

**ĐẠI HỌC QUỐC GIA HÀ NỘI
TRƯỜNG ĐẠI HỌC CÔNG NGHỆ**

NGUYỄN THỊ TUYẾT TRINH

**KIẾN TRÚC CHƯƠNG TRÌNH ĐẢM BẢO YÊU CẦU
CHẤT LƯỢNG DỊCH VỤ TRONG MẠNG WIMAX**

Ngành: Công nghệ Điện tử - Viễn thông

Chuyên ngành: Kỹ thuật điện tử

Mã số: 60 52 70

LUẬN VĂN THẠC SỸ

NGƯỜI HƯỚNG DẪN KHOA HỌC: TS. TRỊNH ANH VŨ

Hà Nội, 2011

LỜI CAM ĐOAN

Tôi xin cam đoan luận văn là kết quả của riêng tôi, dưới sự hướng dẫn của TS Trịnh Anh Vũ, không sao chép của ai. Nội dung luận văn có tham khảo và sử dụng các tài liệu thông tin được đăng tải trên các tác phẩm, tạp chí và các trang Web theo danh mục tài liệu tham khảo của luận văn.

Tác giả luận văn

Nguyễn Thị Tuyết Trinh

LỜI CẢM ƠN

Tôi sẽ không thể hoàn thành luận văn của mình nếu không có sự khích lệ cũng như giúp đỡ từ các thầy cô giáo, gia đình và bạn bè.

Đầu tiên, tôi muốn gửi lời cảm ơn chân thành tới thầy hướng dẫn của tôi, Tiến sỹ Trịnh Anh Vũ – Bộ môn Thông Tin Vô Tuyến – Khoa Công Nghệ - Trường đại học Công Nghệ, người đã tận tình hướng dẫn tôi trong suốt quá trình thực hiện luận văn này.

Tôi cũng muốn đặc biệt gửi lời cảm ơn tới những giáo viên Trường đại học Công Nghệ đã chỉ dạy tôi để đạt được kết quả ngày hôm nay.

Tôi cảm ơn bạn bè mình, những người luôn luôn sẵn sàng hỗ trợ tôi.

Và cuối cùng, từ đáy lòng mình, tôi rất cảm ơn gia đình tôi, chồng tôi đã luôn luôn động viên, hỗ trợ tôi hoàn thành việc học của mình. Họ chính là nguồn động viên vô tận trong cuộc đời tôi.

MỤC LỤC

MỞ ĐẦU	1
Chương 1 – Giới thiệu chung về mô hình WiMAX và chiến lược phân bổ tài nguyên	2
1.1. Cấu trúc lớp vật lý của hệ thống WiMAX.....	2
1.1.1. Đặc điểm.....	2
1.1.2. IFFT.....	2
1.1.3. Cấu trúc symbol OFDM.....	3
1.2. Lớp MAC trong WiMAX.....	5
1.2.1. Cấu trúc slot và khung.....	5
1.2.2. Lập lịch lớp MAC.....	7
Chương 2 – Kỹ thuật đa truy cập	12
2.1. Phân loại những giao thức đa truy cập	12
2.1.1. Giao thức đa truy cập không tranh chấp (lập lịch)	13
2.1.2. Giao thức đa truy cập tranh chấp (ngẫu nhiên)	14
2.2. Giao thức ALOHA	14
2.2.1. ALOHA nguyên thủy (Pure ALOHA hay p-ALOHA).....	14
2.2.2. ALOHA phân khe (Slotted ALOHA hay s-ALOHA).....	16
2.3. Mô phỏng máy tính.....	18
2.3.1. Mô hình hóa hệ thống thông tin gói.....	18
2.3.2. Cấu hình mô phỏng cơ bản.....	20
2.4. Mô phỏng thuật toán ALOHA.....	21
2.4.1. Chương trình và kết quả mô phỏng thuật toán p-ALOHA.....	21
2.4.2. Chương trình và kết quả mô phỏng thuật toán s-ALOHA.....	23
Chương 3 – Logic mờ và điều khiển tiếp nhận trong WiMAX	26
3.1. Logic mờ.....	26
3.1.1. Giới thiệu.....	26
3.1.2. Phép toán trong tập mờ.....	27
3.1.3. Quy tắc mờ.....	27
3.1.4. Điều khiển logic mờ.....	28
3.2. Mô hình hệ thống WiMAX	29

3.3.	Cấp phát tài nguyên trong WiMAX và điều khiển quản lý	31
3.3.1.	<i>Nguồn lưu lượng và ma trận xác suất đến.</i>	31
3.3.2.	<i>Sự truyền trong những kênh con</i>	32
3.3.3.	<i>Không gian trạng thái và Ma trận chuyển tiếp.</i>	33
3.3.4.	<i>Phép đo QoS.</i>	35
3.3.5.	<i>Áp dụng điều khiển logic mờ cho điều khiển tiếp nhận</i>	36
Chương 4 - Mô hình hệ thống OFDM và vấn đề lập lịch trong WiMAX		39
4.1.	Mô hình hệ thống OFDM	40
4.1.1.	<i>Lập lịch lựa chọn tần số và phân tập tần số</i>	40
4.1.2.	<i>Khái niệm khe trong lớp vật lý</i>	40
4.1.3.	<i>Chỉ thị chất lượng kênh truyền</i>	40
4.1.4.	<i>Lớp dịch vụ UGS và rtPS</i>	41
4.2.	Cấp phát tần số và thời gian theo yêu cầu QoS	41
4.2.1.	<i>Điều kiện kênh truyền đồng nhất</i>	43
4.2.2.	<i>Lựa chọn T</i>	43
4.2.3.	<i>Kết quả cứng</i>	44
4.2.4.	<i>Thuật toán xấp xỉ đầu vào phụ thuộc cho LP(1)</i>	45
4.2.5.	<i>Phương pháp thực nghiệm dựa trên luồng tương tranh cực đại</i>	46
4.3.	Cấp phát kênh phối hợp với công suất	48
4.3.1.	<i>Phân tích thông lượng trong trạng thái SINR cao</i>	51
4.3.2.	<i>Phân tích thông lượng trong trạng thái SINR thấp</i>	54
4.4.	Mô phỏng thuật toán Heuristic cho cấp phát tài nguyên trong WiMAX	55
4.4.1.	<i>Thuật toán Heuristic</i>	55
4.4.2.	<i>Một số bài toán thường gặp</i>	55
4.4.3.	<i>Mô phỏng cho bài toán lập lịch dùng thuật toán Heuristic</i>	57
4.4.4.	<i>Kịch bản và kết quả mô phỏng</i>	59
KẾT LUẬN		63
TÀI LIỆU THAM KHẢO		64
PHỤ LỤC		65

DANH MỤC HÌNH VẼ

Hình 1. 1 Cấu trúc symbol trong miền tần số.....	4
Hình 1. 2 Cấu trúc symbol trong miền thời gian.....	4
Hình 1. 3 Biểu diễn của nguồn thời gian và nguồn tần số.....	5
Hình 1. 4 Cấu trúc khung TDD	6
Hình 1. 5 Cấu trúc khung ví dụ của hệ thống R-MAC.....	8
Hình 1. 6 Mô hình hàng đợi và bộ điều khiển logic mờ.....	10
Hình 2.1 (a) TDMA và (b) FDMA.....	13
Hình 2.2 ALOHA nguyên thủy (p-ALOHA)	15
Hình 2.3 Sự xung đột giữa những gói tin trong hệ thống p-ALOHA	15
Hình 2.4 s-ALOHA	16
Hình 2.5 Tranh chấp gói trong hệ thống s-ALOHA.....	17
Hình 2.6 Xung đột giữa những gói tin truyền đi	18
Hình 2.7 Cấu hình mô phỏng máy tính có bản.....	20
Hình 2.8 Lưu lượng yêu cầu và thông lượng của p-ALOHA	22
Hình 2.9 Lưu lượng yêu cầu và thời gian trễ trung bình của p-ALOHA	23
Hình 2.10 Lưu lượng yêu cầu và thông lượng của s-ALOHA.....	24
Hình 2.11: Lưu lượng yêu cầu và trễ trung bình của s-ALOHA.....	24
Hình 3. 1 Phép toán trên tập mờ.....	27
Hình 3. 2 Quá trình mờ, cơ cấu suy luận và giải mờ.....	28
Hình 3. 3 Cấu trúc khung của IEEE 802.16 với chế độ TDD-OFDMA	30
Hình 3. 4 Sơ đồ khối của bộ kiểm soát nhận logic mờ.....	37
Hình 4. 1 Cấu trúc khung trong hệ thống vô tuyến	39
Hình 4. 2 Lập công thức luồng tương tranh	48
Hình 4. 3 Một polymatching: Hình vẽ chỉ ra một polymatching giá trị cho bốn người dùng và sáu kênh truyền (Chú ý rằng: Polymatching này được biểu diễn bởi các đường in đậm)	50

Hình 4. 4 Biểu đồ cấu trúc của G	53
Hình 4. 5: Lưu đồ mô phỏng thuật toán Heuristic cho cấp phát tài nguyên mạng.....	58
Hình 4. 6 Thông lượng hệ thống với yêu cầu QoS 20.....	60
Hình 4. 7 Thông lượng hệ thống với yêu cầu QoS 40.....	61
Hình 4. 8 Thông lượng hệ thống với yêu cầu QoS 10 và 60.....	61
Hình 4. 9 Thông lượng hệ thống với yêu cầu QoS 5, 10, 40 và 60.....	62

BẢNG CHỮ VIẾT TẮT

Ký hiệu	Từ viết tắt	Nghĩa
3G	Third Generation	Thế hệ thứ ba
AMC	Adaptive Modulation and Coding	Mã hóa và điều chế thích nghi
BPSK	Binary Phase Shift Keying	Khoá dịch pha nhị phân
BS	Base Station	Trạm gốc
CDMA	Code Division Multiple Access	Đa truy nhập phân chia theo mã
DL	Downlink	Đường xuống
FCH	Frame Control Header	Tiêu đề điều khiển khung
FDD	Frequency Division Duplexing	Song công phân chia theo tần số
FFT	Fast Fourier Transform	Biến đổi Fourier nhanh
FUSC	Fully Used Subchannelization	Phân kênh con sử dụng toàn phần
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers	Viện kỹ thuật điện và điện tử
IFFT	Inverse Fast Fourier Transform	Biến đổi Fourier nhanh ngược
MAC	Media Access Control	Điều khiển truy cập môi trường
MMPP	Markov Modulated Poisson Process	Quá trình Poisson điều chế bởi Markov
MS	Mobile Station	Trạm di động
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing	Đa phân chia theo tần số trực giao
OFDMA	Orthogonal Frequency Division Multiple Access	Đa truy nhập phân chia theo tần số trực giao
PDU	Packet Data Unit	Đơn vị dữ liệu gói
PUSC	Partially Used Subchannelization	Phân kênh con sử dụng một phần
QoS	Quality of Service	Chất lượng dịch vụ
QAM	Quadrature Amplitude Modulation	Điều chế biên độ cầu phương

QPSK	Quadrature Phase Shift Keying	Khoá dịch pha cầu phương
SINR	Signal to Interference plus Noise Ratio	Tỉ lệ tín hiệu trên nhiễu và tạp âm
SNR	Signal to Noise Ratio	Tỉ lệ tín hiệu trên tạp âm
TDD	Time Division Duplexing	Song công phân chia theo thời gian
UL	Uplink	Đường lên
WAN	Wide Area Network	Mạng khu vực rộng
Wi-Fi	Wireless Fidelity	Mạng không dây Wifi
WiMAX	Worldwide Interoperability for Microwave Access	Khả năng tương tác toàn cầu với truy nhập viba

MỞ ĐẦU

Công nghệ WiMAX là giải pháp tương thích tổng hợp cung cấp đa dịch vụ cùng lúc cho nhiều người dùng ở khoảng cách xa đồng thời cho phép các nhà khai thác dịch vụ hội tụ kỹ thuật trên nền mạng IP. Do đó mặc dù hiện nay công nghệ 3G đang phát triển với tốc độ dữ liệu không ngừng tăng việc nghiên cứu WiMAX vẫn có tính thời sự, nó vẫn là đích nhắm cho phát triển công nghệ thế hệ sau (Long Term Evolution - LTE) và đặc biệt nó là giải pháp kinh tế khi triển khai internet cho những vùng xa, địa hình khó khăn ở đó số người dùng không đủ nhiều để đầu tư triển khai mạng cáp quang cho mạng đường trục 3G.

WiMAX với sự hỗ trợ đảm bảo QoS hoàn toàn đáp ứng những dịch vụ chất lượng gồm có Internet tốc độ cao, thoại qua IP, video luồng/chơi game trực tuyến cùng với các ứng dụng cộng thêm cho doanh nghiệp như hội nghị video và giám sát video, mạng riêng ảo bảo mật (yêu cầu an ninh cao).

Thách thức đối với mạng truy cập không dây băng thông rộng BWA (Broadband Wireless Access) này là điều phối thế nào để cung cấp hỗ trợ chất lượng dịch vụ đồng thời cho nhiều dịch vụ với những đặc trưng khác nhau với những đòi hỏi về QoS khác nhau. Những người dùng truy cập ngẫu nhiên vào mạng với những yêu cầu dịch vụ khác nhau và đều mong muốn được đáp ứng, những nhà cung cấp muốn làm hài lòng khách hàng nhưng cũng muốn đạt doanh thu cao nhất qua cực đại thông lượng mạng. Vì thế **bài toán kiến trúc chương trình hay lập lịch cho người dùng với những yêu cầu QoS khác nhau** là một bài toán quan trọng, với mục tiêu đảm bảo chất lượng dịch vụ QoS cho người dùng đồng thời mang lại hiệu quả kinh tế cho các nhà khai thác mạng.

Luận văn này tập trung tìm hiểu những cách thức, thuật toán để giải quyết bài toán lập lịch nêu ở trên mà trong chuẩn IEEE.802.16 còn có phần để ngỏ cho các nhà phát triển dịch vụ lựa chọn. Lập lịch ở đây thể hiện qua ba giai đoạn: giải quyết xung đột khi nhiều người dùng cùng truy cập mạng (kỹ thuật đa truy cập), quyết định chấp nhận cuộc gọi của người dùng hay không khi đã nhận yêu cầu cuộc gọi từ người dùng (điều khiển tiếp nhận), cấp phát tài nguyên cho người dùng khi đã chấp nhận cuộc gọi (cấp phát tài nguyên).

Chương 1 – Giới thiệu chung về mô hình WiMAX và chiến lược phân bổ tài nguyên

1.1. Cấu trúc lớp vật lý của hệ thống WiMAX

1.1.1. Đặc điểm.

Lớp vật lý (PHY) của Wimax được dựa trên những tiêu chuẩn IEEE 802.16-2004 và IEEE 802.16e-2005 và được thiết kế với rất nhiều ảnh hưởng từ Wi-Fi, đặc biệt là chuẩn IEEE 802.11a. Mặc dù nhiều khía cạnh của hai công nghệ là khác nhau, nhưng do sự khác nhau mang tính kế thừa trong mục đích và ứng dụng của chúng, một vài cấu trúc cơ bản của chúng rất giống nhau. Giống như Wi-Fi, Wimax được dựa trên nguyên lý đa truy nhập phân chia theo tần số trực giao (OFDM), nó có công nghệ điều chế/truy nhập phù hợp cho điều kiện trong tầm nhìn không thẳng (none line of sight) với tốc độ dữ liệu cao. Tuy nhiên, trong Wimax có những thông số khác nhau liên quan đến lớp vật lý, như số sóng mang con, dẫn đường, băng bảo vệ, và do đó nó khá khác so với Wi-Fi, từ khi hai công nghệ này được kỳ vọng để thực hiện trong những môi trường khác nhau.

- **WirelessMAN OFDM**, lớp vật lý dựa trên FFT với 256 điểm cho hoạt động điểm đa điểm trong hoạt động không theo tầm nhìn thẳng (NLOS) ở tần số giữa 2GHz và 11GHz. Lớp vật lý này được thông qua trong chuẩn IEEE 802.16-2004, đã được chấp thuận bởi Wimax cho hoạt động cố định và nó thường gọi tắt là Wimax cố định.
- **WirelessMAN OFDMA**, lớp vật lý OFDMA dựa trên FFT với 2,048 điểm cho hoạt động trong điều kiện NLOS ở tần số giữa 2GHz và 11GHz. Trong chuẩn IEEE 802.16e-2005, lớp vật lý đã được sửa đổi thành SOFDMA (scalable OFDMA), tại đó kích cỡ FFT có thể biến đổi và có thể lấy bất kỳ giá trị sau: 128, 512, 1024 và 2048. Kích cỡ FFT có thể biến đổi này có thể cho phép triển khai những hoạt động tối thiểu của hệ thống trên những khoảng băng thông rộng và điều kiện vô tuyến khác nhau. Lớp vật lý này đã được chấp thuận bởi Wimax cho hoạt động di động và nó thường gọi tắt là Wimax di động.

1.1.2. IFFT

Quá trình điều chế đa sóng mang trực giao bằng cách biến đổi Fourier nhanh ngược. Các symbol được điều chế vào các sóng mang khác nhau. WMAN-OFDM định nghĩa kích thước của FFT là 256 với 192 sóng mang dữ liệu, 8 sóng mang dẫn đường và 55 sóng mang bảo vệ (sóng mang trung tâm không được dùng). Còn WMAN-OFDMA thì kích cỡ FFT có thể biến đổi và có thể lấy bất kỳ giá trị sau: 128, 512, 1024 và 2048.

Bảng 1.1 : Các thông số của phép biến đổi FFT (PUSC DL)

	256	128	512	1024	2048
Số kênh con	N/A	3	15	30	60
Số sóng mang con dữ liệu sử dụng	192	72	360	720	1440
Số sóng mang con dẫn đường	8	12	60	120	240
Số sóng mang con bảo vệ bên trái	28	22	46	92	184
Số sóng mang con bảo vệ bên phải	27	21	45	91	183

Các tín hiệu sau điều chế OFDM tạo thành các symbol OFDM cơ bản. Chúng được biết đổi số/trong tự rời qua bộ điều chế cao tần để đưa ra ăng ten.

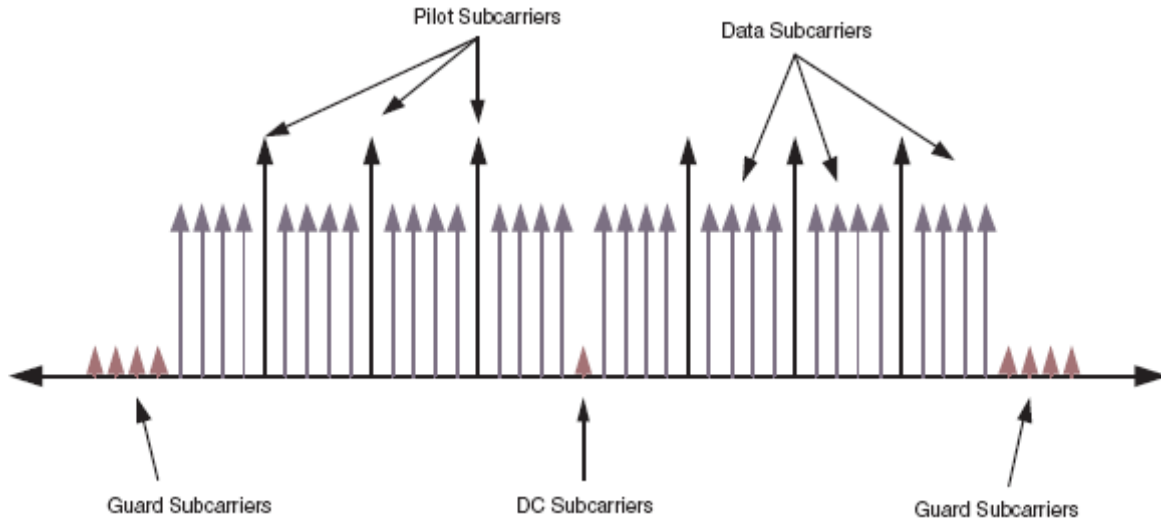
1.1.3. Cấu trúc symbol OFDM

Trong một hệ thống OFDM, chuỗi symbol với tốc độ dữ liệu cao được tách thành nhiều chuỗi song song với tốc độ dữ liệu thấp hơn, mỗi chuỗi đó được sử dụng để điều chế các tín hiệu số trực giao hay các sóng mang con. Bảng thông tin hiệu cơ bản được truyền dẫn là toàn bộ bảng thông tin hiệu trong tất cả những sóng mang con.

Điều chế ghép kênh tần số trực giao độc lập với lớp symbol dải tần hẹp là để cấu trúc toàn bộ tín hiệu OFDM trong miền tần số và sau đó sử dụng biến đổi Fourier ngược để biến đổi tín hiệu trong miền thời gian. Phương pháp IFFT dễ dàng triển khai hơn, nó không yêu cầu nhiều bộ hiển thị để truyền và nhận tín hiệu OFDM. Trong miền tần số, mỗi symbol OFDM được tạo ra bởi việc ánh xạ các chuỗi symbol trên các sóng mang con. Wimax có 3 lớp sóng mang con [5]

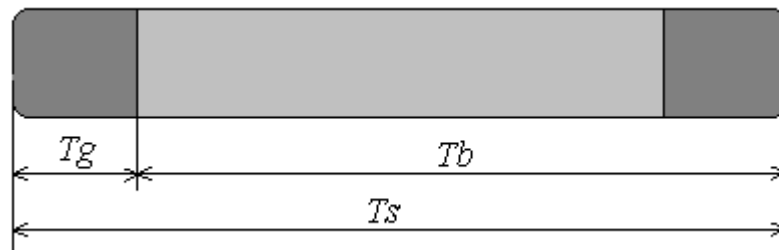
- **Sóng mang con dữ liệu:** được sử dụng cho việc mang các symbol dữ liệu.
- **Sóng mang con dẫn đường:** được sử dụng cho việc mang các symbol dẫn đường (pilot). Các symbol dẫn đường được biết đến như một sự ưu tiên và có thể được sử dụng cho đánh giá kênh và dò kênh.
- **Sóng mang con rỗng:** không có công suất được cấp đến chúng, bao gồm các sóng mang con một chiều DC và các sóng mang con bảo vệ (guard). Các sóng mang con DC không được điều chế, để đề phòng bất kỳ sự tác động dồn dập hay công suất vượt quá giới hạn ở bộ khuếch đại.

Hình 1.1 miêu tả cấu trúc của symbol OFDM trên miền tần số chuẩn IEEE 802.16e-2005, bao gồm các sóng mang con dữ liệu, sóng mang con dẫn đường và sóng mang con rỗng. Công suất trong các sóng mang con dẫn đường được tăng lên 2.5dB, cho phép dò kênh tin cậy thậm chí ở điều kiện SNR thấp.



Hình 1. 1 Cấu trúc symbol trong miền tần số

Cấu trúc theo miền thời gian của symbol có dạng sau:

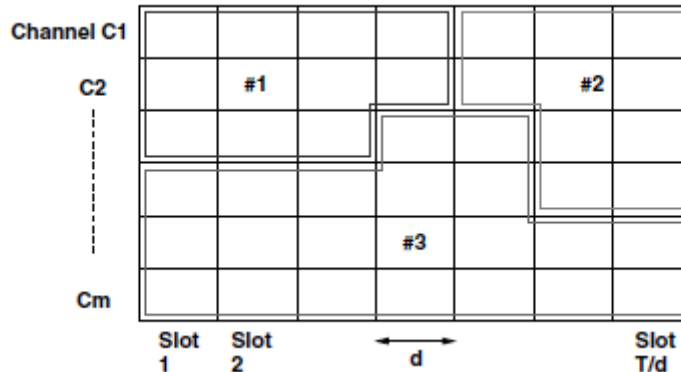


Hình 1. 2 Cấu trúc symbol trong miền thời gian

Symbol có độ dài T_s , trong đó T_b là khoảng thời gian thực của symbol, còn $T_g = T_s - T_b$ là giá trị thêm vào để chống hiện tượng đa đường. Phần này gọi là tiền tố vòng CP (Cyclic Prefix), nó có thể có các giá trị khác nhau tùy vào hệ thống.

Hệ thống OFDMA cung cấp thêm sự mềm dẻo trong việc cấp phát những tập hợp con sóng mang có sẵn cho mỗi người sử dụng trong những khoảng thời gian xác định. Trong hình 1.3, trục thời gian (trục hoành) được rời rạc thành các khe có độ dài Δ , trục tung biểu thị những *kênh truyền* con khác nhau được sử dụng trong hệ thống. Lưu ý rằng một kênh truyền con là một thực thể logic, nó bao gồm một nhóm các sóng mang con.

Tình trạng kênh truyền được cảm nhận tại mỗi trạm và được “lưu giữ” trong một ma trận điều kiện kênh truyền kích thước $n \times m$ (m sóng mang con và n người dùng). Phần tử ij của ma trận này là số đo tốc độ có thể của người dùng i trên sóng mang con j có đơn vị là bits/ giây. Biểu diễn này rất hữu ích về mặt trực giác bởi vì sự cấp phát kênh truyền cho mỗi người sử dụng chính là cấp phát khoảng thời gian trên kênh.



Hình 1. 3 Biểu diễn của nguồn thời gian và nguồn tần số

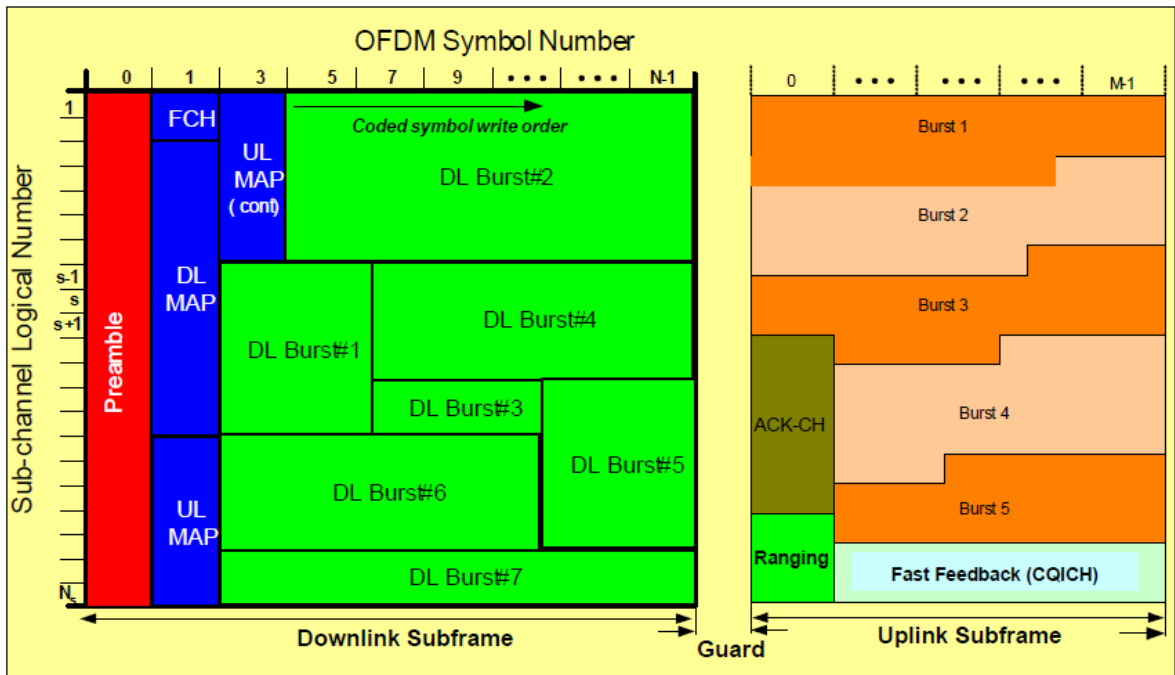
1.2. Lớp MAC trong WiMAX

1.2.1. Cấu trúc slot và khung

Slot (khe) là đơn vị nhỏ nhất của tài nguyên lớp PHY, nó có thể được cấp phát cho từng người sử dụng ở trong miền thời gian/tần số. Ở trong miền thời gian/tần số, một tập hợp các slot liền nhau có thể được cấp phát cho từng thuê bao từ vùng dữ liệu của thuê bao đó. Kích cỡ của slot tùy thuộc vào kiểu sắp xếp các sóng mang con.

