống M/D/1

Đánh giá cho thấy rằng với ít nhất ba minislots, DQRAP đạt được thông lượng lý thuyết tối đa.

#### IV. MỘT SỐ KẾT QUẢ MÔ PHỎNG

Các mô phỏng dựa trên thuật toán được mô tả đã được thực hiện. Các mô phỏng cho thấy rằng DQRAP thể hiện sự ổn định hệ thống tốt, tất cả các thông điệp được truyền với một giới hạn độ trễ đối với tất cả các tỷ lệ đầu vào nhỏ hơn hoặc bằng 0,99. Giới hạn hiệu suất của tất cả các giao thức truy cập ngẫu nhiên cho một kênh phát sóng có rãnh được chia sẻ bởi số lượng không giới hạn nguồn Poisson là hiệu suất của một giao thức lập lịch giả định hoàn hảo, tức là hệ thống  $M/D/1$ . Do đó, hiệu suất của DQRAP được thể hiện tốt nhất bằng cách so sánh với hệ thống  $M/D/1$ . Hình 7 hiển thị tỷ lệ của thông lượng truy cập đầu tiên, được định nghĩa là tỷ lệ tin nhắn được truyền thành công trong vùng đầu tiên với thông lượng hệ thống của DQRAP, như một hàm của tỷ lệ đầu vào, sử dụng ba khe nhỏ so với hệ thống  $M/D/1$ . Bảng 3 chứa độ trễ trung bình và độ lệch tương ứng của DQRAP (ba khe nhỏ được sử dụng) so với hệ thống  $M/D/1$ . Bảng 3 cho thấy độ trễ trung bình của DQRAP rất gần với độ trễ trung bình của hệ thống  $M/D/1$  và độ trễ trung bình giữa hệ thống  $M/D/1$  và DQRAP ít hơn ba khe khi tốc độ đầu vào nhỏ hơn 0,95. Bảng 4 liệt kê độ trễ và độ lệch trung bình được mô phỏng của DQRAP với số lượng nhỏ khác nhau. Hình 8 mô phỏng đồ thị kết quả cho thấy độ trễ trung bình của DQRAP cùng với của một hệ thống  $M/D/1$ . Bảng 4 cho thấy việc tăng số lượng các khe nhỏ không ảnh hưởng đến thông lượng lý thuyết tối đa và mặc dù độ trễ trung bình bị ảnh hưởng bởi số lượng minislots, thực tế, số lượng minislots không được lớn hơn bốn. Cuối cùng chúng tôi so sánh DQRAP với các giao thức cây tốt nhất sử dụng các minislots, cụ thể là các giao thức truy cập ngẫu nhiên đến đã được thông báo (AARA). Để đạt được một thông lượng tiếp cận lý thuyết, một giao thức cây đến đã được thông báo yêu cầu vô số minislots, nhưng DQRAP yêu cầu ít nhất là ba minislots. Sử dụng ba minislots các giao thức cây đến đã được thông báo đạt được thông lượng

là 0,853. DQRAP cung cấp hiệu suất tốt hơn các giao thức cây tốt nhất đã được công bố.

#### V. KẾT LUẬN

DQRAP là một phương pháp kiểm soát truy cập trung bình có thể cung cấp hiệu suất liên quan đến thông lượng và độ trễ tiếp cận với một giao thức lập lịch hoàn hảo. DQRAP ổn định ở tất cả các tỷ lệ đầu vào nhỏ hơn 1 khi ba hoặc nhiều hơn các khe nhỏ được sử dụng. Phiên bản hiện tại của DQRAP yêu cầu các trạm phải theo dõi phản hồi kênh liên tục, ngay cả khi không hoạt động. Yêu cầu này bị loại bỏ trong giao thức DQRAP truy cập miễn phí [6]. Các vấn đề khác vẫn phải được giải quyết bao gồm (1) tính mạnh mẽ của DQRAP, (2) khả năng áp dụng cho các mô hình kênh khác nhau. DQRAP có thể được thực hiện bằng cách khắc phục các sự cố thông thường người phục vụ với bất kỳ phương pháp kiểm soát truy cập phương tiện nào. Thách thức chủ yếu là thu được phản hồi bậc ba nhưng có vẻ như đây là khả thi trong việc truyền tín hiệu bằng thông rộng qua đồng, sợi quang, không khí và với tín hiệu băng tần cơ sở trên đồng và sợi quang. Tuy nhiên, những nghiên cứu tiếp theo chỉ ra rằng DQRAP có thể được sử dụng trong khu vực đô thị, vô tuyến gói, di động kỹ thuật số, mạng quang thụ động, diện rộng và vệ tinh cũng như môi trường cấp băng thông rộng mục tiêu nguyên thủy. Tuy nhiên, các giao thức dựa trên DQ nói chung và DQRAP nói riêng cần phải được nghiên cứu làm việc thêm để biến DQ thành một công nghệ đã được chứng minh trên lý thuyết để nó có thể được sử dụng trong các mạng thực tế. Công việc chính trong tương lai là tiếp tục phát triển công nghệ này để triển khai nó trong các mạng thực tế nhằm góp phần xây dựng một hệ thống IOT hoành chinh. [7]

#### PHỤ LỤC

Các từ viết tắt trong bài báo này có cùng định nghĩa với các từ được tóm tắt trong bảng:

Từ viết tắt	Từ đầy đủ
DQRAP	Distributed Queue Random Access Protocol
ARS	Access Request Sequence
CDMA	Code Division Multiple Access
CRQ	Contention Resolution Queue
CSMA	Carrier Sensing Multiple Access
CSMA/CA	Carrier Sensing Multiple Access with Collision Avoidance
CTS	Clear - to - send
DQ	Distributed Queueing
DTQ	Data Transmission Queue
FBP	Feedback Packet
GTS	Guaranteed Time Slot
HTC	Human-Type Communications
MAC	Medium Access Control
QoS	Quality of Service

## TÀI LIỆU

- [1] C. Bordenave, D. McDonald, and A. Proutiere. Performance of random multi-access algorithms, an asymptotic approach. In Proceedings of ACM Sigmetrics, June 2008.
- [2] L. Jiang and J. Walrand. Convergence analysis of a distributed CSMA algorithm for maximal throughput in a general class of networks. Technical Report, UC Berkeley, December 2008.
- [3] Wenxin Xu and Graham Campbell, “A Distributed Queueing Random Access Protocol for a Broadcast Channel” in ACM SIGCOMM Computer Communication Review (1993) 23(4) 270-278.
- [4] Xuan Manh T. and Van Lam M., “Tìm hiểu hoạt động của cơ chế chống xung đột tín hiệu bằng thuật toán hàng đợi phân tán Distributed Queue,” unpublished.
- [5] Wenxin Xu, Distributed queueing random access protocols for a broadcast channel. Technical Book, Illinois Institute of Technology, 1990.
- [6] Wenxin Xu and Graham Campbell. 1993. A distributed queueing random access protocol for a broadcast channel. SIGCOMM Comput. Commun. Rev. 23, 4 (Oct. 1993), 270–278. <https://doi.org/10.1145/167954.166263>
- [7] Francisco Vazquez Gallego and Jesus Alonso . {Energy performance of distributed queueing access in Machine-to-Machine networks with idle-to-saturation transitions. Workshops Proceedings of the Global Communications Conference(GLOBECOM),2013,867 – 872. <https://doi.org/10.1109/GLOCOMW.2013.6825098>