- FUSC: Mỗi slot = 48 sóng mang con * 1 OFDM symbol
- Downlink PUSC: Mỗi slot = 24 sóng mang con * 2 OFDM symbol
- Uplink PUSC và TUSC: Mỗi slot = 16 sóng mang con * 3 OFDM symbol
- Band AMC: Mỗi slot = 8, 16 hoặc 24 sóng mang con * 6, 3 hoặc 2 OFDM symbol

Trong chuẩn IEEE 802.16e-2005, cả hai cơ chế ghép kênh phân chia theo tần số (FDD) và ghép kênh phân chia theo thời gian (TDD) đều cho phép. Trong trường hợp FDD, các khung con đường lên và đường xuống được truyền đồng thời trên các tần số sóng mang khác nhau; trong trường hợp TDD, các khung con đường lên và đường xuống được truyền trên tần số sóng mang giống nhau ở thời gian khác nhau. Hình 1.4 chỉ ra cấu trúc khung cho TDD. Cấu trúc khung cho FDD giống hệt cho TDD ngoại trừ khung con UL và DL được ghép trên tần số sóng mang khác nhau.



Hình 1. 4 Cấu trúc khung TDD [5]

Mỗi khung con DL và UL trong IEEE 802.16e-2005 được phân thành các vùng khác nhau, sử dụng cơ chế hoán đổi sóng mang con khác nhau. Những thông tin liên quan về vị trí bắt đầu và khoảng cách vùng khác nhau sử dụng trong khung DL và UL được phân chia bởi thông điệp điều khiển trong phần mào đầu của mỗi khung DL.

Symbol OFDM đầu tiên trong khung con đường xuống được sử dụng cho truyền dẫn phần mào đầu DL. Phần mào đầu có thể được sử dụng cho những thủ tục khác nhau của lớp vật lý như đồng bộ về thời gian và tần số, đánh giá kênh ban đầu, đánh giá tạp âm và nhiễu.

Trong symbol OFDM sau phần mào đầu khung DL, những kênh con đầu tiên được cấp cho tiêu đề điều khiển khung FCH. Trường FCH được sử dụng cho việc mang thông tin điều khiển hệ thống, như các sóng mang con được sử dụng (trong trường hợp phân đoạn), các kênh con ranging, và chiều dài bản tin DL-MAP. Thông tin này được mang trên bản tin DL_Frame_Prefix nằm bên trong FCH. FCH luôn luôn được mã hóa với phương thức mã hóa BPSK 1/2 để đảm bảo cường độ tín hiệu tối đa và sự thực thi tin cậy, thậm chí ở biên của tế bào.

Sau FCH là bản tin DL-MAP và UL-MAP, mà nó phân vùng dữ liệu của người sử dụng khác nhau trong các khung con DL và UL của khung hiện tại. Bằng cách lắng nghe những thông điệp này, mỗi MS có thể nhận diện các kênh con và symbol được cấp trong

DL và UL cho nó sử dụng. Theo định kỳ, BS cũng truyền tập miêu tả các kênh đường xuống (DCD) và tập miêu tả kênh con đường lên (UCD) sau bản tin UL-MAP, chúng bao gồm các thông tin điều khiển thêm vào để duy trì việc miêu tả cấu trúc kênh và bust profile cho phép khác nhau bên trong BS được ấn định.

1.2.2. Lập lịch lớp MAC

Trong một mạng, chức năng của lớp PHY là truyền thông tin dạng bit một cách tin cậy từ bên gửi đến bên nhận, sử dụng môi trường truyền dẫn vật lý như sóng vô tuyến, sóng ánh sáng hay cáp đồng. Thông thường, lớp PHY không đề cập đến những yêu cầu về Chất lượng dịch vụ (QoS) và không nhận biết được các ứng dụng như là VoIP, HTTP hay FTP. Lớp PHY có thể được thấy như là một đường dẫn chịu trách nhiệm trao đổi thông tin trên một liên kết đơn được thiết lập giữa bên gửi và bên nhận. Lớp **Điều khiển truy cập môi trường** (Media Access Control - MAC), nằm ở bên trên lớp PHY, chịu trách nhiệm điều khiển và ghép/ trộn nhiều kênh đơn như vậy trên một đường truyền vật lý.

Downlink: Đường xuống từ một trạm cơ sở đến những thuê bao SSs là một kết nối điểm – đa điểm. Một trạm cơ sở trung tâm, được trang bị ăng ten phân vùng, phát quang bá một TDM đến kênh trong hướng của ăng ten. Trạm gốc chỉ là trạm phát vận hành trong hướng này trong thời gian khung phụ đường xuống, vì vậy nó truyền mà không phải điều phối với những trạm khác. Những trạm nhận được sẽ kiểm tra địa chỉ DL-MAP trong bản tin DL-MAP và chỉ giữ lại những bản tin hoặc dữ liệu được địa chỉ cho chúng

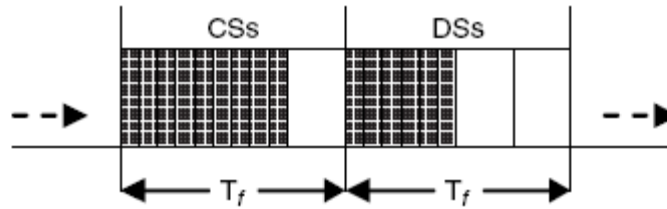
Đa truy cập đường lên: Không giống như đường xuống, đường lên là một liên kết giao tiếp từ đa điểm đến một điểm. Những trạm thuê bao chia sẻ môi trường truyền thông đường lên để truyền dữ liệu của chúng đến những trạm gốc. Do đó, lập lịch cho đường lên UL là cần thiết cho việc sử dụng hiệu quả nguồn tài nguyên đường lên cũng như thỏa mãn những yêu cầu chất lượng dịch vụ của người dùng.

Bài toán lập chương trình hay lập lịch ở đây tập trung vào ba vấn đề chính:

1. Sự tranh chấp do nhiều trạm cuối cùng truy cập để truyền gói tin của chúng. Điều này đưa đến những kỹ thuật đa truy cập
2. Điều khiển tiếp nhận: xem xét tiếp nhận dựa trên yêu cầu người dùng và tài nguyên còn lại có khả năng thỏa mãn yêu cầu hay không
3. Phân bổ tài nguyên nhằm thỏa mãn QoS và đạt được cực đại thông lượng hệ thống

Tiêu chuẩn IEEE 802.16 định nghĩa những đặc trưng của lớp vật lý (PHY) và lớp điều khiển đa truy cập (MAC) cho mạng vô tuyến khu vực đông dân cư. Chuẩn IEEE 802.16 nổi lên như là nền tảng cho chất lượng dịch vụ phong phú. Những phương thức

truy cập khác nhau hỗ trợ những lớp khác nhau của lưu lượng. Lưu lượng BE là một trong những lớp quan trọng nhất của những lớp này bởi vì nó đại diện cho phần lớn lưu lượng dữ liệu. Tiêu chuẩn đã chỉ rõ rằng giao thức MAC nên sử dụng phương thức truy cập cơ sở đặt trước cho lưu lượng BE. Tuy nhiên nó không đề xuất một giao thức đa truy cập cơ sở đặt trước R-MAC xác định mà còn đề ngỏ cho những sản phẩm riêng biệt.



Hình 1. 5 Cấu trúc khung ví dụ của hệ thống R-MAC

Trong những giao thức R-MAC, thời gian được chia thành các khung trong đó những khe vật lý của mỗi khung có thể được sử dụng để đặt chỗ trước trên cơ sở tranh chấp hoặc truyền dữ liệu như được chỉ ra trên hình 1.5. Trong hầu hết những phiên bản thương mại của R-MAC, khoảng phục vụ (service period) được quản lý sử dụng truy cập phân thời gian (TDMA) bởi tính đơn giản của nó. Kỹ thuật đặt chỗ giữ chỗ rất hữu ích trong việc cải thiện sự tận dụng tài nguyên trên toàn hệ thống p-ALOHA. Trong những hệ thống R-MAC, những trạm thuê bao SSs mong muốn truyền dữ liệu qua môi trường truyền thông chung đầu tiên phải đặt chỗ trong khoảng thời gian đặt chỗ của khung. Bởi vì yêu cầu đặt chỗ có kích thước nhỏ hơn kích thước gói, việc sử dụng tài nguyên khung tốt hơn có thể đạt được. Một khía cạnh thích hợp khác của R-MAC cho những hệ thống băng rộng là nó hỗ trợ cho cả thông tin nhạy cảm với trễ (như tiếng nói) và thông tin không nhạy cảm trễ (dữ liệu)

Rất nhiều những giao thức đa truy cập đặt chỗ trước đã được đề xuất, phổ biến nhất là giao thức đa truy cập đặt chỗ dựa trên cơ sở Aloha phân khe. Một giao thức đa truy cập có họ gần với R-MAC là đa truy cập đặt chỗ gói (PRMA) cho thông tin vô tuyến nội vùng. Trong giao thức này, một SS với một phiên truyền dữ liệu theo một kỹ thuật cạnh tranh Aloha phân khe để truy cập môi trường truyền thông. Một thuê bao truyền gói đầu tiên của phiên truyền dữ liệu bằng cách tranh chấp để truy cập môi trường truyền thông. Khi nó truy cập khe thành công, nó sẽ giữ chỗ cùng một khe trong những khung tiếp theo cho đến khi kết thúc phiên truyền dữ liệu, ở vị trí đó khe được giải thoát.[1]

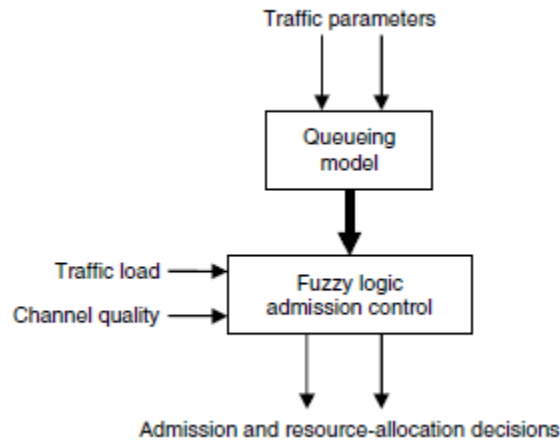
Tuy nhiên bên cạnh lớp vật lý và giao thức điều khiển truy cập môi trường (MAC – Medium Access Control) đã được định nghĩa đầy đủ trong tiêu chuẩn IEEE 802.16 và

những phiên bản phát triển của nó (802.16a, 802.16-2004, 802.16e, 802.16g), thì vấn đề *cấp phát* tài nguyên và *điều khiển tiếp nhận* (admission control) còn *được đề ngỏ* với mục đích thúc đẩy sự cải tiến của các nhà cung cấp thiết bị riêng lẻ. Trong phần này luận văn sẽ đi sâu tìm hiểu một trong các đề xuất giải quyết vấn đề cấp phát tài nguyên và điều khiển tiếp nhận

Chất lượng dịch vụ (QoS) được định nghĩa trong chuẩn IEEE 802.16 cho bốn loại dịch vụ: dịch vụ cấp phát tự động UGS (unsolicited grant service), dịch vụ thăm dò thời gian thực (rtPS), dịch vụ thăm dò không theo thời gian thực (nrtPS) và dịch vụ hỗ trợ tối đa (Best Effort – BE). Trong đó:

- ✓ UGS và BE là dịch vụ cho lưu lượng *với tốc độ bit không đổi*. Dịch vụ thăm dò thời gian thực (rtPS) hỗ trợ với lưu lượng *tốc độ bit thay đổi*. Trong khi nrtPS chỉ yêu cầu một mức nhất định về thông lượng thì rtPS lại đòi hỏi trở rất nghiêm ngặt. Do đó việc phân tài nguyên hiệu quả cho các yêu cầu dịch vụ khác nhau đặc biệt đảm bảo cho rtPS là vấn đề then chốt của Wimax.
- ✓ Yêu cầu quản lý tài nguyên như *lập lịch* lưu lượng và *điều khiển tiếp nhận* cần được thiết kế vừa để đảm bảo QoS cho khách hàng vừa phải *cực đại việc sử dụng* tài nguyên để đảm bảo lợi ích nhà cung cấp. Kỹ thuật tính toán mờ (logic mờ, thuật toán di truyền) là phương pháp tiếp cận hiệu quả cho mục đích này.
- ✓ Động lực dùng logic mờ là do nhiều tham số hệ thống (như chất lượng kênh, chuyển động, lưu lượng nguồn) không thể ước lượng thật *chính xác*. Do đó áp dụng phương pháp truyền thống để điều khiển tối ưu không cho hiệu quả và đảm bảo đáp ứng thời gian thực đồng thời cho các loại hình dịch vụ khác nhau. Dùng phương pháp logic mờ có độ phức tạp tính toán thấp chính là lựa chọn thích hợp.

Do sự đơn giản trong mô hình và khả năng xác định đầu ra từ những đầu vào không thật rõ ràng, logic mờ là một kỹ thuật đầy triển vọng cho vấn đề cấp phát tài nguyên và kiểm soát tiếp nhận cho chuẩn IEEE 802.16 – truy cập vô tuyến cơ sở băng rộng. Trong luận văn này ta sẽ đi vào tìm hiểu cách thiết lập mô hình điều khiển tiếp nhận sử dụng logic mờ như được chỉ ra trên hình 1.6



Hình 1. 6 Mô hình hàng đợi và bộ điều khiển logic mờ

Trước hết ta sử dụng một mô hình hàng đợi Markov thời gian rời rạc (DTMC) để phân tích QoS của gói (thí dụ như trễ trung bình) khi dùng OFDMA kết hợp mã hóa và điều chế thích nghi AMC. Từ mô hình này ảnh hưởng của những tham số nguồn (như tốc độ đến, tốc độ đỉnh, và xác suất đạt tốc độ đỉnh..), tham số chất lượng kênh (tức là tỉ lệ tín hiệu trên nhiễu SNR trung bình) đối với hiệu quả truyền (tức là chiều dài hàng đợi trung bình, xác suất “rơi” gói, thông lượng và trễ..) có thể được khảo sát.

Tiếp đó, ta thiết lập một tập các quy tắc cho điều khiển mờ, nó được dùng online để quản lý nguồn tài nguyên vô tuyến và điều khiển tiếp nhận. Bởi vì quyết định điều khiển nhận dựa trên cơ sở lượng tài nguyên yêu cầu (để thỏa mãn QoS), tình trạng kết nối đang thực hiện, kết nối yêu cầu vào và tài nguyên còn lại. Kết quả nhận được từ mô hình hàng đợi rất hữu ích cho việc thiết kế bộ cấp phát tài nguyên trong hệ thống điều khiển logic mờ.

Một cuộc gọi sau khi được tiếp nhận sẽ được cấp phát tài nguyên băng tần. IEEE 802.16 đưa ra một số kỹ thuật cho phép người dùng yêu cầu tài nguyên băng tần đường lên phù hợp với QoS. Đó là yêu cầu mà người dùng cần chuyển một lượng dữ liệu nhất định trong một khoảng thời gian nhất định. Điều này có thể được thực hiện qua các dịch vụ UGS (cấp phát tự nguyện) và rtPS (cấp phát thời gian thực). Vấn đề lập lịch phân khe thời gian trên một tập con các kênh con có sẵn (tài nguyên tần số) có mục tiêu là phải đồng thời thỏa mãn *yêu cầu khách hàng* và *cực đại thông lượng hệ thống*. Việc cấp phát không dựa theo sự bột phát thông tin mà dựa vào yêu cầu của người dùng. Khoảng thời gian T mà theo đó yêu cầu cần được thỏa mãn có thể bằng độ dài khung hay một số giá trị khác có thể hiểu như khoảng thời gian trên trục hoành mà QoS yêu cầu. Nếu kênh thay đổi nhanh, T được giả thiết là nhỏ. Tuy nhiên nếu kênh thay đổi chậm, T có thể là lớn,

điều này trên thực tế có thể chấp nhận được. Nguyên tắc lập lịch đạt mục tiêu sẽ lần lượt được tìm hiểu trong luận văn

Chuẩn IEEE 802.16 cho phép lập *ánh xạ* khác nhau giữa những sóng mang con và những kênh con. Một ví dụ của *ánh xạ lựa chọn tần số* là sóng mang con được sử dụng một phần (partially utilized subcarrier PUSC), trong số những sóng mang có sẵn, thiết lập nên một kênh truyền con được *lựa chọn ngẫu nhiên* trên toàn băng thông khả dụng. Đây là kiểu phân tập của kênh truyền con cho nên điều kiện kênh truyền nhận được của bất kỳ người dùng nào đại thể cũng giống nhau. Trong trường hợp AMC là: những sóng mang con tạo nên một kênh truyền con nằm *liền kề* nhau, và điều kiện kênh truyền thấy bởi một người dùng biến đổi qua các kênh truyền con và tức là biến đổi qua những người dùng. Lưu ý rằng, chúng ta không sử dụng những lược đồ trên cho mục đích tìm trung bình nhiều mà tập trung vào lập lịch giải quyết vấn đề phân chia nguồn tài nguyên có thể ứng dụng vào hệ thống thông qua kiểu PUSC hay AMC – trên cơ sở OFDMA cho tiêu chuẩn 802.16.

Đầu tiên, chúng ta sẽ tìm hiểu việc lập công thức LP cho vấn đề lập lịch (phân bổ nguồn tài nguyên) khi *chưa xét* đến vấn đề phân bổ công suất. Mục tiêu của việc lập công thức này là *cực đại thông lượng tổng* của hệ thống trong khi nhu cầu của mỗi người dùng đều được thỏa mãn. Động lực thúc đẩy cho việc thiết lập công thức này là nó cơ bản đạt được mục tiêu cân bằng những mặt trái ngược nhau của nhà khai thác mạng (thông lượng cực đại, như được thấy trong hàm số mục tiêu) và những người sử dụng (nhu cầu được thỏa mãn)

Tuy nhiên, nghiệm của công thức cực đại thông lượng nói trên hoàn toàn không xem xét bài toán cấp phát công suất. Nói chung, điều này là không tối ưu khi gắn kết với điều khiển công suất. Trong phần tiếp theo của luận văn này, chúng ta tìm hiểu việc lập công thức cho bài toán điều khiển công suất tối ưu để cấp phát công suất cho mỗi người dùng một cách tối ưu qua tất cả các sóng mang con, trong khi cố gắng để thỏa mãn những ràng buộc về QoS.

Chương 2 – Kỹ thuật đa truy cập

Thoả thuận giữa những người dùng trong truyền thông được hiểu như là giao thức. Khi những người dùng sử dụng chung một môi trường truyền thông được gọi là đa truy cập. Do đó, giao thức đa truy cập được định nghĩa như là sự thoả thuận và tập hợp những quy tắc giữa những người dùng để truyền tin thành công và sử dụng một môi trường chung. Khi vắng mặt của một giao thức như vậy, xung đột sẽ xuất hiện nếu có nhiều hơn một người dùng cố gắng truy cập tài nguyên cùng thời điểm. Vì thế, những giao thức đa truy cập nên tránh hoặc ít nhất là giảm sự xung đột này. Do đó, những kỹ thuật đa truy cập được định nghĩa như là chức năng chia sẻ tài nguyên truyền tin hữu hạn chung trong số những trạm cuối phân bố trong một mạng. Trong mạng tế bào ta phân biệt đa truy cập đường xuống và đường lên.

Đa truy cập đường xuống: Đường xuống từ một trạm cơ sở đến những thuê bao SSs là một kết nối điểm – đa điểm. Trạm cơ sở trung tâm, phát quảng bá một TDM đến các thuê bao. Các thuê bao chỉ nhận và kiểm tra địa chỉ DL-MAP trong bản tin DL-MAP và giữ lại những bản tin hoặc dữ liệu được địa chỉ cho chúng nên không xảy ra xung đột giữa các thuê bao.

Đa truy cập đường lên: Không giống như đường xuống, đường lên là một liên kết giao tiếp từ đa điểm đến một điểm. Những trạm thuê bao chia sẻ môi trường truyền thông đường lên để truyền dữ liệu đến trạm gốc. Do đó, việc tổ chức những truy cập truyền thông của SSs là cần thiết cho việc sử dụng hiệu quả nguồn tài nguyên đường lên.

2.1. Phân loại những giao thức đa truy cập

Bắt đầu vào năm 1970 với giao thức ALOHA, có nhiều giao thức đa truy cập đã được phát triển. Nhiều cách thức được gợi ý để phân chia những giao thức này vào các nhóm. Ở đây ta phân loại những giao thức đa truy cập vào ba nhóm chính: những giao thức không tranh chấp, những giao thức tranh chấp và những giao thức lớp CDMA

Những giao thức không tranh chấp (hay có lập lịch) tránh tình trạng hai hoặc nhiều hơn hai người dùng truy cập vào kênh truyền cùng thời điểm bằng cách lập lịch sự truyền tin của những người dùng. Việc lập lịch này được thực hiện theo kiểu tĩnh ở đó mỗi người dùng được cấp phát một phần của dung lượng truyền, hoặc theo kiểu phân kênh theo nhu cầu ở đó việc lập lịch chỉ thực hiện giữa những người dùng có thông tin để truyền

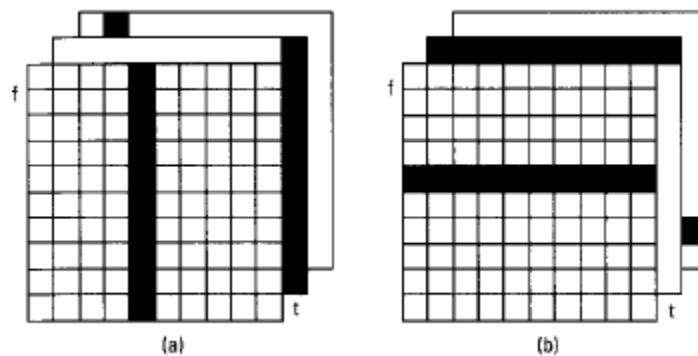
Với những giao thức cạnh tranh (hay truy cập ngẫu nhiên), một người dùng không thể chắc chắn rằng sự truyền tin sẽ không bị xung đột bởi vì những người dùng khác có thể đang truyền tin (truy cập cùng kênh truyền) tại cùng thời điểm đó. Do đó, những giao thức này cần phải giải quyết sự xung đột nếu nó xuất hiện

Những giao thức CDMA không thuộc về giao thức không tranh chấp hay giao thức tranh chấp, nó rơi giữa hai loại giao thức này. Về nguyên tắc, nó là một giao thức không tranh chấp ở đó một số lượng nào đó những người dùng được cho phép truyền đồng thời mà không có sự xung đột. Tuy nhiên, nếu số lượng những người dùng truyền tin đồng thời tăng lên trên một ngưỡng nào đó, sự tranh chấp xuất hiện.

2.1.1. Giao thức đa truy cập không tranh chấp (lập lịch)

Những giao thức đa truy cập không tranh chấp tránh tình trạng nhiều người dùng cố gắng truy cập vào cùng một kênh truyền tại cùng một thời điểm bằng cách lập lịch truyền tin cho tất cả những người dùng. Những người dùng truyền tin trong một phương thức lập lịch thứ tự vì thế mọi sự truyền tin sẽ là sự truyền thành công. Lập lịch có thể có hai dạng:

- a) Lập lịch phân tài nguyên tĩnh: Với những giao thức này, dung lượng kênh truyền sẵn có được chia giữa những người dùng để mỗi người dùng được cấp một phần không đổi trong dung lượng này, không phụ thuộc vào hoạt động của nó. Sự phân chia này được thực hiện trong miền thời gian hoặc miền tần số. Sự phân chia theo thời gian đưa đến giao thức TDMA, ở đó thời gian truyền được phân thành các khung và mỗi người dùng được cấp một phần cố định trong mỗi khung, không chồng lấp lên những phần được cấp cho những người dùng khác. TDMA được minh họa trong hình 2.1a. Sự phân chia về tần số đưa đến giao thức đa truy cập phân chia tần số FDMA, ở đó độ rộng băng kênh truyền được chia thành những dải tần không chồng lấp nhau, và mỗi người dùng được cấp một dải cố định. Hình 2.1b minh họa cho FDMA



Hình 2.1 (a) TDMA và (b) FDMA

- b) Lập lịch cấp phát theo nhu cầu: Một người dùng chỉ được cho phép truyền tin nếu nó hoạt động (tức là nó có gì đó để truyền đi). Vì thế, những người dùng đang hoạt động truyền tin trong một phương thức lập lịch thứ tự. Trong lập lịch cấp phát theo nhu cầu, ta phân biệt giữa kiểm soát tập trung và kiểm soát phân tán. Với kiểm soát tập trung,

một thực thể đơn lập lịch truyền tin. Một ví dụ cho giao thức như vậy là giao thức kiểm soát hồi vòng. Với kiểm soát phân tán, mọi người dùng đều bao hàm trong quá trình lập lịch như là giao thức chuyển thể bài.

2.1.2. *Giao thức đa truy cập tranh chấp (ngẫu nhiên)*

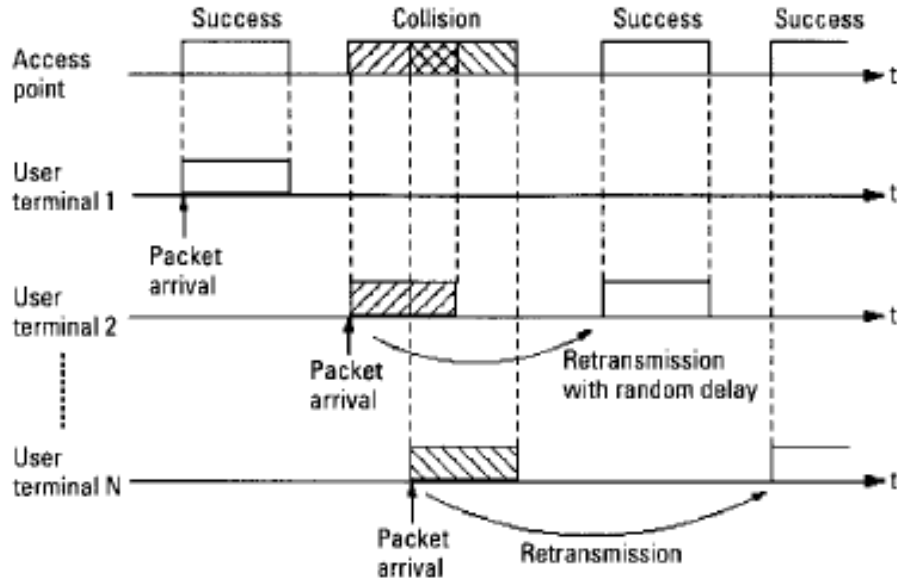
Với những giao thức đa truy cập tranh chấp, không có lập lịch truyền tin. Điều này có nghĩa là một người dùng đang sẵn sàng truyền tin không biết chính xác khi nào nó có thể truyền đi mà không quấy rầy sự truyền tin của những người dùng khác. Người dùng này có thể hoặc không thể biết về sự truyền tin đang xảy ra nào đó (do cảm nhận kênh truyền), nhưng nó không có hiểu biết chính xác về những người dùng đang sẵn sàng khác. Do đó, nếu vài người dùng đã sẵn sàng bắt đầu truyền tin trong cùng một thời điểm, tất cả những sự truyền tin này sẽ bị lỗi. Giao thức truy cập ngẫu nhiên nên giải quyết sự tranh chấp xuất hiện khi vài người dùng đồng thời truyền tin.

Chúng ta chia những giao thức đa truy cập tranh chấp thành hai nhóm nhỏ, đó là những giao thức truy cập ngẫu nhiên lặp lại (ví dụ như giao thức ALOHA nguyên thủy p-ALOHA, ALOHA phân khe s-ALOHA, giao thức CSMA và giao thức ISMA) và những giao thức truy cập ngẫu nhiên với sự đặt trước (ví dụ như Reservation ALOHA (r-ALOHA), và những giao thức đa truy cập gói đặt trước (PRMA). Với những giao thức có trước, mỗi khi truyền dữ liệu một người dùng thực hiện như miêu tả ở trên. Với mỗi phiên truyền đều xuất hiện khả năng tranh chấp. Với những giao thức sau này, chỉ trong phiên truyền đầu tiên một người dùng không biết làm thế nào để tránh sự xung đột với những người dùng khác. Tuy nhiên, khi một người dùng đã thực hiện thành công phiên truyền đầu tiên của họ (tức là khi một người dùng đã truy cập vào kênh truyền), những phiên truyền tiếp theo của người dùng đó sẽ được lập lịch trong kiểu tuần tự vì thế không có tranh chấp nào có thể xuất hiện. Vì thế, sau một phiên truyền thành công, một phần dung lượng kênh truyền được cấp phát cho người dùng, và những người dùng khác sẽ kiểm chế không sử dụng phần lưu lượng này. Người dùng mất đi lưu lượng được cấp nếu sau một khoảng thời gian nào đó nó không có gì để truyền.

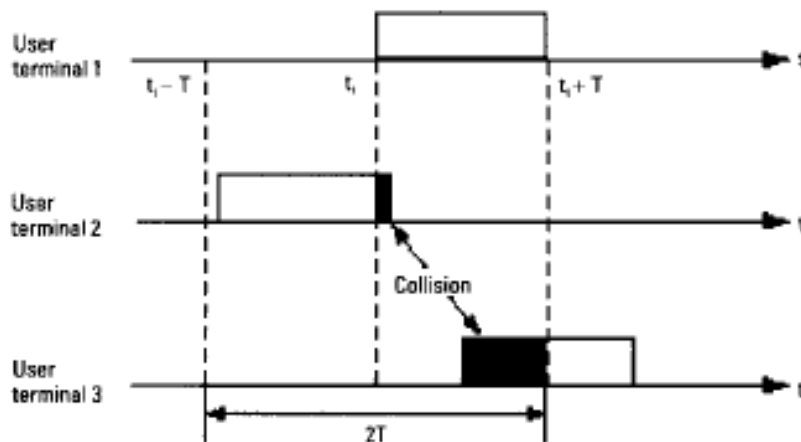
2.2. *Giao thức ALOHA*

2.2.1. *ALOHA nguyên thủy (Pure ALOHA hay p-ALOHA)*

ALOHA nguyên thủy là một giao thức trong đó những trạm đầu cuối truy cập để truyền những gói khi chúng muốn. Giao thức này được đề xuất bởi đại học Hawaii năm 1970. Trong trường hợp này, tất cả các trạm đầu cuối truy cập không bận tâm liệu kênh truyền thông tin bận hay không. Cấu hình cơ bản của giao thức này được biểu diễn trong hình 2.2



Hình 2.2 ALOHA nguyên thủy (p-ALOHA)



Hình 2.3 Sự xung đột giữa những gói tin trong hệ thống p-ALOHA

Nếu chiều dài của mỗi gói tin là không đổi và khoảng thời gian truyền một gói là T , một gói có thể được truyền thành công tới điểm tiếp nhận khi những gói khác không bắt đầu truyền tin trong khoảng $2T$ từ $t_1 - T$ đến $t_1 + T$, như được chỉ ra trong hình 2.3. Bởi vì số lượng những gói phát đi được giả sử theo một phân bố Poisson, xác suất để phát n gói tin trong khoảng thời gian t được cho bởi công thức (2.1) khi số lượng mong đợi những gói phát đi trong một đơn vị thời gian được giả sử là λ

$$P_n(t) = \frac{e^{-\lambda t} (\lambda t)^n}{n!} \quad (2.1)$$

Khi thời gian để truyền một gói tin được định nghĩa như là τ , lưu lượng G được cho như sau:

$$G = \lambda\tau \quad (2.2)$$

Để một gói tin được phát tại một trạm cuối người dùng tại thời gian t_1 truyền thành công từ trạm cuối người dùng đến điểm truy cập đồng nghĩa với những trạm cuối khác không được truyền bất kỳ gói tin nào trong thời gian từ $t_1 - \tau$ đến $t_1 + \tau$. Trong hệ thống ALOHA nguyên thủy, khi một gói được phát tại một trạm cuối nó sẽ ngay lập tức được truyền đến điểm truy cập. Do đó, xác suất truyền thành công một gói tin được phát tại trạm cuối người dùng đến điểm truy cập P_{succ} bằng với xác suất không phát bất kỳ gói tin nào trong khoảng 2τ .

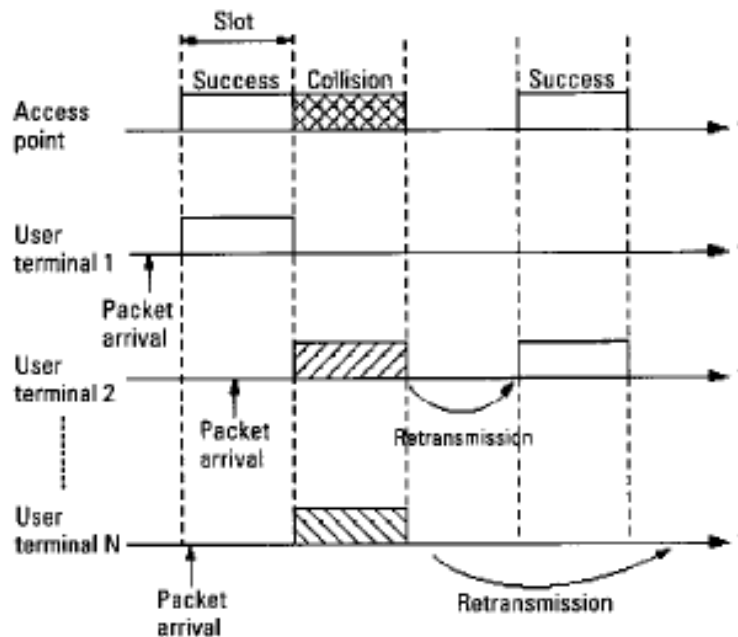
$$P_{succ} = P_0(2\tau) = \frac{e^{-2\lambda\tau}(2\lambda\tau)^0}{0!} = e^{-2\lambda\tau} = e^{-2G} \quad (2.3)$$

Do đó, thông lượng S được biểu diễn như là số lượng gói tin mong đợi được truyền thành công tới điểm truy cập trong thời gian đơn vị. Do đó, giá trị của S có được như sau:

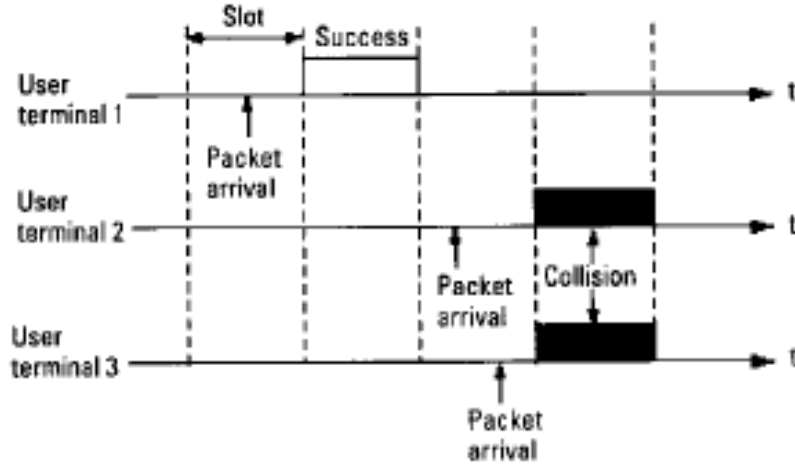
$$S = GP_{succ} = Ge^{-2G} \quad (2.4)$$

ở đó mô hình nguồn gọi không giới hạn được giả định, và thông lượng cực đại là 0.184 khi $G = 0.5$.

2.2.2. ALOHA phân khe (Slotted ALOHA hay s-ALOHA)



Hình 2.4 s-ALOHA



Hình 2.5 Tranh chấp gói trong hệ thống s-ALOHA

Với một sự sửa đổi đơn giản của p-ALOHA, đó là những bản tin được yêu cầu gửi đi trong khe thời gian giữa hai xung đồng bộ, và chỉ có thể được bắt đầu tại phần đầu của một khe thời gian, tỉ lệ những xung đột có thể giảm xuống một nửa [6]. Giao thức này được gọi là ALOHA phân khe (slotted ALOHA hay s-ALOHA). Cấu hình của giao thức s-ALOHA được trình bày trong hình 2.4. Trong hình 2.4, gói phát đi trong một khe thời gian được truyền đi trong khe thời gian tiếp theo. Để truyền gói tới điểm truy cập thành công, số lượng những gói được phát đi trong một khe thời gian phải trở thành 1 như được chỉ ra trong hình 2.5. Nếu nhiều hơn hai gói tin được phát đi trong một khe thời gian, sự tranh chấp xuất hiện. Để truyền thành một gói tin được phát từ một trạm cuối người dùng đến điểm truy cập, một gói tin được truyền đi trong mỗi khe thời gian. Do đó, xác suất truyền thành công một gói tin được phát tại trạm cuối người dùng đến điểm truy cập, P_{succ} bằng với xác suất không phát bất kỳ gói tin nào trong khoảng τ , ở đó τ bằng với một khe thời gian của hệ thống ALOHA phân khe

$$P_{succ} = P_0(\tau) = \frac{e^{-\lambda\tau}(\lambda\tau)^0}{0!} = e^{-\lambda\tau} = e^{-G} \quad (2.5)$$

Do đó, thông lượng S có được như sau:

$$S = GP_{succ} = Ge^{-G} \quad (2.6)$$

ở đó mô hình nguồn gọi không giới hạn được giả định, và thông lượng cực đại là 0.368 khi $G = 1$

Thông lượng ở trên bằng với xác suất chỉ một gói tin được phát trong một khe thời gian τ

$$P_1(\tau) = \frac{e^{-\lambda\tau}(\lambda\tau)^1}{1!} = \lambda\tau e^{-\lambda\tau} = G e^{-G} \quad (2.7)$$

Reservation- ALOHA: Bởi vì s-ALOHA giới hạn khả năng tận dụng tài nguyên, những phương pháp khác nhau đã được phát triển để cải thiện hiệu quả của nó. Một trong những phương pháp này được biết đến như là ALOHA đặt trước. Sự sửa đổi chính phải làm với quyền sở hữu khe sau khi truyền thành công gói tin. Với Slotted ALOHA một khe bất kỳ là sẵn sàng cho việc sử dụng bởi bất kỳ trạm nào mà không quan tâm đến cách sử dụng khe trước đó. Với ALOHA đặt trước khe được xem xét sở hữu tạm thời bởi trạm đã sử dụng nó thành công. Một khe rồi sẽ sẵn sàng cho tất cả các trạm trên cơ sở tranh chấp

2.3. Mô phỏng máy tính

2.3.1. Mô hình hóa hệ thống thông tin gói

2.3.1.1 Hiệu ứng lấn át

Tranh chấp giữa những gói tin xuất hiện khi vài gói tin xung đột trên kênh truyền, như được chỉ ra trên hình 2.6. Trong thông tin hữu tuyến và thông tin vô tuyến, những gói tin xung đột được xử lý như sau:

Trong thông tin hữu tuyến: Tất cả những gói xung đột bị huỷ bỏ, và việc truyền gói được xem như lỗi bởi vì mức tín hiệu của các gói là giống nhau. Nếu không xuất hiện xung đột, những gói phát ra được truyền thành công tới đích.

Trong thông tin vô tuyến: Công suất nhận của mỗi gói phụ thuộc vào vị trí của trạm cuối truy cập và điều kiện kênh truyền. Do đó, thậm chí nếu vài gói tin xung đột nhau, đôi khi gói có công suất nhận lớn nhất vẫn “sống sót”. Một cách tổng quát, hiện tượng này được gọi là “**hiệu ứng lấn át**” (capture effect). Mặt khác, thậm chí nếu xung đột không xuất hiện, một lỗi truyền gói xuất hiện bởi vì công suất nhận tại điểm truy cập nhỏ hơn công suất yêu cầu (ngưỡng) khi điều kiện kênh truyền xấu hơn



Hình 2.6 Xung đột giữa những gói tin truyền đi

Trong hệ thống thông tin thời gian thực, điểm truy cập quyết định liệu những gói được phát từ đầu cuối truy cập được truyền thành công hay không, và kết quả của quyết

định này được truyền tới những đầu cuối truy cập. Thêm vào đó, nếu lỗi truyền gói xuất hiện, những gói được phát tới điểm truy cập sau vài khoảng thời gian

2.3.1.2. Lưu lượng yêu cầu

Trong chương này, tổng số lượng gói (bao gồm những gói được phát mới và những gói truyền lại tại điểm truy cập trong một khoảng thời gian) được gọi là lưu lượng yêu cầu và lưu lượng yêu cầu chuẩn hóa bởi tốc độ truyền dữ liệu được chỉ ra như là G . Nếu tốc độ truyền dữ liệu là $R(\text{bps})$ và T_t (bit) được yêu cầu truyền, G được tính như sau:

$$G = \frac{T_t}{R} \quad (2.8)$$

Nếu không có gói nào được phát, $G = 0$

2.3.1.3. Thông lượng

Trong chương này, tổng số gói được truyền thành công tới điểm truy cập trong một khoảng thời gian được gọi là thông lượng (throughput) và thông lượng chuẩn hóa bởi tốc độ truyền dữ liệu được chỉ ra như là S . Nếu tốc độ truyền dữ liệu và lượng thông tin trong một gói được định nghĩa là $R(\text{bps})$ và $T(\text{bit})$ và n gói tin được truyền thành công trong một đơn vị thời gian, S được tính như sau:

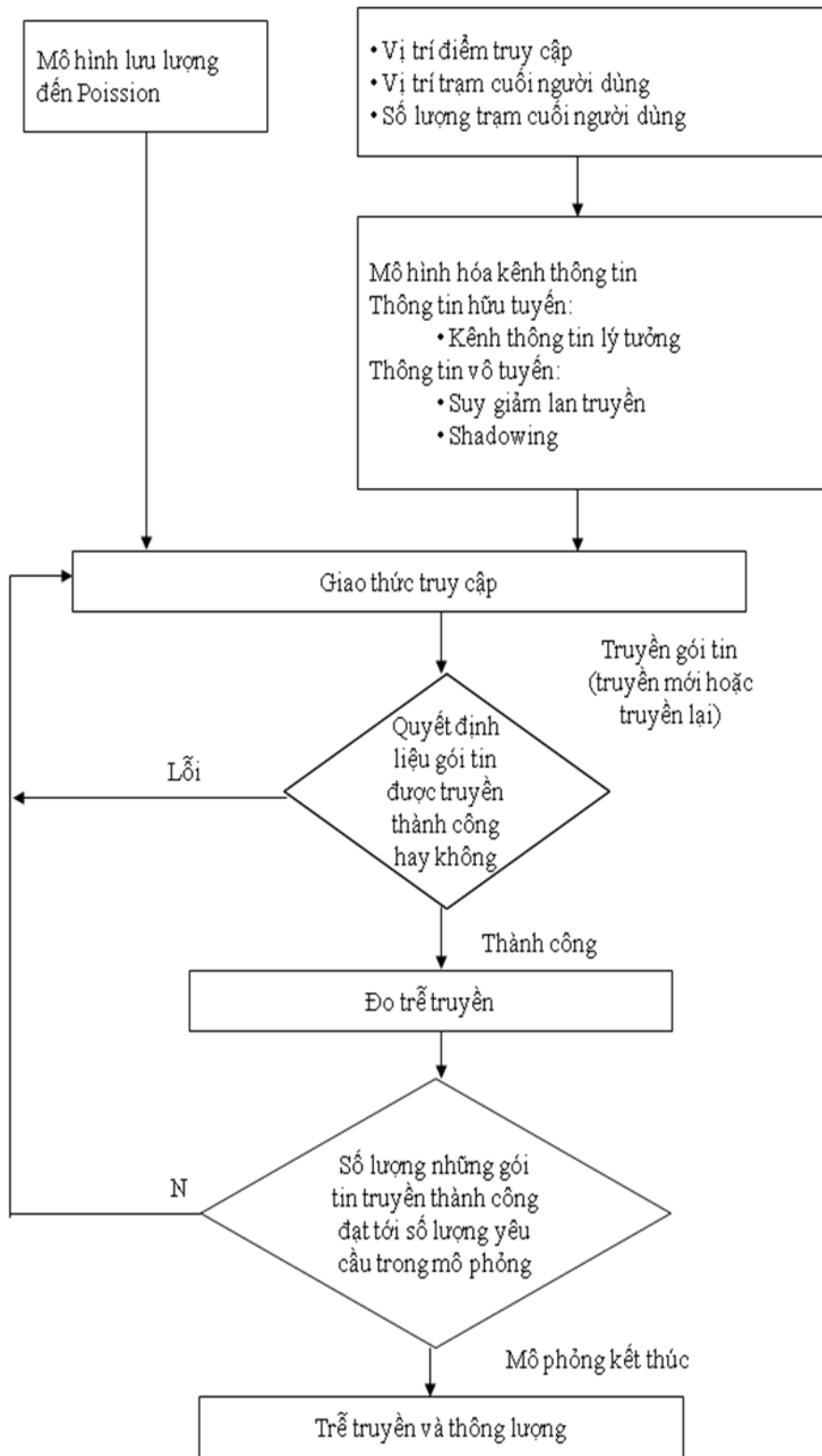
$$S = \frac{T \times n}{R} \quad (2.9)$$

Nếu không có gói nào được phát và tất cả những gói tin truyền đi bị hủy bỏ bởi xung đột, S trở thành giá trị nhỏ nhất bằng 0. Ngược lại, nếu tất cả các gói tin có thể truyền đi trên toàn bộ những đơn vị thời gian một cách hoàn hảo, thông lượng trở thành 1.

2.3.1.4. Trễ truyền trung bình

Khoảng thời gian đến khi một gói tin phát đi tại một trạm cuối truy cập được truyền đến điểm truy cập và được nhận tại điểm truy cập gọi là trễ truyền trung bình. Trễ truyền trung bình này phụ thuộc vào chiều dài của gói tin. Do đó, trễ truyền trung bình chuẩn hóa bởi chiều dài gói tin được chỉ ra như là D . Về bản chất, trễ truyền trung bình phụ thuộc vào khoảng thời gian khi một gói được phát và được truyền từ một trạm cuối truy cập, và khoảng cách giữa điểm truy cập và một trạm cuối truy cập và thời gian xử lý tín hiệu tại điểm truy cập. Tuy nhiên, khoảng thời gian này được giả sử là khá nhỏ

2.3.2. Cấu hình mô phỏng cơ bản



Hình 2.7 Cấu hình mô phỏng máy tính cơ bản

Trong phần này ta mô tả quy trình để đánh giá thông lượng và trễ của một giao thức truy cập bằng mô phỏng máy tính. Cấu hình mô phỏng máy tính cơ bản được biểu diễn trong hình 2.7. Trong mô phỏng máy tính thảo luận ở đây, ta giả sử rằng suy giảm truyền lan và shadowing là hằng số. Quá trình mô phỏng được tiếp tục đến khi số lượng gói được truyền thành công bằng với số lượng gói yêu cầu

2.4. Mô phỏng thuật toán ALOHA

2.4.1. Chương trình và kết quả mô phỏng thuật toán p-ALOHA

2.4.1.1 Tham số và cấu trúc chương trình

Bảng 2.1 Điều kiện mô phỏng

R	Bán kính vùng phục vụ	100m
Bxy	Chiều cao của điểm truy cập	5m
Mnum	Số lượng trạm cuối	100
State	Tốc độ ký hiệu	256 k-ký hiệu/giây
Plen	Chiều dài gói tin	128 ký hiệu
Alfa	Hệ số suy giảm khoảng cách tĩnh	3
Sigma	Độ lệch chuẩn của phân bố loga chuẩn	6dB
McN	C/N trong truy cập chuẩn khi được truyền từ cạnh tế bào	30dB
Tcn	Hệ số bắt giữ	10dB

- 1- Trong khối đầu tiên, những biến chung và những biến tĩnh được định nghĩa
- 2- Trong khối thứ hai, trạng thái của tất cả những trạm cuối truy cập được khởi tạo. Trong khối này, thời gian khởi tạo là khi gói tin đầu tiên được phát và chiều dài của gói tin được xác định
- 3- Trong khối thứ ba, khi việc truyền gói tin kết thúc thành công, số lượng những gói tin truyền thành công được đếm lại, trễ truyền được tính toán, và thời gian khi một gói tin mới được phát đi được tính toán cho tất cả các trạm cuối. Ở đây, tại mỗi trạm cuối,

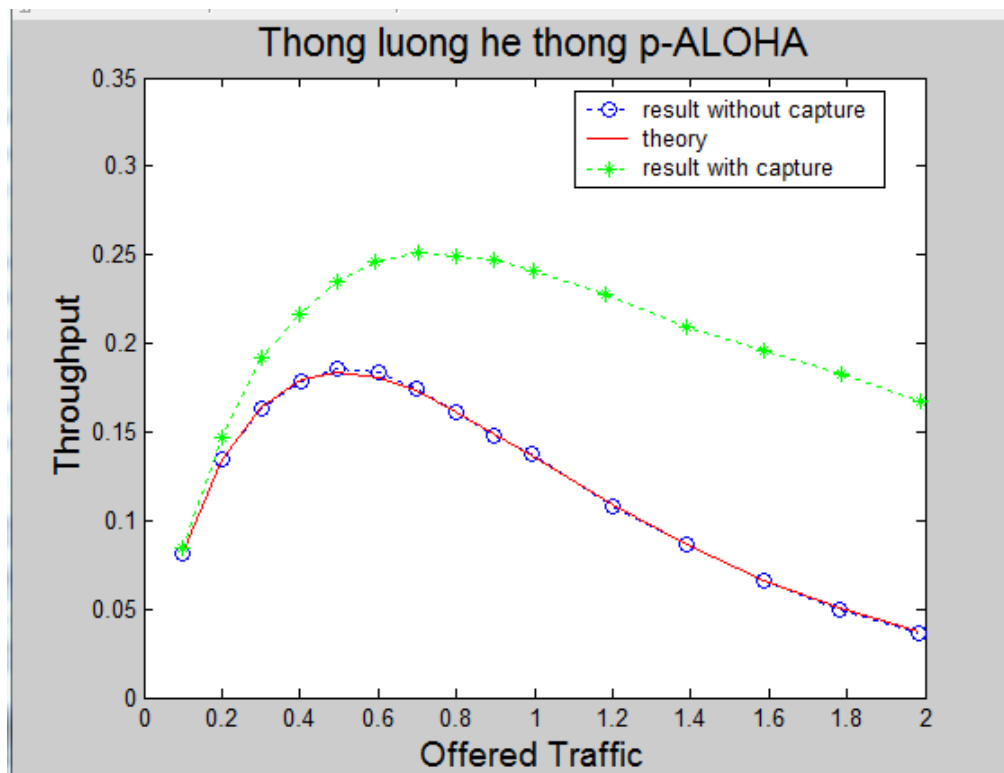
một gói tin mới sẽ không được phát cho đến khi gói tin đã được phát trong mỗi kênh truyền được truyền thành công tới điểm truy cập

- 4- Trong khối thứ tư, khi việc truyền gói tin kết thúc và sự truyền tin bị lỗi, thời gian khi gói tin được truyền lại được tính toán cho tất cả các trạm cuối
- 5- Trong khối thứ năm, những trạm cuối truy cập thực hiện truyền một gói tin tại `now_time` được tìm kiếm trên tất cả những trạm trạm cuối truy cập. Khi ấy, trạng thái chuyển sang chế độ truyền, thời gian giới hạn để kết thúc truyền gói được tính toán, và số lượng những gói đã truyền được đếm
- 6- Trong khối thứ sáu, bằng cách tìm kiếm giá trị cực tiểu từ `mtime`, `next_time` được quyết định, đó là thời gian gần nhất khi trạng thái của mỗi trạm cuối truy cập được thay đổi

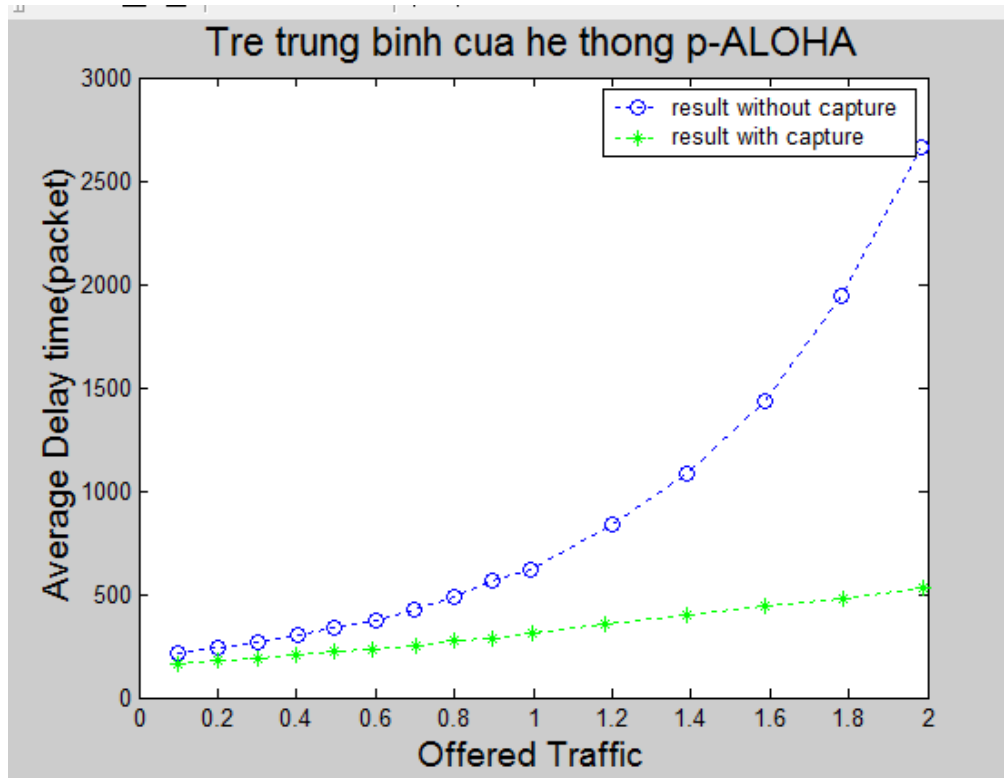
Tham khảo chương trình mô phỏng p-ALOHA `paloha.m` ở trên trong phần phụ lục.

2.4.1.2 Kết quả mô phỏng

Hiệu quả thông lượng và trễ truyền trung bình được xác định, những kết quả mô phỏng được thấy trong hình 2.8 và 2.9



Hình 2.8 Lưu lượng yêu cầu và thông lượng của p-ALOHA



Hình 2.9 Lưu lượng yêu cầu và thời gian trễ trung bình của p-ALOHA

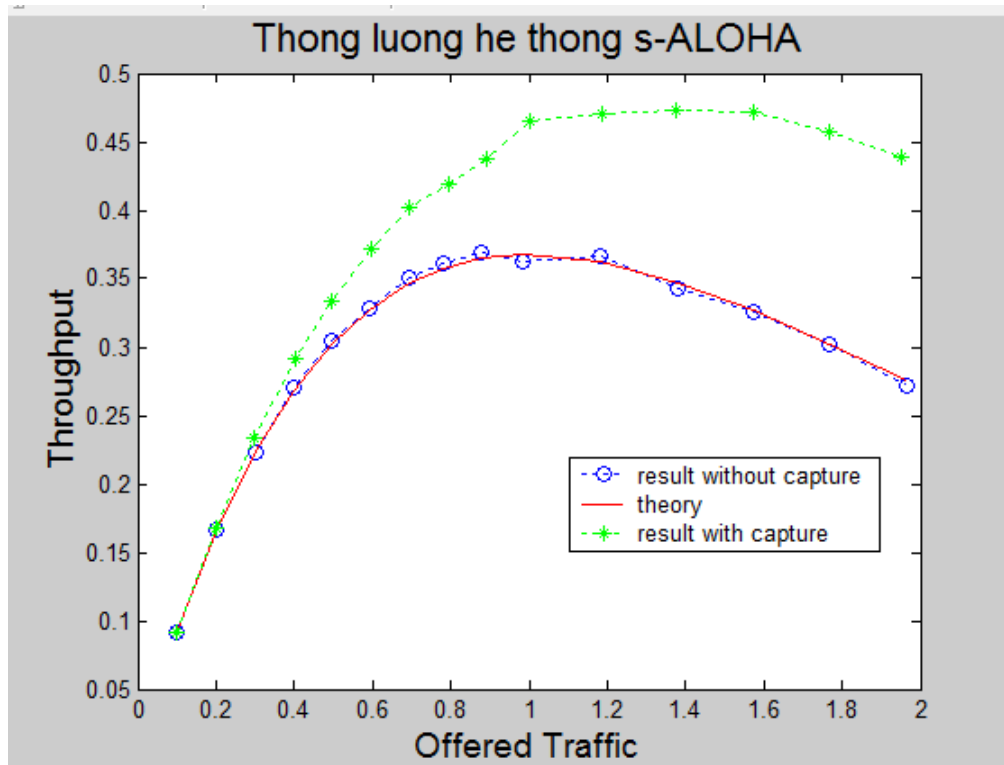
Khi “hiệu ứng lấn át” không được xem xét đến, thông lượng gần với giá trị lý thuyết thậm chí nếu số lượng người dùng là 100. Hơn thế nữa, khi ảnh hưởng bắt giữ được xem xét, thông lượng này lớn hơn trường hợp không xem xét ảnh hưởng bắt giữ. Thêm vào đó, trễ truyền trung bình cũng giảm đi. Trong trường hợp ALOHA nguyên thủy, sự xung đột xuất hiện, do đó hiệu ứng lấn át là lý do tăng thông lượng hệ thống

2.4.2. Chương trình và kết quả mô phỏng thuật toán s-ALOHA

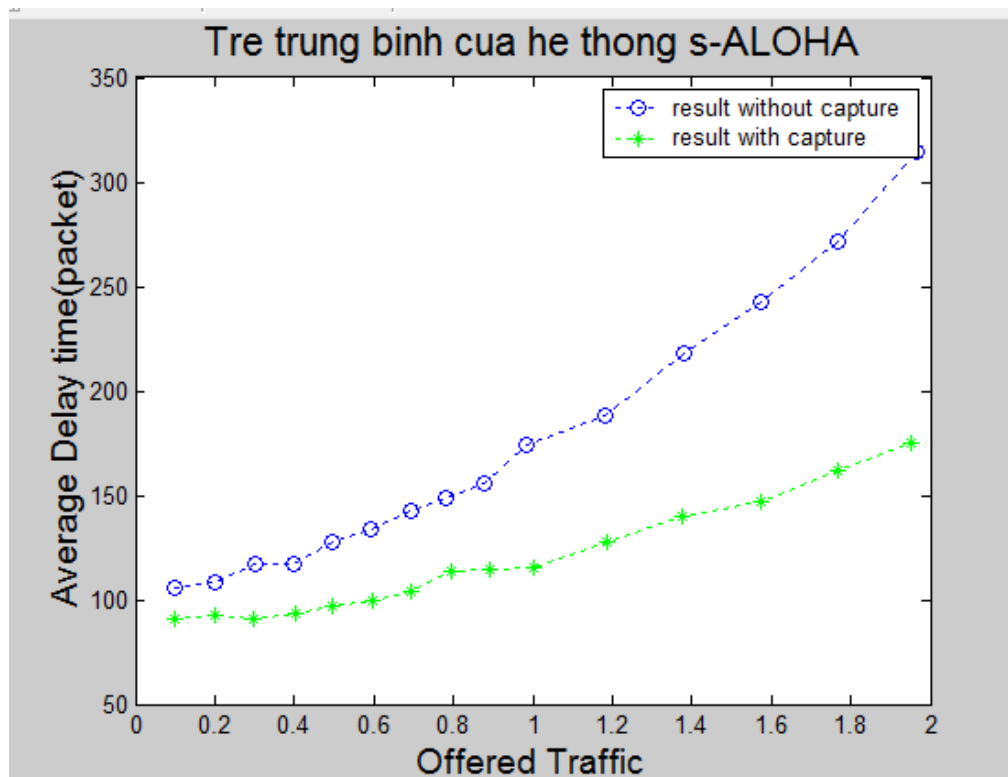
2.4.2.1 Tham số và cấu trúc chương trình

Chương trình mô phỏng s-ALOHA về cơ bản giống chương trình mô phỏng p-ALOHA, tuy nhiên, có sự định thời (timing) để việc truyền gói được đồng bộ với khe thời gian. Tham khảo định thời trong chương trình mô phỏng s-ALOHA saloha.m trong phụ lục.

2.4.2.2 Kết quả mô phỏng



Hình 2.10 Lưu lượng yêu cầu và thông lượng của s-ALOHA



Hình 2.11: Lưu lượng yêu cầu và trễ trung bình của s-ALOHA

Những kết quả mô phỏng thông lượng và trễ truyền trung bình được chỉ ra trong hình 2.10 và 2.11. Tác động của hiệu ứng lần át là đáng kể trong việc tăng thông lượng mạng và giảm trễ truyền

Chương 3 – Logic mờ và điều khiển tiếp nhận trong WiMAX

Trong phần này luận văn sẽ đi sâu tìm hiểu một trong các đề xuất giải quyết vấn đề cấp phát tài nguyên và điều khiển tiếp nhận được đề xuất đó là mô hình Logic mờ

Động lực dùng logic mờ là do nhiều tham số hệ thống (như chất lượng kênh, chuyển động, lưu lượng nguồn) không thể ước lượng thật chính xác. Do đó áp dụng phương pháp truyền thống để điều khiển tối ưu không cho hiệu quả và đảm bảo thời gian thực đồng thời cho các loại hình dịch vụ khác nhau. Dùng phương pháp logic mờ có độ phức tạp tính toán thấp chính là lựa chọn thích hợp.

Trước hết ta sử dụng một mô hình hàng đợi Markov thời gian rời rạc (DTMC) để phân tích QoS của gói (thí dụ như trễ trung bình) khi dùng OFDMA kết hợp mã hóa và điều chế thích nghi AMC. Từ mô hình này ảnh hưởng của những tham số nguồn (như tốc độ đến, tốc độ đỉnh, và xác suất đạt tốc độ đỉnh..), tham số chất lượng kênh (tức là tỉ lệ tín hiệu trên nhiễu SNR trung bình) đối với hiệu quả truyền (tức là chiều dài hàng đợi trung bình, xác suất “rơi” gói, thông lượng và trễ..) có thể được khảo sát.

Tiếp đó, ta thiết lập một tập các quy tắc cho điều khiển mờ, nó được dùng online để quản lý nguồn tài nguyên vô tuyến và điều khiển tiếp nhận. Bởi vì quyết định điều khiển nhận dựa trên cơ sở lượng tài nguyên yêu cầu (để thỏa mãn QoS), tình trạng kết nối đang thực hiện, kết nối yêu cầu vào và tài nguyên còn lại. Kết quả nhận được từ mô hình hàng đợi rất hữu ích cho việc thiết kế bộ cấp phát tài nguyên trong hệ thống điều khiển logic mờ. Hiệu quả của sơ đồ điều khiển nhận được phân tích bằng kết quả mô phỏng và được so sánh với hiệu quả của một vài sơ đồ truyền thống (ví dụ như sơ đồ điều khiển nhận tĩnh và thích nghi).

Mô hình hàng đợi và bộ điều khiển logic mờ được biểu diễn trong hình 1.6 ở trên

3.1. Logic mờ

3.1.1. Giới thiệu

Logic mờ có thể được sử dụng để đưa ra một quyết định bằng cách sử dụng những thông tin mơ hồ, gần đúng và không đầy đủ. Do đó, nó phù hợp cho một hệ thống phức tạp, khó tính toán và khó xác định những tham số chính xác. Logic mờ cũng cho phép chúng ta đưa ra những *suy luận* bằng việc sử dụng những thông tin gần đúng để quyết định chọn một hành động phù hợp với những đầu vào đã cho. Nói một cách ngắn gọn, thay cho việc sử dụng những công thức toán học phức tạp, logic mờ sử dụng những tập mờ và những quy tắc suy luận (thí dụ IF, THEN, ELSE, AND, OR, NOT) để đạt được nghiệm thỏa mãn những mục tiêu hệ thống mong muốn.

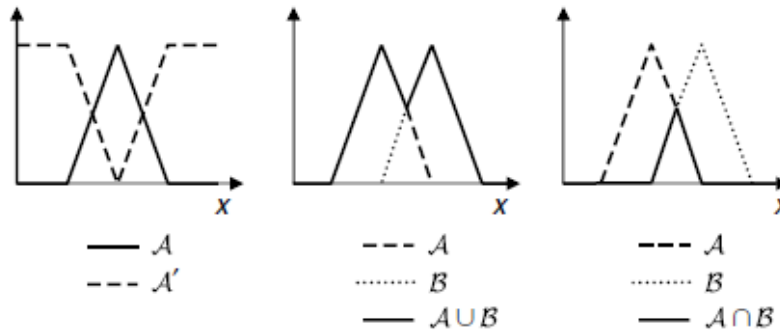
Lôgic mờ thân thiện về mặt tính toán và có độ phức tạp thấp. Vì thế, lôgic mờ phù hợp cho những ứng dụng thời gian thực, ở đó thời gian đáp ứng nhanh mang tính quyết định với hệ thống.

3.1.2. Phép toán trong tập mờ

Những phép toán trong tập mờ tương tự như những phép toán trong tập nhị phân (tức là NOT, OR, AND)

- NOT biểu thị phần bù của một tập \mathcal{A} (tức là \mathcal{A}'), và phép toán tương ứng trên một hàm thành phần được cho bởi $\mu_{\mathcal{A}'}(a) = 1 - \mu_{\mathcal{A}}(a)$.
- OR biểu thị hợp của những tập mờ $\mathcal{A} \cup \mathcal{B}$, và phép toán tương ứng trên một hàm thành phần được cho bởi $\mu_{\mathcal{A} \cup \mathcal{B}}(a) = \max(\mu_{\mathcal{A}}(a), \mu_{\mathcal{B}}(a))$. Bởi vì phép toán OR ở đây là hợp của nhiều tập mờ, nên hàm thành phần của phép toán này là hàm thành phần lớn nhất từ tất cả các tập mờ
- AND biểu thị giao của tập mờ $\mathcal{A} \cap \mathcal{B}$ và phép toán tương ứng trên một hàm thành phần cho bởi $\mu_{\mathcal{A} \cap \mathcal{B}}(a) = \min(\mu_{\mathcal{A}}(a), \mu_{\mathcal{B}}(a))$. Bởi vì phép toán AND là giao của nhiều tập mờ, nên hàm thành phần của phép toán này là hàm thành phần thấp nhất từ tất cả các tập mờ.

Minh họa đồ thị biểu diễn những phép toán này được chỉ ra trên hình 2.3



Hình 3. 1 Phép toán trên tập mờ

3.1.3. Quy tắc mờ

Tri thức trong lôgic mờ được biểu diễn trong những quy tắc ngôn ngữ. Một quy tắc dựa trên cơ sở nguyên nhân và kết quả trong dạng thức IF-THEN (tức là phép kéo theo). Cơ sở tri thức này bao gồm vài quy tắc mờ. Để xác định kết quả (hay đưa ra quyết định), những quy tắc mờ này được đánh giá và những kết quả được tập hợp đến nghiệm cuối cùng. Nếu \mathcal{A} và \mathcal{C} biểu thị những tập mờ, quy tắc miêu tả IF \mathcal{A} THEN \mathcal{C} có thể được biểu

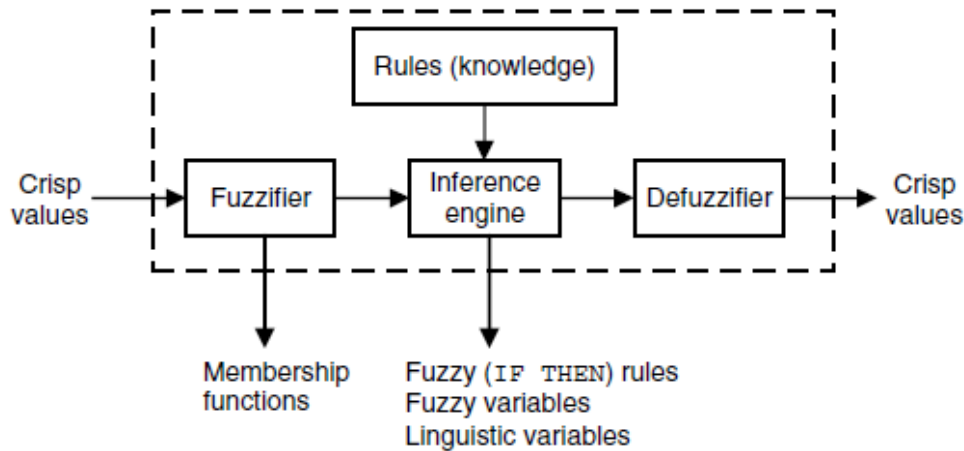
diễn như là $\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{C}$. Trong quy tắc này, \mathcal{A} được gọi là nguyên nhân, điều kiện, tiền đề của quy tắc và \mathcal{C} được gọi là tác động, ảnh hưởng, kết quả của quy tắc mờ. Cho quy tắc IF-THEN này, hàm thành phần của kết quả c cho đầu vào a có thể đạt được trong nhiều cách tiếp cận khác nhau sau đây:

- *Phép kéo theo Larsen:* $\mu_{\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{C}}(a, c) = \mu_{\mathcal{A}}(a) \mu_{\mathcal{C}}(c)$
- *Phép kéo theo Mamdani:* $\mu_{\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{C}}(a, c) = \min(\mu_{\mathcal{A}}(a), \mu_{\mathcal{C}}(c))$
- *Phép kéo theo Zadeh:* $\mu_{\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{C}}(a, c) = \max\{\min(\mu_{\mathcal{A}}(a), \mu_{\mathcal{C}}(c)), 1 - \mu_{\mathcal{A}}(a)\}$
- *Phép kéo theo Dienes-Rescher:* $\mu_{\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{C}}(a, c) = \max(1 - \mu_{\mathcal{A}}(a), \mu_{\mathcal{C}}(c))$
- *Phép kéo theo Lukasiewicz:* $\mu_{\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{C}}(a, c) = \min(1, 1 - \mu_{\mathcal{A}}(a) + \mu_{\mathcal{C}}(c))$

Chú ý rằng, phép kéo theo Mamdani được sử dụng phổ biến nhất bởi vì nó cung cấp những kết quả đúng và thiết thực.

3.1.4. Điều khiển logic mờ

Một hệ thống điều khiển logic mờ cung cấp một phương thức đơn giản để đạt được lời giải cho một bài toán dựa trên thông tin đầu vào không đầy đủ, ồn và không chính xác. Nhìn chung, có ba thiết bị chính trong một hệ thống điều khiển logic mờ: bộ làm mờ, bộ xử lý logic mờ và bộ giải mờ (Hình 3.3)



Hình 3. 2 Quá trình mờ, cơ cấu suy luận và giải mờ

Trong khi bộ làm mờ được dùng để ánh xạ những đầu vào chính xác vào trong tập mờ, bộ xử lý logic mờ thực thi một cơ cấu suy luận để đạt được kết quả dựa trên những tập hợp những quy tắc đã xác định trước. Sau đó, bộ giải mờ được áp dụng để biến đổi kết quả này thành những đầu ra chính xác.

Trong quá trình làm mờ, giá trị đầu vào được làm mờ để quyết định những hàm thành phần. Sau đó, những đầu vào đã làm mờ này được sử dụng bởi những quy tắc suy luận để xác định một kết quả hoặc đưa ra quyết định. Ví dụ, để \mathcal{A}_i và \mathcal{B}_i biểu thị những đầu vào được làm mờ, và \mathcal{C}_i biểu thị một đầu ra. Một tập hợp những quy tắc có thể được định nghĩa như sau:

$$\text{Quy tắc 1: } \mathcal{A}_1 \text{ AND } \mathcal{B}_1 \rightarrow \mathcal{C}_1$$

$$\text{Quy tắc 2: } \mathcal{A}_2 \text{ AND } \mathcal{B}_2 \rightarrow \mathcal{C}_2$$

...

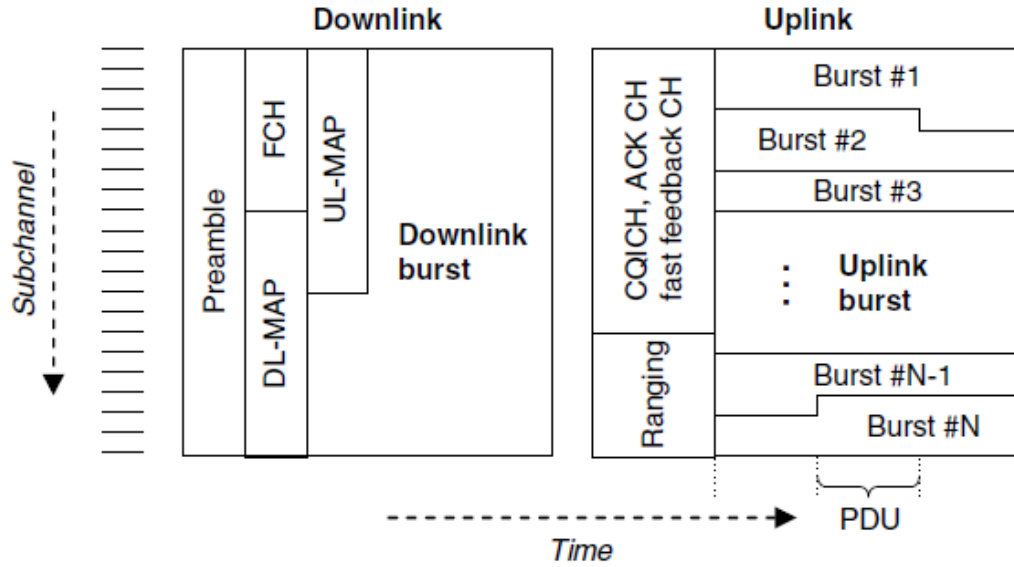
$$\text{Quy tắc n: } \mathcal{A}_n \text{ AND } \mathcal{B}_n \rightarrow \mathcal{C}_n$$

Bởi vì những quy tắc này liên quan qua suy luận IF-THEN, hàm thành phần của một đầu ra của một quy tắc riêng rẽ có thể được biểu diễn như $\mu_{R_i}(a, b, c) = \min(\mu_{\mathcal{A}_i}(a), \mu_{\mathcal{B}_i}(b), \mu_{\mathcal{C}_i}(c))$. Sau đó, những kết quả của tất cả những quy tắc được kết hợp lại sử dụng hàm cực đại của mỗi quy tắc như sau:

$$\mu_R(a, b, c) = \max_i \min(\mu_{\mathcal{A}_i}(a), \mu_{\mathcal{B}_i}(b), \mu_{\mathcal{C}_i}(c))$$

3.2. Mô hình hệ thống WiMAX

Trở lại mô hình Wimax chúng ta xem xét một kịch bản truyền tin đường xuống giữa một trạm gốc BS và những thuê bao vận hành trong chế độ TDD-OFDMA với C kênh truyền con sẵn có để phục vụ đa kết nối. Cấu trúc khung được chỉ ra trong hình 3.4, ở đó khung được chia thành những khung nhỏ đường xuống và đường lên. Mỗi khung nhỏ bao gồm nhiều khối dữ liệu và mỗi khối dữ liệu được dùng cho việc truyền những đơn vị dữ liệu giao thức (*protocol data units- PDUs*) tương ứng với một kết nối. Một khối đơn có thể mang vài PDUs trên đa kênh truyền con, và một kênh truyền con có thể được chia sẻ bởi vài khối. Mã hóa và điều chế tương thích được dùng để hiệu chỉnh tốc độ truyền trên mỗi kênh truyền con một cách linh hoạt theo chất lượng kênh truyền. Mức độ điều chế và tốc độ mã hóa, số bit thông tin trên mỗi ký hiệu, và yêu cầu về SNR cho giao diện vô tuyến IEEE 802.16 được chỉ ra trong bảng 3.1. Với sơ đồ mã hóa và điều chế cơ bản (tức là *rate ID=0*), một kênh truyền con có thể truyền L PDUs (thí dụ L=3 trong hình 3.4). Do đó, *tốc độ truyền PDU tổng phụ thuộc vào số lượng kênh truyền con được cấp phát và rate ID* được sử dụng trong mỗi kênh truyền con.



Hình 3. 3 Cấu trúc khung của IEEE 802.16 với chế độ TDD-OFDMA

Rate ID	Mức điều chế (Mã hóa)	Thông tin (Số bit/ký hiệu)	Yêu cầu về SNR
0	BPSK (1/2)	0.5	6.4
1	QPSK (1/2)	1	9.4
2	QPSK (3/4)	1.5	11.2
3	16QAM (1/2)	2	16.4
4	16QAM (3/4)	3	18.2
5	64QAM(2/3)	4	22.7
6	64QAM(3/4)	4.5	24.4

Bảng 3.1 Những sơ đồ mã hóa và điều chế

Giả sử rằng điều kiện kênh truyền con vẫn giữ ổn định trên một khoảng thời gian khung ($\leq 2ms$), và tất cả những PDU được truyền trong cùng một kênh truyền con trong suốt thời gian một khung sử dụng *rate ID* giống nhau.

3.3. Cấp phát tài nguyên trong WiMAX và điều khiển quản lý

Trễ phải chịu cho việc truyền thành công một gói tin qua một liên kết vô tuyến phụ thuộc lớn vào *quản lý hàng đợi mức link*, và những phương thức kiểm soát lỗi. Bài toán phân tích hàng đợi mức link trong truyền gói vô tuyến được đề cập trong [14]. Một mô hình Markov được giới thiệu để phân tích quá trình rút PDU dưới điều khiển lỗi dựa trên yêu cầu phát lại tự động (ARQ). Trong [9] mô hình giải tích lớp chéo để rút ra tốc độ mất PDU, thông lượng trung bình, trễ với AMC được trình bày. Tuy nhiên mô hình xếp hàng này xét một người dùng đơn trong một kênh đơn. Một mô hình xếp hàng đã được giả thiết cho Wimax [11]. Chúng ta nghiên cứu hiệu quả mức gói bằng cách công thức hóa mô hình xếp hàng đặc biệt cho OFDMA, ta cũng xét sự đột biến của lưu lượng đến bằng cách mô hình nguồn theo quá trình poisson được điều chế bởi Markov. Từ mô hình xếp hàng này, phép đo hiệu quả mức gói khác nhau có thể nhận được, chúng có thể được dùng để thiết lập qui tắc điều khiển mờ cho quản lý tài nguyên và điều khiển tiếp nhận kết nối

3.3.1. Nguồn lưu lượng và ma trận xác suất đến.

Để “bắt được” tốc độ đến cao nhất cho một nguồn lưu lượng, chúng ta sử dụng một mô hình MMPP, đó là một mô hình lưu lượng tổng quát cho lưu lượng truyền thông đa phương tiện cũng như là lưu lượng Internet. Với MMPP, tốc độ đến PDU λ_s được xác định bởi pha s của chuỗi Markov và số các pha là S (tức là $s = 1, 2, \dots, S$). Một quá trình MMPP có thể được biểu diễn bởi những ma trận \mathbf{M} và $\mathbf{\Lambda}$, trong đó \mathbf{M} là ma trận xác suất chuyển của chuỗi điều chế Markov và $\mathbf{\Lambda}$ là ma trận tương ứng với tốc độ đến Poisson. Bởi vì chúng ta xem xét nguồn lưu lượng chỉ với tốc độ thông thường và tốc độ đỉnh nên số lượng pha của mô hình MMPP ở đây là hai (tức là $S=2$), và những ma trận được định nghĩa như sau [1]:

$$\mathbf{M} = \begin{bmatrix} 1 - P_{\text{peak}} & P_{\text{peak}} \\ 1 - P_{\text{peak}} & P_{\text{peak}} \end{bmatrix}, \mathbf{\Lambda} = \begin{bmatrix} \lambda & \\ & \lambda_p \end{bmatrix} \quad (3.1)$$

ở đó P_{peak} là xác suất tốc độ đến cao nhất, λ là tốc độ đến PDU thông thường và λ_p là tốc độ đỉnh.

MMPP thời gian rời rạc (dMMPP) tương đương với MMPP trong thời gian liên tục. Trong trường hợp này, ma trận tốc độ $\mathbf{\Lambda}$ được biểu diễn bởi ma trận xác suất đường chéo $\mathbf{\Lambda}_a$ khi số PDUs đến trong một khung là a . Mỗi phần tử của $\mathbf{\Lambda}_a$ có thể đạt được như sau:

$$\Lambda_a = \begin{bmatrix} f_a(a) \\ f_a(\lambda_p) \end{bmatrix}, \dots, \Lambda_A = \begin{bmatrix} F_A(\lambda) \\ F_A(\lambda_p) \end{bmatrix} \quad (3.2)$$

Ở đó xác suất để a PDUs đến trong khoảng thời gian t (tức là chu kỳ khung) với tốc trung bình λ được cho bởi:

$$f_a(\lambda) = \frac{e^{-\lambda t} (\lambda t)^a}{a!}$$

ở đó $a \in \{0, 1, \dots, A\}$ và A là kích thước nhóm cực đại cho một PDU đến. Hàm số khối xác suất tích lũy bù cho quá trình đến được cho bởi:

$$F_a(\lambda) = \sum_{j=a}^{\infty} f_j(\lambda, t)$$

3.3.2. Sự truyền trong những kênh con

Chúng ta xem xét một mô hình kênh Nakagami-m cho mỗi kênh truyền con, trong đó chất lượng kênh truyền được xác định bởi SNR_γ nhận được tức thời. Với điều chế thích nghi, SNR được chia thành $N + 1$ khoảng không phủ nhau (nonoverlapping) (ví dụ $N = 7$ trong chuẩn IEEE 802.16) bởi các ngưỡng Γ_n ($n \in \{0, 1, \dots, N\}$), ở đó $\Gamma_0 < \Gamma_1 < \dots < \Gamma_{N+1} = \infty$. Kênh con được nói đến trong trạng thái n (tức là *rate ID = n* được sử dụng), nếu $\Gamma_n \leq \gamma < \Gamma_{n+1}$. Để tránh những lỗi truyền thông tin có thể xảy ra, không có PDU nào được truyền khi $\gamma < \Gamma_0$. Chú ý rằng, những ngưỡng này tương ứng với yêu cầu SNR được định rõ trong chuẩn IEEE 802.16, đó là, $\Gamma_0 = 6.4, \Gamma_1 = 9.4, \dots, \Gamma_N = 24.4$ (như đã chỉ ra trong bảng 3.1). Từ phân bố Nakagami-m, xác suất của việc sử dụng *rate ID = n* tức là $\Pr(n)$ có thể đạt được như sau [1]:

$$\Pr(n) = \frac{\Gamma(m, m\Gamma_n/\bar{\gamma}) - \Gamma(m, m\Gamma_{n+1}/\bar{\gamma})}{\Gamma(m)} \quad (3.3)$$

Ở đó $\bar{\gamma}$ là SNR trung bình, tham số pha định Nakagami m ($m \geq 0.5$), $\Gamma(m)$ là hàm gamma, và $\Gamma(m, \gamma)$ là hàm gamma bù không đầy đủ.

Để \mathcal{C} biểu thị tập hợp những kênh truyền con đã cấp phát cho một kết nối riêng biệt. Chúng ta có thể định nghĩa ma trận hàng \mathbf{D}_c - mà những yếu tố d_{k+1} của nó tương ứng với xác suất truyền k PDUs trong một khung trên một kênh con c ($c \in \mathcal{C}$) như sau:

$$\mathbf{D}_c = [d_0 \dots d_k \dots d_{9xL}] \quad (3.4)$$

Ở đó

$$d_{(I_n \times 2 \times L)} = Pr(n) \quad (3.5)$$

Ở đó I_n là số lượng bit được truyền trên mỗi ký hiệu tương ứng với *rate* $ID=n$ và $d_0 = 1 - \sum_{k=1}^{9 \times L} d_k$. Ma trận \mathbf{D}_c có kích thước $1 \times (9 \times L) + 1$. Cho kênh truyền con mà trên đó kết nối này chia sẻ với một kết nối khác (tức là L_s không nằm trong L PUDs trong một khung trong kênh truyền được chia sẻ đó), ma trận này trở thành:

$$\mathbf{D}_c = [d_0 \dots d_k \dots d_{9 \times L_s}] \quad (3.6)$$

Tương tự như vậy $d_{(I_n \times 2 \times L_s)} = Pr(n)$. Chú ý rằng, chúng ta có thể tính toán tổng số những kênh truyền con c_i đã được cấp phát trên cơ sở *Rate* $ID=0$ cho kết nối i từ công thức:

$$c_i = \text{elec}(C) + \frac{L_s}{L} \quad (3.7)$$

ở đó hàm $\text{elec}(C)$ cho biết số lượng những phần tử trong tập C .

Ma trận cho *pmf* của tốc độ truyền PDU tổng cộng có thể thu được bằng cách chập những ma trận \mathbf{D}_c như sau:

$$\mathbf{D} = \bigodot_{\forall c \in C} \mathbf{D}_c$$

ở đó $\mathbf{a} \bigodot \mathbf{b}$ biểu thị tích chập rời rạc giữa những ma trận a và b . Ở đây, ma trận D có kích thước $1 \times U + 1$, ở đó $U = (9 \times [c_i] \times L) + (9 \times L_s) + 1$ cho biết số lượng cực đại PDU có thể được truyền trong một khung.

Tốc độ truyền tổng PDU có thể đạt được như sau:

$$\alpha = \sum_{k=1}^U k \times [\mathbf{D}]_{k+1} \quad (3.8)$$

3.3.3. Không gian trạng thái và Ma trận chuyển tiếp.

Cho mỗi kết nối, một hàng đợi riêng biệt với kích thước X PUDs được dùng cho việc nhớ đệm dữ liệu từ ứng dụng tương ứng. Trạng thái của hàng đợi (nghĩa là số lượng PUDs trong hàng đợi và pha của dữ liệu mới đến) được theo dõi ở đầu mỗi khung. Một PDU đang đến trong khung f sẽ không được truyền đến tận tối thiểu khung tiếp theo $f + 1$. Không gian trạng thái của một hàng đợi có thể được định nghĩa như sau:

$$\Phi = \{(X, \mathcal{M}), 0 \leq X \leq X, \mathcal{M} \in \{1, 2\}\}$$

ở đó X và \mathcal{M} tương ứng biểu thị số lượng PUDs trong hàng đợi và pha của quá trình đến MMPP. Ma trận chuyển \mathbf{P} của hàng đợi có thể được biểu diễn như trong phương trình 3.9.

Những hàng của ma trận \mathbf{P} biểu thị số lượng PDUs trong hàng đợi, và yếu tố $\mathbf{p}_{x,x'}$ trong ma trận này biểu thị ma trận xác suất cho trường hợp khi số lượng PDUs trong hàng đợi chuyển từ x trong khung hiện tại sang x' trong khung tiếp theo.

$$\mathbf{P} = \begin{bmatrix} P_{0,0} & \cdots & P_{0,A} & & \\ \vdots & \ddots & \ddots & \ddots & \\ P_{U,0} & \cdots & P_{U,U} & \cdots & P_{U,U+A} \\ & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots \\ & & P_{x,x-U} & \cdots & P_{x,x} & \cdots & P_{x,x+A} \\ & & & \ddots & \ddots & \ddots & \ddots \\ & & & & P_{X,X-U} & \cdots & P_{X,X} \end{bmatrix} \cdot \quad (3.9)$$

Bởi vì trong một khung, vài PDUs có thể đến và được truyền đi, ma trận \mathbf{P} này được chia thành ba phần. Phần thứ nhất, từ hàng 0 đến hàng $U - 1$, chỉ ra trường hợp mà tốc độ truyền tổng cực đại lớn hơn số lượng PDUs trong hàng đợi và không có PDUs đến nào bị rớt. Phần thứ hai, từ hàng U đến hàng $X - U$, biểu diễn trường hợp ở đó tốc độ truyền PDUs cực đại nhỏ hơn hoặc bằng số lượng PDUs trong hàng đợi và không có PDUs đến nào bị rớt. Bởi vì kích thước của hàng đợi là hữu hạn, một vài PDUs mới đến có thể bị rớt bởi vì sự thiếu hụt không gian nhớ. Phần thứ ba, từ hàng $X - A + 1$ đến X , biểu thị trường hợp một vài PDUs mới đến sẽ bị bỏ rớt do sự thiếu hụt không gian trong hàng đợi. Để $\mathbf{D}^{(x)}$ biểu thị xác suất truyền khi có x PDUs trong hàng đợi và nó có thể đạt được từ phương trình $\mathbf{D}^{(x)} = [d_0 \dots d_{U'}]$, ở đó $U' = \min(x, U)$ và

$$d_{U'} = \begin{cases} d_{U'} & U' = U \\ \sum_{k=x}^U d_k, & U' = x \end{cases} \quad (3.10)$$

Lưu ý rằng, bởi vì tốc độ truyền PDU tổng cực đại có thể lớn hơn số lượng PDUs trong hàng đợi, số lượng PDUs được truyền cực đại không thể lớn hơn số lượng PDUs trong hàng đợi

Những yếu tố trong phần đầu tiên và phần thứ hai của ma trận \mathbf{P} có thể đạt được như sau:

$$\mathbf{p}_{x,x-u} = \mathbf{M} \left\{ \sum_{k-j=u} \Lambda_j \times \left([\mathbf{D}^{(x)}]_{k+1} \mathbf{I}_2 \right) \right\} \quad (3.11)$$

$$\mathbf{p}_{x,x+v} = \mathbf{M} \left\{ \sum_{j-k=v} \Lambda_j \times \left([\mathbf{D}^{(x)}]_{k+1} \mathbf{I}_2 \right) \right\} \quad (3.12)$$

$$\mathbf{p}_{x,x} = \mathbf{M} \left\{ \sum_{k=j} \Lambda_j \times \left([\mathbf{D}^{(x)}]_{k+1} \mathbf{I}_2 \right) \right\} \quad (3.13)$$

Cho $u = 1, \dots, U'$, $v = 1, \dots, A$ ở đó $k \in \{0, 1, 2, \dots, U'\}$ và $j \in \{0, 1, 2, \dots, A\}$ tương ứng biểu diễn số lượng PDUs đã rời khỏi và số lượng PDUs đang đến, và \mathbf{I}_2 là một ma trận đồng nhất kích thước 2×2 .

Xem xét cả hai sự kiện PDU đến và PDU rời đi, phương trình 3.11 đến 3.13 tương ứng biểu diễn những ma trận xác suất chuyển cho những trường hợp khi số lượng PDUs trong hàng đợi giảm u PDUs, tăng v PDUs, và không thay đổi.

Phần thứ ba của ma trận $\mathbf{P}(\{x = X - A + 1, X - A + 2, \dots, X\})$ phải “bắt giữ” ảnh hưởng rớt PDU. Do đó, cho $x + v \geq X$, phương trình 3.12 trở thành

$$\mathbf{p}_{x,x+v} = \sum_{i=v}^A \hat{\mathbf{p}}_{x,x+i} \text{ với } x + v \geq X \quad (3.14)$$

ở đó $\hat{\mathbf{p}}_{x,x'}$ đạt được khi đang xét là không có gói rớt. Cho $x = X$, phương trình (3.13) trở thành

$$\mathbf{p}_{x,x} = \hat{\mathbf{p}}_{x,x} + \sum_{i=1}^A \hat{\mathbf{p}}_{x,x+i} \quad (3.15)$$

Phương trình 3.14 và 3.15 chỉ ra trường hợp hàng đợi sẽ đầy nếu số lượng những PDUs đến lớn hơn không gian sẵn có trong hàng đợi

3.3.4. *Phép đo QoS*

Để nhận được phép đo hiệu quả, yêu cầu giả định xác suất trạng thái ổn định cho hàng đợi. Bởi vì kích thước hàng đợi là hữu hạn (tức là $X < \infty$), ma trận xác suất $\boldsymbol{\pi}$ nhận được bằng cách giải phương trình $\boldsymbol{\pi}\mathbf{P} = \boldsymbol{\pi}$ và $\boldsymbol{\pi}\mathbf{1} = \mathbf{1}$, ở đó $\mathbf{1}$ là ma trận cột đơn vị. Ma trận $\boldsymbol{\pi}$ chứa xác suất trạng thái liên tục tương ứng với số lượng của PDUs trong hàng đợi và pha của nguồn lưu lượng MMPP. Ma trận $\boldsymbol{\pi}$ có thể được phân tách thành $\boldsymbol{\pi}(x, s)$, đó là xác suất trạng thái tĩnh mà ở đó có x PUDs trong hàng đợi và pha của MMPP là s , như sau $\boldsymbol{\pi}(x, s) = [\boldsymbol{\pi}]_{2x+s}$. Ở đây, $s = 1$ và 2 tương ứng chỉ thị rằng nguồn lưu lượng truyền với tốc độ thông thường và tốc độ đỉnh.

3.3.4.1 *Số lượng PDUs trung bình trong hàng đợi*

Số lượng PDUs trung bình trong một hàng đợi có thể thu được như sau:

$$\bar{x} = \sum_{x=1}^X x (\sum_{s=1}^2 \boldsymbol{\pi}(x, s)) \quad (3.16)$$

3.3.4.2 *Xác suất rớt PDU*

Xác suất rớt PDU là xác suất một PDU đến sẽ bị bỏ rớt bởi vì không có sẵn không gian nhớ đệm. Nó có thể nhận được từ số lượng PDUs bị rớt trung bình mỗi khung theo

phương pháp được sử dụng trong tham khảo [14]. Cho rằng có x PDUs trong hàng đợi và số lượng PDUs trong hàng đợi tăng lên v , số lượng PDUs bị rớt là $v - (X - x)$ cho $v > X - x$, và bằng 0 trong trường hợp khác. Số lượng PDUs bị rớt trung bình mỗi khung đạt được như công thức sau đây:

$$\bar{x}_{\text{drop}} = \sum_{s=1}^2 \sum_{x=0}^X \sum_{v=X-x+1}^A \pi(x, s) \left(\sum_{j=1}^2 [\mathbf{p}_{x,x+v}]_{s,j} \right) (v - (X - x)) \quad (3.17)$$

ở đó số hạng $\sum_{j=1}^2 [\mathbf{p}_{x,x+v}]_{s,j}$ trong phương trình 3.17 biểu thị tổng xác suất rằng số lượng PDUs trong hàng đợi tăng lên v tại mỗi pha đến. Chú ý rằng, chúng ta xem xét xác suất $\mathbf{p}_{x,x+v}$ hơn là xác suất của PDU đến bởi vì chúng ta phải xem xét sự truyền PDU trong cùng một khung. Sau khi tính toán số lượng PDUs bị rớt trung bình mỗi khung, chúng ta có thể đạt được xác suất một PDU đến bị rớt như sau:

$$P_{\text{drop}} = \frac{\bar{x}_{\text{drop}}}{\bar{\lambda}}$$

ở đó $\bar{\lambda}$ là số lượng PDU trung bình đến mỗi khung và nó có thể đạt được từ $\bar{\lambda} = \lambda(1 - P_{\text{peak}}) + \lambda_p P_{\text{peak}}$

3.3.4.3 Thông lượng hàng đợi

Nó định lượng số lượng PDUs được truyền trong một khung và nó có thể thu được từ công thức $\eta = \lambda(1 - P_{\text{drop}})$.

3.3.4.4 Trễ trung bình

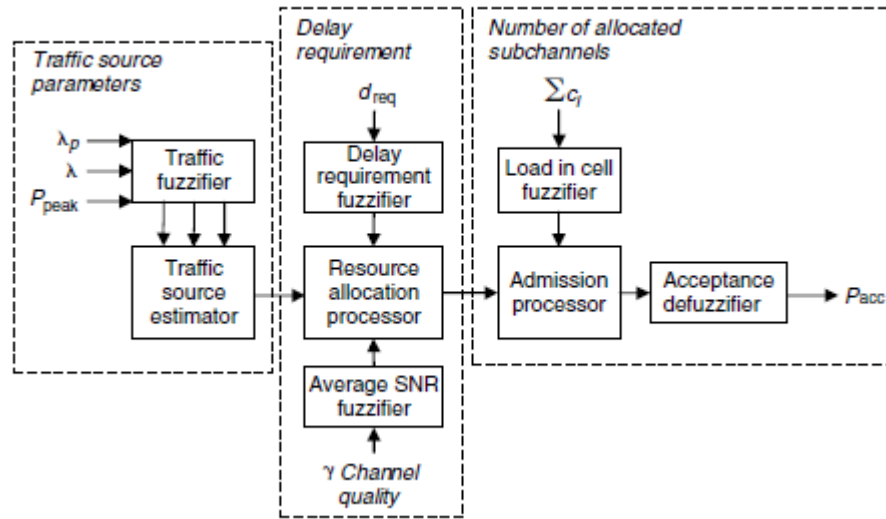
Trễ trung được định nghĩa như là số lượng khung mà một PDU đợi trong hàng đợi từ khi đến tới trước khi nó được truyền đi. Chúng ta sử dụng định luật Little để đạt được trễ trung bình như sau:

$$\bar{w} = \frac{\bar{x}}{\eta}$$

ở đó η là thông lượng (giống như là tốc độ đến thực tế tại hàng đợi) và \bar{x} là số lượng PDUs trung bình trong hàng đợi

3.3.5. Áp dụng điều khiển logic mờ cho điều khiển tiếp nhận

Chúng ta đề xuất một hệ thống điều khiển logic mờ vòng lặp mở (open-loop) cho điều khiển nhận, và những thiết bị chính trong hệ thống này được chỉ ra trong hình 3.5 [1]



Hình 3. 4 Sơ đồ khối của bộ kiểm soát nhận logic mờ

Quá trình điều khiển nhận mờ làm việc như sau. Khi một kết nối được khởi tạo, MS thông tin cho trạm gốc BS những *tham số nguồn lưu lượng gần đúng* (tức là tốc độ thông thường λ , tốc độ đỉnh λ_p và xác suất xảy ra tốc độ đỉnh P_{peak}) và yêu cầu *trễ* mục tiêu d_{req} . Những tham số đầu vào này *được làm mờ* vào trong những tập mờ hàm thành phần tương ứng. Bộ ước lượng lưu lượng nguồn sẽ ước lượng cường độ lưu lượng như là đầu ra. Tiếp theo, trạm gốc đo và làm mờ SNR trung bình ($\bar{\gamma}$) tương ứng với một kết nối mới. Cường độ lưu lượng này và thông tin chất lượng kênh được sử dụng bởi *bộ xử lý cấp phát tài nguyên* cùng với yêu cầu *trễ* đặc trưng của người dùng để nhận được số lượng kênh cấp phát. Số lượng những kênh con này bị giới hạn bởi c_{min} và c_{max} để đảm bảo rằng kết nối được cấp phát lượng tài nguyên truyền tin không quá lớn cũng không quá nhỏ.

Số lượng những kênh truyền con được cấp phát và lượng tải (load) được làm mờ trong tế bào $\sum_{i=1}^N c_i$, ở đó N là tổng số kết nối hiện thời, được sử dụng bởi bộ điều khiển nhận để quyết định liệu một kết nối đang đến có thể được chấp nhận hay không. Đặc biệt đầu ra từ bộ điều khiển nhận này được *giải mờ* thành một xác suất tiếp nhận P_{acc} , trạm gốc BS tiếp nhận một kết nối mới dựa trên xác suất này.

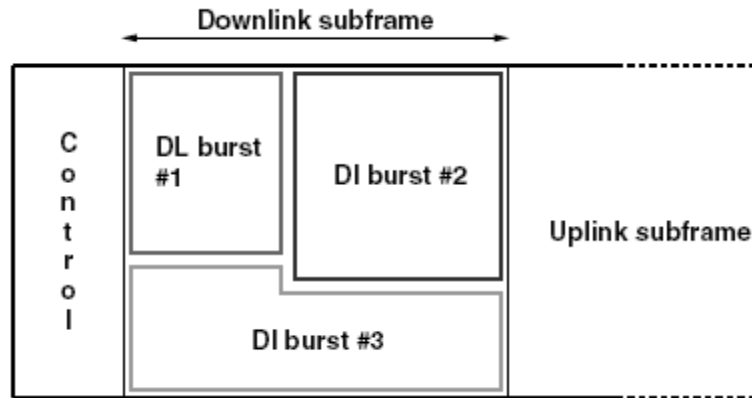
Những quy tắc cho bộ xử lý cấp phát tài nguyên được thiết lập căn cứ trên hiệu quả hàng đợi. Ví dụ, số lượng ít hơn của những kênh truyền con sẽ được cấp cho một kết nối với chất lượng kênh truyền trung bình khi yêu cầu về *trễ* của nó lớn hoặc cường độ lưu lượng thấp. Tuy nhiên, nếu những yêu cầu về *trễ* nhỏ, số lượng ít hơn kênh truyền con sẽ

được cấp chỉ khi SNR trung bình cao. Chúng ta kết luận rằng kiểm soát nhận logic mờ đã đề xuất có thể tăng hiệu quả sử dụng những kênh truyền con sẵn có bằng cách xem xét quá trình lưu lượng đến trong khi vẫn duy trì yêu cầu về trễ tại mức mục tiêu. Hơn nữa, bởi vì sử dụng của bộ xử lý suy luận nhận, những thực thi chất lượng dịch vụ QoS cho sơ đồ mờ trở nên nhạy cảm với tải lưu lượng trong tế bào. Do đó, một người dùng di động được bảo đảm chất lượng dịch vụ QoS sau khi kết nối được thừa nhận.

Chương 4 - Mô hình hệ thống OFDM và vấn đề lập lịch trong WiMAX

Mở đầu

Cấu trúc khung tiêu biểu dùng trong hệ thống vô tuyến IEEE 802.16 nêu trong hình 4.1. Những cụm đầu tiên trong khung điều khiển gồm ánh xạ đường xuống (DL), ánh xạ đường lên (UL), xác định thông tin về *cấp phát tài nguyên* cho mỗi khách hàng trên đường lên và xuống.



Hình 4.1 Cấu trúc khung trong hệ thống vô tuyến

Những ánh xạ này chứa thông tin về kênh con và khe thời gian cấp phát trong một khung đã cho, tiếp sau phần DL là phần UL. Trục hoành là trục thời gian còn trục tung là trục tần số (diễn tả các kênh con). Hình 4.1 diễn tả một khung TDD (song công theo thời gian) cho một OFDMA PHY với việc phân cho 3 người dùng trên đường DL.

IEEE 802.16 đưa ra một số kỹ thuật cho phép người dùng yêu cầu tài nguyên băng tần đường lên phù hợp với QoS, đó là yêu cầu mà người dùng cần chuyển một lượng dữ liệu nhất định trong một khoảng thời gian nhất định, điều này có thể được thực hiện qua các dịch vụ UGS (cấp phát tự nguyện) và rtPS (cấp phát thời gian thực).

Vấn đề lập lịch phân khe thời gian trên một tập con các kênh con có sẵn (tài nguyên tần số) có mục tiêu là phải đồng thời thỏa mãn *yêu cầu khách hàng* và *cực đại thông lượng hệ thống*. Việc cấp phát không dựa theo sự bột phát thông tin mà dựa vào yêu cầu của người dùng. Khoảng thời gian T mà theo đó yêu cầu cần được thỏa mãn có thể bằng độ dài khung hay một số giá trị khác có thể hiểu như khoảng thời gian trên trục hoành mà QoS yêu cầu. Nếu kênh thay đổi nhanh, T được giả thiết là nhỏ. Tuy nhiên, nếu kênh thay đổi chậm, T có thể là lớn, điều này trên thực tế có thể chấp nhận được. Nguyên tắc lập lịch đạt mục tiêu sẽ lần lượt được xem xét sau đây.

4.1. Mô hình hệ thống OFDM

Hệ thống OFDM là hệ thống truyền dẫn đa sóng mang trực giao, hoạt động theo từng frame ký hiệu nối tiếp theo thời gian như đã giới thiệu trong chương đầu tiên. Trong phần này chúng ta cùng tìm hiểu một số khái niệm trong hệ thống

4.1.1. Lập lịch lựa chọn tần số và phân tập tần số

Chuẩn IEEE 802.16 cho phép lập *ánh xạ* khác nhau giữa những sóng mang con và những kênh con. Một ví dụ của *ánh xạ lựa chọn tần số* là sóng mang con được sử dụng một phần (partially utilized subcarrier PUSC), trong số những sóng mang có sẵn, thiết lập nên một kênh truyền con được *lựa chọn ngẫu nhiên* trên toàn băng thông khả dụng. Đây là kiểu phân tập của kênh truyền con cho nên điều kiện kênh truyền nhận được của bất kỳ người dùng nào đại thể cũng giống nhau. Trong trường hợp AMC là: những sóng mang con tạo nên một kênh truyền con nằm *liền kề* nhau, và điều kiện kênh truyền thấy bởi một người dùng biến đổi qua các kênh truyền con và tức là biến đổi qua những người dùng. Lưu ý rằng, chúng ta không sử dụng những lược đồ trên cho mục đích tìm trung bình nhiều mà tập trung vào lập lịch giải quyết vấn đề phân chia nguồn tài nguyên có thể ứng dụng vào hệ thống thông qua kiểu PUSC hay AMC – trên cơ sở OFDMA cho tiêu chuẩn 802.16.

4.1.2. Khái niệm khe trong lớp vật lý

Khe vật lý PS là đơn vị thời gian cơ bản tại lớp vật lý. Trong trường hợp OFDMA, nó tương ứng với *thời gian một ký hiệu*. Một số khe vật lý PSs cùng nhau hợp thành một khe (slot). Vì phân chia nguồn tài nguyên là bài toán của lớp MAC, chúng ta tập trung vào vấn đề phân chia khe và kênh truyền con. Chúng ta chú ý rằng những kỹ thuật được phát triển trong chương này có thể ứng dụng thậm chí khi những phép đo tiến hành ở mức những sóng mang con riêng biệt, mặc dù trong thực tế không giống nhau do chi phí khác nhau trong việc dùng thêm tiêu đề (overhead)

4.1.3. Chỉ thị chất lượng kênh truyền

Một số kênh truyền đường lên được chọn lựa để thông báo tình trạng kênh (CQICH). Người dùng đầu cuối cung cấp giá trị đo trung bình CINR (tỉ số sóng mang và tổng nhiễu cộng ồn) của kênh đường xuống và phản hồi trở lại. Với mục đích này trạm cơ sở định rõ một phân bố CQICH cụ thể cho khách hàng (trong cụm điều khiển của khung), chỉ thị cho khách hàng cung cấp giá trị trung bình CINR dùng kênh phản hồi nhanh đến trạm cơ sở. Giá trị đo được của chất lượng kênh truyền đường xuống là một vấn đề đáng quan tâm khi số lượng người sử dụng lớn vì overhead trở thành một yếu tố

quan trọng trong hiệu quả lập lịch. Giả sử rằng thông tin về chất lượng kênh truyền được thu nhận cho tất cả các khách hàng ở cùng một thời điểm, và tại những khoảng thời gian không đổi, sử dụng hoặc kỹ thuật CIQCH hay kỹ thuật tương tự nào đó. Còn tình trạng kênh truyền đường lên có thể được ước lượng tại trạm cơ sở mỗi khi có dữ liệu được gửi từ một khách hàng. Trong trường hợp dùng kiểu AMC, chúng ta giả sử rằng thông tin phản hồi dưới dạng một véc tơ những giá trị đo được về kênh truyền cho mỗi người dùng qua tất cả những kênh truyền con trong hệ thống.

4.1.4. Lớp dịch vụ UGS và rtPS

Những thuật toán được giới thiệu ở đây có thể ứng dụng cho những lớp dịch vụ UGS và rtPS được định nghĩa trong chuẩn phác thảo 802.16. Để thực thi lớp UGS: mỗi người dùng yêu cầu một dung lượng truyền tối thiểu và không đổi trên một khoảng thời gian cho trước T . Chúng ta giả thiết rằng có đủ cơ sở để tìm giá trị T này để trên đó thỏa mãn những nhu cầu có thể của mỗi người dùng được định nghĩa trong thỏa thuận đảm bảo mức độ dịch vụ (service-level agreement SLA) cho người dùng. Chúng ta cũng sử dụng một khái niệm như vậy cho dịch vụ rtPS với giả thiết nổi bật về *chu kỳ lặp lại* để đảm bảo tốc độ tối thiểu yêu cầu bởi luồng đáp ứng thời gian thực rtPS.

4.2. Cấp phát tần số và thời gian theo yêu cầu QoS

Ở đây chúng ta sẽ nêu ra việc lập công thức LP cho vấn đề lập lịch (phân bổ nguồn tài nguyên) khi *chưa xét* đến vấn đề phân bổ công suất. Mục tiêu của việc lập công thức này là *cực đại thông lượng tổng* của hệ thống trong khi nhu cầu của mỗi người dùng đều được thỏa mãn. Động lực thúc đẩy cho việc thiết lập công thức này là nó đạt được mục tiêu cân bằng những mặt trái ngược nhau của mạng (thông lượng cực đại, như được thấy trong hàm số mục tiêu) và những người sử dụng (nhu cầu được thỏa mãn)

Có hai phiên bản về phân bổ nguồn tài nguyên, một là khi trục thời gian liên tục và hai là khi trục thời gian được rời rạc hóa như biểu diễn trên hình 1.3 ở trên. Chúng ta sẽ thấy rằng phiên bản rời rạc hóa là bài toán NP-hard tổng quát thúc đẩy hướng nghiên cứu nói lỏng thời gian liên tục.

Trong sự nói lỏng tính liên tục, bài toán phân chia nguồn tài nguyên chính là phân những khúc thời gian cho người dùng qua những sóng mang con có sẵn để đồng thời thỏa mãn nhu cầu và đạt thông lượng tối đa.

Phương trình 4.1 đến phương trình 4.4, diễn tả người dùng cảm nhận tình trạng kênh khác nhau trên mỗi sóng mang con và những giá trị này lại khác nhau qua những người dùng. Các khách hàng sẽ điều chỉnh cho phù hợp với các sóng mang con một cách

đồng thời. Tập hợp những sóng mang con được phân cho một người dùng là một tập con của tổng số lượng các sóng mang con khả dụng trong hệ thống.

Gọi α_{ij} là tốc độ có thể đạt được của người dùng i trên kênh j với đơn vị bit/giây. Giả sử rằng α_{ij} là những hàm số đơn giản của véc tơ CNR phản hồi lại trạm cơ sở bởi những người dùng. Ta lưu ý rằng điều này đặt một hạn chế lên công suất được phân bởi người dùng trên một kênh truyền con. Để lập công thức để giải quyết vấn đề này, chúng ta có thể giả sử rằng người dùng chia lưu lượng theo một phương pháp tĩnh (ví dụ như bằng nhau) qua những sóng mang con được phân cho nó

$$\max \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m \alpha_{ij} x_{ij} \quad (4.1)$$

Với ràng buộc: $\sum_{i=1}^n x_{ij} \leq T \quad \forall j = 1, \dots, m \quad (4.2)$

$$\sum_{j=1}^m \alpha_{ij} x_{ij} \geq d_i \quad \forall i = 1, \dots, n \quad (4.3)$$

$$x_{ij} \geq 0 \quad (4.4)$$

Ở đây x_{ij} biểu diễn khoảng thời gian phân bổ cho trạm i trên kênh truyền j để truyền dữ liệu. Vị trí chính xác của những khoảng thời gian dữ liệu này được thông tin đến tới người dùng bởi trạm cơ sở bằng những bản tin điều khiển - được phát quảng bá tới tất cả người dùng tại điểm bắt đầu của mỗi khung. Đây chính là sơ đồ ánh xạ đường xuống và đường lên. Hàm mục tiêu là tìm kiếm *cực đại lượng dữ liệu trên toàn hệ thống* được truyền đi. Khi không có bất kỳ ràng buộc nào về nhu cầu, vấn đề được giải quyết một cách đơn giản. Tuy nhiên ràng buộc đầu tiên ở đây định rõ rằng tổng thời gian phân bổ qua tất cả các trạm trên một kênh truyền không thể vượt quá khoảng thời gian T . Ràng buộc thứ hai là yêu cầu về chất lượng dịch vụ QoS và định rõ rằng tổng dữ liệu được truyền đi bởi một trạm i trong thời gian T phải ít nhất bằng nhu cầu d_i bit trong trường hợp lưu lượng đường lên. Trong trường hợp lưu lượng đường xuống, ràng buộc này là lượng dữ liệu tối thiểu phải được nhận bởi trạm i . Chú ý rằng trong suốt khoảng thời gian, T là một đường thời gian nằm ngang ở trên những bảo đảm về QoS phải được cung cấp. Chú ý rằng trong những tình huống này có một giả thiết riêng rằng điều kiện kênh truyền không biến đổi đáng kể qua những khoảng cập nhật, khi những cập nhật về điều kiện kênh truyền được gửi từ khách hàng đến trạm cơ sở trong trường hợp lưu lượng đường xuống. Trong trường hợp lưu lượng đường lên, điều kiện kênh truyền đường lên có thể được đo đạc tại trạm cơ sở sau mỗi T giây.

LP(1) là sự nói lỏng của việc lập chương trình số nguyên được biểu diễn dưới đây [1]:

$$\max \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m \alpha_{ij} n_{ij} \Delta \quad (4.5)$$

$$\text{Với ràng buộc: } \sum_{i=1}^n n_{ij} \leq \frac{T}{\Delta} \quad \forall j = 1, \dots, m \quad (4.6)$$

$$\sum_{j=1}^m \alpha_{ij} n_{ij} \geq \frac{d_i}{\Delta} \quad \forall i = 1, \dots, n \quad (4.7)$$

$$n_{ij} \geq 0 \quad (4.8)$$

$$n_{ij} \in \mathbb{Z}^+ \quad (4.9)$$

Ở đó, n_{ij} là số lượng khe được phân cho trạm i trên kênh truyền j . Giả sử rằng chiều dài Δ chia một cách chính xác thời gian T của khung truyền con (đường lên và đường xuống) (như được chỉ ra trong phương trình 4.2)

4.2.1. Điều kiện kênh truyền đồng nhất

Đầu tiên chúng ta xét trường hợp đơn giản ở đó tất cả người dùng cảm nhận kênh truyền giống nhau và phiên bản rời rạc của bài toán phân bổ nguồn tài nguyên trong đó những tài nguyên cần được phân cho người dùng thỏa mãn yêu cầu và thông lượng hệ thống đạt cực đại. Một thuật toán đơn giản có thể được sử dụng để đạt được những mục tiêu này. Yếu tố được đơn giản hoá ở đây là tất cả người dùng cảm nhận những kênh truyền giống nhau. Do đó việc phân bổ một khe slot trên một kênh truyền không phụ thuộc vào kênh truyền cho một người dùng. Nhờ đó chúng ta có thể phân chia một cách đơn giản một khe tại một thời điểm theo kiểu vòng Robin giữa những người dùng mà những nhu cầu vẫn được thỏa mãn. Chú ý rằng khi nhu cầu của tất cả người dùng đều được thỏa mãn, thuật toán kết thúc với vài khe slot không được phân cho người dùng. Những khe này có thể được phân bổ một cách tùy ý. Dễ dàng thấy rằng trong trường hợp nhu cầu của các trạm không thể được thỏa mãn tất cả, thuật toán quay trở lại thuật toán phân bổ ưu tiên cực đại - cực tiểu. Điều này có thể áp dụng cho trường hợp kịch bản PUSC/FUSC, với những điều kiện kênh truyền tương đối đồng nhất cho mỗi người sử dụng trên bất kỳ kênh truyền con được cấp nào.

Tuy nhiên, chúng ta chú ý rằng những sóng mang con trên băng thông không bảo đảm để các kênh truyền giống nhau như đã giả sử. Đó là một câu hỏi còn để mở khi nghiên cứu hiệu quả thực tế.

4.2.2. Lựa chọn T

Như đã đề cập trước đây, T là đường nằm ngang thời gian ở trên “đường” đảm bảo QoS phải được cung cấp. Cho đến đây, biểu thức đã chỉ ra yêu cầu mỗi người dùng được cho phép truyền một lượng bit nào đó trong mỗi khoảng thời gian T . Đây là một ví dụ

ràng buộc về tốc độ truyền phải thỏa mãn cho một người dùng. Ví dụ, những người dùng có thể được ánh xạ với một băng thông được bảo đảm QoS mức MAC, nó có thể được sử dụng để cung cấp dịch vụ T1 tới nhà hay các công ty thương mại nhỏ. Thông thường, có thể giả sử rằng T ít nhất là thời gian vài khung truyền. Tương tự vậy, một bài toán tối ưu khác có thể được công thức hóa để cực tiểu thời gian tổng cộng nằm ngang trên những nhu cầu của người dùng có thể được thỏa mãn. Công thức này như sau [1]:

$$\text{Min} T \quad (4.10)$$

$$\text{Ràng buộc bởi: } \sum_j \alpha_{ij} x_{ij} \geq d_i \quad \forall i \quad (4.11)$$

$$\sum_i x_{ij} \leq T \quad \forall j \quad (4.12)$$

$$x_{ij} \geq 0 \quad (4.13)$$

Chú ý rằng dạng của những chương trình truyền tính cho phép lời giải sử dụng những kỹ thuật được miêu tả ở phần sau chương này.

4.2.3. Kết quả cứng

Trong phần này, ta chứng minh rằng phiên bản rời rạc ràng buộc bởi nhu cầu chính là bài toán NP-hard. Việc chứng minh được rút về việc cực đại các phần ràng buộc (MAXIMUM CONSTRAINED PARTITION), nó được biết là bài toán NP-đầy đủ.

Xét tập hữu hạn A và một kích thước $s(a) \in \mathbb{Z}^+$ cho mỗi phần tử $a \in A$. Một nghiệm chia phần trường hợp này là một phần của A, tức là một tập con A' bao hàm trong A, sao cho:

$$\sum_{a \in A'} s(a) = \sum_{a \in A - A'} s(a) \quad (4.14)$$

(Phiên bản tối ưu của bài toán này là tìm kiếm cực đại số các phần tử từ S trên cùng một phía như phần tử cho trước a_0).

Bây giờ ta xem xét những phiên bản tiếp theo của bài toán lập lịch rời rạc. Có m sóng mang, mỗi sóng mang con chỉ có một khe thời gian được liên kết với nó. Chỉ có hai khách hàng, cả hai khách hàng đó đều thấy chính xác những điều kiện kênh truyền giống nhau trên tập hợp những kênh truyền được cấp (giả sử rằng điều kiện kênh truyền nhận thức bởi hai khách hàng có thể được biểu diễn như là những số nguyên). Do đó, chúng ta có một tập A bao gồm m phần tử, mỗi phần tử có giá trị a_i nào đó, $i = 1, \dots, m$. Mỗi người dùng có một nhu cầu $d = \sum_i a_i / 2$. Vì mỗi phần tử của tập hợp có thể được phân cho chỉ một khách hàng và không thể nhiều hơn, nên chúng ta thấy rằng chúng ta có thể giải quyết bài toán này nếu chúng ta giải quyết bài toán “Chia phần” (PARTITION). Điều

này cho thấy ngay cả phiên bản được đơn giản này của bài toán lập lịch rời rạc vẫn là một NP đầy đủ. Vì vậy, chúng ta có thể nói rằng bài toán lập lịch rời rạc tổng quát đã được miêu tả trước đây (cho cực đại thông lượng) là bài toán NP-hard.

4.2.4. Thuật toán xấp xỉ đầu vào phụ thuộc cho LP(1)

Trong phần này, chúng ta giới thiệu thuật toán xấp xỉ đầu vào phụ thuộc cho LP từ phương trình 4.1 đến 4.4 dựa trên kết quả xấp xỉ bao hàm chung và đóng gói tuyến tính. Trong [13], tác giả mô tả những thuật toán tuần tự hiệu quả để giải quyết bài toán có tính khả thi một cách xấp xỉ.

Nói một cách xác định, thuật toán đưa về lời giải thoả mãn tất cả những ràng buộc trong một thừa số $1 \pm \epsilon$ trong miền thời gian $O(Mp \log M/\epsilon^2)$, ở đó M là số lượng các ràng buộc và p là số cực đại các ràng buộc của các biến bất kỳ xuất hiện ở đó.

Chúng ta có thể sử dụng những thuật toán mềm dẻo hiệu quả như một chương trình (thủ tục) con để tính toán nghiệm tối ưu bằng cách sử dụng cách tìm kiếm phân đôi trên miền nghiệm tối ưu. Giả sử chúng ta biết tốc độ dữ liệu cực đại có thể đạt được trên tất cả các kênh truyền trong hệ thống (ký hiệu là W), chúng ta có thể tính toán xấp xỉ nghiệm tối trong thời gian $O(k \log mWT)$, ở đó k là độ phức tạp thời gian cho một cuộc gọi đơn sẽ cho chương trình con xấp xỉ mềm dẻo

Trong trường hợp LP(1), chúng ta chú ý rằng $M = m + n + mn$ (tương ứng là sự cung cấp, yêu cầu và ràng buộc không âm), và p có thể có giá trị nhiều nhất là 5 cho một bước lặp cho trước.

Điều này có thể coi như là ràng buộc yêu cầu đối với một khác hàng đã cho $i = 1, \dots, n$ chứa đựng một biến cố của x_{ij} cho $j = 1, \dots, m$. Tương tự như vậy, ràng buộc cung cấp đối với kênh truyền j chứa đựng một biến cố của x_{ij} . Khi thực thi tìm kiếm phân đôi, hai ràng buộc được thêm vào dải đã cho của hàm mục tiêu, mỗi ràng buộc chứa một biến cố của biến x_{ij} (biến cố thứ năm là ràng buộc không âm). Trong thực tế, vì số lượng của những sóng mang trực giao (hoặc sóng mang con trong hệ thống OFDMA) cho một hệ thống đã biết là không đổi, khi n tăng lên lớn hơn, độ phức tạp có thể xem xét tương đối gần bằng $O(n \log(n)/\epsilon^2)$.

Chú ý rằng, giới hạn trên của thông lượng hệ thống có thể được cải thiện theo những cách sau đây: Nếu những sóng mang con được đánh số từ 1, ..., m, ký hiệu là s_i như là trạm với tốc độ dữ liệu tốt nhất trên sóng mang con i. Gọi W_{s_i} là tốc độ cực đại có

thể đạt được qua tất cả người dùng trên sóng mang con i . Do đó, thời gian chạy của thuật toán có thể cải thiện đến $O(k \log \sum_{i=1}^m W_{s_i} T)$.

4.2.5. Phương pháp thực nghiệm dựa trên luồng tương tranh cực đại

Trong phần này, chúng ta trình bày một phương pháp thực nghiệm cho LP từ phương trình 4.1 đến 4.4, chúng được hiểu như luồng tương tranh cực đại. Ưu điểm của phương pháp này là độ phức tạp thời gian của nó không phụ thuộc vào tốc độ dữ liệu cực đại có thể đạt được trên một kênh truyền cho trước. Một cách lập công thức của bài toán phân bổ nguồn tài nguyên nói lỏng (Phương trình 4.1 đến 4.4) có thể là cực đại một nhân tử chung thoả mãn nhu cầu trên tất cả những người dùng, đó là, một giá trị λ nào đó để cho ít nhất λd_i được thoả mãn cho tất cả i . Tuy nhiên, đây không phải là một bài toán luồng tương tranh truyền thống. Có một vài nhân tử liên đới với một vài biến trong công thức. Điều này có thể được coi như là bài toán luồng suy rộng (tổng quát hoá). Những kỹ thuật hiệu quả để xấp xỉ luồng tương tranh suy rộng được biểu diễn trong [4]. Công thức đường của bài toán luồng tương tranh suy rộng là:

$$\max (\lambda) \tag{4.15}$$

$$\text{Với ràng buộc: } \sum_{P: e \in P} \gamma_P(e) x(P) \leq u(e) \quad \forall e \tag{4.16}$$

$$\sum_{P \in P_j} x(P) - \lambda d_j \geq 0 \quad \forall j \tag{4.17}$$

$$x(P) \geq 0 \quad \forall P \tag{4.18}$$

$$\lambda \geq 0 \tag{4.19}$$

Cho trước một đường s-t (nguồn – đích) $P = e_1, e_s, \dots, e_r$, $\gamma_P(e_q) = 1 / \prod_{i=q}^r \gamma(e_i)$. Đây là số những luồng đã gửi vào arc e_q để phân phát một đơn vị của luồng tại t sử dụng đường P . Để lập công thức các phương trình 4.1 đến 4.4 dưới sự xem xét này chúng ta có thể xây dựng một biểu đồ với m đường: m đường từ một nguồn dữ liệu qua m kênh truyền nói tới một bộ chỉ thị. Những biến y_{ij} có thể được hiểu như là các bit. Chú ý rằng chỉ những cạnh tương ứng với m kênh truyền mới có dung lượng T liên kết với chúng, các cạnh còn lại không có dung lượng. Công thức kết quả được biểu diễn trong phương trình 4.20 đến 4.24

$$\text{Max} \lambda \tag{4.20}$$

$$\text{Với ràng buộc: } \sum_{i=1}^n \frac{y_{ij}}{\alpha_{ij}} \leq T \quad \forall j = 1, \dots, m \quad (4.21)$$

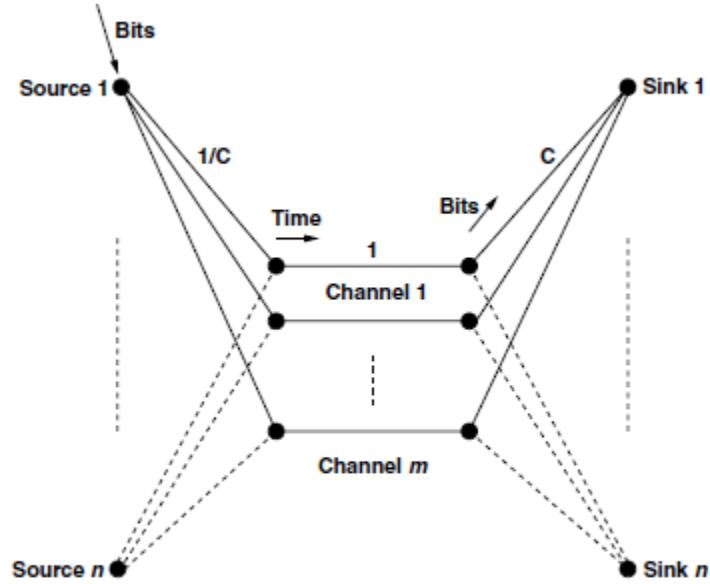
$$\sum_{j=1}^m y_{ij} - \lambda d_i \geq 0 \quad \forall i = 1, \dots, n \quad (4.22)$$

$$y_{ij} \geq 0 \quad \forall i, j \quad (4.23)$$

$$\lambda \geq 0 \quad (4.24)$$

Bản chất phía sau phương pháp thực nghiệm này được biểu diễn trong biểu đồ hình 4.2 [1]

Khi bài toán luồng tương tranh được giải quyết, giá trị λ tối ưu sẽ hoặc là lớn hơn hoặc là nhỏ hơn 1. Trong trường hợp đầu, chương trình không có tính khả thi nhưng trên phân bổ tổng cộng là một nghiệm tốt cho bài toán phân bổ nguồn tần số. Trong trường hợp sau, chương trình là khả thi nhưng sự phân bổ tổng cộng nhìn chung không phải là tối ưu thông lượng. Trong trường hợp này phạm vi nghiệm phải theo giá trị hàm mục tiêu trong chương trình luồng tương tranh suy rộng. Tiếp theo, ta phân chia phần còn lại của khung theo cách tối ưu thông lượng, bằng cách phân thời gian còn lại trên mỗi sóng mang con tới khách hàng với tốc độ dữ liệu tốt nhất trên sóng mang con đó. Từ kết quả trong tham khảo [3], độ phức tạp thời gian của phương pháp Heuristic cho luồng tương tranh là $O[\epsilon^{-2} (k_1 + k_2 \log k_2)(k_1 + n)]$, ở đó $k_1 = 2mn + m$ là số lượng các cạnh và $k_2 = 2(m + n)$ là số lượng những nút trong biểu đồ luồng tương tranh được tính toán. Chúng ta lưu ý rằng, ưu điểm của công thức này là thuật toán không phụ thuộc vào những giá trị trong ma trận điều kiện kênh. Nghiệm cung cấp bởi phương pháp thực nghiệm sẽ theo cách: một số phần của khung được phân bổ dựa theo luồng tương tranh, tức là, khi nghiệm tối ưu được định cỡ lại, thời gian tổng cộng được phân trên những sóng mang con là như nhau. Điều này là bởi vì nghiệm tối ưu cho bài toán luồng tương tranh sẽ tìm sự phân bổ x_{ij} sao cho $\sum_i x_{ij} = T$ với $\forall j$. Điều này là đúng bởi vì bất kỳ phần không gian còn dư lại nào cũng sẽ đưa đến một giá trị lớn của λ



Hình 4. 2 Lập công thức luồng tương tranh

4.3. Cấp phát kênh phối hợp với công suất

Nghiệm của công thức cực đại thông lượng nói trên hoàn toàn không xem xét bài toán cấp phát công suất. Nói chung, điều này là không tối ưu khi gắn kết với điều khiển công suất. Trong phần này, chúng ta lập công thức cho bài toán điều khiển công suất tối ưu để cấp phát công suất cho mỗi người dùng một cách tối ưu qua tất cả các sóng mang con, trong khi cố gắng để thỏa mãn những ràng buộc về QoS. Hàm mục tiêu cho công thức này vẫn giữ nguyên, tìm kiếm cực đại thông lượng, với ràng buộc về nhu cầu cho người dùng [1]

$$\max \sum_i \sum_j r_{ij} x_{ij} \quad (4.25)$$

Với điều kiện: $r_{ij} = B \log \left(1 + \frac{p_{ij}}{n_{ij}} \right)$ (4.26)

$$\sum_j p_{ij} \leq P_{max} \quad \forall i \quad (4.27)$$

$$\sum_j r_{ij} x_{ij} \geq d_i \quad (4.28)$$

$$\sum_j x_{ij} \leq T \quad (4.29)$$

$$x_{ij}, r_{ij} \geq 0 \quad (4.30)$$

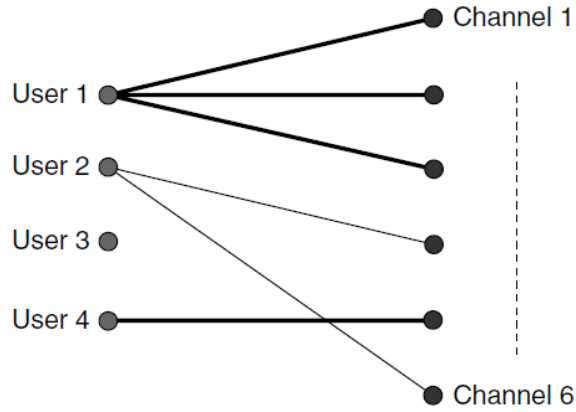
Những số hạng mới đã giới thiệu trong công thức này được miêu tả như sau:

- p_{ij} : công suất được cấp phát bởi người sử dụng i trên kênh truyền j .

- r_{ij} : tốc độ đạt được bởi người sử dụng i trên kênh truyền j .
- n_{ij} : công suất nhiễu và ồn nhận thức bởi người dùng i trên kênh truyền j .
- R_i : tốc độ tổng cho một người dùng trên tất cả các kênh truyền phải lớn hơn tốc độ mục tiêu R_i cho một người dùng cho trước i .
- P_{max} : giới hạn trên của công suất cho một người dùng

Có thể thấy những công thức được lập ở trên (phương trình 4.25 đến 4.30) rất khó để giải bởi sự có mặt của những ràng buộc dạng $r_{ij}x_{ij}$. Để hiểu rõ bản chất khó khăn của bài toán điều khiển công suất ở trên, chúng ta tập trung vào một phiên bản được đơn giản hoá theo những trạng thái cực trị của SINR. Trong thiết lập này, một tập hợp những kênh truyền trực giao phải được cấp phát cho một tập những người dùng, ở đó mỗi người dùng lại chia công suất của nó một cách tối ưu qua tất cả những kênh truyền được phân cho nó. Trong khi giải pháp cấp phát công suất tối ưu có một cấu trúc kiểu đơn giản là “water-filling” – “điền đầy nước”, thì bài toán cấp phát kênh truyền tối ưu rất khó khăn bởi vì sự phụ thuộc phi tuyến tính của thông lượng người dùng lên tập hợp những kênh truyền được cấp phát cho nó. Do việc cấp phát kênh truyền tối ưu đòi hỏi nhiều tính toán, nên chúng ta phân tích hệ thống trong hai trạng thái cực trị của SINR (khi SINR rất cao và rất thấp) và chỉ ra làm thế nào những nghiệm tối ưu có thể đạt được trong những tình huống này qua phương thức tính toán hiệu quả. Cuối cùng, chúng ta chứng minh rằng giá trị tốt nhất trong các nghiệm tối ưu nhận được từ hai thái cực này cho thấy hiệu quả gần như tối ưu trên toàn miền SINR. Chú ý rằng bản chất của bài toán điều khiển công suất đã xem xét ở đây cũng có thể ứng dụng cho truyền tin (dữ liệu) đường lên. Không mất tính tổng quát, chúng ta giả sử rằng thời gian được chia khe và tập trung vào bài toán cấp phát kênh truyền cho người dùng cho một khe thời gian cho trước.

Nhắc lại rằng, nhiều kênh truyền có thể được cấp phát cho một người dùng đơn lẻ, nhưng một kênh truyền đơn lẻ không thể được chia sẻ bởi nhiều người dùng. Do đó, sự cấp phát những kênh truyền con cho người dùng tương ứng với một ánh xạ điểm - đa điểm từ người dùng đến kênh. Trong chương này, chúng ta nói đến một sự cấp phát như là một đa ánh trong một giản đồ phân đôi người dùng – kênh truyền (hình 4.5).



Hình 4. 3 Một polymatching: Hình vẽ chỉ ra một polymatching giá trị cho bốn người dùng và sáu kênh truyền (Chú ý rằng: Polymatching này được biểu diễn bởi các đường in đậm)

Ta gọi Φ là tập biểu diễn của tất cả những polymatching trong giản đồ phân đôi người dùng – kênh truyền. Thông lượng của người dùng i trên một kênh j đã cấp phát cho nó dưới hình thức $B_j \log(1 + \kappa p_{ij}/n_{ij})$, ở đó B_j và κ là những hằng số. Để đơn giản, chúng ta sẽ giả sử rằng $B_j = B \forall j$ và $\kappa = 1$, mặc dù những phân tích và những thuật toán mà chúng ta đã giới thiệu trong chương này có thể được dễ dàng mở rộng cho trường hợp tổng quát hơn. Bài toán thông lượng cực đại cho toàn hệ thống có thể được đưa ra như sau [1]:

$$\max \sum_{i=1}^L \sum_{j:(i,j) \in \phi} \log(1 + \frac{p_{ij}}{n_{ij}}) \quad (4.31)$$

$$\text{Với điều kiện: } \sum_{j \in \phi_i} p_{ij} \leq P_i \quad \forall i \quad (4.32)$$

$$p_{ij} \geq 0 \quad \forall i \quad \forall j \quad (4.33)$$

$$\phi \in \Phi \quad (4.34)$$

Chú ý rằng với một polymatching ϕ cho trước, bài toán ở trên giảm xuống thành bài toán cấp phát công suất tối ưu cho mỗi người dùng, mà nghiệm của nó tương ứng với một cấu trúc “điền đầy nước” trên những kênh truyền khác nhau đã cấp phát cho người dùng đó. Bài toán được nêu ra ở trên phức tạp hơn nhiều, tuy nhiên, vì nó tương ứng với một bài toán cấp phát kênh phối hợp với công suất, nó đòi hỏi chúng ta tìm kiếm sự cấp phát kênh truyền (polymatching) mang lại thông lượng hệ thống tốt nhất dưới những

điều kiện phân bổ công suất tối ưu cho những kênh được phân. Một tiếp cận “chất phác” để giải quyết bài toán này sẽ là đếm tất cả các polymatching và tính toán thông lượng có thể đạt tới cho một polymatching bằng cách chạy một thuật toán “điền đầy nước”, và sau đó chọn lựa polymatching đạt được giá trị thông lượng cực đại. Tuy nhiên số lượng các polymatching nhìn chung là hàm số mũ theo kích thước của giản đồ phân đôi người dùng – kênh truyền, nên cách tiếp cận kiểu này là rất đắt đỏ, và không khả thi với số lượng lớn của những kênh truyền và người dùng. Do đó mục tiêu của chúng ta là sự cấp phát kênh truyền tối ưu hoặc gần tối ưu với một phương thức tính toán đơn giản hơn.

4.3.1. Phân tích thông lượng trong trạng thái SINR cao

Trong phần này, chúng ta phân tích thông lượng giành được bởi người dùng i trong trạng thái SINR cao để đưa ra một thuật toán tính toán sự cấp phát kênh truyền (polymatching) tối ưu trong trạng thái SINR này. Xét một người dùng i bất kỳ, và ký hiệu $\phi_i = \{j: (i, j) \in \phi\}$ biểu diễn tập hợp những kênh truyền đã cấp phát cho người dùng i . Đặt $k_i = |\phi_i|$. Trong trạng thái SINR cao, $P_i \gg n_{ij} \forall j \in \phi_i$. Điều này diễn tả nếu cấp phát công suất được làm để tối ưu thông lượng người dùng, người dùng sẽ dùng tất cả những kênh truyền được cấp phát cho nó, và sự cấp phát công suất sẽ tương ứng với giải pháp “điền đầy nước”, như đặc trưng dưới đây:

$$p_{ij} + n_{ij} = \lambda_i \quad \forall j \in \phi_i \quad (4.35)$$

Tính tổng trên tất cả những kênh truyền k_i , chúng ta đạt được:

$$\lambda_i = \frac{P_i + N_i}{k_i} \quad (4.36)$$

ở đó P_i là công suất truyền tổng của người dùng i và N_i là công suất nhiễu tổng của người dùng i , được định nghĩa là $N_i = \sum_{j \in \phi_i} n_{ij}$.

Nếu chúng ta biểu diễn thông lượng đạt được bởi người dùng i là U_i , sau đó ta có thể viết:

$$U_i = \sum_{j \in \phi_i} \log \left(1 + \frac{p_{ij}}{n_{ij}} \right) \quad (4.37)$$

$$= \sum_{j \in \phi_i} \log \left(\frac{p_{ij} + n_{ij}}{n_{ij}} \right) \quad (4.38)$$

$$= \sum_{j \in \phi_i} \log \left(\frac{P_i + N_i}{k_i n_{ij}} \right) \quad (4.39)$$

$$\approx \sum_{j \in \phi_i} \log \left(\frac{P_i}{k_i n_{ij}} \right) \quad (4.40)$$

Ở đây sự xấp xỉ đến từ giả thiết SINR cao, $P_i \gg N_i$. Do đó, ta có thể viết thông lượng cho người dùng i như sau:

$$U_i = k_i \log(P_i) - k_i \log(k_i) - \sum_{j \in \phi_i} \log(n_{ij}) \quad (4.41)$$

Điểm quan trọng của biểu thức thông lượng này là ở chỗ nó cho phép chúng ta lượng tử hoá theo tiêu chuẩn tăng của việc cấp phát kênh truyền j cho người dùng i . Nhìn chung, tiêu chuẩn tăng này là một hàm của i, j, k_i .

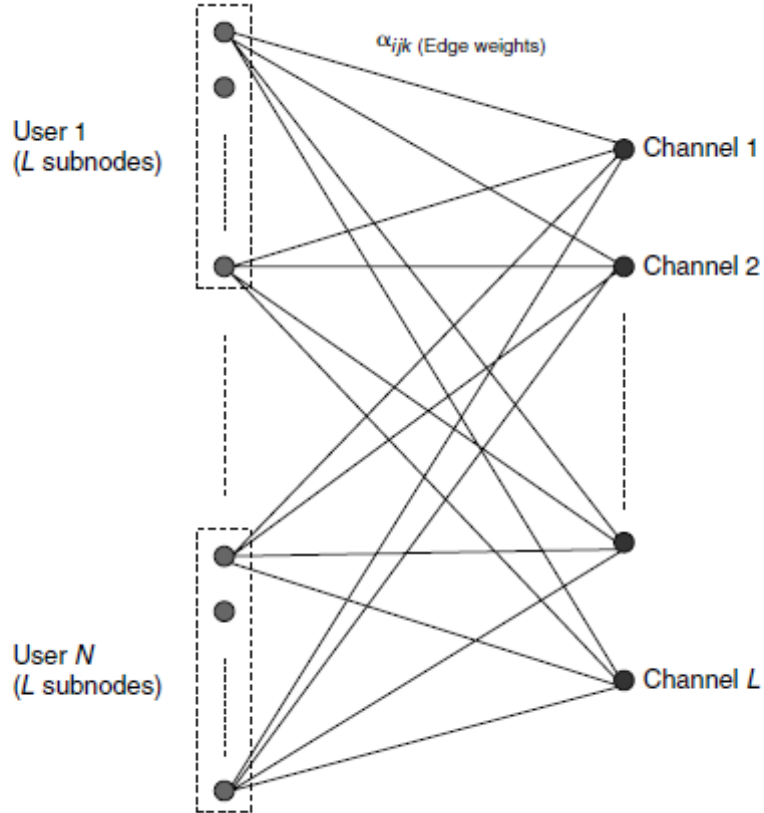
Cụ thể, xét tiêu chuẩn tăng trong việc cấp phát kênh truyền j cho người dùng i , khi $k-1$ kênh truyền đã được cấp phát cho nó. Sau đó, dùng biểu thức thông lượng trong phương trình 4.41, tiêu chuẩn tăng trong trường hợp này, ký hiệu là α_{ijk} , được biểu diễn như sau (chú ý rằng trong cả hai trường hợp – trước cũng như là sau khi có sự cấp phát của kênh truyền j – công suất tổng P_i sẵn có tại người dùng i được phân chia theo kỹ thuật “điền đầy nước” qua tập các kênh đã được cấp phát):

$$\alpha_{ijk} = \log(P_i) - [k \log(k) - (k-1) \log(k-1)] - \log(n_{ij}) \quad (4.42)$$

Trong biểu thức trên, $(k-1) \log(k-1)$ tại $k=1$ nên được hiểu là 0

Chúng ta chú ý rằng biểu thức cho tiêu chuẩn tăng chỉ bao gồm những số hạng xác định kênh truyền j được thêm vào ($\log(n_{ij})$), số lượng những kênh truyền đã cấp phát (k) và công suất tổng của người dùng i , P_i . Do đó, biểu thức tiêu chuẩn tăng không phụ thuộc vào một tập chính xác của những kênh truyền đã cấp phát cho người dùng i , mà chỉ phụ thuộc vào kích thước của tập đó (k). Điều này cho phép chúng ta thiết lập công thức giản đồ sau đây của bài toán cực đại thông lượng trong trạng thái SINR cao

Trong hình 4.6, L nút miêu tả cho những người dùng được tách ra thành M nút con, một nút con cho mỗi kênh truyền. Những kênh truyền được biểu diễn một cách tách biệt dùng M nút như thông thường. Tất cả những cạnh có thể giữa những nút con của người dùng và những kênh truyền được vẽ, với trọng số cạnh được tính toán sử dụng phương trình 4.42. Trong cấu trúc đưa ra, chú ý rằng một matching trong giản đồ cấu trúc phân đôi \mathcal{G} tương ứng với một polymatching trong giản đồ gốc.



Hình 4. 4 Biểu đồ cấu trúc của

Thêm nữa, có thể kiểm nghiệm rằng những trọng số cạnh thể hiện đặc tính giảm đối với k , đó là, $\alpha_{ijk} \geq \alpha_{ij(k+1)}$ cho bất kỳ $k \geq 1$. Nếu (i,j,k) biểu diễn cạnh giữa nút nhỏ k của người dùng i và kênh truyền j , khi đó đặc tính giảm của những trọng số cạnh ngụ ý rằng một matching trọng số cực đại (với α_{ijk} như là những trọng số cạnh) trong \mathcal{G} sẽ làm cho các cạnh tương ứng có một giá trị k thấp hơn đối với cùng giá trị i và j . Như vậy, trong một matching trọng số cực đại, đối với người dùng i bất kỳ sẽ có k_i những nút con $1, \dots, k_{i+1}$ sẽ được làm cho phù hợp và những nút con k_{i+1}, \dots, M sẽ không được làm cho phù hợp. Phạm vi tranh luận ở đây có thể mở rộng xa hơn cho thấy một matching trọng số cực đại trong \mathcal{G} tương ứng với một polymatching làm cực đại hóa tổng của thông lượng người dùng, ở đó thông lượng người dùng xác định bởi phương trình 4.41. Vì vậy, trong trạng thái SINR cao, cấp phát kênh truyền tối ưu có thể được tính toán bằng cách tính toán phù hợp trọng số cực đại trong giản đồ phân đôi \mathcal{G} được cấu trúc ở trên, độ phức tạp của nó là $O(L^3 M^3)$ sử dụng thuật toán Hungarian cổ điển. Chúng ta coi thuật toán này như là thuật toán HSO (tối ưu tại SINR cao).[1]

4.3.2. Phân tích thông lượng trong trạng thái SINR thấp

Trong trạng thái SINR thấp, chúng ta xấp xỉ hàm mục tiêu như là:

$$\log\left(1 + \frac{p_{ij}}{n_{ij}}\right) \approx \frac{p_{ij}}{n_{ij}} \quad (4.43)$$

sử dụng xấp xỉ $\log(1+x) \approx x$ khi $0 < x \ll 1$. Thêm nữa, giả sử rằng tất cả những giá trị n_{ij} khác nhau, sau đó đối với giá trị SINR đủ nhỏ, mỗi người dùng sẽ cấp phát tất cả công suất của nó vào một kênh đơn - kênh với n_{ij} nhỏ nhất trong số tất cả những kênh truyền được phân cho người dùng. Chính xác hơn, nếu giá trị n_{ij} khác nhau ít nhất là ϵ , với $P_i < \epsilon$, người dùng i sẽ cấp phát tất cả công suất của nó cho kênh truyền có ồn cực tiểu để cực đại thông lượng. (Lưu ý rằng, tình huống này là ngược lại với trường hợp SINR cao, ở đó người dùng sẽ sử dụng tất cả những kênh truyền đã cấp phát cho họ). Sử dụng thực tế này, và phương trình (4.43), chúng ta thấy rằng chính sách cấp phát kênh truyền cho thông lượng cực đại trong chế độ SINR thấp tương ứng với một matching trọng số cực đại trong sơ đồ phân đôi đầy đủ của người dùng và kênh truyền, với những trọng số cạnh $\beta_{ij} = P_i/n_{ij}$. Matching trọng số cực đại này có thể được tính toán trong hàm thời gian $O(\{\max(L, M)\}^3)$, sử dụng thuật toán Hungarian [8].

Chú ý rằng, nếu số kênh truyền nhiều hơn số người dùng, thuật toán matching sẽ bỏ lại một số kênh truyền không được cấp phát cho người dùng nào. Trong thực tế, P_i có thể lớn hơn sự khác nhau tối thiểu trong những mức ồn, và do đó việc bỏ lại những kênh truyền sẵn có không được cấp phát có thể dẫn đến sự lãng phí đáng kể của những tài nguyên. Do đó, chúng ta chạy matching lặp đi lặp lại loại ra những kênh truyền đã cấp phát trong phép lặp trước đó, cho đến tận khi tất cả những kênh truyền đã được cấp phát. Chúng ta nhắc đến thuật toán này như là thuật toán LSO (thuật toán tối ưu với SINR thấp).

Chúng ta thấy rằng thuật toán HSO đạt được sự cấp phát kênh tối ưu (tỷ số hiệu quả là 1) dưới điều kiện SINR cao. Trong thực tế, tỉ số hiệu quả của HSO gần như tối ưu khi SINR gần với phần tử đơn vị hoặc lớn hơn. Ngược lại, thuật toán LSO gần như tối ưu khi SINR thấp; hiệu quả của nó trở lên tồi hơn khi SINR tăng như dự đoán. Vì vậy, ta nhận thấy rằng sự tốt nhất của thuật toán HSO và LSO sẽ cho tối ưu trên toàn miền SINR được xem xét. Hiệu quả này cũng được coi là tốt hơn so với phương pháp Heuristics gia tăng. Do đó, trong thực tế, chúng ta có thể chạy cả hai thuật toán HSO và LSO, và chọn nghiệm tốt hơn, kết quả này sẽ cho hiệu quả gần tối ưu, không quan tâm đến giá trị SINR là bao nhiêu, chỉ với chi phí tính toán nhỏ.

4.4. Mô phỏng thuật toán Heuristic cho cấp phát tài nguyên trong WiMAX

Dựa trên các nguyên lý lý thuyết đã được phân tích trong các mục nói trên, phần này luận văn tiến hành mô phỏng phương pháp cấp phát tài nguyên đảm bảo QoS trong WiMAX cho người dùng đã được chấp thuận cung cấp dịch vụ dựa theo thuật toán Heuristic. Sau đây là một số tính chất ngắn gọn của thuật toán này

4.4.1. Thuật toán Heuristic

Thuật giải Heuristic thường được áp dụng để giải những bài toán có rất nhiều các phương án lựa chọn nhằm hướng đến mục tiêu với tiêu chí:

- Tìm được lời giải tốt (dù không chắc là lời giải tốt nhất)
- Giải bài toán theo thuật giải Heuristic thường dễ dàng và nhanh chóng đưa ra kết quả hơn so với giải thuật tối ưu, vì vậy chi phí thấp hơn.
- Thuật giải Heuristic thường thể hiện khá tự nhiên, gần gũi với cách suy nghĩ và hành động của con người.

Có nhiều phương pháp để xây dựng một thuật giải Heuristic, trong đó người ta thường dựa vào một số nguyên lý cơ bản như sau:

Nguyên lý vét cạn thông minh: Trong một bài toán tìm kiếm nào đó, khi không gian tìm kiếm lớn, ta thường tìm cách giới hạn lại không gian tìm kiếm hoặc thực hiện một kiểu dò tìm đặc biệt dựa vào đặc thù của bài toán để nhanh chóng tìm ra mục tiêu.

Nguyên lý tham lam (Greedy): Lấy tiêu chuẩn tối ưu trên phạm vi cục bộ để tìm kiếm lời giải trên phạm vi toàn cục của bài toán làm tiêu chuẩn chọn lựa hành động.

Nguyên lý thứ tự: Thực hiện hành động dựa trên một cấu trúc thứ tự hợp lý của không gian khảo sát nhằm nhanh chóng đạt được một lời giải tốt.

4.4.2. Một số bài toán thường gặp

Có hai bài toán nổi bật ứng dụng thuật giải Heuristic đó là bài toán hành trình ngắn nhất ứng dụng nguyên lý Greedy và bài toán phân việc ứng dụng nguyên lý thứ tự được trình bày dưới đây.

Bài toán hành trình ngắn nhất – ứng dụng nguyên lý Greedy

Bài toán: *Hãy tìm một hành trình cho một người giao hàng đi qua n điểm khác nhau, mỗi điểm đi qua một lần và trở về điểm xuất phát sao cho tổng chiều dài đoạn đường cần đi là ngắn nhất. Giả sử rằng có con đường nối trực tiếp từ giữa hai điểm bất kỳ.*

Tất nhiên ta có thể giải bài toán này bằng cách liệt kê tất cả con đường có thể đi, tính chiều dài của mỗi con đường đó rồi tìm con đường có chiều dài ngắn nhất. Tuy nhiên, cách giải này lại có độ phức tạp $O(n!)$ (vì một hành trình là một *hoán vị* của n điểm, do đó, tổng số hành trình là số lượng hoán vị của một tập n phần tử là $n!$). Do đó, khi số đại lý tăng thì số con đường phải xét sẽ tăng lên rất nhanh.

Một cách giải đơn giản hơn nhiều và thường cho kết quả tương đối tốt là dùng một thuật giải Heuristic ứng dụng nguyên lý Greedy. Tư tưởng của thuật giải là:

- Từ điểm khởi đầu, ta liệt kê tất cả quãng đường từ điểm xuất phát cho đến n đại lý rồi chọn đi theo con đường ngắn nhất.
- Khi đã đi đến một đại lý, chọn đi đến đại lý kế tiếp cũng theo nguyên tắc trên. Nghĩa là liệt kê tất cả con đường từ đại lý ta đang đứng đến những đại lý chưa đi đến. Chọn con đường ngắn nhất. Lặp lại quá trình này cho đến lúc không còn đại lý nào để đi.

Theo nguyên lý Greedy, tiêu chuẩn hành trình ngắn nhất của bài toán làm tiêu chuẩn cho chọn lựa cục bộ. *Ta hy vọng rằng, khi đi trên n đoạn đường ngắn nhất thì cuối cùng ta sẽ có một hành trình ngắn nhất.* Điều này không phải lúc nào cũng đúng. Với điều kiện trong hình tiếp theo thì thuật giải cho chúng ta một hành trình có chiều dài là 14 trong khi hành trình tối ưu là 13. Kết quả của thuật giải Heuristic trong trường hợp này chỉ lệch 1 đơn vị so với kết quả tối ưu. Trong khi đó, độ phức tạp của thuật giải Heuristic này chỉ là $O(n^2)$.

Bài toán phân việc - ứng dụng nguyên lý thứ tự

Bài toán: *Một công ty nhận được hợp đồng gia công m chi tiết máy J_1, J_2, \dots, J_m . Công ty có n máy gia công lần lượt là P_1, P_2, \dots, P_n . Mọi chi tiết đều có thể được gia công trên bất kỳ máy nào. Một khi đã gia công một chi tiết trên một máy, công việc sẽ tiếp tục cho đến lúc hoàn thành, không thể bị cắt ngang. Để gia công một việc J_i trên một máy bất kỳ ta cần dùng thời gian tương ứng là t_i . Nhiệm vụ của công ty là phải làm sao gia công xong toàn bộ n chi tiết trong thời gian sớm nhất.*

Thuật toán tìm phương án tối ưu L_0 cho bài toán này theo kiểu vét cạn có độ phức tạp cỡ $O(mn)$ (với m là số máy và n là số công việc). Song giải thuật Heuristic rất đơn giản (độ phức tạp $O(n)$) để giải bài toán này:

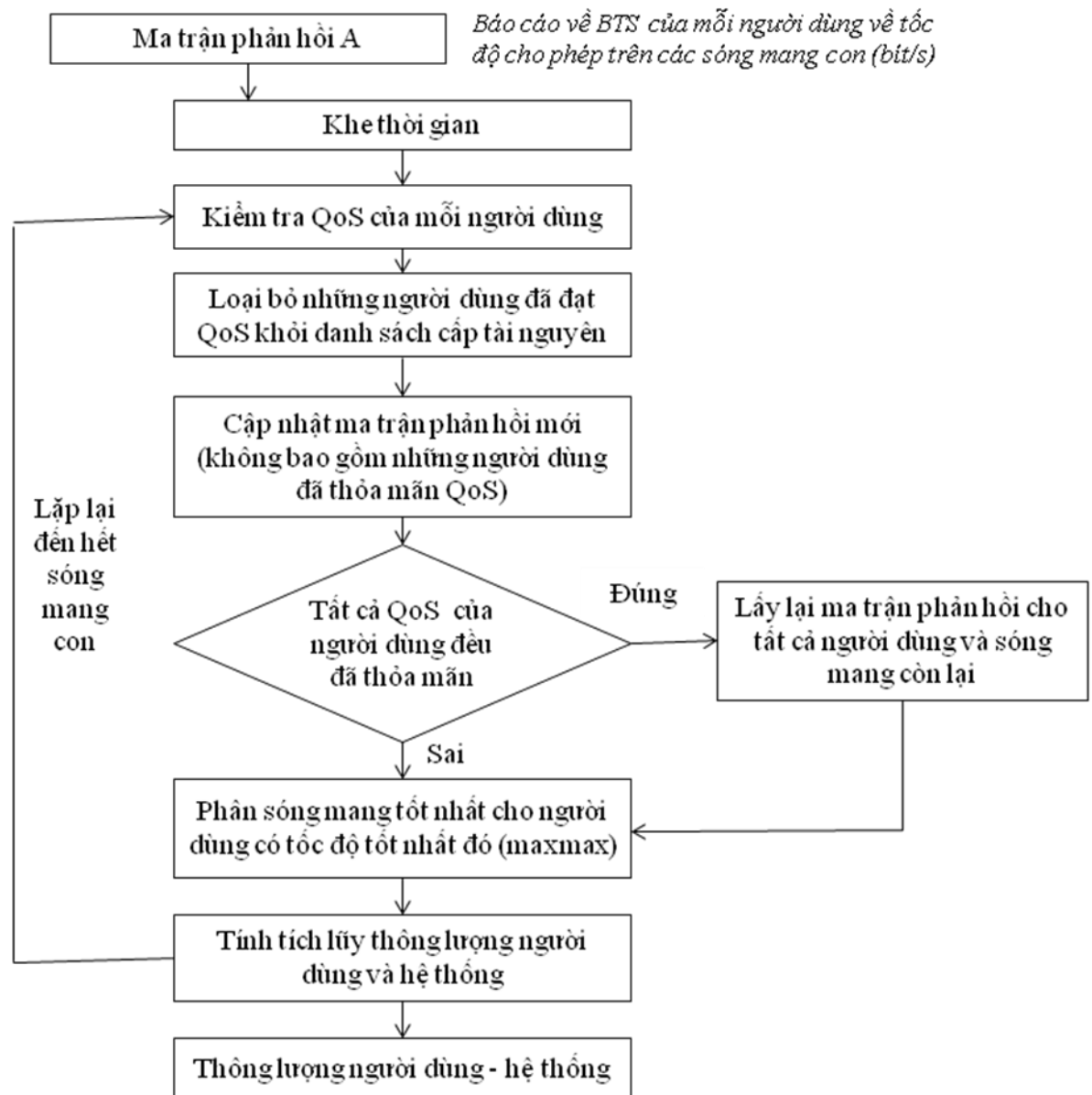
- Sắp xếp các công việc theo thứ tự giảm dần về thời gian gia công
- Lần lượt sắp xếp các việc theo thứ tự đó vào máy còn dư nhiều thời gian nhất.

4.4.3. Mô phỏng cho bài toán lập lịch dùng thuật toán Heuristic

Như đã đề cập ở trên, kiến trúc lớp MAC thể hiện qua ba giai đoạn: giải quyết xung đột khi nhiều người dùng cùng truy cập mạng (kỹ thuật đa truy cập), quyết định chấp nhận người gọi hay không khi nhận được yêu cầu của họ (điều khiển tiếp nhận), và sau cùng là cách thức phân chia tài nguyên cho người dùng khi đã tiếp nhận họ (cấp phát tài nguyên).

Kỹ thuật đa truy cập đã được định nghĩa đầy đủ trong tiêu chuẩn 802.16 song điều khiển tiếp nhận và cấp phát tài nguyên vẫn còn được để ngỏ cho các nhà khai thác thiết bị phát triển. Có những kỹ thuật và thuật toán mới đã được giới thiệu ở trên, cho ta một bức tranh hoàn chỉnh về lập chương trình thỏa mãn yêu cầu QoS của người dùng trong WiMAX. Do tính chất khó khăn và phức tạp về hệ thống tính toán để tìm kiếm lời giải tối ưu, trong khuôn khổ luận văn này ta tiến hành mô phỏng và đánh giá phương pháp cấp phát tài nguyên đảm bảo 2 mục tiêu là : QoS cho người dùng và cực đại tài nguyên sử dụng theo thuật toán Heuristic. Thuật toán Heuristic áp dụng ở đây dựa trên nguyên lý tham lam Greedy: *lấy tiêu chuẩn cực đại cục bộ làm tiêu chuẩn hành động cho từng bước kết hợp với kiểm tra yêu cầu về QoS để đạt được cực đại toàn cục của hệ thống*

Lưu đồ chương trình mô phỏng thuật toán Heuristic nêu trên như sau:



Hình 4. 5: Lưu đồ mô phỏng thuật toán Heuristic cho cấp phát tài nguyên mạng

Có thể tóm tắt chiến lược phân sóng mang được miêu tả trong lưu đồ thực hiện thuật toán Heuristic trên hình 4.5 như sau:

- Tại mỗi khe thời gian phải phân ngay và phân hết tài nguyên sóng mang (vì khi cập nhật khe thời gian sau sẽ có báo cáo ma trận kênh khác)
- Cách phân là ưu tiên chọn các kênh có điều kiện tốt phân trước để cực đại thông lượng.

- Sau khi phân 1 lượt phải kiểm tra QoS mỗi người dùng, nếu đủ rồi loại người đó ra khỏi danh sách cấp để dành tài nguyên cho những người chưa đủ trong lượt phân sau. (Chú ý tại mỗi thời điểm 1 sóng mang con chỉ được phân cho một người dùng)
- Khi tất cả đã đủ QoS, tài nguyên còn lại trong sóng mang hay khe thời gian tiếp theo áp dụng chiến thuật phân lần lượt theo maxmax tức là tại mỗi khe thời gian mỗi sóng mang sẽ được phân cho người dùng có phần hồi (tốc độ tốt nhất) trên sóng mang đó.

4.4.4. Kịch bản và kết quả mô phỏng

4.4.2.1. Kịch bản mô phỏng

Dưới đây ta mô tả kịch bản chương trình mô phỏng lập lịch WiMAX theo thuật toán Heuristic.

Khe thời gian thứ nhất:

I. Gieo ma trận ngẫu nhiên A với N (người dùng) \times M (kênh)

Đây là số liệu báo cáo về BTS của mỗi người dùng đối với chất lượng các sóng mang con cho phép truyền với tốc độ bao nhiêu (bit/s)

II. Thuật toán

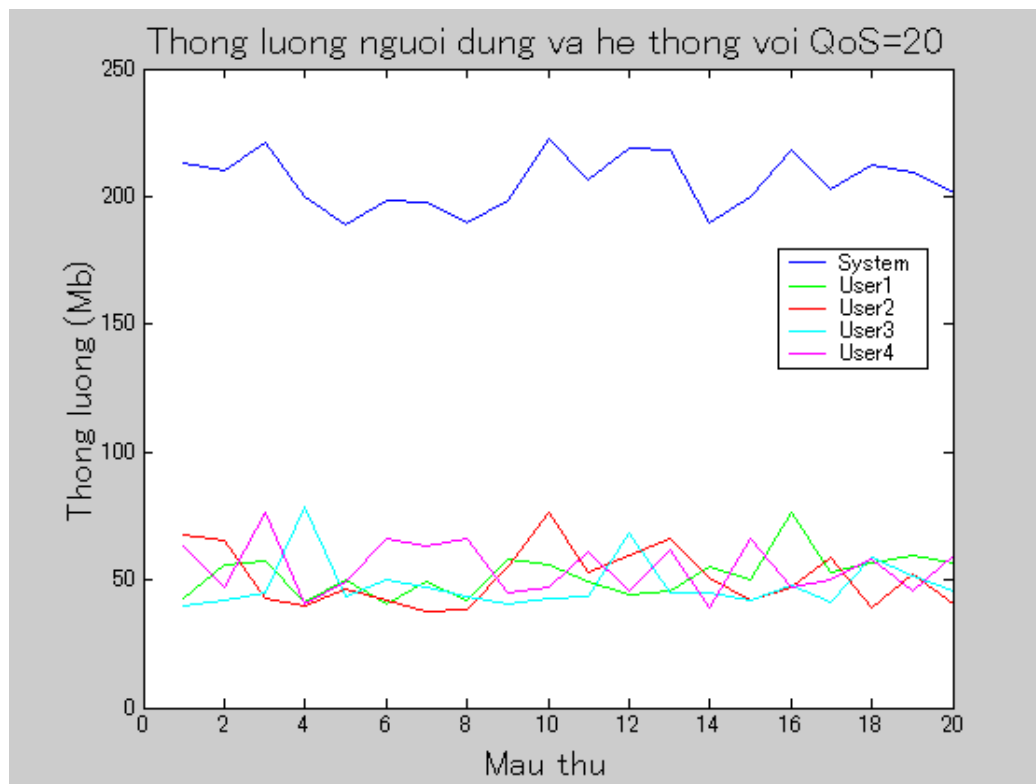
1. Tìm $\max \max(N \times M)$ – sóng mang con tốt nhất và người dùng có tốc độ tốt nhất trên sóng mang con đó, tọa độ của nó là Use $N(i)$ và sóng mang $M(j)$
2. Loại cột j khỏi ma trận A , lại tìm maxmax của ma trận còn lại. Tìm tọa độ tương ứng với nó là Use $N(k)$ và sóng mang $M(l)$
3. So sánh lưu lượng được phân của mỗi người so với yêu cầu, nếu vượt d_i loại người dùng đó khỏi danh sách, còn không giữ nguyên.
4. Khi số người trong danh sách còn lại khác không, xây dựng lại ma trận A còn lại những người này và các sóng mang còn lại để phân lần 2 cũng bằng cách dùng lệnh maxmax
5. Khi tất cả người dùng đã được thỏa mãn về QoS mà vẫn còn thừa sóng mang con, những sóng mang còn lại này sẽ được phân theo nguyên lý maxmax mà không cần kiểm tra lại QoS
6. Áp dụng như bước 4 cho đến khi hết sóng mang
7. Báo cáo kết quả phân tài nguyên tổng cộng trong khe thời gian thứ nhất. Loại những người đã đủ yêu cầu d_i khỏi danh sách.

Khe thời gian thứ 2:

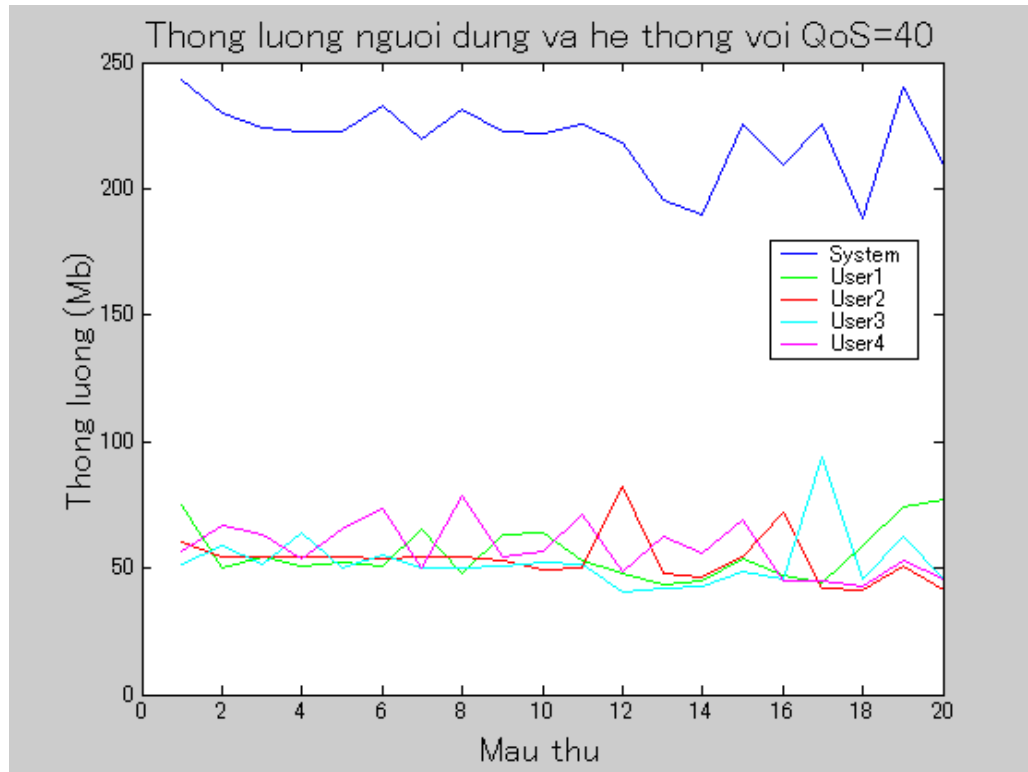
1. Gieo lại ma trận $N \times M$
2. Tách ma trận chỉ gồm những người còn lại với tất cả tài nguyên sóng mang, cũng thực hiện phân maxmax để đảm bảo Qos cho những người còn lại cho đến khi tất cả đều đảm bảo yêu cầu d_i .
3. Lúc này nếu còn thừa sóng mang hay thừa khe thời gian sẽ lần lượt phân cho thứ tự người dùng theo các bước maxmax mà không cần kiểm tra lại QoS.

Lặp lại cho đến khi hết khe thời gian trong khung thời gian T.

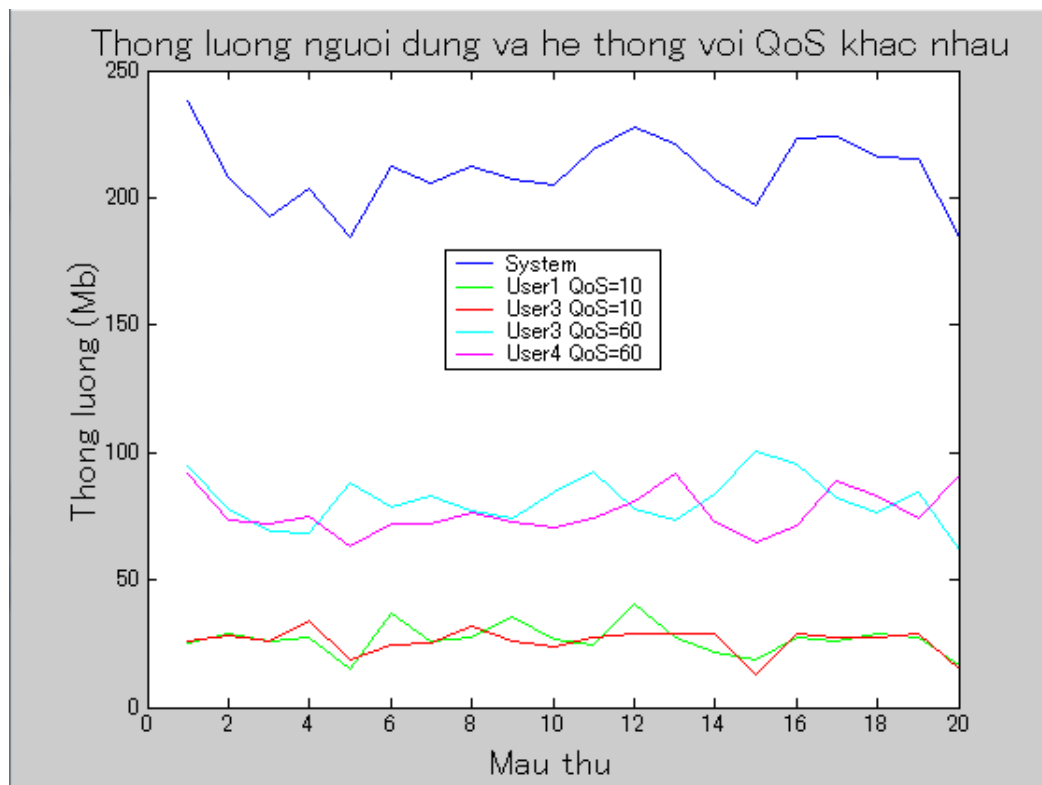
4.4.2.2. Kết quả mô phỏng



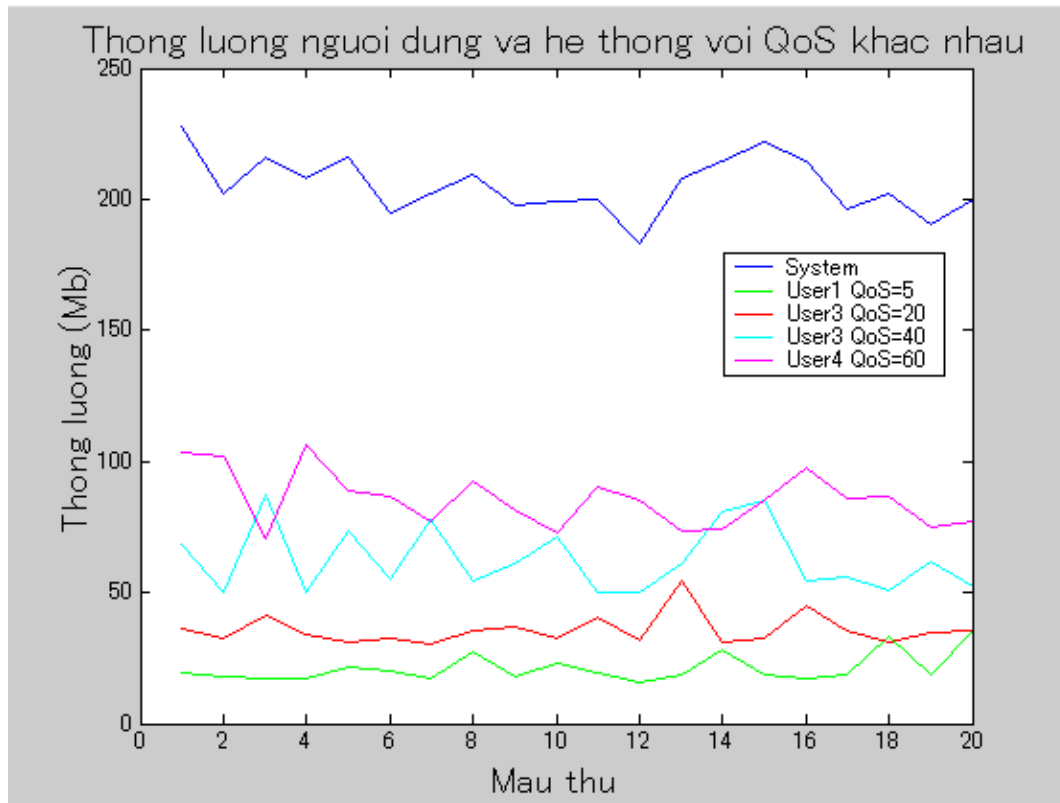
Hình 4. 6 Thông lượng hệ thống với yêu cầu QoS 20



Hình 4. 7 Thông lượng hệ thống với yêu cầu QoS 40



Hình 4. 8 Thông lượng hệ thống với yêu cầu QoS 10 và 60



Hình 4. 9 Thông lượng hệ thống với yêu cầu QoS 5, 10, 40 và 60

Nhận xét: Hình 4.6 và 4.7 chỉ ra kết quả mô phỏng với 2 kịch bản về yêu cầu chất lượng dịch vụ khác nhau 20 Mb và 40 Mb. Ở đây ta giả sử hệ thống 802.16 có thời gian khung là 4 khe thời gian. Tất cả các khách hàng có yêu cầu giống nhau. Điều kiện kênh truyền cho mỗi khách hàng được lựa chọn một cách ngẫu nhiên giữa 1 và 10 Mbps. Hệ thống vận hành trên tám sóng mang con với 4 người dùng. Với điều kiện mô phỏng ở trên thông lượng hệ thống ở đây đạt được từ 170 đến 225 cho QoS yêu cầu 20Mb và từ 180 đến 230 cho yêu cầu QoS 40 Mb. Giữa hai lượt thử cho hai giá trị QoS khác nhau thông lượng hệ thống không sai khác đáng kể do điều kiện thử ở đây có thông lượng hệ thống đủ đáp ứng tương tốt yêu cầu người dùng. Hình 4.8 và 4.9 chỉ ra kết quả mô phỏng khi yêu cầu về chất lượng dịch vụ của người dùng khác nhau, ta thấy rằng thuật toán đã đảm bảo đáp ứng đủ yêu cầu về QoS của người dùng trong khi cố gắng đạt thông lượng cực đại hệ thống.

KẾT LUẬN

Mặc dù mạng 3G đang được triển khai phát triển mạnh mẽ, tuy nhiên mạng WiMAX vẫn giữ một vai trò ứng dụng nhất định cho những khu vực hẻo lánh, mật độ dân cư thưa hay địa hình khó khăn bởi những ưu điểm riêng của nó. Đó là, khả năng sử dụng tài nguyên xa (tầm phát có thể lên đến 50-70 km) và đáp ứng được những yêu cầu chất lượng dịch vụ phong phú.

Cũng như những mạng thông tin vô tuyến khác, những người dùng trong mạng WiMAX cũng chia nguồn tài nguyên vô tuyến hữu hạn cho những yêu cầu dịch vụ của mình trong khi nhà khai thác mạng muốn sử dụng tài nguyên vô tuyến một cách hiệu quả nhất. Yêu cầu về chất lượng dịch vụ của người dùng và mong muốn cực đại thông lượng mạng của nhà cung cấp dường như trái ngược nhau. Vì vậy, những thuật toán - những kỹ thuật, để có thể dung hòa hai nhu cầu này là rất cần thiết và có ý nghĩa, đó cũng là những gì chúng ta đã tìm hiểu ở trên.

Luận văn đã tìm hiểu những kỹ thuật lập lịch và điều khiển cho lớp MAC trong mạng WiMAX. Những kỹ thuật lập lịch điều khiển này được thực hiện tuần tự qua ba giai đoạn:

- Điều khiển đa truy cập
- Điều khiển tiếp nhận
- Cấp phát tài nguyên (phối hợp với công suất)

Luận văn đã thực hiện được việc mô phỏng đánh giá hiệu quả hai kỹ thuật đa truy cập p-ALOHA và s-ALOHA. Những kỹ thuật mới được đề xuất cho điều khiển tiếp nhận và cấp phát tài nguyên như điều khiển tiếp nhận dùng Logic mờ được tìm hiểu trong luận văn. Do tính chất phức tạp của những thuật toán và kỹ thuật được đề xuất, nên trong phạm vi luận văn này ta lựa chọn thuật toán Heuristic cho cấp phát tài nguyên thỏa mãn QoS và cực đại thông lượng để thực hiện mô phỏng đánh giá.

Những thuật toán lập lịch và điều khiển giới thiệu ở đây có chi phí tính toán thấp (đáp ứng thời gian thực) nhưng khá tốt trong việc đáp ứng yêu cầu chất lượng dịch vụ của người dùng và mong muốn về thông lượng mạng. Vì vậy chúng rất khả thi trong việc ứng dụng thực tế.

TÀI LIỆU THAM KHẢO

- [1] Syed Ahson and Mohammad Ilyas, WiMAX – Technologies, Performance Analysis, and QoS, pp 173-263
- [2] Hiroshi Harada and Ramjee Prasad, “Simulation and software radio for mobile communication”, chapter 6, pp 271-334
- [3] L. Fleischer and K. Wayne, *Fast and Simple Approximation Schemes for Generalized Flow*, Mathematical Programming, Vol. 91, No. 2, pp. 215–238, 2002
- [4] L. Fleischer and K. Wayne, *Faster Approximation Algorithms for Generalized Network Flow*, Proceedings of the ACM/SIAM Symposium on Discrete Algorithms, 1999
- [5] WiMAX forum, Mobile WiMAX – Part I: A technical overview and performance evaluation, pp 13-17
- [6] Cummings, M., J. Hoffmeyer and S. Blust, “Modular Multifunctional Information Transfer System Forum”, 1st Software Radio Workshop, Brussels, Belgium
- [7] I. Koffman and V. Roman, Broadband wireless access solutions based on OFDM access in IEEE 802.16, *IEEE Commn. Mag.*, vol. 40, no. 4, pp. 96–103, April 2002.
- [8] H. W. Kuhn, *The Hungarian Method for the Assignment problem*, Naval Research Logistic Quarterly, Vol. 2, pp. 83–97, 1955.
- [9] Q. Liu, S. Zhou, and G. B. Giannakis, Queueing with adaptive modulation and coding over wireless links: cross-layer analysis and design, *IEEE Trans. Wireless Commn.*, vol. 4, no. 3, pp. 1142–1153, May 2005.
- [10] Thong Nguyen, University of Technology Sydney, Australia, “Tutorial – Broadband Wireless Access: WiMAX”, chapter 6, pp 109-113
- [11] D. Niyato and E. Hossain, A queueing-theoretic and optimization-based model for radio resource management in IEEE 802.16 broadband wireless networks, *IEEE Trans. Comput.*, vol. 55, no. 11, pp. 1473–1488, November 2006.
- [12] URL: <http://www.laynetworks.com/Aloha%20Simulation%20Validation.htm>
- [13] N. Young, *Sequential and Parallel Algorithms for Mixed Covering and Packing*, Proceedings of Foundations of Computer Science 2001, p. 538.
- [14] M. Zorzi, PDU dropping statistics of a data-link protocol for wireless local communications, *IEEE Trans. Vehicular Technol.*, vol. 52, no. 1, pp. 71–79, January 2003.

PHỤ LỤC

Phụ lục 1: Chương trình p-ALOHA

```
% Pure ALOHA System

function [next_time] = paloha(now_time)

global STANDBY TRANSMIT COLLISION      % definition of the global variable
global Srate Plen
global Mnum Mplen Mstate
global Tint Rint
global Spnum Splen Tplen Wtime

persistent mgtime mtime                % definition of the static variable

if now_time < 0                          % initialize access terminals
    rand('state',sum(100*clock));        % resetting of the random table
    mgtime = -Tint * log(1-rand(1,Mnum)); % packet generation
time
    mtime = mgtime;                      % packet transmitting time
    Mstate = zeros(1,Mnum);
    Mplen(1:Mnum) = Plen;                % packet length
    next_time = min(mtime);
    return
end

idx = find(mtime==now_time & Mstate==TRANSMIT); % finding of the
terminal which transmission succeeded

if length(idx) > 0
    Spnum = Spnum + 1;
    Splen = Splen + Mplen(idx);
    Wtime = Wtime + now_time - mgtime(idx);
    Mstate(idx) = STANDBY;
```

Kiến trúc chương trình đảm bảo yêu cầu chất lượng dịch vụ trong mạng WiMAX

```
    mgtime(idx) = now_time - Tint * log(1-rand);           % next packet
generation time

    mtime(idx) = mgtime(idx);                             % next packet
transmitting time

end

idx = find(mtime==now_time & Mstate==COLLISION);        % finding of the
terminal which transmission failed

if length(idx) > 0
    Mstate(idx) = STANDBY;
    mtime(idx) = now_time - Rint * log(1-rand(1,length(idx)));
                                                    % resending time
end

idx = find(mtime==now_time);                             % finding of the
                                                    %terminal which transmission start

if length(idx) > 0
    Mstate(idx) = TRANSMIT;
    mtime(idx) = now_time + Mplen(idx) / Srate;         % end time of
transmitting
    Tplen = Tplen + sum(Mplen(idx));
end

next_time = min(mtime);                                  % next state change time
```

Phụ lục 2: Định thời trong s-ALOHA

% Slotted ALOHA System

```
if now_time < 0                                         % initialize access terminal

    rand('state',sum(100*clock));                       % resetting of the random table

    slot = Plen / Srate;                                % slot length

    mgtime = -Tint * log(1-rand(1,Mnum));                % packet generation time

    mtime = (fix(mgtime/slot)+1) * slot;                 % packet transmitting time
```

```
Mstate      = zeros(1,Mnum);
Mplen(1:Mnum) = Plen;                                     % packet length
next_time   = min(mtime);
return
end

if length(idx) > 0
    Mstate(idx) = STANDBY;
    mtime(idx) = now_time - Rint * log(1-rand(1,length(idx)));
                                                    % waiting time
    mtime(idx) = (fix(mtime(idx)/slot)+1) * slot;      % resending time
end
```

Phụ lục 3: Thuật toán Heuristic thỏa mãn QoS và cho cực đại thông lượng

```
% Gieo ma tran luu luong: 4 user=N, 8 song mang con=M, 4 khe thoi gian=K
K=4;
N=4;
M=8;
P=zeros(1,20);
use=zeros(N,20);% Ma tran nguoi dung luc dau
%d=ones(N,1)*40;% Chi so QoS cua nguoi dung 20
d=[5; 20; 40; 60];% Chi so QoS cua nguoi dung khac nhau
for l=1:20      %Chay 20 lan, moi lan 4 khe thoi gian de ve do thi
    for k=1:K      % 4 khe thoi gian
        % moi khe thoi gian khoi phat 1 ma tran kenh
        A=10*rand([N M]);% Do la ma tran phan hoi tu cac user ve BTS
        B=A;          % cho nang luc duong truyen tb 10Mb/s phan bo deu
        for j=1:N      % Truoc khi phan song mang kiem tra
            if use((j),l)>d(j)      % nguoi dung, neu ai da du QoS
                A(j,:)=0;          %se loai hang do ra khoi ma tran A
            end
        end
    end
end
```

```
        if sum(sum(A))==0    % Neu tat ca deu du QoS thi lay lai ma tran
dau
            A=B;
        end
        for i=1:M % Chay cho den het song mang
            Ta(i)= max(max(A));    % Tim gia tri luu luong max trong ma tran A
            [x(i) y(i)]=find(A==Ta (i));% Tim toa do nguoi dung, song mang
            use (x(i),l)=use(x(i),l)+Ta (i);
            P(l) = P(l) + Ta (i);% Tich luy luu luong tong cong
            A(:,y(i))=[];% Update ma tran sau khi loai bo song mang da dung
            C=A;
            if (use(x(i),l))>d(x(i)) % neu vuot nguong QoS cua nguoi dung
x(i)
                A(x(i),:)=0;    % Loai bo nguoi dung da thoa man QoS, update lai
ma tran
            end
            if sum (sum(A))==0    % Khi tat ca nguoi dung da thoa man QoS,
            A=C;    % Lay lai ma tran B de phan phoi tu do nham max throuput
            end
            i=i+1;    % Lap lai phan cho den het song mang
        end
        k=k+1;
    end
    l=l+1;
end
plot(1:20,P,'b',1:20,use(1,:), 'g',1:20,use(2,:), 'r',1:20,use(3,:), 'c',1:20
,use(4,:), 'm');
title('Thong luong nguoi dung va he thong voi QoS khac
nhau' , 'FontSize',16);    % title
xlabel('Mau thu','FontSize',14);    % x axis label
ylabel('Thong luong (Mb)', 'FontSize',14);    % y axis label
%legend('System', 'User1', 'User2', 'User3', 'User4',0)
legend('System', 'User1    QoS=5', 'User3    QoS=20', 'User3    QoS=40', 'User4
QoS=60',0)
```